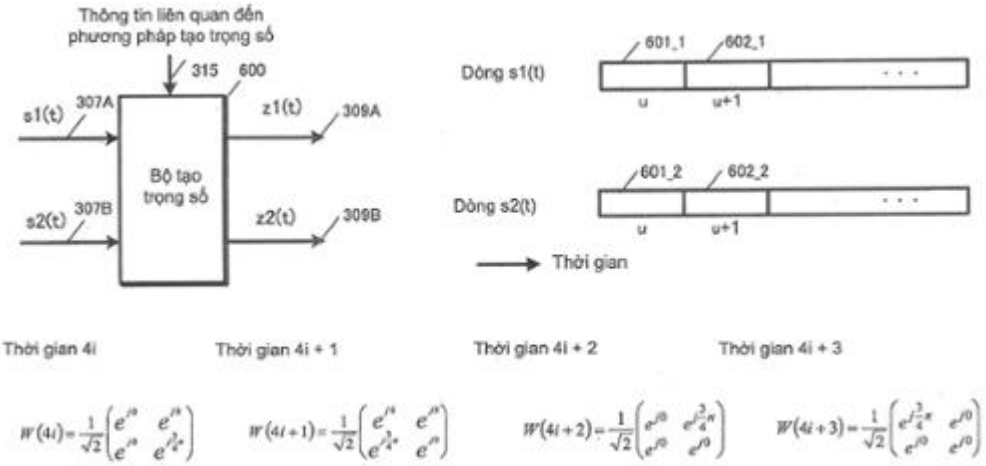
(12) BẢN MÔ TẢ SÁNG CHẾ THUỘC BẰNG ĐỘC QUYỀN SÁNG CHẾ
(19) **Cộng hòa xã hội chủ nghĩa Việt Nam (VN)**
CỤC SỞ HỮU TRÍ TUỆ
(11) **1-0030164**
(51)[7] **H04J 99/00**; H04B 7/04
(13) **B**

(21) 1-2019-05663 (22) 01/12/2011
(62) 1-2017-03054
(86) PCT/JP2011/006741 01/12/2011 (87) WO 2012/077310 A1 14/06/2012
(30) 2010-276457 10/12/2010 JP; 2010-293114 28/12/2010 JP; 2011-035085 21/02/2011 JP; 2011-093543 19/04/2011 JP; 2011-102098 28/04/2011 JP; 2011-140746 24/06/2011 JP
(45) 25/11/2021 404 (43) 25/12/2019 381A
(73) Sun Patent Trust (US)
450 Lexington Avenue, 38th Floor, New York, NY 10017 USA
(72) MURAKAMI, Yutaka (JP); KIMURA, Tomohiro (JP); OUCHI, Mikihiro (JP).
(74) Công ty TNHH một thành viên Sở hữu trí tuệ VCCI (VCCI-IP CO.,LTD)

(54) PHƯƠNG PHÁP TRUYỀN, THIẾT BỊ TRẠM GỐC, PHƯƠNG PHÁP THU VÀ THIẾT BỊ ĐẦU CUỐI

(57) Sáng chế đề cập đến phương pháp truyền để truyền tín hiệu được điều chế thứ nhất và tín hiệu được điều chế thứ hai trong cùng tần số tại cùng thời điểm. Theo phương pháp truyền, bộ nhân trọng số tiền mã hóa nhân trọng số tiền mã hóa với tín hiệu dải gốc sau khi ánh xạ thứ nhất và tín hiệu dải gốc sau khi ánh xạ thứ hai và xuất ra tín hiệu được điều chế thứ nhất và tín hiệu được điều chế thứ hai. Trong bộ nhân trọng số tiền mã hóa, các trọng số tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn.



Lĩnh vực kỹ thuật được đề cập

Sáng chế đề cập đến phương pháp tiền mã hóa thiết bị tiền mã hóa, phương pháp truyền, thiết bị truyền, phương pháp thu, và thiết bị thu cụ thể thực hiện việc truyền thông sử dụng đa ăng ten.

Tình trạng kỹ thuật của sáng chế

Đa đầu vào đa đầu ra (Multiple-Input Multiple-Output, viết tắt là MIMO) là ví dụ thông thường của phương pháp truyền thông sử dụng đa anten. Trong truyền thông đa anten, mà truyền thông MIMO là đại diện, nhiều tín hiệu truyền mà mỗi trong số chúng được điều chế, và mỗi tín hiệu được điều chế được truyền từ anten khác nhau tại cùng một thời điểm để tăng tốc độ truyền dữ liệu.

Fig.28 thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền và thiết bị thu khi số lượng anten truyền là hai, số lượng anten thu là hai, và số lượng tín hiệu điều chế cho việc truyền (các dòng truyền) là hai. Trong thiết bị truyền, dữ liệu mã hóa được đan xen, dữ liệu đan xen được điều chế, và việc chuyển đổi tần số hoặc loại tương tự được thực hiện để tạo ra các tín hiệu truyền, và các tín hiệu truyền được truyền từ các anten. Trong trường hợp này, phương pháp truyền đồng thời các tín hiệu được điều chế khác nhau từ các anten truyền khác nhau tại cùng thời điểm và tại cùng tần số là hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian.

Trong trường hợp này, đã được đề xuất trong tài liệu sáng chế 1 để sử dụng thiết bị truyền có bố trí mẫu đan xen khác nhau cho mỗi anten truyền. Nói cách khác, thiết bị truyền trên Fig.28 sẽ có hai mẫu đan xen khác nhau với hai bộ đan xen tương ứng (πa, πb). Như được thể hiện trong tài liệu không phải sáng chế 1 và tài liệu không phải sáng chế 2, chất lượng thu được cải thiện trong thiết bị thu bằng việc thực hiện lặp lại phương pháp dò tìm mà sử dụng các giá trị mềm (bộ dò tìm MIMO trên Fig.28).

Các mô hình của các môi trường truyền sóng thực tế trong việc truyền thông vô tuyến bao gồm tầm nhìn không thẳng (non-line of sight, viết tắt là NLOS), mà môi trường pha đin Rayleigh là đại diện, và tầm nhìn thẳng (line of signt, viết tắt là

LOS), mà môi trường pha đin Rician là đại diện. Khi thiết bị truyền truyền một tín hiệu được điều chế, và thiết bị thu thực hiện việc kết hợp tỷ lệ tối đa trên các tín hiệu thu được bởi các anten và sau đó giải điều chế và giải mã tín hiệu thu được từ việc kết hợp tỷ lệ tối đa, chất lượng thu ưu việt có thể thu được trong môi trường LOS, cụ thể trong môi trường mà hệ số Rician là lớn, mà chỉ báo tỷ lệ của công suất thu của các sóng trực tiếp trên công suất thu của các sóng tán xạ. Tuy nhiên, phụ thuộc vào hệ thống truyền (ví dụ, hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian), vấn đề xảy ra rằng chất lượng thu suy giảm khi hệ số Rician tăng (xem tài liệu không phải sáng chế 3).

Fig.29A và Fig.29B thể hiện ví dụ về các kết quả mô phỏng của các đặc tính tỷ lệ lỗi bit (Bit Error Rate, viết tắt là BER) (trục dọc: BER, trục ngang: tỷ lệ công suất tín hiệu trên tạp âm (signal-to-noise power ration, viết tắt là SNR)) đối với dữ liệu được mã hóa bằng mã kiểm tra chẵn lẻ mật độ thấp (low-density parity-check, viết tắt là LDPC) và được truyền trên hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian 2 x 2 (hai anten truyền, hai anten thu) trong môi trường pha đin Rayleigh và trong môi trường pha đin Rician với các hệ số Rician là K = 3, 10, và 16 dB. Fig.29A thể hiện các đặc tính BER của xác suất hậu nghiệm Max-log (Max-log A Posteriori Probability, viết tắt là APP) mà không có dò tìm lặp (xem tài liệu không phải sáng chế 1 và tài liệu không phải sáng chế 2), và Fig.29B thể hiện các đặc tính BER của Max-log-APP với dò tìm lặp (xem tài liệu không phải sáng chế 1 và tài liệu không phải sáng chế 2) (số lần lặp: năm). Rõ ràng từ Fig.29A và Fig.29B, bất kể việc dò tìm lặp có được thực hiện hay không, chất lượng thu suy giảm trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian do hệ số Rician tăng lên. Rõ ràng rằng vấn đề duy nhất của "việc suy giảm chất lượng thu sau khi làm ổn định môi trường lan truyền trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian", mà không tồn tại trong hệ thống truyền đơn tín hiệu điều chế thông thường, xuất hiện trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian.

Truyền thông phát rộng hoặc đa hướng là dịch vụ truyền trực tiếp tới các người dùng trong tầm nhìn thẳng. Môi trường lan truyền sóng vô tuyến giữa trạm phát rộng và thiết bị mà thuộc về các người dùng thường là môi trường LOS. Khi sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian có vấn đề nêu trên cho việc truyền

thông phát rộng hoặc đa hướng, trường hợp có thể xảy ra trong đó cường độ trường điện thu được là cao tại thiết bị thu, nhưng việc suy giảm chất lượng thu làm cho không thể thu được dịch vụ. Nói cách khác, để sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian trong truyền thông phát rộng hoặc đa hướng trong cả môi trường NLOS và môi trường LOS, cần phát triển hệ thống MIMO mà đạt được mức chất lượng thu nhất định.

Tài liệu không phải sáng chế 8 mô tả phương pháp lựa chọn bảng mã được sử dụng trong việc tiền mã hóa (tức là ma trận tiền mã hóa, cũng được gọi là ma trận trọng số tiền mã hóa) dựa trên thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Tuy nhiên, tài liệu không phải sáng chế 8 không bộc lộ, phương pháp tiền mã hóa trong môi trường trong đó thông tin phản hồi không thể thu được từ đối tác truyền thông, như trong truyền thông phát rộng hoặc đa hướng nêu trên.

Mặt khác, tài liệu không phải sáng chế 4 bộc lộ phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa theo thời gian. Phương pháp này có thể được áp dụng ngay cả khi không có thông tin phản hồi khả dụng. Tài liệu không phải sáng chế 4 bộc lộ việc sử dụng ma trận đơn nguyên như là ma trận cho việc tiền mã hóa và chuyển đổi ma trận đơn nguyên một cách ngẫu nhiên nhưng không bộc lộ phương pháp có thể áp dụng tới việc suy giảm chất lượng thu trong môi trường LOS nêu trên. Tài liệu không phải sáng chế 4 đơn giản thể hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa một cách ngẫu nhiên. Rõ ràng là, tài liệu không phải sáng chế 4 không đề cập đến bất kể trong số phương pháp tiền mã hóa, hoặc cấu trúc của ma trận tiền mã hóa, để bù đắp sự suy giảm chất lượng thu trong môi trường LOS.

Danh mục tài liệu trích dẫn

Tài liệu sáng chế

Tài liệu sáng chế 1: WO 2005/050885

Tài liệu không phải sáng chế

Tài liệu không phải sáng chế 1: “Achieving near-capacity on a multiple-antenna channel”, IEEE Transaction on Communications, tập 51, số 3, trang 389–399, tháng Ba 2003.

Tài liệu không phải sáng chế 2: “Performance analysis and design optimization of LDPC-coded MIMO OFDM systems”, IEEE Trans. Signal

Processing, tập 52, số 2, trang 348–361, tháng Hai 2004.

Tài liệu không phải sáng chế 3: "BER performance evaluation in 2 × 2 MIMO spatial multiplexing systems under Rician fading channels", IEICE Trans. Fundamentals, tập E91-A, số 10, trang 2798–2807, tháng Mười 2008.

Tài liệu không phải sáng chế 4: "Turbo space-time codes with time varying linear transformations", IEEE Trans. Wireless communications, tập 6, số 2, trang 486–493, tháng Hai 2007.

Tài liệu không phải sáng chế 5: "Likelihood function for QR-MLD suitable for soft-decision turbo decoding and its performance", IEICE Trans. Commun., tập E88-B, số 1, trang 47–57, tháng Một 2004.

Tài liệu không phải sáng chế 6: "A tutorial on 'parallel concatenated (Turbo) coding', 'Turbo (iterative) decoding' and related topics", The Institute of Electronics, Information, and Communication Engineers, Technical Report IT 98-51.

Tài liệu không phải sáng chế 7: "Advanced signal processing for PLCs: Wavelet-OFDM", Proc. of IEEE International symposium on ISPLC 2008, trang 187-192, 2008.

Tài liệu không phải sáng chế 8: D. J. Love, và R. W. Heath, Jr., "Limited feedback unitary precoding for spatial multiplexing systems", IEEE Trans. Inf. Theory, tập 51, số 8, trang 2967–2976, tháng Tám 2005.

Tài liệu không phải sáng chế 9: DVB Document A122, Framing structure, channel coding and modulation for a second generation digital terrestrial television broadcasting system, (DVB-T2), tháng Sáu 2008.

Tài liệu không phải sáng chế 10: L. Vangelista, N. Benvenuto, và S. Tomasin, "Key technologies for next-generation terrestrial digital television standard DVB-T2", IEEE Commun. Magazine, tập 47, số 10, trang 146–153, tháng Mười 2009.

Tài liệu không phải sáng chế 11: T. Ohgane, T. Nishimura, và Y. Ogawa, "Application of space division multiplexing and those performance in a MIMO channel", IEICE Trans. Commun., tập 88-B, số 5, trang 1843–1851, tháng Năm 2005.

Tài liệu không phải sáng chế 12: R. G. Gallager, "Low-density parity-check codes", IRE Trans. Inform. Theory, IT-8, trang 21–28, 1962.

Tài liệu không phải sáng chế 13: D. J. C. Mackay, "Good error-correcting

codes based on very sparse matrices", IEEE Trans. Inform. Theory, tập 45, số 2, trang 399–431, tháng Ba 1999.

Tài liệu không phải sáng chế 14: ETSI EN 302 307, "Second generation framing structure, channel coding and modulation systems for broadcasting, interactive services, news gathering and other broadband satellite applications", phiên bản 1.1.2, tháng Sáu 2006.

Tài liệu không phải sáng chế 15: Y.-L. Ueng, và C.-C. Cheng, "A fast-convergence decoding method and memory-efficient VLSI decoder architecture for irregular LDPC codes in the IEEE 802.16e standards", IEEE VTC-2007 Fall, trang 1255–1259.

Bản chất kỹ thuật của sáng chế

Vấn đề cần được giải quyết bởi sáng chế

Mục đích của sáng chế là đề xuất hệ thống MIMO mà cải thiện chất lượng thu trong môi trường LOS.

Phương tiện giải quyết vấn đề

Để giải quyết vấn đề nêu trên, sáng chế đề xuất phương pháp tiền mã hóa để tạo ra, từ các tín hiệu mà dựa trên phương pháp điều chế được lựa chọn và được biểu diễn bởi các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc, các tín hiệu được tiền mã hóa mà được truyền trong cùng băng thông tần số tại cùng thời điểm và truyền các tín hiệu tiền mã hóa được tạo ra, phương pháp tiền mã hóa bao gồm các bước: lựa chọn một ma trận trọng số tiền mã hóa từ trong số các ma trận trọng số tiền mã hóa bằng cách chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận; và tạo ra các tín hiệu tiền mã hóa bằng cách nhân ma trận trọng số tiền mã hóa được lựa chọn với các tín hiệu mà dựa trên phương pháp điều chế được lựa chọn, các ma trận trọng số tiền mã hóa là chín ma trận được biểu diễn, sử dụng số thực dương α, như các công thức tính từ 339 đến 347 (chi tiết được mô tả dưới đây).

Theo mỗi khía cạnh của sáng chế nêu trên, các tín hiệu tiền mã hóa, mà được tạo ra bằng cách tiền mã hóa các tín hiệu bằng cách sử dụng một ma trận trọng số tiền mã hóa được lựa chọn từ trong số các ma trận trọng số tiền mã hóa bằng cách chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận, được truyền và được thu. Do đó ma trận trọng số tiền mã hóa được sử dụng trong việc tiền mã hóa là bất kỳ trong số các ma trận

trọng số tiền mã hóa mà được xác định trước. Điều này làm cho có thể cải thiện chất lượng thu trong môi trường LOS dựa trên việc thiết kế của các ma trận trọng số tiền mã hóa.

Hiệu quả của sáng chế

Với cấu hình nêu trên, sáng chế đề xuất phương pháp tiền mã hóa, thiết bị tiền mã hóa, phương pháp truyền, phương pháp thu, thiết bị truyền, và thiết bị thu mà bù sự suy giảm chất lượng thu trong môi trường LOS, nhờ đó cung cấp dịch vụ chất lượng cao tới các người dùng LOS trong khi truyền thông phát rộng hoặc đa hướng.

Mô tả vắn tắt các hình vẽ

Fig.1 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền và thiết bị thu trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian.

Fig.2 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.3 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền khi áp dụng phương pháp chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa.

Fig.4 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền khi áp dụng phương pháp chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa.

Fig.5 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.6 là ví dụ về phương pháp chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa.

Fig.7 là ví dụ về cấu hình của thiết bị thu.

Fig.8 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu trong thiết bị thu.

Fig.9 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu trong thiết bị thu.

Fig.10 thể hiện phương pháp xử lý giải mã.

Fig.11 là ví dụ về các điều kiện thu.

Fig.12A và Fig.12B là các ví dụ về các đặc tính BER.

Fig.13 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền khi áp dụng phương pháp chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa.

Fig.14 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền khi áp dụng phương pháp chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa.

Fig.15A và Fig.15B là các ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.16A và Fig.16B là các ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.17A và Fig.17B là các ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.18A và Fig.18B là các ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.19A và Fig.19B là các ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.20 thể hiện các vị trí của các điểm chất lượng thu kém.

Fig.21 thể hiện các vị trí của các điểm chất lượng thu kém.

Fig.22 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.23 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.24A và Fig.24B là các ví dụ về các phương pháp ánh xạ.

Fig.25A và Fig.25B là các ví dụ về các phương pháp ánh xạ.

Fig.26 là ví dụ về cấu trúc của bộ tạo trọng số.

Fig.27 là ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự.

Fig.28 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền và thiết bị thu trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian.

Fig.29A và Fig.29B là các ví dụ về các đặc tính BER.

Fig.30 là ví dụ về hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian MIMO 2 x 2.

Fig.31A và Fig.31B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.32 thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.33A và Fig.33B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.34 thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.35A và Fig.35B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.36 thể hiện ví dụ về các đặc tính khoảng cách nhỏ nhất của các điểm thu kém trong mặt phẳng ảo.

Fig.37 thể hiện ví dụ về các đặc tính khoảng cách nhỏ nhất của các điểm thu kém trong mặt phẳng ảo.

Fig.38A và Fig.38B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.39A và Fig.39B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.40 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền trong phương án 7.

Fig.41 là ví dụ về cấu trúc khung của tín hiệu được điều chế được truyền bởi thiết bị truyền.

Fig.42A và Fig.42B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.43A và Fig.43B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.44A và Fig.44B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.45A và Fig.45B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.46A và Fig.46B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.47A và Fig.47B là các ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số.

Fig.48A và Fig.48B là các ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số.

Fig.49 thể hiện phương pháp xử lý tín hiệu.

Fig.50 thể hiện cấu trúc của các tín hiệu được điều chế khi sử dụng mã khối thời gian-không gian.

Fig.51 là ví dụ chi tiết về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số.

Fig.52 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền.

Fig.53 là ví dụ về cấu trúc của các bộ tạo tín hiệu điều chế #1–#M trên Fig.52.

Fig.54 thể hiện cấu trúc của các bộ xử lý liên quan OFDM (5207_1 và 5207_2) trên Fig.52.

Fig.55A và Fig.55B là các ví dụ chi tiết về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số.

Fig.56 là ví dụ về cấu hình của thiết bị thu.

Fig.57 thể hiện cấu trúc của các bộ xử lý liên quan OFDM (5600_X và 5600_Y) trên Fig.56.

Fig.58A và Fig.58B là các ví dụ chi tiết về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số.

Fig.59 là ví dụ về hệ thống phát rộng.

Fig.60A và Fig.60B thể hiện các vị trí của các điểm thu kém.

Fig.61 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.62 là ví dụ về cấu trúc khung trong miền thời gian và tần số.

Fig.63 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền.

Fig.64 là ví dụ về cấu trúc khung trong miền thời gian và tần số.

Fig.65 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.66 là ví dụ về phương pháp sắp xếp ký tự.

Fig.67 là ví dụ về phương pháp sắp xếp ký tự.

Fig.68 là ví dụ về phương pháp sắp xếp ký tự.

Fig.69 là ví dụ về cấu trúc khung.

Fig.70 thể hiện cấu trúc khung trong miền thời gian và tần số.

Fig.71 là ví dụ về cấu trúc khung trong miền thời gian và tần số.

Fig.72 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền.

Fig.73 là ví dụ về cấu hình của thiết bị thu.

Fig.74 là ví dụ về cấu hình của thiết bị thu.

Fig.75 là ví dụ về cấu hình của thiết bị thu.

Fig.76A và Fig.76B thể hiện các ví dụ về cấu trúc khung trong miền thời gian-tần số.

Fig.77A và Fig.77B thể hiện các ví dụ về cấu trúc khung trong miền thời gian-tần số.

Fig.78A và Fig.78B thể hiện kết quả của việc cấp phát các ma trận tiền mã hóa.

Fig.79A và Fig.79B thể hiện kết quả của việc cấp phát các ma trận tiền mã hóa.

Fig.80A và Fig.80B thể hiện kết quả của việc cấp phát các ma trận tiền mã hóa.

Fig.81 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu.

Fig.82 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu.

Fig.83 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền.

Fig.84 thể hiện cấu trúc tổng quát của hệ thống phát rộng số.

Fig.85 là sơ đồ khối thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị thu.

Fig.86 thể hiện cấu trúc của dữ liệu ghép kênh.

Fig.87 là hình vẽ thể hiện làm thế nào mỗi dòng được ghép kênh trong dữ liệu ghép kênh.

Fig.88 thể hiện chi tiết hơn làm thế nào dòng viđeo được lưu trữ trong chuỗi của các gói PES.

Fig.89 thể hiện cấu trúc của gói TS và gói nguồn trong dữ liệu ghép kênh.

Fig.90 thể hiện cấu trúc dữ liệu của PMT.

Fig.91 thể hiện cấu trúc bên trong của thông tin dữ liệu ghép kênh.

Fig.92 thể hiện cấu trúc bên trong của thông tin đặc tính dòng.

Fig.93 là sơ đồ cấu hình của thiết bị xuất auđio và hiển thị viđeo.

Fig.94 là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu đối với 16QAM.

Fig.95 là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu đối với QPSK.

Fig.96 thể hiện bộ chuyển đổi tín hiệu dải gốc.

Fig.97 thể hiện số lượng ký tự và số lượng khe.

Fig.98 thể hiện số lượng ký tự và số lượng khe.

Fig.99A và Fig.99B mỗi chúng thể hiện cấu trúc của cấu trúc khung.

Fig.100 thể hiện số lượng khe.

Fig.101 thể hiện số lượng khe.

Fig.102 thể hiện PLP trong miền thời gian và tần số.

Fig.103 thể hiện cấu trúc của PLP.

Fig.104 thể hiện PLP trong miền thời gian và tần số.

Fig.105 là hình vẽ thể hiện các giá trị tuyệt đối của tỉ lệ likelihood-log thu được bởi thiết bị thu.

Fig.106 là hình vẽ thể hiện các giá trị tuyệt đối của tỉ lệ likelihood-log thu được bởi thiết bị thu.

Fig.107 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu theo bộ kết hợp trọng số.

Fig.108 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu theo bộ kết hợp trọng số.

Fig.109 là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 64QAM.

Fig.110 thể hiện biểu đồ theo các ma trận tiền mã hóa.

Fig.111 thể hiện biểu đồ theo các ma trận tiền mã hóa.

Fig.112 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu theo bộ kết hợp trọng số.

Fig.113 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu theo bộ kết hợp trọng số.

Fig.114 thể hiện biểu đồ theo các ma trận tiền mã hóa.

Fig.115 thể hiện biểu đồ theo các ma trận tiền mã hóa.

Fig.116 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu theo bộ kết hợp trọng số.

Fig.117 là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu.

Fig.118 thể hiện quan hệ của các vị trí của các điểm tín hiệu.

Fig.119 là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu.

Fig.120 là ví dụ về cấu trúc của bộ tạo tín hiệu.

Fig.121 thể hiện các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc.

Fig.122 là ví dụ về cấu trúc của bộ tạo tín hiệu.

Fig.123 là ví dụ về cấu trúc của bộ tạo tín hiệu.

Fig.124 thể hiện các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc.

Fig.125 là ví dụ về cấu trúc của bộ tạo tín hiệu.

Fig.126 là ví dụ về cấu trúc của bộ tạo tín hiệu.

Mô tả chi tiết sáng chế

Phần sau đây mô tả các phương án của sáng chế có viện dẫn đến các hình vẽ.

Phương án 1

Phần sau đây mô tả phương pháp truyền, thiết bị truyền, phương pháp thu, và thiết bị thu của phương án này.

Trước khi mô tả phương án này, phần tổng quát được đưa ra về phương pháp truyền và phương pháp giải mã trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian thông thường.

Fig.1 thể hiện cấu trúc của hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian Nt x Nr. Vectơ thông tin z được mã hóa và được đan xen. Như là đầu ra của việc đan xen, vectơ bit được mã hóa $u = (u_1, \ldots, u_{Nt})$ thu được. Lưu ý rằng $u_i = (u_{i1}, \ldots, u_{iM})$ (trong đó M là số lượng bit truyền trên ký tự). Đặt vectơ truyền $s = (s_1, \ldots, s_{Nt})^T$ và tín hiệu truyền từ anten truyền #1 được biểu diễn là $s_i = \text{map}(u_i)$, năng lượng truyền được chuẩn hóa được biểu diễn như là $E\{|s_i|^2\} = Es/Nt$ (E_s là tổng năng lượng trên kênh). Ngoài ra, đặt vectơ thu được là $y = (y_1, \ldots, y_{Nr})^T$, vectơ thu được được biểu diễn như trong công thức tính 1.

Phép toán 1

Công thức tính 1

$$\mathbf{y} = \left(y_1, \cdots, y_{Nr}\right)^T = \mathbf{H}_{NtNr}\,\mathbf{s} + \mathbf{n}$$

Trong công thức tính này, H_{NtNr} là ma trận kênh, $n = (n_1, \ldots, n_{Nr})^T$ là vectơ tạp âm, và n_i là tạp âm ngẫu nhiên Gauss phức phân phối độc lập đồng nhất với giá trị trung bình 0 và phương sai σ^2. Từ quan hệ giữa các ký tự truyền và các ký tự thu mà

được tạo ra tại thiết bị thu, xác suất cho vectơ thu được có thể được đưa ra như là phân phối Gauss đa chiều, như trong công thức tính 2.

Phép toán 2

Công thức tính 2

$$p(\mathbf{y} \mid \mathbf{u}) = \frac{1}{\left(2\pi\sigma^2\right)^{N_r}} \exp\left(-\frac{1}{2\sigma^2} \left\| \mathbf{y} - \mathbf{Hs}(\mathbf{u}) \right\|^2 \right)$$

Ở đây, thiết bị thu mà thực hiện giải mã lặp bao gồm bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài bên ngoài và bộ dò tìm MIMO, như trên Fig.1, được xem xét. Vectơ của tỷ lệ khả năng tính bằng logarit (sau đây gọi tắt là "tỷ lệ likelihood-log") (Giá trị L) trên Fig.1 được biểu diễn như trong các công thức tính từ 3 đến 5.

Phép toán 3

Công thức tính 3

$$L(\mathbf{u}) = \left(L(u_1), \cdots, L(u_{N_t}) \right)^T$$

Phép toán 4

Công thức tính 4

$$L(u_i) = \left(L(u_{i1}), \cdots, L(u_{iM}) \right)$$

Phép toán 5

Công thức tính 5

$$L(u_{ij}) = ln \frac{P(u_{ij} = +1)}{P(u_{ij} = -1)}$$

Phương pháp dò tìm lặp

Phần sau đây mô tả dò tìm lặp của các tín hiệu MIMO trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian Nt x Nr.

Tỷ lệ likelihood-log của u_{mn} được xác định như trong công thức tính 6.

Phép toán 6

Công thức tính 6

$$L(u_{mn} \mid \mathbf{y}) = ln \frac{P(u_{mn} = +1 \mid \mathbf{y})}{P(u_{mn} = -1 \mid \mathbf{y})}$$

Từ định lý Bayes, công thức tính 6 có thể được biểu diễn như công thức tính 7.

Phép toán 7

Công thức tính 7

$$\begin{aligned} L(u_{mn} \mid \mathbf{y}) &= ln \frac{p(\mathbf{y} \mid u_{mn} = +1) P(u_{mn} = +1)/p(\mathbf{y})}{p(\mathbf{y} \mid u_{mn} = -1) P(u_{mn} = -1)/p(\mathbf{y})} \\ &= ln \frac{P(u_{mn} = +1)}{P(u_{mn} = -1)} + ln \frac{p(\mathbf{y} \mid u_{mn} = +1)}{p(\mathbf{y} \mid u_{mn} = -1)} \\ &= ln \frac{P(u_{mn} = +1)}{P(u_{mn} = -1)} + ln \frac{\sum_{U_{mn,+1}} p(\mathbf{y} \mid \mathbf{u}) p(\mathbf{u} \mid u_{mn})}{\sum_{U_{mn,-1}} p(\mathbf{y} \mid \mathbf{u}) p(\mathbf{u} \mid u_{mn})} \end{aligned}$$

Đặt $U_{mn,\pm 1} = \{u|u_{mn} = \pm 1\}$. Khi lấy xấp xỉ $\ln \Sigma a_j \sim \max \ln a_j$, xấp xỉ của công thức tính 7 có thể thu được như là công thức tính 8. Lưu ý rằng ký tự "~" nêu trên chỉ báo xấp xỉ.

Phép toán 8

Công thức tính 8

$$\begin{aligned} L(u_{mn} \mid \mathbf{y}) \approx ln \frac{P(u_{mn} = +1)}{P(u_{mn} = -1)} &+ \max_{Umn,+1} \{ln\, p(\mathbf{y} \mid \mathbf{u}) + P(\mathbf{u} \mid u_{mn})\} \\ &- \max_{Umn,-1} \{ln\, p(\mathbf{y} \mid \mathbf{u}) + P(\mathbf{u} \mid u_{mn})\} \end{aligned}$$

$P(u|u_{mn})$ và $\ln P(u|u_{mn})$ trong công thức tính 8 được biểu diễn như sau.

Phép toán 9

Công thức tính 9

$$P(\mathbf{u}\,|\,u_{mn}) = \prod_{(ij)\neq(mn)} P(u_{ij})$$

$$= \prod_{(ij)\neq(mn)} \frac{\exp\left(\frac{u_{ij}L(u_{ij})}{2}\right)}{\exp\left(\frac{L(u_{ij})}{2}\right)+\exp\left(-\frac{L(u_{ij})}{2}\right)}$$

Phép toán 10

Công thức tính 10

$$lnP(\mathbf{u}\,|\,u_{mn}) = \left(\sum_{ij} lnP(u_{ij})\right) - lnP(u_{mn})$$

Phép toán 11

Công thức tính 11

$$ln\,P(u_{ij}) = \frac{1}{2}u_{ij}P(u_{ij}) - ln\left(exp\left(\frac{L(u_{ij})}{2}\right)+exp\left(-\frac{L(u_{ij})}{2}\right)\right)$$

$$\approx \frac{1}{2}u_{ij}L(u_{ij}) - \frac{1}{2}\left|L(u_{ij})\right| \qquad \text{for} \quad \left|L(u_{ij})\right| > 2$$

$$= \left|\frac{L(u_{ij})}{2}\right|\left(u_{ij}\,sign(L(u_{ij})) - 1\right)$$

Một cách ngẫu nhiên, xác suất logarit của công thức tính được xác định trong công thức tính 2 được biểu diễn trong công thức tính 12.

Phép toán 12

Công thức tính 12

$$lnP(\mathbf{y}\,|\,\mathbf{u}) = -\frac{N_r}{2}ln\left(2\pi\sigma^2\right) - \frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}-\mathbf{Hs(u)}\right\|^2$$

Do đó, từ các công thức tính 7 và 13, trong MAP hoặc xác suất hậu nghiệm (A Posteriori Probability, viết tắt là APP), giá trị L hậu nghiệm được biểu diễn như sau.

Phép toán 13

Công thức tính 13

$$L(u_{mn} \mid \mathbf{y}) = ln \frac{\sum_{U_{mn,+1}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}-\mathbf{Hs}(\mathbf{u})\right\|^2 + \sum_{ij} lnP(u_{ij})\right\}}{\sum_{U_{mn,-1}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}-\mathbf{Hs}(\mathbf{u})\right\|^2 + \sum_{ij} lnP(u_{ij})\right\}}$$

Sau đây, nó được gọi là giải mã APP lặp. Từ các công thức tính 8 và 12, trong tỷ lệ likelihood-log sử dụng xấp xỉ Max-Log (Max-Log APP), giá trị L hậu nghiệm được biểu diễn như sau.

Phép toán 14

Công thức tính 14

$$L(u_{mn} \mid \mathbf{y}) \approx \max_{Umn,+1}\left\{\Psi(\mathbf{u},\mathbf{y},L(\mathbf{u}))\right\} - \max_{Umn,-1}\left\{\Psi(\mathbf{u},\mathbf{y},L(\mathbf{u}))\right\}$$

Phép toán 15

Công thức tính 15

$$\Psi(\mathbf{u},\mathbf{y},L(\mathbf{u})) = -\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}-\mathbf{Hs}(\mathbf{u})\right\|^2 + \sum_{ij} lnP(u_{ij})$$

Sau đây, nó được gọi là giải mã Max-log APP lặp. Thông tin ngoại lai được yêu cầu trong hệ thống giải mã lặp có thể thu được bằng cách trừ các đầu vào trước từ các công thức tính 13 và 14.

Mô hình hệ thống

Fig.28 thể hiện cấu trúc cơ bản của hệ thống mà liên quan đến phần mô tả sau đây. Hệ thống này là hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian 2 x 2. Có bộ mã hóa bên ngoài đối với mỗi dòng A và B. Hai bộ mã hóa bên ngoài là các bộ mã hóa LDPC đồng nhất. (Ở đây, cấu trúc sử dụng các bộ mã hóa LDPC như là các bộ mã hóa bên ngoài được mô tả như là ví dụ, nhưng việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng bởi

bộ mã hóa bên ngoài không bị giới hạn ở mã hóa LDPC. Sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự sử dụng mã hóa sửa lỗi khác như mã tubô, mã xoắn, mã xoắn LDPC, và loại tương tự. Ngoài ra, mỗi bộ mã hóa bên ngoài được mô tả là có anten truyền, nhưng các bộ mã hóa bên ngoài không bị giới hạn ở cấu trúc này. Các anten truyền có thể được sử dụng, và số lượng bộ mã hóa bên ngoài có thể là một. Ngoài ra, số lượng bộ mã hóa bên ngoài lớn hơn có thể được sử dụng so với số lượng anten truyền.) Các dòng A và B một cách tương ứng có các bộ đan xen (π_a, π_b). Ở đây, phương pháp điều chế là 2^h-QAM (với h bit được truyền trong một ký tự).

Thiết bị thu thực hiện dò tìm lặp trên các tín hiệu MIMO nêu trên (giải mã APP lặp (hoặc Max-log APP lặp)). Việc giải mã của các mã LDPC được thực hiện bằng, ví dụ, giải mã tổng tích.

Fig.2 thể hiện cấu trúc khung và liệt kê thứ tự của các ký tự sau khi đan xen. Trong trường hợp này, (i_a, j_a), (i_b, j_b) được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 16

Công thức tính 16

$$(i_a, j_a) = \pi_a(\Omega^a_{ia,ja})$$

Phép toán 17

Công thức tính 17

$$(i_b, j_b) = \pi_b(\Omega^a_{ib,jb})$$

Trong trường hợp này, i^a, i^b chỉ báo thứ tự của các ký tự sau khi đan xen, j^a, j^b chỉ báo các vị trí bit (j^a, j^b = 1, …, h) trong phương pháp điều chế, π^a, π^b chỉ báo các bộ đan xen đối với các dòng A và B, và $\Omega^a_{ia, ja}$, $\Omega^b_{ib, jb}$ chỉ báo thứ tự của dữ liệu trong các dòng A và B trước khi đan xen. Lưu ý rằng Fig.2 thể hiện cấu trúc khung đối với $i_a = i_b$.

Giải mã lặp

Phần sau đây là mô tả chi tiết của các thuật toán đối với giải mã tổng tích được sử dụng trong việc giải mã của các mã LDPC và đối với dò tìm lặp của các tín hiệu MIMO trong thiết bị thu.

Giải mã tổng tích

Đặt ma trận M x N hai chiều H = $\{H_{mn}\}$ là ma trận kiểm tra đối với các mã LDPC mà là mục tiêu cho việc giải mã. Các tập con A(m), B(n) của tập [1, N] = {1, 2, …, N} được xác định bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 18

Công thức tính 18

$$A(m) \equiv \{n : H_{mn} = 1\}$$

Phép toán 19

Công thức tính 19

$$B(n) \equiv \{m : H_{mn} = 1\}$$

Trong các công thức tính này, A(m) biểu diễn tập của các chỉ số cột là các số 1 trong cột thứ m của ma trận kiểm tra H, và B(n) biểu diễn tập của các chỉ số hàng là các số 1 trong hàng thứ n của ma trận kiểm tra H. Thuật toán cho giải mã tổng tích là như sau.

Bước A·1 (khởi tạo): đặt tỷ lệ likelihood-log giá trị trước $\beta_{mn} = 0$ đối với tất cả các kết hợp (m, n) thỏa mãn $H_{mn} = 1$. Giả thiết rằng biến vòng lặp (số lần lặp) $l_{sum} = 1$ và số vòng lặp lớn nhất được thiết lập là $l_{sum, max}$.

Bước A·2 (xử lý hàng): tỷ lệ likelihood-log giá trị ngoại lai α_{mn} được cập nhật đối với tất cả các kết hợp (m, n) thỏa mãn $H_{mn} = 1$ theo thứ tự là m = 1, 2, …, M, sử dụng các công thức tính cập nhật sau.

Phép toán 20

Công thức tính 20

$$\alpha_{mn} = \left(\prod_{n' \in A(m) \setminus n} sign(\lambda_{n'} + \beta_{mn'}) \right) \times f\left(\sum_{n' \in A(m) \setminus n} f(\lambda_{n'} + \beta_{mn'}) \right)$$

Phép toán 21

Công thức tính 21

$$sign(x) \equiv \begin{cases} 1 & x \geq 0 \\ -1 & x < 0 \end{cases}$$

Phép toán 22

Công thức tính 22

$$f(x) \equiv ln \frac{\exp(x)+1}{\exp(x)-1}$$

Trong các công thức tính này, f biểu diễn hàm Gallager. Ngoài ra, phương pháp tìm kiếm λ_n được mô tả chi tiết sau đây.

Bước A·3 (xử lý cột): tỷ lệ likelihood-log giá trị ngoại lai β_{mn} được cập nhật đối với tất cả các kết hợp (m, n) thỏa mãn $H_{mn} = 1$ theo thứ tự là n = 1, 2, …, N, sử dụng công thức tính cập nhật sau đây.

Phép toán 23

Công thức tính 23

$$\beta_{mn} = \sum_{m' \in B(n) \backslash m} \alpha_{m'n}$$

Bước A·4 (tính toán tỷ lệ likelihood-log): tỷ lệ likelihood-log L_n được tìm kiếm đối với $n \in [1, N]$ bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 24

Công thức tính 24

$$L_n = \sum_{m' \in B(n) \backslash m} \alpha_{m'n} + \lambda_n$$

Bước A·5 (đếm số lần lặp): nếu $l_{sum} < l_{sum, max}$, sau đó l_{sum} được gia tăng, và việc xử lý quay trở lại bước A·2. Nếu $l_{sum} = l_{sum, max}$, giải mã tổng tích trong vòng này được hoàn thành.

Các thao tác trong một giải mã tổng tích được mô tả. Sau đó, dò tìm tín hiệu MIMO lặp được thực hiện. Trong các biến m, n, α_{mn}, β_{mn}, λ_n, và L_n, được sử dụng trong phần mô tả ở trên của các thao tác của giải mã tổng tích, các biến trong dòng A là m_a, n_a, α^a_{mana}, β^a_{mana}, λ_{na}, và L_{na}, và các biến trong dòng B là m_b,n_b, α^b_{mbnb}, β^b_{mbnb}, λ_{nb}, và L_{nb}.

Dò tìm tín hiệu MIMO lặp

Phần sau đây mô tả phương pháp tìm kiếm λ_n trong việc dò tìm tín hiệu MIMO lặp một cách chi tiết.

Công thức tính sau đây được duy trì từ công thức tính 1.

Phép toán 25

Công thức tính 25

$$\begin{aligned}\mathbf{y}(t) &= \left(y_1(t), y_2(t)\right)^T \\ &= \mathbf{H}_{22}(t)\mathbf{s}(t) + \mathbf{n}(t)\end{aligned}$$

Các công thức tính sau đây được xác định từ các cấu trúc khung trên Fig.2 và từ các công thức tính 16 và 17.

Phép toán 26

Công thức tính 26

$$n_a = \Omega^a_{ia, ja}$$

Phép toán 27

Công thức tính 27

$$n_b = \Omega^b_{ib, jb}$$

Trong trường hợp này, $n_a, n_b \in [1, N]$. Sau đây, λ_{na}, L_{na}, λ_{nb}, và L_{nb}, trong đó số lần lặp của dò tìm tín hiệu MIMO lặp là k, được biểu diễn là $\lambda_{k, na}$, $L_{k, na}$, $\lambda_{k, nb}$, và $L_{k, nb}$.

Bước B·1 (dò tìm khởi tạo; k = 0): $\lambda_{0, na}$ và $\lambda_{0, nb}$ được tìm kiếm như sau trong trường hợp của dò tìm khởi tạo.

Trong giải mã APP lặp:

Phép toán 28

Công thức tính 28

$$\lambda_{0,n_X} = ln \frac{\sum_{U_{0,nX,+1}} exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}(i_X)-\mathbf{H}_{22}(i_X)\mathbf{s}(\mathbf{u}(i_X))\right\|^2\right\}}{\sum_{U_{0,nX,-1}} exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}(i_X)-\mathbf{H}_{22}(i_X)\mathbf{s}(\mathbf{u}(i_X))\right\|^2\right\}}$$

Trong giải mã APP Max-log lặp:

Phép toán 29

Công thức tính 29

$$\lambda_{0,n_X} = \max_{U_{0,nX,+1}} \left\{\Psi\left(\mathbf{u}(i_X), \mathbf{y}(i_X)\right)\right\} - \max_{U_{0,nX,-1}} \left\{\Psi\left(\mathbf{u}(i_X), \mathbf{y}(i_X)\right)\right\}$$

Phép toán 30

Công thức tính 30

$$\Psi\left(\mathbf{u}(i_X), \mathbf{y}(i_X)\right) = -\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}(i_X)-\mathbf{H}_{22}(i_X)\mathbf{s}(\mathbf{u}(i_X))\right\|^2$$

Ở đây, đặt X = a, b. Sau đó, giả thiết rằng số lần lặp của dò tìm tín hiệu MIMO lặp là $l_{mimo} = 0$ và số lần lặp lớn nhất được thiết lập là $l_{mimo, max}$.

Bước B·2 (dò tìm lặp; số lần lặp k): $\lambda_{k, na}$ và $\lambda_{k, nb}$, trong đó số lần lặp là k, được biểu diễn như trong các công thức tính từ 31 đến 34, từ các công thức tính 11, 13 đến 15, 16, và 17. Đặt (X, Y) = (a, b)(b, a).

Trong giải mã APP lặp:

Phép toán 31

Công thức tính 31

$$\lambda_{k,n_X} = L_{k-1,\Omega^X_{iX,jX}}(u_{\Omega^X_{iX,jX}}) + \ln \frac{\sum_{U_{k,n_X,+1}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}(i_X) - \mathbf{H}_{22}(i_X)\mathbf{s}(\mathbf{u}(i_X))\right\|^2 + \rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}})\right\}}{\sum_{U_{k,n_X,-1}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}(i_X) - \mathbf{H}_{22}(i_X)\mathbf{s}(\mathbf{u}(i_X))\right\|^2 + \rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}})\right\}}$$

Phép toán 32

Công thức tính 32

$$\rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}}) = \sum_{\substack{\gamma=1 \\ \gamma \neq jX}}^{h} \left| \frac{L_{k-1,\Omega^X_{iX,\gamma}}(u_{\Omega^X_{iX,\gamma}})}{2} \right| \left(u_{\Omega^X_{iX,\gamma}} sign(L_{k-1,\Omega^X_{iX,\gamma}}(u_{\Omega^X_{iX,\gamma}})) - 1 \right)$$

$$+ \sum_{\gamma=1}^{h} \left| \frac{L_{k-1,\Omega^Y_{iX,\gamma}}(u_{\Omega^Y_{iX,\gamma}})}{2} \right| \left(u_{\Omega^Y_{iX,\gamma}} sign(L_{k-1,\Omega^Y_{iX,\gamma}}(u_{\Omega^Y_{iX,\gamma}})) - 1 \right)$$

Trong giải mã APP Max-log lặp:

Phép toán 33

Công thức tính 33

$$\lambda_{k,n_X} = L_{k-1,\Omega^X_{iX,jX}}(u_{\Omega^X_{iX,jX}}) + \max_{U_{k,n_X,+1}} \left\{ \Psi\left(\mathbf{u}(i_X), \mathbf{y}(i_X), \rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}}) \right) \right\} - \max_{U_{k,n_X,-1}} \left\{ \Psi\left(\mathbf{u}(i_X), \mathbf{y}(i_X), \rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}}) \right) \right\}$$

Phép toán 34

Công thức tính 34

$$\Psi\left(\mathbf{u}(i_X), \mathbf{y}(i_X), \rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}}) \right) = -\frac{1}{2\sigma^2}\left\|\mathbf{y}(i_X) - \mathbf{H}_{22}(i_X)\mathbf{s}(\mathbf{u}(i_X))\right\|^2 + \rho(u_{\Omega^X_{iX,jX}})$$

Bước B·3 (đếm số lần lặp và đánh giá từ mã): gia tăng l_{mimo} nếu $l_{mimo} < l_{mimo,\,max}$, và quay trở lại bước B·2. Giả thiết rằng $l_{mimo} = l_{mimo,\,max}$, từ mã được đánh giá được tìm kiếm như trong công thức tính sau đây.

Phép toán 35

Công thức tính 35

$$\hat{u}_{n_X} = \begin{cases} 1 & L_{l_{mimo},n_X} \geq 0 \\ -1 & L_{l_{mimo},n_X} < 0 \end{cases}$$

Ở đây, đặt X = a, b.

Fig.3 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền 300 trong phương án này. Bộ mã hóa 302A thu thông tin (dữ liệu) 301A và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào và, theo tín hiệu cấu trúc khung 313, thực hiện việc mã hóa sửa lỗi như mã xoắn, mã LDPC, mã tubô, hoặc loại tương tự, xuất ra dữ liệu được mã hóa 303A. (Tín hiệu cấu trúc khung 313 bao gồm thông tin như phương pháp sửa lỗi được sử dụng cho việc mã hóa sửa lỗi của dữ liệu, tốc độ mã hóa, độ dài khối, và loại tương tự. Bộ mã hóa 302A sử dụng phương pháp sửa lỗi được chỉ báo bởi tín hiệu cấu trúc khung 313. Ngoài ra, phương pháp sửa lỗi có thể được chuyển đổi.)

Bộ đan xen 304A thu dữ liệu được mã hóa 303A và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào và thực hiện việc đan xen, tức là thay đổi thứ tự của dữ liệu, để xuất ra dữ liệu được đan xen 305A. (Phương pháp đan xen có thể được chuyển đổi dựa trên tín hiệu cấu trúc khung 313.)

Bộ ánh xạ 306A thu dữ liệu được đan xen 305A và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào, thực hiện việc điều chế như khóa dịch pha vuông góc (Quadrature Phase Shift Keying, viết tắt là QPSK), Điều chế biên độ vuông góc 16 mức (16QAM), Điều chế biên độ vuông góc 64 mức (64QAM), hoặc loại tương tự, và xuất ra tín hiệu dải gốc cuối cùng 307A. (Phương pháp điều chế có thể được chuyển đổi dựa trên tín hiệu cấu trúc khung 313.)

Fig.24A và Fig.24B là ví dụ về phương pháp ánh xạ trên mặt phẳng I-Q, có thành phần cùng pha I và thành phần pha vuông góc Q, để tạo thành tín hiệu dải gốc trong điều chế QPSK. Ví dụ, như được thể hiện trên Fig.24A, nếu dữ liệu đầu vào là "00", đầu ra là I = 1,0, Q = 1,0. Tương tự, đối với dữ liệu đầu vào là "01", đầu ra là I = −1,0, Q = 1,0, và v.v.. Fig.24B là ví dụ về phương pháp khác để ánh xạ trong mặt phẳng I-Q đối với điều chế QPSK so với Fig.24A. Sự khác biệt giữa Fig.24B và Fig.24A đó là các điểm tín hiệu trên Fig.24A được quay quanh điểm gốc để thu được các điểm tín hiệu trên Fig.24B. Tài liệu không phải sáng chế 9 và tài liệu không phải

sáng chế 10 mô tả phương pháp quay chòm sao tín hiệu, và trễ vuông góc tuần hoàn (Cyclic Q Delay) được mô tả trong tài liệu không phải sáng chế 9 và tài liệu không phải sáng chế 10 cũng có thể được áp dụng. Đối với ví dụ khác ngoài Fig.24A và Fig.24B, Fig.25A và Fig.25B thể hiện bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM. Ví dụ tương ứng với Fig.24A được thể hiện trên Fig.25A, và ví dụ tương ứng với Fig.24B được thể hiện trên Fig.25B.

Bộ mã hóa 302B thu thông tin (dữ liệu) 301B và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào và, theo tín hiệu cấu trúc khung 313, thực hiện việc mã hóa sửa lỗi như mã xoắn, mã LDPC, mã tubô, hoặc loại tương tự, xuất ra dữ liệu được mã hóa 303B. (Tín hiệu cấu trúc khung 313 bao gồm thông tin như phương pháp sửa lỗi được sử dụng, tốc độ mã hóa, độ dài khối, và loại tương tự. Phương pháp sửa lỗi được chỉ báo bởi tín hiệu cấu trúc khung 313 được sử dụng. Ngoài ra, phương pháp sửa lỗi có thể được chuyển đổi.)

Bộ đan xen 304B thu dữ liệu được mã hóa 303B và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào và thực hiện việc đan xen, tức là thay đổi thứ tự của dữ liệu, để xuất ra dữ liệu được đan xen 305B. (Phương pháp đan xen có thể được chuyển đổi dựa trên tín hiệu cấu trúc khung 313.)

Bộ ánh xạ 306B thu dữ liệu được đan xen 305B và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào, thực hiện việc điều chế như khóa dịch pha vuông góc (QPSK), Điều chế biên độ vuông góc 16 mức (16QAM), Điều chế biên độ vuông góc 64 mức (64QAM), hoặc loại tương tự, và xuất ra tín hiệu dải gốc cuối cùng 307B. (Phương pháp điều chế có thể được chuyển đổi dựa trên tín hiệu cấu trúc khung 313.)

Bộ tạo thông tin trọng số 314 thu tín hiệu cấu trúc khung 313 như là đầu vào và xuất ra thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số dựa trên tín hiệu cấu trúc khung 313. Phương pháp tạo trọng số khác biệt bởi cách chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số.

Bộ tạo trọng số 308A thu tín hiệu dải gốc 307A, tín hiệu dải gốc 307B, và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và dựa trên thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, thực hiện việc tạo trọng số trên tín hiệu dải gốc 307A và tín hiệu dải gốc 307B và xuất ra tín hiệu 309A là kết quả từ việc tạo trọng số. Chi tiết về phương pháp tạo trọng số được đưa ra sau đây.

Bộ vô tuyến 310A thu tín hiệu 309A là kết quả từ việc tạo trọng số như là đầu vào và thực hiện xử lý như điều chế trực giao, giới hạn băng, chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, xuất ra tín hiệu truyền 311A. Tín hiệu truyền 511A được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten 312A.

Bộ tạo trọng số 308B thu tín hiệu dải gốc 307A, tín hiệu dải gốc 307B, và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và dựa trên thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, thực hiện việc tạo trọng số trên tín hiệu dải gốc 307A và tín hiệu dải gốc 307B và xuất ra tín hiệu 309B là kết quả từ việc tạo trọng số.

Fig.26 thể hiện cấu trúc của bộ tạo trọng số. Tín hiệu dải gốc 307A được nhân với w11(t), thu được w11(t)s1(t), và được nhân với w21(t), thu được w21(t)s1(t). Tương tự, tín hiệu dải gốc 307B được nhân với w12(t) để tạo ra w12(t)s2(t) và được nhân với w22(t) để tạo ra w22(t)s2(t). Tiếp theo, z1(t) = w11(t)s1(t) + w12(t)s2(t) và z2(t) = w21(t)s1(t) + w22(t)s2(t) thu được.

Chi tiết về phương pháp tạo trọng số được đưa ra sau đây.

Bộ vô tuyến 310B thu tín hiệu 309B là kết quả từ việc tạo trọng số như là đầu vào và thực hiện xử lý như điều chế trực giao, giới hạn băng, chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, xuất ra tín hiệu truyền 311B. Tín hiệu truyền 511B được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten 312B.

Fig.4 thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền 400 mà khác với Fig.3. Các khác biệt trong Fig.4 so với Fig.3 được mô tả.

Bộ mã hóa 402 thu thông tin (dữ liệu) 401 và tín hiệu cấu trúc khung 313 như là các đầu vào và, theo tín hiệu cấu trúc khung 313, thực hiện việc mã hóa sửa lỗi và xuất ra dữ liệu được mã hóa 402.

Bộ phân phối 404 thu dữ liệu được mã hóa 403 như là đầu vào, phân phối dữ liệu 403, và xuất ra dữ liệu 405A và dữ liệu 405B. Lưu ý rằng trên Fig.4, một bộ mã hóa được thể hiện, nhưng số lượng bộ mã hóa không bị giới hạn theo cách này. Sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự khi số lượng bộ mã hóa là m (trong đó m là số nguyên mà lớn hơn hoặc bằng một) và bộ phân phối chia dữ liệu mã hóa được tạo ra bởi mỗi bộ mã hóa thành hai phần và dữ liệu được chia.

Fig.5 thể hiện ví dụ về cấu trúc khung trong miền thời gian đối với thiết bị truyền theo phương án này. Ký tự 500_1 là ký tự để thông báo cho thiết bị thu về phương pháp truyền. Ví dụ, ký tự 500_1 mang thông tin như phương pháp sửa lỗi được sử dụng cho việc truyền các ký tự dữ liệu, tốc độ mã hóa, và phương pháp điều chế được sử dụng cho việc truyền các ký tự dữ liệu.

Ký tự 501_1 là để đánh giá dao động kênh đối với tín hiệu được điều chế z1(t) (trong đó t là thời gian) được truyền bởi thiết bị truyền. Ký tự 502_1 là ký tự dữ liệu được truyền là ký tự số u (trong miền thời gian) bởi tín hiệu được điều chế z1(t), và ký tự 503_1 là ký tự dữ liệu được truyền là ký tự số u + 1 bởi tín hiệu được điều chế z1(t).

Ký tự 501_2 là để đánh giá dao động kênh đối với tín hiệu được điều chế z2(t) (trong đó t là thời gian) được truyền bởi thiết bị truyền. Ký tự 502_2 là ký tự dữ liệu được truyền là ký tự số u bởi tín hiệu được điều chế z2(t), và ký tự 503_2 là ký tự dữ liệu được truyền là ký tự số u + 1 bởi tín hiệu được điều chế z2(t).

Phần sau đây mô tả các quan hệ giữa các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t) được truyền bởi thiết bị truyền và các tín hiệu thu r1(t) và r2(t) được thu bởi thiết bị thu.

Trên Fig.5, 504#1 và 504#2 chỉ báo các anten truyền trong thiết bị truyền, và 505#1 và 505#2 chỉ báo các anten thu trong thiết bị thu. Thiết bị truyền truyền tín hiệu được điều chế z1(t) từ anten truyền 504#1 và truyền tín hiệu được điều chế z2(t) từ anten truyền 504#2. Trong trường hợp này, tín hiệu được điều chế z1(t) và tín hiệu được điều chế z2(t) giả thiết chiếm giữ cùng tần số (băng thông) (được chia sẻ/dùng chung). Đặt dao động kênh cho các anten truyền của thiết bị truyền và các anten của thiết bị thu là $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$, tín hiệu được thu bởi anten thu 505#1 của thiết bị thu là r1(t), và tín hiệu được thu bởi anten thu 505#2 của thiết bị thu là r2(t), quan hệ sau đây được duy trì.

Phép toán 36

Công thức tính 36

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$

Fig.6 đề cập đến phương pháp tạo trọng số (phương pháp tiền mã hóa) trong phương án này. Bộ tạo trọng số 600 tích hợp các bộ tạo trọng số 308A và 308B trên Fig.3. Như được thể hiện trên Fig.6, dòng s1(t) và dòng s2(t) tương ứng với các tín hiệu dải gốc 307A và 307B trên Fig.3. Nói cách khác, các dòng s1(t) và s2(t) là các thành phần cùng pha I và các thành phần pha vuông góc Q của tín hiệu dải gốc khi được ánh xạ theo phương pháp điều chế như QPSK, 16QAM, 64QAM, hoặc loại tương tự. Như được chỉ báo bởi cấu trúc khung trên Fig.6, dòng s1(t) được biểu diễn là s1(u) tại ký tự số u, là s1(u + 1) tại ký tự số u + 1, và v.v.. Tương tự, dòng s2(t) được biểu diễn là s2(u) tại ký tự số u, là s2(u + 1) tại ký tự số u + 1, và v.v.. Bộ tạo trọng số 600 thu các tín hiệu dải gốc 307A (s1(t)) và 307B (s2(t)) và thông tin 315 liên quan đến thông tin tạo trọng số trên Fig.3 như là các đầu vào, thực hiện việc tạo trọng số theo thông tin 315 liên quan đến việc tạo trọng số, và xuất ra các tín hiệu 309A (z1(t)) và 309B (z2(t)) sau khi tạo trọng số trên Fig.3. Trong trường hợp này, z1(t) và z2(t) được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 4i (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 37

Công thức tính 37

$$\begin{pmatrix} z1(4i) \\ z2(4i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j0} & e^{j\frac{3}{4}\pi} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i) \\ s2(4i) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 4i + 1:

Phép toán 38

Công thức tính 38

$$\begin{pmatrix} z1(4i+1) \\ z2(4i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{3}{4}\pi} & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+1) \\ s2(4i+1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 2:

Phép toán 39

Công thức tính 39

$$\begin{pmatrix} z1(4i+2) \\ z2(4i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j\frac{3}{4}\pi} \\ e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+2) \\ s2(4i+2) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 3:

Phép toán 40

Công thức tính 40

$$\begin{pmatrix} z1(4i+3) \\ z2(4i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\frac{3}{4}\pi} & e^{j0} \\ e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+3) \\ s2(4i+3) \end{pmatrix}$$

Theo cách này, bộ tạo trọng số trên Fig.6 chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) bốn khe. (Trong khi các trọng số tiền mã hóa được mô tả là được chuyển đổi giữa chúng đều đặn trên bốn khe, số lượng khe cho việc chuyển đổi đều đặn không bị giới hạn là bốn.)

Một cách ngẫu nhiên, tài liệu không phải sáng chế 4 mô tả việc chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa đối với mỗi khe. Việc chuyển đổi này của các trọng số tiền mã hóa khác biệt ở chỗ là ngẫu nhiên. Mặt khác, trong phương án này, chu kỳ (chu trình) nào đó được đưa ra, và giữa các trọng số tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn. Ngoài ra, trong mỗi ma trận trọng số tiền mã hóa 2 x 2 bao gồm bốn trọng số tiền mã hóa, giá trị tuyệt đối của mỗi bốn trọng số tiền mã hóa là bằng (1/sqrt(2)), và việc chuyển đổi được thực hiện đều đặn giữa các ma trận trọng số tiền mã hóa có đặc tính này.

Trong môi trường LOS, nếu ma trận tiền mã hóa đặc biệt được sử dụng, chất lượng thu có thể cải thiện đáng kể, ma trận tiền mã hóa đặc biệt khác nhau phụ thuộc vào các điều kiện của các sóng trực tiếp. Trong môi trường LOS, tuy nhiên, xu hướng nào đó tồn tại, và nếu các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi giữa chúng đều đặn theo xu hướng này, chất lượng thu của dữ liệu cải thiện đáng kể. Mặt khác,

khi các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi giữa chúng một cách ngẫu nhiên, ma trận tiền mã hóa ngoài ma trận tiền mã hóa đặc biệt nêu trên có thể tồn tại, và khả năng thực hiện việc tiền mã hóa chỉ với các ma trận tiền mã hóa bị chênh lệch mà không thích hợp cho môi trường LOS cũng tồn tại. Do đó, trong môi trường LOS, chất lượng thu tốt có thể không luôn thu được. Do đó, cần thiết phải có phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa thích hợp cho môi trường LOS. Sáng chế đề xuất phương pháp tiền mã hóa như vậy.

Fig.7 là ví dụ về cấu hình của thiết bị thu 700 trong phương án này. Bộ vô tuyến 703_X thu, như là đầu vào, tín hiệu được thu 702_X được thu bởi anten 701_X, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, giải điều chế pha vuông góc, và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu dải gốc 704_X. Bộ đánh giá dao động kênh 705_1 đối với tín hiệu được điều chế z1 được truyền bởi thiết bị truyền thu tín hiệu dải gốc 704_X như là đầu vào, tách ký tự tham chiếu 501_1 cho việc đánh giá kênh như trên Fig.5, đánh giá giá trị tương ứng với h_{11} trong công thức tính 36, và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 706_1.

Bộ đánh giá dao động kênh 705_2 đối với tín hiệu được điều chế z2 được truyền bởi thiết bị truyền thu tín hiệu dải gốc 704_X như là đầu vào, tách ký tự tham chiếu 501_2 cho việc đánh giá kênh như trên Fig.5, đánh giá giá trị tương ứng với h_{12} trong công thức tính 36, và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 706_2.

Bộ vô tuyến 703_Y thu, như là đầu vào, tín hiệu được thu 702_Y được thu bởi anten 701_Y, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, giải điều chế pha vuông góc, và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu dải gốc 704_Y.

Bộ đánh giá dao động kênh 707_1 đối với tín hiệu được điều chế z1 được truyền bởi thiết bị truyền thu tín hiệu dải gốc 704_Y như là đầu vào, tách ký tự tham chiếu 501_1 cho việc đánh giá kênh như trên Fig.5, đánh giá giá trị tương ứng với h_{21} trong công thức tính 36, và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 708_1.

Bộ đánh giá dao động kênh 707_2 đối với tín hiệu được điều chế z2 được truyền bởi thiết bị truyền thu tín hiệu dải gốc 704_Y như là đầu vào, tách ký tự tham chiếu 501_2 cho việc đánh giá kênh như trên Fig.5, đánh giá giá trị tương ứng với h_{22} trong công thức tính 36, và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 708_2.

Bộ giải mã thông tin điều khiển 709 thu tín hiệu dải gốc 704_X và tín hiệu dải gốc 704_Y như là các đầu vào, dò tìm ký tự 500_1 mà chỉ báo phương pháp truyền như trên Fig.5, và xuất ra tín hiệu 710 liên quan đến thông tin về phương pháp truyền được chỉ báo bởi thiết bị truyền.

Bộ xử lý tín hiệu 711 thu, như là các đầu vào, các tín hiệu dải gốc 704_X và 704_Y, các tín hiệu đánh giá kênh 706_1, 706_2, 708_1, và 708_2, và tín hiệu 710 liên quan đến thông tin về phương pháp truyền được chỉ báo bởi thiết bị truyền, thực hiện việc dò tìm và giải mã, và xuất ra dữ liệu được thu 712_1 và 712_2.

Tiếp theo, các thao tác bởi bộ xử lý tín hiệu 711 trên Fig.7 được mô tả chi tiết. Fig.8 là ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu 711 trong phương án này. Fig.8 thể hiện bộ dò tìm MIMO INNER, bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài, và bộ tạo hệ số trọng số như là các thành phần chính. Tài liệu không phải sáng chế 2 và tài liệu không phải sáng chế 3 mô tả phương pháp giải mã lặp với cấu trúc này. Hệ thống MIMO được mô tả trong tài liệu không phải sáng chế 2 và tài liệu không phải sáng chế 3 là hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, trong khi phương án này khác với tài liệu không phải sáng chế 2 và tài liệu không phải sáng chế 3 bằng cách mô tả hệ thống MIMO mà thay đổi các trọng số tiền mã hóa theo thời gian. Đặt ma trận (kênh) trong công thức tính 36 là H(t), ma trận trọng số tiền mã hóa trên Fig.6 là W(t) (trong đó ma trận trọng số tiền mã hóa chuyển đổi trên t), vectơ thu được là R(t) = $(r1(t),r2(t))^T$, và vectơ dòng là S(t) = $(s1(t),s2(t))^T$, công thức tính sau đây được duy trì.

Phép toán 41

Công thức tính 41

$$R(t) = H(t)W(t)S(t)$$

Trong trường hợp này, thiết bị thu có thể áp dụng phương pháp giải mã trong tài liệu không phải sáng chế 2 và tài liệu không phải sáng chế 3 đối với vectơ thu được R(t) bằng cách xem H(t)W(t) là ma trận kênh.

Do đó, bộ tạo hệ số trọng số 819 trên Fig.8 thu, như là đầu vào, tín hiệu 818 liên quan đến thông tin về phương pháp truyền được chỉ báo bởi thiết bị truyền

(tương ứng với 710 trên Fig.7) và xuất ra tín hiệu 820 liên quan đến thông tin về các hệ số trọng số.

Bộ dò tìm MIMO INNER 803 thu tín hiệu 820 liên quan đến thông tin về các hệ số trọng số như là đầu vào và, sử dụng tín hiệu 820, thực hiện việc tính toán trong công thức tính 41. Dò tìm lặp và giải mã được thực hiện. Phần sau đây mô tả các thao tác của nó.

Trong bộ xử lý tín hiệu trên Fig.8, phương pháp xử lý như phương pháp được thể hiện trên Fig.10 là cần thiết cho việc giải mã lặp (dò tìm lặp). Đầu tiên, một từ mã (hoặc một khung) của tín hiệu được điều chế (dòng) s1 và một từ mã (hoặc một khung) của tín hiệu được điều chế (dòng) s2 được giải mã. Kết quả là, tỷ lệ likelihood-log (LLR) của mỗi bit của một từ mã (hoặc một khung) của tín hiệu được điều chế (dòng) s1 và của một từ mã (hoặc một khung) của tín hiệu được điều chế (dòng) s2 thu được từ bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài. Việc dò tìm và giải mã được thực hiện lại sử dụng LLR. Các thao tác này được thực hiện nhiều lần (các thao tác này được gọi là giải mã lặp (dò tìm lặp)). Sau đây, phần mô tả tập trung vào phương pháp tạo tỷ lệ likelihood-log (LLR) của ký tự tại thời điểm cụ thể trong một khung.

Trên Fig.8, bộ lưu trữ 815 thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc 801X (tương ứng với tín hiệu dải gốc 704_X trên Fig.7), nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802X (tương ứng với các tín hiệu đánh giá kênh 706_1 và 706_2 trên Fig.7), tín hiệu dải gốc 801Y (tương ứng với tín hiệu dải gốc 704_Y trên Fig.7), và nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802Y (tương ứng với các tín hiệu đánh giá kênh 708_1 và 708_2 trên Fig.7). Để thực hiện giải mã lặp (dò tìm lặp), bộ lưu trữ 815 tính toán H(t)W(t) trong công thức tính 41 và lưu trữ ma trận được tính toán như là nhóm tín hiệu kênh được biến đổi. Bộ lưu trữ 815 xuất ra các tín hiệu nêu trên khi cần thiết là tín hiệu dải gốc 816X, nhóm tín hiệu đánh giá kênh được biến đổi 817X, tín hiệu dải gốc 816Y, và nhóm tín hiệu đánh giá kênh được biến đổi 817Y.

Các thao tác tiếp theo được mô tả tách biệt đối với dò tìm khởi tạo và đối với giải mã lặp (dò tìm lặp).

Dò tìm khởi tạo

Bộ dò tìm MIMO INNER 803 thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc 801X, nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802X, tín hiệu dải gốc 801Y, và nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802Y. Ở đây, phương pháp điều chế đối với tín hiệu được điều chế (dòng) s1 và tín hiệu được điều chế (dòng) s2 được mô tả là 16QAM.

Bộ dò tìm MIMO INNER 803 đầu tiên tính toán H(t)W(t) từ nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802X và nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802Y để tìm kiếm các điểm tín hiệu ứng viên tương ứng với tín hiệu dải gốc 801X. Fig.11 thể hiện việc tính toán này. Trên Fig.11, mỗi chấm đen (●) là điểm tín hiệu ứng viên trong mặt phẳng I-Q. Do phương pháp điều chế là 16QAM, có 256 điểm tín hiệu ứng viên. (Do Fig.11 chỉ để minh họa, không phải tất cả 256 điểm tín hiệu ứng viên được thể hiện.) Ở đây, đặt bốn bit được truyền bởi tín hiệu được điều chế s1 là b0, b1, b2, và b3, và bốn bit được truyền bởi tín hiệu được điều chế s2 là b4, b5, b6, và b7, các điểm tín hiệu ứng viên tương ứng với (b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) trên Fig.11 tồn tại. Khoảng cách Oclit được lấy bình phương được tìm kiếm between điểm tín hiệu thu 1101 (tương ứng với tín hiệu dải gốc 801X) và mỗi điểm tín hiệu ứng viên. Mỗi khoảng cách Oclit được lấy bình phương được chia cho phương sai tạp âm σ^2. Do đó, E_X(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7), tức là giá trị của khoảng cách Oclit được lấy bình phương giữa điểm tín hiệu ứng viên tương ứng với (b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) và điểm tín hiệu thu, được chia cho phương sai tạp âm, được tìm kiếm. Lưu ý rằng các tín hiệu dải gốc và các tín hiệu được điều chế s1 và s2 mỗi chúng là các tín hiệu phức.

Tương tự, H(t)W(t) được tính toán từ nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802X và nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802Y, các điểm tín hiệu ứng viên tương ứng với tín hiệu dải gốc 801Y được tìm kiếm, khoảng cách Oclit được lấy bình phương đối với điểm tín hiệu thu (tương ứng với tín hiệu dải gốc 801Y) được tìm kiếm, và khoảng cách Oclit được lấy bình phương được chia cho phương sai tạp âm σ^2. Do đó, E_Y(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7), tức là giá trị của khoảng cách Oclit được lấy bình phương giữa điểm tín hiệu ứng viên tương ứng với (b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) và điểm tín hiệu thu, được chia cho phương sai tạp âm, được tìm kiếm.

Sau đó E_X(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) + E_Y(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) = E(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) được tìm kiếm.

Bộ dò tìm MIMO INNER 803 xuất ra E(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) là tín hiệu 804.

Bộ tính toán likelihood-log 805A thu tín hiệu 804 như là đầu vào, tính toán likelihood-log đối với các bit b0, b1, b2, và b3, và xuất ra tín hiệu likelihood-log 806A. Lưu ý rằng trong khi tính toán logarit hợp lẽ, logarit hợp lẽ đối với "1" và logarit hợp lẽ đối với "0" được tính toán. Phương pháp tính toán như được thể hiện trong các công thức tính 28, 29, và 30. Chi tiết có thể được tìm thấy trong tài liệu không phải sáng chế 2 và tài liệu không phải sáng chế 3.

Tương tự, bộ tính toán likelihood-log 805B thu tín hiệu 804 như là đầu vào, tính toán likelihood-log đối với các bit b4, b5, b6, và b7, và xuất ra tín hiệu likelihood-log 806B.

Bộ giải đan xen (807A) thu tín hiệu likelihood-log 806A như là đầu vào, thực hiện việc giải đan xen tương ứng với bộ đan xen (bộ đan xen (304A) trên Fig.3), và xuất ra tín hiệu likelihood-log được giải đan xen 808A.

Tương tự, bộ giải đan xen (807B) thu tín hiệu likelihood-log 806B như là đầu vào, thực hiện việc giải đan xen tương ứng với bộ đan xen (bộ đan xen (304B) trên Fig.3), và xuất ra tín hiệu likelihood-log được giải đan xen 808B.

Bộ tính toán tỷ lệ likelihood-log 809A thu tín hiệu likelihood-log được đan xen 808A như là đầu vào, tính toán tỷ lệ likelihood-log (LLR) của các bit được mã hóa bởi bộ mã hóa 302A trên Fig.3, và xuất ra tín hiệu tỷ lệ likelihood-log 810A.

Tương tự, bộ tính toán tỷ lệ likelihood-log 809B thu tín hiệu likelihood-log được đan xen 808B như là đầu vào, tính toán tỷ lệ likelihood-log (LLR) của các bit được mã hóa bởi bộ mã hóa 302B trên Fig.3, và xuất ra tín hiệu tỷ lệ likelihood-log 810B.

Bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài 811A thu tín hiệu tỷ lệ likelihood-log 810A như là đầu vào, thực hiện việc giải mã, và xuất ra tỷ lệ likelihood-log được giải mã 812A.

Tương tự, bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài 811B thu tín hiệu tỷ lệ likelihood-log 810B như là đầu vào, thực hiện việc giải mã, và xuất ra tỷ lệ likelihood-log được giải mã 812B.

Giải mã lặp (dò tìm lặp), số lần lặp k

Bộ đan xen (813A) thu tỷ lệ likelihood-log 812A được giải mã bởi bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài trong lần lặp thứ (k - 1) như là đầu vào, thực hiện việc đan xen, và xuất ra tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814A. Mẫu đan xen trong bộ đan xen (813A) là tương tự mẫu đan xen trong bộ đan xen (304A) trên Fig.3.

Bộ đan xen (813B) thu tỷ lệ likelihood-log 812B được giải mã bởi bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài trong lần lặp thứ (k - 1) như là đầu vào, thực hiện việc đan xen, và xuất ra tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814B. Mẫu đan xen trong bộ đan xen (813B) là tương tự mẫu đan xen trong bộ đan xen (304B) trên Fig.3.

Bộ dò tìm MIMO INNER 803 thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc 816X, nhóm tín hiệu đánh giá kênh được biến đổi 817X, tín hiệu dải gốc 816Y, nhóm tín hiệu đánh giá kênh được biến đổi 817Y, tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814A, và tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814B. Lý do cho việc sử dụng tín hiệu dải gốc 816X, nhóm tín hiệu đánh giá kênh được biến đổi 817X, tín hiệu dải gốc 816Y, và nhóm tín hiệu đánh giá kênh được biến đổi 817Y thay vì tín hiệu dải gốc 801X, nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802X, tín hiệu dải gốc 801Y, và nhóm tín hiệu đánh giá kênh 802Y là vì trễ xảy ra do giải mã lặp.

Sự khác biệt giữa các thao tác bởi bộ dò tìm MIMO INNER 803 để giải mã lặp và để dò tìm khởi tạo là việc sử dụng tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814A và tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814B trong khi xử lý tín hiệu. Bộ dò tìm MIMO INNER 803 đầu tiên tìm kiếm E(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7), như trong khi dò tìm khởi tạo. Ngoài ra, các hệ số tương ứng với các công thức tính 11 và 32 được tìm kiếm từ tỷ lệ likelihood-log được đan xen 814A và tỷ lệ likelihood-log được đan xen 914B. Giá trị E (b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) được điều chỉnh sử dụng các hệ số được tìm kiếm, và giá trị cuối cùng E'(b0, b1, b2, b3, b4, b5, b6, b7) được xuất ra như là tín hiệu 804.

Bộ tính toán likelihood-log 805A thu tín hiệu 804 như là đầu vào, tính toán likelihood-log đối với các bit b0, b1, b2, và b3, và xuất ra tín hiệu likelihood-log 806A. Lưu ý rằng trong khi tính toán logarit hợp lẽ, logarit hợp lẽ đối với "1" và logarit hợp lẽ đối với "0" được tính toán. Phương pháp tính toán như được thể hiện trong các công thức tính 31, 32, 33, 34, và 35. Chi tiết có thể được tìm thấy trong tài liệu không phải sáng chế 2 và tài liệu không phải sáng chế 3.

Tương tự, bộ tính toán likelihood-log 805B thu tín hiệu 804 như là đầu vào, tính toán likelihood-log đối với các bit b4, b5, b6, và b7, và xuất ra tín hiệu likelihood-log 806B. Các hoạt động bởi bộ giải đan xen trở đi là tương tự như dò tìm khởi tạo.

Lưu ý rằng trong khi Fig.8 thể hiện cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu khi thực hiện dò tìm lặp, dò tìm lặp không phải là luôn cần thiết để thu được chất lượng thu cao, và cấu trúc mà không bao gồm các bộ đan xen 813A và 813B, mà cần thiết chỉ cho dò tìm lặp, là có thể. Trong trường hợp này, bộ dò tìm MIMO INNER 803 không thực hiện dò tìm lặp.

Phần chính của phương án này là việc tính toán của H(t)W(t). Lưu ý rằng như được thể hiện trong tài liệu không phải sáng chế 5 và loại tương tự, khai triển QR có thể được sử dụng để thực hiện dò tìm khởi tạo và dò tìm lặp.

Ngoài ra, như được thể hiện trong tài liệu không phải sáng chế 11, dựa trên H(t)W(t), thao tác tuyến tính của thuật toán lỗi bình phương trung bình tối thiểu (Minimum Mean Squared Error, viết tắt là MMSE) và thuật toán cưỡng ép về zero (Zero Forcing, viết tắt là ZF) có thể được thực hiện để thực hiện dò tìm khởi tạo.

Fig.9 là cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu khác với Fig.8 và là để tín hiệu được điều chế được truyền bởi thiết bị truyền trên Fig.4. Sự khác biệt với Fig.8 là số lượng bộ mã hóa mềm trong/mềm ngoài. Bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài 901 thu, như là các đầu vào, các tín hiệu tỷ lệ likelihood-log 810A và 810B, thực hiện việc giải mã, và xuất ra tỷ lệ likelihood-log được giải mã 902. Bộ phân phối 903 thu tỷ lệ likelihood-log được giải mã 902 như là đầu vào và phân phối tỷ lệ likelihood-log 902. Các hoạt động khác là tương tự Fig.8.

Fig.12A và Fig.12B thể hiện các đặc tính BER đối với phương pháp truyền sử dụng các trọng số tiền mã hóa của phương án này dưới các điều kiện tương tự Fig.29A và Fig.29B. Fig.12A thể hiện các đặc tính BER của xác suất hậu nghiệm (APP) Max-log mà không có dò tìm lặp (xem tài liệu không phải sáng chế 1 và tài liệu không phải sáng chế 2), và Fig.12B thể hiện các đặc tính BER của Max-log-APP với dò tìm lặp (xem tài liệu không phải sáng chế 1 và tài liệu không phải sáng chế 2) (số lần lặp: năm). So sánh Fig.12A, Fig.12B, Fig.29A, và Fig.29B thể hiện làm thế nào nếu phương pháp truyền của phương án này được sử dụng, các đặc tính BER khi

hệ số Rician là lớn cải thiện tốt hơn so với các đặc tính BER khi sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, do đó khẳng định sự hữu ích của phương pháp trong phương án này.

Như được nêu trên, khi thiết bị truyền truyền các tín hiệu điều chế từ các anten trong hệ thống MIMO, hiệu quả của chất lượng truyền được cải thiện, như so với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian thông thường, thu được trong môi trường LOS trong đó các sóng mang trực tiếp là chiếm phần lớn bằng cách chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa đều đặn theo thời gian, như trong phương án này.

Trong phương án này, và cụ thể đối với cấu hình của thiết bị thu, các thao tác được mô tả đối với số lượng anten bị giới hạn, nhưng sáng chế có thể được thực hiện theo cách tương tự ngay cả nếu số lượng anten tăng lên. Nói cách khác, số lượng anten trong thiết bị thu không ảnh hưởng đến các thao tác và các hiệu quả của phương án này. Ngoài ra, trong phương án này, ví dụ về mã hóa LDP được giải thích cụ thể, nhưng sáng chế không bị giới hạn ở mã hóa LDPC. Ngoài ra, đối với phương pháp giải mã, các bộ mã hóa mềm trong/mềm ngoài không bị giới hạn ở ví dụ của giải mã tổng tích. Phương pháp giải mã mềm trong/mềm ngoài khác có thể được sử dụng, như thuật toán BCJR, thuật toán SOVA, thuật toán Max-log-MAP, và loại tương tự. Chi tiết được đưa ra trong tài liệu không phải sáng chế 6.

Ngoài ra, trong phương án này, ví dụ về phương pháp đơn sóng mang được mô tả, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này và có thể được thực hiện tương tự đối với việc truyền đa sóng mang. Do đó, khi sử dụng phương pháp như truyền thông trải phổ, ghép kênh phân chia theo tần số trực giao (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing, viết tắt là OFDM), đa truy nhập phân chia theo tần số đơn sóng mang (Single Carrier Frequency Division Multiple Access, viết tắt là SC-FDMA), ghép kênh phân chia theo tần số trực giao đơn sóng mang (Single Carrier Orthogonal Frequency-Division Multiplexing, viết tắt là SC-OFDM), hoặc OFDM sóng con như được mô tả trong tài liệu không phải sáng chế 7 và loại tương tự, ví dụ, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự. Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn đầu, từ duy nhất, và loại tương tự), các ký tự cho việc truyền thông tin điều khiển, và loại tương tự, có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ.

Phần sau đây mô tả ví dụ về sử dụng OFDM như là ví dụ về phương pháp đa song mang

Fig.13 thể hiện cấu hình của thiết bị truyền khi sử dụng OFDM. Trên Fig.13, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn.

Bộ xử lý liên quan OFDM 1301A thu, như là đầu vào, tín hiệu được tạo trọng số 309A, thực hiện xử lý liên quan đến OFDM, và xuất ra tín hiệu truyền 1302A. Tương tự, bộ xử lý liên quan OFDM 1301B thu, như là đầu vào, tín hiệu được tạo trọng số 309B, thực hiện xử lý liên quan đến OFDM, và xuất ra tín hiệu truyền 1302B.

Fig.14 thể hiện ví dụ về cấu trúc từ các bộ xử lý liên quan OFDM 1301A và 1301B trên Fig.13 trở đi. Phần từ 1401A đến 1410A liên quan đến phần từ 1301A đến 312A trên Fig.13, và phần từ 1401B đến 1410B liên quan đến phần từ 1301B đến 312B trên Fig.13.

Bộ chuyển đổi nối tiếp/song song 1402A thực hiện chuyển đổi nối tiếp/song song trên tín hiệu được tạo trọng số 1401A (tương ứng với tín hiệu được tạo trọng số 309A trên Fig.13) và xuất ra tín hiệu song song 1403A.

Bộ sắp xếp lại 1404A thu tín hiệu song song 1403A như là đầu vào, thực hiện việc sắp xếp lại, và xuất ra tín hiệu được sắp xếp lại 1405A. Việc sắp xếp lại được mô tả chi tiết sau đây.

Bộ biến đổi Fourier ngược nhanh 1406A thu tín hiệu được sắp xếp lại 1405A như là đầu vào, thực hiện biến đổi Fourier nhanh, và xuất ra tín hiệu được biến đổi Fourier nhanh 1407A.

Bộ vô tuyến 1408A thu tín hiệu được biến đổi Fourier nhanh 1407A như là đầu vào, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu được điều chế 1409A. Tín hiệu được điều chế 1409A được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten 1410A.

Bộ chuyển đổi nối tiếp/song song 1402B thực hiện chuyển đổi nối tiếp/song song trên tín hiệu được tạo trọng số 1401B (tương ứng với tín hiệu được tạo trọng số 309B trên Fig.13) và xuất ra tín hiệu song song 1403B.

Bộ sắp xếp lại 1404B thu tín hiệu song song 1403B như là đầu vào, thực hiện việc sắp xếp lại, và xuất ra tín hiệu được sắp xếp lại 1405B. Việc sắp xếp lại được mô tả chi tiết sau đây.

Bộ biến đổi Fourier ngược nhanh 1406B thu tín hiệu được sắp xếp lại 1405B như là đầu vào, thực hiện biến đổi Fourier nhanh, và xuất ra tín hiệu được biến đổi Fourier nhanh 1407B.

Bộ vô tuyến 1408B thu tín hiệu được biến đổi Fourier nhanh 1407B như là đầu vào, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu được điều chế 1409B. Tín hiệu được điều chế 1409B được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten 1410B.

Trong thiết bị truyền trên Fig.3, do phương pháp truyền không sử dụng đa sóng mang, việc tiền mã hóa chuyển đổi để tạo thành chu kỳ (chu trình) bốn khe, như được thể hiện trên Fig.6, và các ký tự tiền mã hóa được sắp xếp trong miền thời gian. Khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như trong phương pháp OFDM được thể hiện trên Fig.13, tất nhiên có thể sắp xếp các ký tự được tiền mã hóa trong miền thời gian như trên Fig.3 đối với mỗi sóng mang (sóng mang con). Trong trường hợp của phương pháp truyền đa sóng mang, tuy nhiên, có thể sắp xếp các ký tự trong miền tần số, hoặc trong cả các miền thời gian và tần số. Phần sau đây mô tả các sắp xếp này.

Fig.15A và Fig.15B thể hiện ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự bởi các bộ sắp xếp lại 1401A và 1401B trên Fig.14, trục ngang biểu diễn tần số, và trục dọc biểu diễn thời gian. Miền tần số chạy từ sóng mang (sóng mang con) 0 đến sóng mang (sóng mang con) 9. Các tín hiệu được điều chế z1 và z2 sử dụng cùng băng thông tần số tại cùng thời điểm. Fig.15A thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z1, và Fig.15B thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Các số #1, #2, #3, #4, ... được gán theo thứ tự tới các ký tự của tín hiệu được tạo trọng số 1401A mà được đưa vào bộ chuyển đổi nối tiếp/song song 1402A. Tại điểm này, các ký tự được gán đều đặn, như được thể hiện trên Fig.15A. Các ký tự #1, #2, #3, #4, ... được sắp xếp theo thứ tự bắt đầu từ song mang 0. Các ký tự #1 đến #9 được gán tới thời gian $1, và sau đó, các ký tự #10 đến #19 được gán tới thời gian $2.

Tương tự, các số #1, #2, #3, #4, ... được gán theo thứ tự tới các ký tự của tín hiệu được tạo trọng số 1401B mà được đưa vào bộ chuyển đổi nối tiếp/song song 1402B. Tại điểm này, các ký tự được gán đều đặn, như được thể hiện trên Fig.15B. Các ký tự #1, #2, #3, #4, ... được sắp xếp theo thứ tự bắt đầu từ song mang 0. Các ký tự #1 đến #9 được gán tới thời gian $1, và sau đó, các ký tự #10 đến #19 được gán tới thời gian $2. Lưu ý rằng các tín hiệu được điều chế z1 và z2 là các tín hiệu phức.

Nhóm ký tự 1501 và nhóm ký tự 1502 được thể hiện trên Fig.15A và Fig.15B là các ký tự đối với một chu kỳ (chu trình) khi sử dụng phương pháp chuyển đổi trọng số tiền mã hóa được thể hiện trên Fig.6. Ký tự #0 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i trên Fig.6. Ký tự #1 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i + 1 trên Fig.6. Ký tự #2 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i + 2 trên Fig.6. Ký tự #3 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i + 3 trên Fig.6. Do đó, ký tự #x là như sau. Khi x mod 4 là 0, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i trên Fig.6. Khi x mod 4 là 1, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i + 1 trên Fig.6. Khi x mod 4 là 2, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i + 2 trên Fig.6. Khi x mod 4 là 3, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 4i + 3 trên Fig.6.

Theo cách này, khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM, không giống như trong khi truyền đơn sóng mang, các ký tự có thể được sắp xếp trong miền tần số. Ngoài ra, thứ tự của các ký tự không bị giới hạn ở thứ tự được thể hiện trên Fig.15A và Fig.15B. Các ví dụ khác được mô tả có viện dẫn tới Fig.16A, Fig.16B, Fig.17A, và Fig.17B.

Fig.16A và Fig.16B thể hiện ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự bởi các bộ sắp xếp lại 1404A và 1404B trên Fig.14, trục ngang biểu diễn tần số, và trục dọc biểu diễn thời gian, mà khác với Fig.15A và Fig.15B. Fig.16A thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z1, và Fig.16B thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Sự khác biệt trên Fig.16A và Fig.16B so với Fig.15A và Fig.15B đó là phương pháp sắp xếp lại của các ký tự của tín hiệu được điều chế z1 khác với phương pháp sắp xếp lại của các ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Trên Fig.16B, các ký tự #0 đến #5 được gán tới các sóng mang 4 đến 9, và các ký tự #6 đến #9 được gán tới các sóng mang 0 đến

3. Sau đó, các ký tự #10 đến #19 được gán đều đặn theo cách tương tự. Tại điểm này, như trên Fig.15A và Fig.15B, nhóm ký tự 1601 và nhóm ký tự 1602 được thể hiện trên Fig.16A và Fig.16B là các ký tự đối với một chu kỳ (chu trình) khi sử dụng phương pháp chuyển đổi trọng số tiền mã hóa được thể hiện trên Fig.6.

Fig.17A và Fig.17B thể hiện ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự bởi các bộ sắp xếp lại 1404A và 1404B trên Fig.14, trục ngang biểu diễn tần số, và trục dọc biểu diễn thời gian, mà khác với Fig.15A và Fig.15B. Fig.17A thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z1, và Fig.17B thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Sự khác biệt trên Fig.17A và Fig.17B so với Fig.15A và Fig.15B đó là trong khi các ký tự được sắp xếp theo thứ tự bởi sóng mang trên Fig.15A và Fig.15B, các ký tự không được sắp xếp theo thứ tự bởi sóng mang trên Fig.17A và Fig.17B. Rõ ràng rằng, trên Fig.17A và Fig.17B, phương pháp sắp xếp lại của các ký tự của tín hiệu được điều chế z1 có thể khác với phương pháp sắp xếp lại của các ký tự của tín hiệu được điều chế z2, như trên Fig.16A và Fig.16B.

Fig.18A và Fig.18B thể hiện ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự bởi các bộ sắp xếp lại 1404A và 1404B trên Fig.14, trục ngang biểu diễn tần số, và trục dọc biểu diễn thời gian, mà khác với các hình vẽ từ Fig.15A đến Fig.17B. Fig.18A thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z1, và Fig.18B thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Trên các hình vẽ từ Fig.15A đến Fig.17B, các ký tự được sắp xếp trong miền tần số, trong khi trên Fig.18A và Fig.18B, các ký tự được sắp xếp trong cả các miền thời gian và tần số.

Trên Fig.6, ví dụ được mô tả về việc chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa trên bốn khe. Ở đây, tuy nhiên, ví dụ về việc chuyển đổi trên tám khe được mô tả. Các nhóm ký tự 1801 và 1802 được thể hiện trên Fig.18A và Fig.18B là các ký tự đối với một chu kỳ (chu trình) khi sử dụng phương pháp chuyển đổi trọng số tiền mã hóa (và do đó là tám nhóm ký tự). Ký tự #0 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i. Ký tự #1 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 1. Ký tự #2 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 2. Ký tự #3 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 3. Ký tự #4 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền

mã hóa của khe 8i + 4. Ký tự #5 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 5. Ký tự #6 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 6. Ký tự #7 là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 7. Do đó, ký tự #x là như sau. Khi x mod 8 là 0, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i. Khi x mod 8 là 1, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 1. Khi x mod 8 là 2, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 2. Khi x mod 8 là 3, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 3. Khi x mod 8 là 4, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 4. Khi x mod 8 là 5, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 5. Khi x mod 8 là 6, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 6. Khi x mod 8 là 7, ký tự #x là ký tự khi sử dụng trọng số tiền mã hóa của khe 8i + 7. Trong việc sắp xếp ký tự trên Fig.18A và Fig.18B, bốn khe trong miền thời gian và hai khe trong miền tần số đối với tổng của $4 \times 2 = 8$ khe được sử dụng để sắp xếp các ký tự đối với một chu kỳ (chu trình). Trong trường hợp này, đặt số lượng ký tự trong một chu kỳ (chu trình) là m x n ký tự (nói cách khác, m × n trọng số tiền mã hóa tồn tại), số lượng khe (số lượng sóng mang) trong miền tần số được sử dụng để sắp xếp các ký tự trong một chu kỳ (chu trình) là n, và số lượng khe được sử dụng trong miền thời gian là m, sau đó $m > n$ sẽ được thỏa mãn. Đó là do pha của các sóng trực tiếp dao động chậm hơn trong miền thời gian so với trong miền tần số. Do đó, do các trọng số tiền mã hóa được chuyển đổi trong phương án này để giảm thiểu ảnh hưởng của các sóng trực tiếp ổn định, có ưu tiên làm giảm dao động trong các sóng trực tiếp trong chu kỳ (chu trình) để thay đổi các trọng số tiền mã hóa. Do đó, $m > n$ sẽ được thỏa mãn. Ngoài ra, xem xét các điểm nêu trên, ngoài việc sắp xếp lại ký tự chỉ trong miền tần số hoặc chỉ trong miền thời gian, các sóng trực tiếp có thể trở nên ổn định khi các ký tự được sắp xếp lại trong cả miền thời gian và tần số như trên Fig.18A và Fig.18B, nhờ đó làm cho dễ dàng hơn để thu được hiệu quả của sáng chế. Khi các ký tự được sắp xếp trong miền tần số, tuy nhiên, các dao động trong miền tần số là đột ngột, dẫn đến khả năng thu được tăng ích phân tập. Do đó, việc sắp xếp lại trong cả miền thời gian và tần số không cần thiết luôn phải là phương pháp tốt nhất.

Fig.19A và Fig.19B thể hiện ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự bởi các bộ sắp xếp lại 1404A và 1404B trên Fig.14, trục ngang biểu diễn tần số, và trục

dọc biểu diễn thời gian, mà khác với Fig.18A và Fig.18B. Fig.19A thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z1, và Fig.19B thể hiện phương pháp sắp xếp lại đối với các ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Như trên Fig.18A và Fig.18B, Fig.19A và Fig.19B thể hiện cách sắp xếp của các ký tự sử dụng cả trục thời gian và tần số. Sự khác biệt so với Fig.18A và Fig.18B đó là, trong khi các ký tự đầu tiên được sắp xếp trong miền tần số và sau đó trong miền thời gian trên Fig.18A và Fig.18B, các ký tự đầu tiên được sắp xếp trong miền thời gian và sau đó trong miền tần số trên Fig.19A và Fig.19B. Trên Fig.19A và Fig.19B, nhóm ký tự 1901 và nhóm ký tự 1902 là các ký tự đối với một chu kỳ (chu trình) khi sử dụng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa.

Lưu ý rằng trên Fig.18A, Fig.18B, Fig.19A, và Fig.19B, như trên Fig.16A và Fig.16B, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự, và hiệu quả của chất lượng thu cao thu được, với phương pháp sắp xếp ký tự của tín hiệu được điều chế z1 khác với phương pháp sắp xếp ký tự của tín hiệu được điều chế z2. Ngoài ra, trên Fig.18A, Fig.18B, Fig.19A, và Fig.19B, như trên Fig.17A và Fig.17B, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự, và hiệu quả của chất lượng thu cao thu được, mà không sắp xếp các ký tự theo thứ tự.

Fig.27 thể hiện ví dụ về phương pháp sắp xếp lại các ký tự bởi các bộ sắp xếp lại 1404A và 1404B trên Fig.14, trục ngang biểu diễn tần số, và trục dọc biểu diễn thời gian, mà khác với các ví dụ nêu trên. Trường hợp chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa đều đặn trên bốn khe, như trong các công thức tính từ 37 đến 40, được xem xét. Đặc điểm khác biệt của Fig.27 đó là các ký tự được sắp xếp theo thứ tự trong miền tần số, nhưng khi tiến hành trong miền thời gian, các ký tự bị dịch chuyển theo chu kỳ bởi n ký tự (trong ví dụ trên Fig.27, n = 1). Trong bốn ký tự được thể hiện trong nhóm ký tự 2710 trong miền tần số trên Fig.27, việc tiền mã hóa chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa của các công thức tính từ 37 đến 40.

Trong trường hợp này, ký tự #0 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 37, ký tự #1 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 38, ký tự #2 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 39, và ký tự #3 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 40.

Tương tự, đối với nhóm ký tự 2720 trong miền tần số, ký tự #4 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 37, ký tự #5 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 38, ký tự #6 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 39, và ký tự #7 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 40.

Đối với các ký tự tại thời gian $1, việc tiền mã hóa chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa nêu trên, nhưng trong miền thời gian, các ký tự bị dịch chuyển theo chu kỳ. Do đó, việc tiền mã hóa chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa đối với các nhóm ký tự 2701, 2702, 2703, và 2704 như sau.

Trong nhóm ký tự 2701 trong miền thời gian, ký tự #0 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 37, ký tự #9 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 38, ký tự #18 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 39, và ký tự #27 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 40.

Trong nhóm ký tự 2702 trong miền thời gian, ký tự #28 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 37, ký tự #1 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 38, ký tự #10 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 39, và ký tự #19 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 40.

Trong nhóm ký tự 2703 trong miền thời gian, ký tự #20 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 37, ký tự #29 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 38, ký tự #2 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 39, và ký tự #11 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 40.

Trong nhóm ký tự 2704 trong miền thời gian, ký tự #12 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 37, ký tự #21 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 38, ký tự #30 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 39, và ký tự #3 được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 40.

Khác biệt của Fig.27 đó là, ví dụ tập trung vào ký tự #11, các ký tự trên cả hai phía trong miền tần số tại cùng thời điểm (các ký tự #10 và #12) đều được tiền mã

hóa với ma trận tiền mã hóa khác ngoài ký tự #11, và các ký tự trên cả hai phía trong miền thời gian trong cùng sóng mang (các ký tự #2 và #20) đều được tiền mã hóa với ma trận tiền mã hóa khác ngoài ký tự #11. Điều này đúng không chỉ đối với ký tự #11. Bất kỳ ký tự có các ký tự trên cả hai phía trong miền tần số và miền thời gian là khác biệt theo cách tương tự như ký tự #11. Kết quả là, các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi hiệu quả giữa chúng, và do ảnh hưởng của các điều kiện cố định của các sóng trực tiếp được làm giảm, xác suất chất lượng thu dữ liệu được cải thiện tăng lên.

Trên Fig.27, trường hợp của n = 1 được mô tả, nhưng n không bị giới hạn theo cách này. Sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự với n = 3. Ngoài ra, trên Fig.27, khi các ký tự được sắp xếp trong miền tần số và thời gian diễn tiến trong miền thời gian, đặc điểm nêu trên thu được bằng cách dịch chuyển theo chu kỳ số của ký tự được sắp xếp, nhưng đặc tính nêu trên cũng có thể thu được bằng cách sắp xếp ngẫu nhiên (hoặc tuần tự) các ký tự.

Phương án 2

Trong phương án 1, việc chuyển đổi đều đặn các trọng số tiền mã hóa như được thể hiện trên Fig.6 được mô tả. Trong phương án này, phương pháp thiết kế các trọng số tiền mã hóa cụ thể mà khác với các trọng số tiền mã hóa trên Fig.6 được mô tả.

Trên Fig.6, phương pháp chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa trong các công thức tính từ 37 đến 40 được mô tả. Bằng cách tổng quát hóa phương pháp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi như sau. (Chu kỳ (chu trình) chuyển đổi đối với ma trận tiền mã hóa có bốn khe, và các công thức tính được liệt kê tương tự như các công thức tính từ 37 đến 40.)

Đối với ký tự số 4i (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 42

Công thức tính 42

$$\begin{pmatrix} z1(4i) \\ z2(4i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i)} & e^{j(\theta_{11}(4i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i)} & e^{j(\theta_{21}(4i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i) \\ s2(4i) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 4i + 1:

Phép toán 43

Công thức tính 43

$$\begin{pmatrix} z1(4i+1) \\ z2(4i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+1)} & e^{j(\theta_{11}(4i+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+1)} & e^{j(\theta_{21}(4i+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+1) \\ s2(4i+1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 2:

Phép toán 44

Công thức tính 44

$$\begin{pmatrix} z1(4i+2) \\ z2(4i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+2)} & e^{j(\theta_{11}(4i+2)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+2)} & e^{j(\theta_{21}(4i+2)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+2) \\ s2(4i+2) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 3:

Phép toán 45

Công thức tính 45

$$\begin{pmatrix} z1(4i+3) \\ z2(4i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+3)} & e^{j(\theta_{11}(4i+3)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+3)} & e^{j(\theta_{21}(4i+3)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+3) \\ s2(4i+3) \end{pmatrix}$$

Từ các công thức tính 36 và 41, vectơ thu được $R(t) = (r1(t), r2(t))^T$ có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 4i:

Phép toán 46

Công thức tính 46

$$\begin{pmatrix} r1(4i) \\ r2(4i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(4i) & h_{12}(4i) \\ h_{21}(4i) & h_{22}(4i) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i)} & e^{j(\theta_{11}(4i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i)} & e^{j(\theta_{21}(4i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i) \\ s2(4i) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 1:

Phép toán 47

Công thức tính 47

$$\begin{pmatrix} r1(4i+1) \\ r2(4i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(4i+1) & h_{12}(4i+1) \\ h_{21}(4i+1) & h_{22}(4i+1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+1)} & e^{j(\theta_{11}(4i+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+1)} & e^{j(\theta_{21}(4i+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+1) \\ s2(4i+1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 2:

Phép toán 48

Công thức tính 48

$$\begin{pmatrix} r1(4i+2) \\ r2(4i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(4i+2) & h_{12}(4i+2) \\ h_{21}(4i+2) & h_{22}(4i+2) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+2)} & e^{j(\theta_{11}(4i+2)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+2)} & e^{j(\theta_{21}(4i+2)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+2) \\ s2(4i+2) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 3:

Phép toán 49

Công thức tính 49

$$\begin{pmatrix} r1(4i+3) \\ r2(4i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(4i+3) & h_{12}(4i+3) \\ h_{21}(4i+3) & h_{22}(4i+3) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+3)} & e^{j(\theta_{11}(4i+3)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+3)} & e^{j(\theta_{21}(4i+3)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+3) \\ s2(4i+3) \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, giả thiết rằng chỉ các thành phần của các sóng trực tiếp tồn tại trong các phần tử kênh $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$, mà các thành phần biên độ của các sóng trực tiếp là tất bằng nhau, và các dao động không xảy ra theo thời gian. Với các giả thiết này, các công thức tính từ 46 đến 49 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 4i:

Phép toán 50

Công thức tính 50

$$\begin{pmatrix} r1(4i) \\ r2(4i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i)} & e^{j(\theta_{11}(4i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i)} & e^{j(\theta_{21}(4i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i) \\ s2(4i) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 1:

Phép toán 51

Công thức tính 51

$$\begin{pmatrix} r1(4i+1) \\ r2(4i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+1)} & e^{j(\theta_{11}(4i+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+1)} & e^{j(\theta_{21}(4i+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+1) \\ s2(4i+1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 2:

Phép toán 52

Công thức tính 52

$$\begin{pmatrix} r1(4i+2) \\ r2(4i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+2)} & e^{j(\theta_{11}(4i+2)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+2)} & e^{j(\theta_{21}(4i+2)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+2) \\ s2(4i+2) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 3:

Phép toán 53

Công thức tính 53

$$\begin{pmatrix} r1(4i+3) \\ r2(4i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+3)} & e^{j(\theta_{11}(4i+3)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+3)} & e^{j(\theta_{21}(4i+3)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i+3) \\ s2(4i+3) \end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính từ 50 đến 53, đặt A là số thực dương và q là số phức. Các giá trị của A và q được xác định theo quan hệ vị trí giữa thiết bị truyền và thiết bị thu. Các công thức tính từ 50 đến 53 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 4i:

Phép toán 54

Công thức tính 54

$$\begin{pmatrix} r1(4i) \\ r2(4i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i)} & e^{j(\theta_{11}(4i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i)} & e^{j(\theta_{21}(4i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(4i) \\ s2(4i) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 1:

Phép toán 55

Công thức tính 55

$$\begin{pmatrix} r1(4i+1) \\ r2(4i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+1)} & e^{j(\theta_{11}(4i+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+1)} & e^{j(\theta_{21}(4i+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(4i+1) \\ s2(4i+1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 2:

Phép toán 56

Công thức tính 56

$$\begin{pmatrix} r1(4i+2) \\ r2(4i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+2)} & e^{j(\theta_{11}(4i+2)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+2)} & e^{j(\theta_{21}(4i+2)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(4i+2) \\ s2(4i+2) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 4i + 3:

Phép toán 57

Công thức tính 57

$$\begin{pmatrix} r1(4i+3) \\ r2(4i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(4i+3)} & e^{j(\theta_{11}(4i+3)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(4i+3)} & e^{j(\theta_{21}(4i+3)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(4i+3) \\ s2(4i+3) \end{pmatrix}$$

Kết quả là, khi q được biểu diễn như sau, thành phần tín hiệu dựa trên một trong s1 và s2 không còn được chứa trong r1 và r2, và do đó một trong các tín hiệu s1 và s2 có thể không còn thu được.

Đối với ký tự số 4i:

Phép toán 58

Công thức tính 58

$$q = -A e^{j(\theta_{11}(4i)-\theta_{21}(4i))}, -A e^{j(\theta_{11}(4i)-\theta_{21}(4i)-\delta)}$$

Đối với ký tự số 4i + 1:

Phép toán 59

Công thức tính 59

$$q = -A e^{j(\theta_{11}(4i+1)-\theta_{21}(4i+1))}, -A e^{j(\theta_{11}(4i+1)-\theta_{21}(4i+1)-\delta)}$$

Đối với ký tự số 4i + 2:

Phép toán 60

Công thức tính 60

$$q = -Ae^{j\left(\theta_{11}(4i+2)-\theta_{21}(4i+2)\right)}, -Ae^{j\left(\theta_{11}(4i+2)-\theta_{21}(4i+2)-\delta\right)}$$

Đối với ký tự số 4i + 3:

Phép toán 61

Công thức tính 61

$$q = -Ae^{j\left(\theta_{11}(4i+3)-\theta_{21}(4i+3)\right)}, -Ae^{j\left(\theta_{11}(4i+3)-\theta_{21}(4i+3)-\delta\right)}$$

Trong trường hợp này, nếu q có cùng đáp số trong các ký tự số 4i, 4i + 1, 4i + 2, và 4i + 3, thì các thành phần kênh của các sóng trực tiếp không dao động lớn. Do đó, thiết bị thu có các thành phần kênh trong đó giá trị của q là tương đương như cùng đáp số có thể không còn thu được chất lượng thu cao đối với bất kỳ các số ký tự. Do đó, khó có thể thu được khả năng sửa lỗi, ngay cả nếu các mã sửa lỗi được đưa vào. Do đó, đối với q không có cùng đáp số, điều kiện sau đây là cần thiết từ các công thức tính từ 58 đến 61 khi tập trung vào một trong hai đáp số của q mà không bao gồm δ.

Phép toán 62

Điều kiện #1

$$e^{j\left(\theta_{11}(4i+x)-\theta_{21}(4i+x)\right)} \neq e^{j\left(\theta_{11}(4i+y)-\theta_{21}(4i+y)\right)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,3)$$

(x là 0, 1, 2, 3; y là 0, 1, 2, 3; và $x \neq y$.)

Trong ví dụ thỏa mãn điều kiện #1, các giá trị được thiết lập như sau:

Ví dụ #1

(1) $\theta_{11}(4i) = \theta_{11}(4i + 1) = \theta_{11}(4i + 2) = \theta_{11}(4i + 3) = 0$ rađian,

(2) $\theta_{21}(4i) = 0$ rađian,

(3) $\theta_{21}(4i + 1) = \pi/2$ rađian,

(4) $\theta_{21}(4i + 2) = \pi$ rađian, và

(5) $\theta_{21}(4i + 3) = 3\pi/2$ rađian.

(Phần trên là ví dụ. Nó là đủ cho một trong số mỗi 0 rađian, $\pi/2$ rađian, π rađian, và $3\pi/2$ rađian tồn tại đối với tập ($\theta_{21}(4i)$, $\theta_{21}(4i + 1)$, $\theta_{21}(4i + 2)$, $\theta_{21}(4i + 3)$).) Trong trường hợp này, cụ thể dưới điều kiện (1), không cần phải thực hiện xử lý tín hiệu (xử lý quay) trên tín hiệu dải gốc S1(t), mà do đó mang lại hiệu quả về giảm kích cỡ mạch. Ví dụ khác là để thiết lập các giá trị như sau.

Ví dụ #2

(6) $\theta_{11}(4i) = 0$ rađian,

(7) $\theta_{11}(4i + 1) = \pi/2$ rađian,

(8) $\theta_{11}(4i + 2) = \pi$ rađian,

(9) $\theta_{11}(4i + 3) = 3\pi/2$ rađian, và

(10) $\theta_{21}(4i) = \theta_{21}(4i + 1) = \theta_{21}(4i + 2) = \theta_{21}(4i + 3) = 0$ rađian.

(Phần trên là ví dụ. Nó là đủ cho một trong số 0 rađian, $\pi/2$ rađian, π rađian, và $3\pi/2$ rađian tồn tại đối với tập ($\theta_{11}(4i)$, $\theta_{11}(4i + 1)$, $\theta_{11}(4i + 2)$, $\theta_{11}(4i + 3)$).) Trong trường hợp này, cụ thể dưới điều kiện (6), không cần phải thực hiện xử lý tín hiệu (xử lý quay) trên tín hiệu dải gốc S2(t), mà do đó mang lại hiệu quả về giảm kích cỡ mạch. Ví dụ khác là như sau.

Ví dụ #3

(11) $\theta_{11}(4i) = \theta_{11}(4i + 1) = \theta_{11}(4i + 2) = \theta_{11}(4i + 3) = 0$ rađian,

(12) $\theta_{21}(4i) = 0$ rađian,

(13) $\theta_{21}(4i + 1) = \pi/4$ rađian,

(14) $\theta_{21}(4i + 2) = \pi/2$ rađian, và

(15) $\theta_{21}(4i + 3) = 3\pi/4$ rađian.

(Phần trên là ví dụ. Nó là đủ cho một trong số 0 rađian, $\pi/4$ rađian, $\pi/2$ rađian, và $3\pi/4$ rađian tồn tại đối với tập ($\theta_{21}(4i)$, $\theta_{21}(4i + 1)$, $\theta_{21}(4i + 2)$, $\theta_{21}(4i + 3)$).)

Ví dụ #4

(16) $\theta_{11}(4i) = 0$ rađian,

(17) $\theta_{11}(4i + 1) = \pi/4$ rađian,

(18) $\theta_{11}(4i + 2) = \pi/2$ rađian,

(19) $\theta_{11}(4i + 3) = 3\pi/4$ rađian, và

(20) $\theta_{21}(4i) = \theta_{21}(4i + 1) = \theta_{21}(4i + 2) = \theta_{21}(4i + 3) = 0$ radian.

(Phần trên là ví dụ. Nó là đủ cho một trong số 0 radian, $\pi/4$ radian, $\pi/2$ radian, và $3\pi/4$ radian tồn tại đối với tập ($\theta_{11}(4i)$, $\theta_{11}(4i + 1)$, $\theta_{11}(4i + 2)$, $\theta_{11}(4i + 3)$).)

Trong khi bốn ví dụ được thể hiện, phương pháp thỏa mãn điều kiện #1 không bị giới hạn ở các ví dụ này.

Tiếp theo, các yêu cầu thiết kế đối với không chỉ θ_{11} và θ_{12}, mà còn đối với λ và δ được mô tả. Nó là đủ để thiết lập λ thành giá trị nào đó; sau đó cần thiết phải thiết lập các yêu cầu đối với δ. Phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế đối với δ khi λ được thiết lập là 0 radian.

Trong trường hợp này, bằng cách xác định δ sao cho $\pi/2$ radian $\leq |\delta| \leq \pi$ radian, chất lượng thu cao thu được, cụ thể trong môi trường LOS.

Một cách ngẫu nhiên, trong mỗi ký tự số 4i, 4i + 1, 4i + 2, và 4i + 3, hai điểm q tồn tại trong đó chất lượng thu trở nên kém. Do đó, tổng của $2 \times 4 = 8$ điểm này tồn tại. Trong môi trường LOS, để ngăn ngừa chất lượng thu bị suy giảm trong thiết bị đầu cuối thu cụ thể, tám điểm này mỗi chúng sẽ có đáp số khác nhau. Trong trường hợp này, ngoài điều kiện #1, điều kiện #2 là cần thiết.

Phép toán 63

Điều kiện #2

$$e^{j(\theta_{11}(4i+x)-\theta_{21}(4i+x))} \neq e^{j(\theta_{11}(4i+y)-\theta_{21}(4i+y)-\delta)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y \ (x, y = 0,1,2,3)$$

và

$$e^{j(\theta_{11}(4i+x)-\theta_{21}(4i+x)-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}(4i+y)-\theta_{21}(4i+y)-\delta)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y \ (x \neq y; x, y = 0,1,2,3)$$

Ngoài ra, pha của tám điểm này sẽ được phân phối đồng đều (do pha của sóng trực tiếp được xem là có xác suất phân phối đồng đều cao). Phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế đối với δ để thỏa mã yêu cầu này.

Trong trường hợp của ví dụ #1 và ví dụ #2, pha trở nên đồng đều tại các điểm mà tại đó chất lượng thu là kém bằng cách thiết lập δ là $\pm 3\pi/4$ radian. Ví dụ, đặt δ là $3\pi/4$ radian trong ví dụ #1 (và đặt A là số thực dương), sau đó mỗi bốn khe, các điểm mà tại đó chất lượng thu trở nên kém tồn tại một lần, như được thể hiện trên Fig.20.

Trong trường hợp của ví dụ #3 và ví dụ #4, pha trở nên đồng đều tại các điểm mà tại đó chất lượng thu là kém bằng cách thiết lập δ là ± π rađian. Ví dụ, đặt δ là π rađian trong ví dụ #3, sau đó trong mỗi bốn khe, các điểm mà tại đó chất lượng thu trở nên kém tồn tại một lần, như được thể hiện trên Fig.21. (Nếu phần tử q trong ma trận kênh H tồn tại tại các điểm được thể hiện trên Fig.20 và Fig.21, chất lượng thu sẽ suy giảm.)

Với cấu trúc nêu trên, chất lượng thu cao thu được trong môi trường LOS. Phần nêu trên, ví dụ về việc chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong chu kỳ (chu trình) bốn khe được mô tả, nhưng dưới đây, việc chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả. Với các xem xét tương tự như trong phương án 1 và trong phần mô tả ở trên, việc xử lý được biểu diễn dưới đây được thực hiện trên mỗi ký tự số.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 64

Công thức tính 62

$$\begin{pmatrix} z1(Ni) \\ z2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 65

Công thức tính 63

$$\begin{pmatrix} z1(Ni+1) \\ z2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 66

Công thức tính 64

$$\begin{pmatrix} z1(Ni+k) \\ z2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 67

Công thức tính 65

$$\begin{pmatrix} z1(Ni+N-1) \\ z2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Do đó, r1 và r2 được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 68

Công thức tính 66

$$\begin{pmatrix} r1(Ni) \\ r2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni) & h_{12}(Ni) \\ h_{21}(Ni) & h_{22}(Ni) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 69

Công thức tính 67

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+1) \\ r2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni+1) & h_{12}(Ni+1) \\ h_{21}(Ni+1) & h_{22}(Ni+1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 70

Công thức tính 68

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+k) \\ r2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni+k) & h_{12}(Ni+k) \\ h_{21}(Ni+k) & h_{22}(Ni+k) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 71

Công thức tính 69

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+N-1) \\ r2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni+N-1) & h_{12}(Ni+N-1) \\ h_{21}(Ni+N-1) & h_{22}(Ni+N-1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, giả thiết rằng chỉ các thành phần của các sóng trực tiếp tồn tại trong các phần tử kênh $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$, mà các thành phần biên độ của các sóng trực tiếp là tất bằng nhau, và các dao động không xảy ra theo thời gian. Với các giả thiết này, các công thức tính từ 66 đến 69 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 72

Công thức tính 70

$$\begin{pmatrix} r1(Ni) \\ r2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 73

Công thức tính 71

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+1) \\ r2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 74

Công thức tính 72

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+k) \\ r2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 75

Công thức tính 73

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+N-1) \\ r2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính từ 70 đến 73, đặt A là số thực và q là số phức. Các giá trị của A và q được xác định theo quan hệ vị trí giữa thiết bị truyền và thiết bị thu. Các công thức tính từ 70 đến 73 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 76

Công thức tính 74

$$\begin{pmatrix} r1(Ni) \\ r2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 77

Công thức tính 75

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+1) \\ r2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 78

Công thức tính 76

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+k) \\ r2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 79

Công thức tính 77

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+N-1) \\ r2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Kết quả là, khi q được biểu diễn như sau, thành phần tín hiệu dựa trên một trong s1 và s2 không còn được chứa trong r1 và r2, và do đó một trong các tín hiệu s1 và s2 có thể không còn thu được.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 80

Công thức tính 78

$$q = -A e^{j(\theta_{11}(Ni)-\theta_{21}(Ni))}, -A e^{j(\theta_{11}(Ni)-\theta_{21}(Ni)-\delta)}$$

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 81

Công thức tính 79

$$q = -A e^{j(\theta_{11}(Ni+1)-\theta_{21}(Ni+1))}, -A e^{j(\theta_{11}(Ni+1)-\theta_{21}(Ni+1)-\delta)}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 82

Công thức tính 80

$$q = -Ae^{j\left(\theta_{11}(Ni+k)-\theta_{21}(Ni+k)\right)}, -Ae^{j\left(\theta_{11}(Ni+k)-\theta_{21}(Ni+k)-\delta\right)}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 83

Công thức tính 81

$$q = -Ae^{j\left(\theta_{11}(Ni+N-1)-\theta_{21}(Ni+N-1)\right)}, -Ae^{j\left(\theta_{11}(Ni+N-1)-\theta_{21}(Ni+N-1)-\delta\right)}$$

Trong trường hợp này, nếu q có cùng đáp số trong các ký tự số Ni đến Ni + N − 1, sau đó do các thành phần kênh của các sóng trực tiếp không dao động lớn, thiết bị thu có cùng các thành phần kênh trong đó giá trị của q là bằng với cùng đáp số này có thể không còn thu được chất lượng thu cao đối với bất kỳ các số ký tự. Do đó, khó có thể thu được khả năng sửa lỗi, ngay cả nếu các mã sửa lỗi được đưa vào. Do đó, đối với q không có cùng đáp số, điều kiện sau đây là cần thiết từ các công thức tính từ 78 đến 81 khi tập trung vào một trong hai đáp số của q mà không bao gồm δ.

Phép toán 84

Điều kiện #3

$$e^{j\left(\theta_{11}(Ni+x)-\theta_{21}(Ni+x)\right)} \neq e^{j\left(\theta_{11}(Ni+y)-\theta_{21}(Ni+y)\right)} \text{ cho } \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Tiếp theo, các yêu cầu thiết kế đối với không chỉ θ_{11} và θ_{12}, mà còn đối với λ và δ được mô tả. Nó là đủ để thiết lập λ thành giá trị nào đó; sau đó cần thiết phải thiết lập các yêu cầu đối với δ. Phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế đối với δ khi λ được thiết lập là 0 rađian.

Trong trường hợp này, tương tự với phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong chu kỳ (chu trình) bốn khe, bằng cách xác định δ sao cho $\pi/2$ rađian $\leq |\delta| \leq \pi$ rađian, chất lượng thu cao thu được, cụ thể trong môi trường LOS.

Trong mỗi ký tự có số Ni đến Ni + N − 1, hai điểm được ký hiệu là q tồn tại trong đó chất lượng thu trở nên kém, và do đó 2N điểm này tồn tại. Trong môi

trường LOS, để thu được các đặc tính ưu việt, 2N điểm này mỗi chúng sẽ có đáp số khác nhau. Trong trường hợp này, ngoài điều kiện #3, điều kiện #4 là cần thiết.

Phép toán 85

Điều kiện #4

$$e^{j(\theta_{11}(Ni+x)-\theta_{21}(Ni+x))} \neq e^{j(\theta_{11}(Ni+y)-\theta_{21}(Ni+y)-\delta)} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

và

$$e^{j(\theta_{11}(Ni+x)-\theta_{21}(Ni+x)-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}(Ni+y)-\theta_{21}(Ni+y)-\delta)} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

Ngoài ra, pha của 2N điểm này sẽ được phân phối đồng đều (do pha của sóng trực tiếp tại mỗi thiết bị thu được xem là có xác suất phân phối đồng đều cao).

Như được nêu trên, khi thiết bị truyền truyền các tín hiệu điều chế từ các anten trong hệ thống MIMO, hiệu quả của chất lượng truyền được cải thiện, như so với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian thông thường, thu được trong môi trường LOS trong đó các sóng mang trực tiếp là chiếm phần lớn bằng cách chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa đều đặn theo thời gian.

Trong phương án này, cấu hình của thiết bị thu như được mô tả trong phương án 1, và cụ thể đối với cấu hình của thiết bị thu, các thao tác được mô tả đối với số lượng anten bị giới hạn, nhưng sáng chế có thể được thực hiện theo cách tương tự ngay cả nếu số lượng anten tăng lên. Nói cách khác, số lượng anten trong thiết bị thu không ảnh hưởng đến các thao tác và các hiệu quả của phương án này. Ngoài ra, trong phương án này, tương tự phương án 1, các mã sửa lỗi không bị giới hạn.

Trong phương án này, ngược lại với phương án 1, phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong miền thời gian được mô tả. Như được mô tả trong phương án 1, tuy nhiên, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự bằng cách chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa bằng cách sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang và sắp xếp các ký tự trong miền tần số và miền thời gian-tần số. Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn đầu, từ duy nhất, và loại tương tự), các ký tự cho thông tin điều khiển, và loại tương tự, có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ.

Phương án 3

Trong phương án 1 và phương án 2, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa được mô tả đối với trường hợp mà độ lớn của mỗi phần tử trong ma trận trọng số tiền mã hóa là tương đương. Trong phương án này, tuy nhiên, ví dụ mà không thỏa mãn điều kiện này được mô tả.

Nhằm mục đích đối chiếu với phương án 2, trường hợp của chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả. Với các xem xét tương tự như trong phương án 1 và phương án 2, việc xử lý được biểu diễn dưới đây được thực hiện trên mỗi ký tự số. Đặt β là số thực dương, và $\beta \neq 1$.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 86

Công thức tính 82

$$\begin{pmatrix} z1(Ni) \\ z2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 87

Công thức tính 83

$$\begin{pmatrix} z1(Ni+1) \\ z2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 88

Công thức tính 84

$$\begin{pmatrix} z1(Ni+k) \\ z2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 89

Công thức tính 85

$$\begin{pmatrix} z1(Ni+N-1) \\ z2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Do đó, r1 và r2 được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 90

Công thức tính 86

$$\begin{pmatrix} r1(Ni) \\ r2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni) & h_{12}(Ni) \\ h_{21}(Ni) & h_{22}(Ni) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 91

Công thức tính 87

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+1) \\ r2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni+1) & h_{12}(Ni+1) \\ h_{21}(Ni+1) & h_{22}(Ni+1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 92

Công thức tính 88

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+k) \\ r2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni+k) & h_{12}(Ni+k) \\ h_{21}(Ni+k) & h_{22}(Ni+k) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 93

Công thức tính 89

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+N-1) \\ r2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(Ni+N-1) & h_{12}(Ni+N-1) \\ h_{21}(Ni+N-1) & h_{22}(Ni+N-1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, giả thiết rằng chỉ các thành phần của các sóng trực tiếp tồn tại trong các phần tử kênh $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$, mà các thành phần biên độ của các sóng trực tiếp là tất bằng nhau, và các dao động không xảy ra theo thời gian. Với các giả thiết này, các công thức tính từ 86 đến 89 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 94

Công thức tính 90

$$\begin{pmatrix} r1(Ni) \\ r2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 95

Công thức tính 91

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+1) \\ r2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 96

Công thức tính 92

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+k) \\ r2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 97

Công thức tính 93

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+N-1) \\ r2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính từ 90 đến 93, đặt A là số thực và q là số phức. Các công thức tính từ 90 đến 93 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 98

Công thức tính 94

$$\begin{pmatrix} r1(Ni) \\ r2(Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni)} & e^{j(\theta_{21}(Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni) \\ s2(Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 99

Công thức tính 95

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+1) \\ r2(Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+1) \\ s2(Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 100

Công thức tính 96

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+k) \\ r2(Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+k) \\ s2(Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 101

Công thức tính 97

$$\begin{pmatrix} r1(Ni+N-1) \\ r2(Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \right) \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(Ni+N-1) \\ s2(Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Kết quả là, khi q được biểu diễn như sau, một trong các tín hiệu s1 và s2 có thể không còn thu được.

Đối với ký tự số Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 102

Công thức tính 98

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j(\theta_{11}(Ni)-\theta_{21}(Ni))}, -A\beta e^{j(\theta_{11}(Ni)-\theta_{21}(Ni)-\delta)}$$

Đối với ký tự số Ni + 1:

Phép toán 103

Công thức tính 99

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j(\theta_{11}(Ni+1)-\theta_{21}(Ni+1))}, -A\beta e^{j(\theta_{11}(Ni+1)-\theta_{21}(Ni+1)-\delta)}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 104

Công thức tính 100

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j(\theta_{11}(Ni+k)-\theta_{21}(Ni+k))}, -A\beta e^{j(\theta_{11}(Ni+k)-\theta_{21}(Ni+k)-\delta)}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số Ni + N − 1:

Phép toán 105

Công thức tính 101

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j\left(\theta_{11}(Ni+N-1)-\theta_{21}(Ni+N-1)\right)}, -A\beta e^{j\left(\theta_{11}(Ni+N-1)-\theta_{21}(Ni+N-1)-\delta\right)}$$

Trong trường hợp này, nếu q có cùng đáp số trong các ký tự số Ni đến Ni + N − 1, sau đó do các thành phần kênh của các sóng trực tiếp không dao động lớn, chất lượng thu tốt có thể không còn thu được đối với bất kỳ các số ký tự. Do đó, khó có thể thu được khả năng sửa lỗi, ngay cả nếu các mã sửa lỗi được đưa vào. Do đó, đối với q không có cùng đáp số, điều kiện sau đây là cần thiết từ các công thức tính từ 98 đến 101 khi tập trung vào một trong hai đáp số của q mà không bao gồm δ.

Phép toán 106

Điều kiện #5

$$e^{j\left(\theta_{11}(Ni+x)-\theta_{21}(Ni+x)\right)} \neq e^{j\left(\theta_{11}(Ni+y)-\theta_{21}(Ni+y)\right)} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Tiếp theo, các yêu cầu thiết kế đối với không chỉ θ_{11} và θ_{12}, mà còn đối với λ và δ được mô tả. Nó là đủ để thiết lập λ thành giá trị nào đó; sau đó cần thiết phải thiết lập các yêu cầu đối với δ. Phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế đối với δ khi λ được thiết lập là 0 radian.

Trong trường hợp này, tương tự như phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong chu kỳ (chu trình) bốn khe, bằng cách xác định δ sao cho π/2 radian ≤ |δ| ≤ π radian, chất lượng thu cao thu được, cụ thể trong môi trường LOS.

Trong mỗi ký tự số Ni đến Ni + N − 1, hai điểm q tồn tại trong đó chất lượng thu trở nên kém, và do đó 2N điểm này tồn tại. Trong môi trường LOS, để thu được các đặc tính ưu việt, 2N điểm này mỗi chúng sẽ có đáp số khác nhau. Trong trường hợp này, ngoài điều kiện #5, xem xét rằng β là số thực dương, và $\beta \neq 1$, điều kiện #6 là cần thiết.

Phép toán 107

Điều kiện #6

$$e^{j\left(\theta_{11}(Ni+x)-\theta_{21}(Ni+x)-\delta\right)} \neq e^{j\left(\theta_{11}(Ni+y)-\theta_{21}(Ni+y)-\delta\right)} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

Như được nêu trên, khi thiết bị truyền truyền các tín hiệu điều chế từ các anten trong hệ thống MIMO, hiệu quả của chất lượng truyền được cải thiện, như so với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian thông thường, thu được trong môi trường LOS trong đó các sóng mang trực tiếp là chiếm phần lớn bằng cách chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa đều đặn theo thời gian.

Trong phương án này, cấu hình của thiết bị thu như được mô tả trong phương án 1, và cụ thể đối với cấu hình của thiết bị thu, các thao tác được mô tả đối với số lượng anten bị giới hạn, nhưng sáng chế có thể được thực hiện theo cách tương tự ngay cả nếu số lượng anten tăng lên. Nói cách khác, số lượng anten trong thiết bị thu không ảnh hưởng đến các thao tác và các hiệu quả của phương án này. Ngoài ra, trong phương án này, tương tự phương án 1, các mã sửa lỗi không bị giới hạn.

Trong phương án này, ngược lại với phương án 1, phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong miền thời gian được mô tả. Như được mô tả trong phương án 1, tuy nhiên, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự bằng cách chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa bằng cách sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang và sắp xếp các ký tự trong miền tần số và miền thời gian-tần số. Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn đầu, từ duy nhất, và loại tương tự), các ký tự cho thông tin điều khiển, và loại tương tự, có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ.

Phương án 4

Trong phương án 3, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa được mô tả đối với ví dụ về hai loại độ lớn đối với mỗi phần tử trong ma trận trọng số tiền mã hóa, 1 và β.

Trong trường hợp này,

Phép toán 108

$$\frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}}$$

được bỏ qua.

Tiếp theo, ví dụ về thay đổi giá trị của β bởi khe được mô tả. Nhằm mục đích đối chiếu với phương án 3, trường hợp của chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) 2 x N khe được mô tả.

Với các xem xét tương tự như trong phương án 1, phương án 2, và phương án 3, việc xử lý được biểu diễn dưới đây được thực hiện trên các ký tự số. Đặt β là số thực dương, và $\beta \neq 1$. Ngoài ra, đặt α là số thực dương, và $\alpha \neq \beta$.

Đối với ký tự số 2Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 109

Công thức tính 102

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni) \\ z2(2Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni) \\ s2(2Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + 1:

Phép toán 110

Công thức tính 103

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+1) \\ z2(2Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+1) \\ s2(2Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 111

Công thức tính 104

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+k) \\ z2(2Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+k) \\ s2(2Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + N − 1:

Phép toán 112

Công thức tính 105

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+N-1) \\ z2(2Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N-1) \\ s2(2Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 2Ni + N (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 113

Công thức tính 106

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+N) \\ z2(2Ni+N) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N) \\ s2(2Ni+N) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + N + 1:

Phép toán 114

Công thức tính 107

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+N+1) \\ z2(2Ni+N+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+1) \\ s2(2Ni+N+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + N + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 115

Công thức tính 108

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+N+k) \\ z2(2Ni+N+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+k)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+k)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+k) \\ s2(2Ni+N+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + 2N − 1:

Phép toán 116

Công thức tính 109

$$\begin{pmatrix} z1(2Ni+2N-1) \\ z2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+2N-1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+2N-1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+2N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+2N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+2N-1) \\ s2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix}$$

Do đó, r1 và r2 được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 2Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 117

Công thức tính 110

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni) \\ r2(2Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni) & h_{12}(2Ni) \\ h_{21}(2Ni) & h_{22}(2Ni) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni) \\ s2(2Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + 1:

Phép toán 118

Công thức tính 111

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+1) \\ r2(2Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+1) & h_{12}(2Ni+1) \\ h_{21}(2Ni+1) & h_{22}(2Ni+1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+1) \\ s2(2Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 119

Công thức tính 112

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+k) \\ r2(2Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+k) & h_{12}(2Ni+k) \\ h_{21}(2Ni+k) & h_{22}(2Ni+k) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+k) \\ s2(2Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + N − 1:

Phép toán 120

Công thức tính 113

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N-1) \\ r2(2Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+N-1) & h_{12}(2Ni+N-1) \\ h_{21}(2Ni+N-1) & h_{22}(2Ni+N-1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N-1) \\ s2(2Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 2Ni + N (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 121

Công thức tính 114

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N) \\ r2(2Ni+N) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+N) & h_{12}(2Ni+N) \\ h_{21}(2Ni+N) & h_{22}(2Ni+N) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N) \\ s2(2Ni+N) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + N + 1:

Phép toán 122

Công thức tính 115

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N+1) \\ r2(2Ni+N+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+N+1) & h_{12}(2Ni+N+1) \\ h_{21}(2Ni+N+1) & h_{22}(2Ni+N+1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+1) \\ s2(2Ni+N+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + N + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 123

Công thức tính 116

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N+k) \\ r2(2Ni+N+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+N+k) & h_{12}(2Ni+N+k) \\ h_{21}(2Ni+N+k) & h_{22}(2Ni+N+k) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+k)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+k)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+k) \\ s2(2Ni+N+k) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + 2N − 1:

Phép toán 124

Công thức tính 117

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+2N-1) \\ r2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} h_{11}(2Ni+2N-1) & h_{12}(2Ni+2N-1) \\ h_{21}(2Ni+2N-1) & h_{22}(2Ni+2N-1) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+2N-1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+2N-1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+2N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+2N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+2N-1) \\ s2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, giả thiết rằng chỉ các thành phần của các sóng trực tiếp tồn tại trong các phần tử kênh $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$, mà các thành phần biên độ của các sóng trực tiếp là tất bằng nhau, và các dao động không xảy ra theo thời gian. Với các giả thiết này, các công thức tính từ 110 đến 117 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 2Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 125

Công thức tính 118

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni) \\ r2(2Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni) \\ s2(2Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + 1:

Phép toán 126

Công thức tính 119

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+1) \\ r2(2Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+1) \\ s2(2Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + k (k = 0, 1, ..., N − 1):

Phép toán 127

Công thức tính 120

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+k) \\ r2(2Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+k) \\ s2(2Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + N − 1:

Phép toán 128

Công thức tính 121

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N-1) \\ r2(2Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N-1) \\ s2(2Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 2Ni + N (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 129

Công thức tính 122

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N) \\ r2(2Ni+N) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N) \\ s2(2Ni+N) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + N + 1:

Phép toán 130

Công thức tính 123

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N+1) \\ r2(2Ni+N+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+1) \\ s2(2Ni+N+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + N + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 131

Công thức tính 124

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N+k) \\ r2(2Ni+N+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+k)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+k)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+k) \\ s2(2Ni+N+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + 2N − 1:

Phép toán 132

Công thức tính 125

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+2N-1) \\ r2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+2N-1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+2N-1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+2N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+2N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+2N-1) \\ s2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính từ 118 đến 125, đặt A là số thực và q là số phức. Các công thức tính từ 118 đến125 có thể được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 2Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 133

Công thức tính 126

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni) \\ r2(2Ni) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni) \\ s2(2Ni) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + 1:

Phép toán 134

Công thức tính 127

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+1) \\ r2(2Ni+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(2Ni+1) \\ s2(2Ni+1) \end{pmatrix}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + k (k = 0, 1, ..., N − 1):

Phép toán 135

Công thức tính 128

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+k) \\ r2(2Ni+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+k)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+k)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(2Ni+k) \\ s2(2Ni+k) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + N − 1:

Phép toán 136

Công thức tính 129

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N-1) \\ r2(2Ni+N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\beta^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N-1)} & \beta \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N-1)+\lambda)} \\ \beta \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(2Ni+N-1) \\ s2(2Ni+N-1) \end{pmatrix}$$

Đối với ký tự số 2Ni + N (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 137

Công thức tính 130

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N) \\ r2(2Ni+N) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(2Ni+N) \\ s2(2Ni+N) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo.

Đối với ký tự số 2Ni + N + 1:

Phép toán 138

Công thức tính 131

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N+1) \\ r2(2Ni+N+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+1) \\ s2(2Ni+N+1) \end{pmatrix} \right)$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + N + k (k = 0, 1, …, N − 1):

Phép toán 139

Công thức tính 132

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+N+k) \\ r2(2Ni+N+k) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+N+k)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+k)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+N+k)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+N+k)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+N+k) \\ s2(2Ni+N+k) \end{pmatrix} \right)$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + 2N − 1:

Phép toán 140

Công thức tính 133

$$\begin{pmatrix} r1(2Ni+2N-1) \\ r2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(2Ni+2N-1)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(2Ni+2N-1)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(2Ni+2N-1)} & e^{j(\theta_{21}(2Ni+2N-1)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(2Ni+2N-1) \\ s2(2Ni+2N-1) \end{pmatrix} \right)$$

Kết quả là, khi q được biểu diễn như sau, một trong các tín hiệu s1 và s2 có thể không còn thu được.

Đối với ký tự số 2Ni (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 141

Công thức tính 134

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j(\theta_{11}(2Ni)-\theta_{21}(2Ni))}, -A\beta e^{j(\theta_{11}(2Ni)-\theta_{21}(2Ni)-\delta)}$$

Đối với ký tự số 2Ni + 1:

Phép toán 142

Công thức tính 135

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j(\theta_{11}(2Ni+1)-\theta_{21}(2Ni+1))}, -A\beta e^{j(\theta_{11}(2Ni+1)-\theta_{21}(2Ni+1)-\delta)}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + k (k = 0, 1, ..., N − 1):

Phép toán 143

Công thức tính 136

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+k)-\theta_{21}(2Ni+k)\right)}, -A\beta e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+k)-\theta_{21}(2Ni+k)-\delta\right)}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + N − 1:

Phép toán 144

Công thức tính 137

$$q = -\frac{A}{\beta} e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N-1)-\theta_{21}(2Ni+N-1)\right)}, -A\beta e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N-1)-\theta_{21}(2Ni+N-1)-\delta\right)}$$

Đối với ký tự số 2Ni + N (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 145

Công thức tính 138

$$q = -\frac{A}{\alpha} e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N)-\theta_{21}(2Ni+N)\right)}, -A\alpha e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N)-\theta_{21}(2Ni+N)-\delta\right)}$$

Đối với ký tự số 2Ni + N + 1:

Phép toán 146

Công thức tính 139

$$q = -\frac{A}{\alpha} e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N+1)-\theta_{21}(2Ni+N+1)\right)}, -A\alpha e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N+1)-\theta_{21}(2Ni+N+1)-\delta\right)}$$

Khi được tổng quát hóa, công thức tính này là như sau.

Đối với ký tự số 2Ni + N + k (k = 0, 1, ..., N − 1):

Phép toán 147

Công thức tính 140

$$q = -\frac{A}{\alpha} e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N+k)-\theta_{21}(2Ni+N+k)\right)}, -A\alpha e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+N+k)-\theta_{21}(2Ni+N+k)-\delta\right)}$$

Ngoài ra, đối với ký tự số 2Ni + 2N − 1:

Phép toán 148

Công thức tính 141

$$q = -\frac{A}{\alpha} e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+2N-1)-\theta_{21}(2Ni+2N-1)\right)}, -A\alpha e^{j\left(\theta_{11}(2Ni+2N-1)-\theta_{21}(2Ni+2N-1)-\delta\right)}$$

Trong trường hợp này, nếu q có cùng đáp số trong các ký tự số 2Ni đến 2Ni + N − 1, thì do các thành phần kênh của các sóng trực tiếp không dao động lớn, chất lượng thu tốt có thể không còn thu được đối với bất kỳ các số ký tự. Do đó, khó có thể thu được khả năng sửa lỗi, ngay cả nếu các mã sửa lỗi được đưa vào. Do đó, đối với q không có cùng đáp số, điều kiện #7 hoặc điều kiện #8 trở nên cần thiết từ các công thức tính từ 134 đến 141 và từ thực tế rằng $\alpha \neq \beta$ khi tập trung vào một trong hai đáp số của q mà không bao gồm δ.

Phép toán 149

Điều kiện #7

$$e^{j(\theta_{11}(2Ni+x)-\theta_{21}(2Ni+x))} \neq e^{j(\theta_{11}(2Ni+y)-\theta_{21}(2Ni+y))} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

và

$$e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+x)-\theta_{21}(2Ni+N+x))} \neq e^{j(\theta_{11}(2Ni+N+y)-\theta_{21}(2Ni+N+y))} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 150

Điều kiện #8

$$e^{j(\theta_{11}(2Ni+x)-\theta_{21}(2Ni+x))} \neq e^{j(\theta_{11}(2Ni+y)-\theta_{21}(2Ni+y))} \text{ cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,2N-2,2N-1)$$

Trong trường hợp này, điều kiện #8 là tương tự như các điều kiện được mô tả trong phương án 1 đến phương án 3. Tuy nhiên, đối với điều kiện #7, do $\alpha \neq \beta$, đáp số không bao gồm δ trong số hai đáp số của q là đáp số khác.

Tiếp theo, các yêu cầu thiết kế đối với không chỉ θ_{11} và θ_{12}, mà còn đối với λ và δ được mô tả. Nó là đủ để thiết lập λ thành giá trị nào đó; sau đó cần thiết phải thiết lập các yêu cầu đối với δ. Phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế đối với δ khi λ được thiết lập là 0 radian.

Trong trường hợp này, tương tự như phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong chu kỳ (chu trình) bốn khe, bằng cách xác định δ sao cho $\pi/2$ radian $\leq |\delta| \leq \pi$ radian, chất lượng thu cao thu được, cụ thể trong môi trường LOS.

Trong các ký tự số 2Ni đến 2Ni + 2N − 1, hai điểm q tồn tại trong đó chất lượng thu trở nên kém, và do đó 4N điểm này tồn tại. Trong môi trường LOS, để thu được các đặc tính ưu việt, 4N điểm này mỗi chúng sẽ có đáp số khác nhau. Trong trường hợp này, tập trung vào độ lớn, điều kiện sau đây là cần thiết đối với điều kiện #7 hoặc điều kiện #8, do $\alpha \neq \beta$.

Phép toán 151

Điều kiện #9

$$\alpha \neq \frac{1}{\beta}$$

Như được nêu trên, khi thiết bị truyền truyền các tín hiệu điều chế từ các anten trong hệ thống MIMO, hiệu quả của chất lượng truyền được cải thiện, như so với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian thông thường, thu được trong môi trường LOS trong đó các sóng mang trực tiếp là chiếm phần lớn bằng cách chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa đều đặn theo thời gian.

Trong phương án này, cấu hình của thiết bị thu như được mô tả trong phương án 1, và cụ thể đối với cấu hình của thiết bị thu, các thao tác được mô tả đối với số lượng anten bị giới hạn, nhưng sáng chế có thể được thực hiện theo cách tương tự ngay cả nếu số lượng anten tăng lên. Nói cách khác, số lượng anten trong thiết bị thu không ảnh hưởng đến các thao tác và các hiệu quả của phương án này. Ngoài ra, trong phương án này, tương tự phương án 1, các mã sửa lỗi không bị giới hạn.

Trong phương án này, ngược lại với phương án 1, phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong miền thời gian được mô tả. Như được mô tả trong phương án 1, tuy nhiên, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự bằng cách chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa bằng cách sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang và sắp xếp các ký tự trong miền tần số và miền thời gian-tần số. Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn

đầu, từ duy nhất, và loại tương tự), các ký tự cho thông tin điều khiển, và loại tương tự, có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ.

Phương án 5

Trong phương án 1 đến phương án 4, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa được mô tả. Trong phương án này, cải biến của phương pháp này được mô tả.

Trong phương án 1 đến phương án 4, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa như trên Fig.6 được mô tả. Trong phương án này, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa mà khác với Fig.6 được mô tả.

Như trên Fig.6, phương này chuyển đổi giữa bốn trọng số (ma trận) tiền mã hóa khác nhau. Fig.22 thể hiện phương pháp chuyển đổi mà khác với Fig.6. Trên Fig.22, bốn trọng số (ma trận) tiền mã hóa khác nhau được biểu diễn là W1, W2, W3, và W4. (Ví dụ, W1 là trọng số (ma trận) tiền mã hóa trong công thức tính 37, W2 là trọng số (ma trận) tiền mã hóa trong công thức tính 38, W3 là trọng số (ma trận) tiền mã hóa trong công thức tính 39, và W4 là trọng số (ma trận) tiền mã hóa trong công thức tính 40.) Trên Fig.3, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3 và Fig.6 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn.

Các phần duy nhất đối với Fig.22 là như sau.

Chu kỳ (chu trình) thứ nhất 2201, chu kỳ (chu trình) thứ hai 2202, chu kỳ (chu trình) thứ ba 2203, … là tất cả các chu kỳ (chu trình) bốn khe.

Ma trận trọng số tiền mã hóa khác nhau được sử dụng trong mỗi bốn khe, tức là W1, W2, W3, và W4 mỗi chúng được sử dụng một lần.

Không cần thiết cho W1, W2, W3, và W4 là cùng thứ tự trong chu kỳ (chu trình) thứ nhất 2201, chu kỳ (chu trình) thứ hai 2202, chu kỳ (chu trình) thứ ba 2203, ….

Để thực hiện phương pháp này, bộ tạo trọng số tiền mã hóa 2200 thu, như là đầu vào, tín hiệu liên quan đến phương pháp tạo trọng số và xuất ra thông tin 2210 liên quan đến các trọng số tiền mã hóa đối với mỗi chú kỳ (chu trình). Bộ tạo trọng số 600 thu, như là các đầu vào, thông tin này, s1(t), và s2(t), thực hiện việc tạo trọng số, và xuất ra z1(t) và z2(t).

Fig.23 thể hiện phương pháp tạo trọng số khác với Fig.22 cho phương pháp tiền mã hóa nêu trên. Trên Fig.23, sự khác biệt so với Fig.22 đó là phương pháp tương tự với Fig.22 thu được bằng cách bố trí bộ sắp xếp lại phía sau bộ tạo trọng số và bằng cách sắp xếp lại các ký tự.

Trên Fig.23, bộ tạo trọng số tiền mã hóa 2200 thu, như là đầu vào, thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số và xuất ra thông tin 2210 về các trọng số tiền mã hóa theo thứ tự của các trọng số tiền mã hóa W1, W2, W3, W4, W1, W2, W3, W4, ... Do đó, bộ tạo trọng số 600 sử dụng các trọng số tiền mã hóa theo thứ tự của các trọng số tiền mã hóa W1, W2, W3, W4, W1, W2, W3, W4, ... và xuất ra các tín hiệu tiền mã hóa 2300A và 2300B.

Bộ sắp xếp lại 2300 thu, như là các đầu vào, các tín hiệu được tiền mã hóa 2300A và 2300B, sắp xếp lại các tín hiệu được tiền mã hóa 2300A và 2300B theo thứ tự của chu kỳ (chu trình) thứ nhất 2201, chu kỳ (chu trình) thứ hai 2202, và chu kỳ (chu trình) thứ ba 2203 trên Fig.23, và xuất ra z1(t) và z2(t).

Lưu ý rằng trong phần mô tả ở trên, chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa được mô tả là có bốn khe nhằm mục đích so sánh với Fig.6. Như trong phương án 1 đến phương án 4, tuy nhiên, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự với chu kỳ (chu trình) có ngoài bốn khe.

Ngoài ra, trong phương án 1 đến phương án 4, và trong phương pháp tiền mã hóa nêu trên, trong chu kỳ (chu trình), giá trị của δ và β được mô tả là như nhau đối với mỗi khe, nhưng giá trị của δ và β có thể thay đổi trong mỗi khe.

Như được nêu trên, khi thiết bị truyền truyền các tín hiệu điều chế từ các anten trong hệ thống MIMO, hiệu quả của chất lượng truyền được cải thiện, như so với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian thông thường, thu được trong môi trường LOS trong đó các sóng mang trực tiếp là chiếm phần lớn bằng cách chuyển đổi giữa các trọng số tiền mã hóa đều đặn theo thời gian.

Trong phương án này, cấu hình của thiết bị thu như được mô tả trong phương án 1, và cụ thể đối với cấu hình của thiết bị thu, các thao tác được mô tả đối với số lượng anten bị giới hạn, nhưng sáng chế có thể được thực hiện theo cách tương tự ngay cả nếu số lượng anten tăng lên. Nói cách khác, số lượng anten trong thiết bị thu

không ảnh hưởng đến các thao tác và các hiệu quả của phương án này. Ngoài ra, trong phương án này, tương tự phương án 1, các mã sửa lỗi không bị giới hạn.

Trong phương án này, ngược lại với phương án 1, phương pháp chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong miền thời gian được mô tả. Như được mô tả trong phương án 1, tuy nhiên, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự bằng cách chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa bằng cách sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang và sắp xếp các ký tự trong miền tần số và miền thời gian-tần số. Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn đầu, từ duy nhất, và loại tương tự), các ký tự cho thông tin điều khiển, và loại tương tự, có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ.

Phương án 6

Trong các phương án từ 1 đến 4, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa được mô tả. Trong phương án này, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các trọng số tiền mã hóa được mô tả lại, bao gồm nội dung mà được mô tả trong các phương án từ 1 đến 4.

Đầu tiên, trong số việc xem xét về môi trường LOS, phương pháp thiết kế ma trận tiền mã hóa được mô tả đối với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian 2 x 2 mà áp dụng việc tiền mã hóa trong đó thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông là không khả dụng.

Fig.30 thể hiện mô hình của hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian 2 x 2 mà áp dụng việc tiền mã hóa trong đó thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông là không khả dụng. Vectơ thông tin z được mã hóa và được đan xen. Như là đầu ra của việc đan xen, vectơ bit được mã hóa $u(p) = (u_1(p), u_2(p))$ được yêu cầu (trong đó p là khe thời gian). Đặt $u_i(p) = (u_{i1}(p), \ldots, u_{ih}(p))$ (trong đó h là số lượng bit truyền trên ký tự). Đặt tín hiệu sau khi điều chế (ánh xạ) là $s(p) = (s1(p), s2(p))^T$ và ma trận tiền mã hóa là F(p), ký tự được tiền mã hóa $x(p) = (x_1(p), x_2(p))^T$ được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 152

Công thức tính 142

$$\mathbf{x}(p) = \left(x_1(p), x_2(p)\right)^T = \mathbf{F}(p)\mathbf{s}(p)$$

Do đó, đặt vectơ thu được là $y(p) = (y_1(p), y_2(p))^T$, vectơ thu được y(p) được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 153

Công thức tính 143

$$\mathbf{y}(p) = \left(y_1(p), y_2(p)\right)^T = \mathbf{H}(p)\mathbf{F}(p)\mathbf{s}(p) + \mathbf{n}(p)$$

Trong công thức tính này, H(p) là ma trận kênh, $n(p) = (n_1(p), n_2(p))^T$ là vectơ tạp âm, và $n_i(p)$ là tạp âm ngẫu nhiên Gauss phức phân phối độc lập đồng nhất với giá trị trung bình 0 và phương sai σ^2. Đặt hệ số Rician là K, công thức tính nêu trên có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 154

Công thức tính 144

$$\mathbf{y}(p) = \left(y_1(p), y_2(p)\right)^T = \left(\sqrt{\frac{K}{K+1}}\mathbf{H}_d(p) + \sqrt{\frac{1}{K+1}}\mathbf{H}_s(p)\right)\mathbf{F}(p)\mathbf{s}(p) + \mathbf{n}(p)$$

Trong công thức tính này, $H_d(p)$ là ma trận kênh đối với các thành phần sóng trực tiếp, và $H_s(p)$ là ma trận kênh đối với các thành phần sóng bị tán xạ. Do đó, ma trận kênh H(p) được biểu diễn như sau.

Phép toán 155

Công thức tính 145

$$\mathbf{H}(p) = \sqrt{\frac{K}{K+1}}\mathbf{H}_d(p) + \sqrt{\frac{1}{K+1}}\mathbf{H}_s(p) = \sqrt{\frac{K}{K+1}}\begin{pmatrix} h_{11,d} & h_{12,d} \\ h_{21,d} & h_{22,d} \end{pmatrix} + \sqrt{\frac{1}{K+1}}\begin{pmatrix} h_{11,s}(p) & h_{12,s}(p) \\ h_{21,s}(p) & h_{22,s}(p) \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính 145, giả thiết rằng môi trường sóng trực tiếp được xác định duy nhất bởi quan hệ vị trí giữa các bộ truyền, và ma trận kênh $H_d(p)$ đối với các thành phần sóng trực tiếp không dao động theo thời gian. Ngoài ra, trong ma trận kênh $H_d(p)$ đối với các thành phần sóng trực tiếp, giả thiết rằng so với khoảng cách giữa các anten truyền, xác suất của môi trường với khoảng cách đủ dài giữa các thiết bị truyền và thu là cao, và do đó ma trận kênh đối với các thành phần sóng trực tiếp có thể được xem là ma trận không phải đơn. Do đó, ma trận kênh $H_d(p)$ được biểu diễn như sau.

Phép toán 156

Công thức tính 146

$$\mathbf{H}_d(p) = \begin{pmatrix} h_{11,d} & h_{12,d} \\ h_{21,d} & h_{22,d} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} Ae^{j\psi} & q \\ Ae^{j\psi} & q \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính này, đặt A là số thực dương và q là số phức. Sau đó, trong số việc xem xét về môi trường LOS, phương pháp thiết kế ma trận tiền mã hóa được mô tả đối với hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian 2 x 2 mà áp dụng việc tiền mã hóa trong đó thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông là không khả dụng.

Từ các công thức tính 144 và 145, khó để tìm kiếm ma trận tiền mã hóa mà không có các thông tin phản hồi trong các điều kiện bao gồm các sóng tán xạ, do khó có thể thực hiện việc phân tích dưới các điều kiện bao gồm các sóng tán xạ. Ngoài ra, trong môi trường NLOS, một chút suy giảm trong chất lượng thu dữ liệu xảy ra so với môi trường LOS. Do đó, phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế các ma trận tiền mã hóa mà không có thông tin phản hồi thích hợp trong môi trường LOS (các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa theo thời gian).

Như được nêu trên, do khó có thể thực hiện việc phân tích dưới các điều kiện bao gồm các sóng tán xạ, ma trận tiền mã hóa thích hợp cho ma trận kênh bao gồm các thành phần chỉ có các sóng trực tiếp được tìm kiếm từ các công thức tính 144 và 145. Do đó, trong công thức tính 144, trường hợp khi ma trận kênh bao gồm các thành phần của chỉ các sóng trực tiếp được xem xét. Do đó từ công thức tính 146, công thức tính 144 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 157

Công thức tính 147

$$\begin{pmatrix} y_1(p) \\ y_2(p) \end{pmatrix} = \mathbf{H}_d(p)\mathbf{F}(p)\mathbf{s}(p)+\mathbf{n}(p)$$

$$= \begin{pmatrix} Ae^{j\psi} & q \\ Ae^{j\psi} & q \end{pmatrix} \mathbf{F}(p)\mathbf{s}(p)+\mathbf{n}(p)$$

Trong công thức tính này, ma trận đơn nguyên được sử dụng là ma trận tiền mã hóa. Do đó, ma trận tiền mã hóa được biểu diễn như sau.

Phép toán 158

Công thức tính 148

$$\mathbf{F}(p) = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính này, λ là giá trị cố định. Do đó, công thức tính 147 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 159

Công thức tính 149

$$\begin{pmatrix} y_1(p) \\ y_2(p) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j\psi} & q \\ Ae^{j\psi} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix} + \mathbf{n}(p)$$

Rõ ràng từ công thức tính 149, khi thiết bị thu thực hiện thao tác tuyến tính của thuật toán cưỡng ép về zero (ZF) hoặc thuật toán lỗi bình phương trung bình tối

thiểu (MMSE), bit được truyền không thể được xác định bởi s1(p), s2(p). Do đó, APP lặp (hoặc Max-log APP lặp) hoặc APP (hoặc Max-log APP) được mô tả trong phương án 1 được thực hiện (sau đây được gọi là tính toán hợp lẽ cực đại (ML-Maximum Likelihood)), tỷ lệ likelihood-log của mỗi bit được truyền trong s1(p), s2(p) được tìm kiếm, và việc giải mã với các mã sửa lỗi được thực hiện. Do đó, phần sau đây mô tả phương pháp thiết kế ma trận tiền mã hóa mà không có thông tin phản hồi thích hợp trong môi trường LOS đối với thiết bị thu mà thực hiện tính toán ML.

Việc tiền mã hóa trong công thức tính 149 được xem xét. Vế phải và vế trái của dòng thứ nhất được nhân với $e^{-j\Psi}$, và tương tự vế phải và vế trái của dòng thứ hai được nhân với $e^{-j\Psi}$. công thức tính sau đây biểu diễn kết quả.

Phép toán 160

Công thức tính 150

$$\begin{pmatrix} e^{-j\psi} y_1(p) \\ e^{-j\psi} y_2(p) \end{pmatrix}$$

$$= e^{-j\psi} \left\{ \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j\psi} & q \\ Ae^{j\psi} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix} + \mathbf{n}(p) \right\}$$

$$= \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & e^{-j\psi} q \\ Ae^{j0} & e^{-j\psi} q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix} + e^{-j\psi} \mathbf{n}(p)$$

$e^{-j\Psi}y_1(p)$, $e^{-j\Psi}y_2(p)$, và $e^{-j\Psi}q$ một cách tương ứng được xác định lại là $y_1(p)$, $y_2(p)$, và q. Ngoài ra, do $e^{-j\Psi}n(p) = (e^{-j\Psi}n_1(p), e^{-j\Psi}n_2(p))^T$, và $e^{-j\Psi}n_1(p)$, $e^{-j\Psi}n_2(p)$ là tạp âm ngẫu nhiên Gauss phức phân phối độc lập đồng nhất với giá trị trung bình 0 và phương sai σ^2, $e^{-j\Psi}n(p)$ được xác định lại là n(p). Kết quả là, tính tổng quát không bị mất đi bằng cách trình bày lại công thức tính 150 như công thức tính 151.

Phép toán 161

Công thức tính 151

$$\begin{pmatrix} y_1(p) \\ y_2(p) \end{pmatrix}$$

$$= \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix} + \mathbf{n}(p)$$

Tiếp theo, công thức tính 151 được biến đổi thành công thức tính 152 nhằm mục đích rõ ràng.

Phép toán 162

Công thức tính 152

$$\begin{pmatrix} y_1(p) \\ y_2(p) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix} \left(A e^{j0} \quad q \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \right) \begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix} + \mathbf{n}(p)$$

Trong trường hợp này, đặt khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa điểm tín hiệu thu và điểm tín hiệu ứng viên thu được là d_{min}^2, sau đó điểm thu kém có giá trị nhỏ nhất là không đối với d_{min}^2, và hai giá trị của q tồn tại mà tại đó các điều kiện là kém trong đó tất cả các bit được truyền bởi s1(p) và tất cả các bit được truyền bởi s2(p) được loại bỏ.

Trong công thức tính 152, khi s1(p) không tồn tại.

Phép toán 163

Công thức tính 153

$$q = -\frac{A}{\alpha} e^{j(\theta_{11}(p)-\theta_{21}(p))}$$

Trong công thức tính 152, khi s2(p) không tồn tại.

Phép toán 164

Công thức tính 154

$$q = -A\alpha e^{j(\theta_{11}(p)-\theta_{21}(p)-\pi)}$$

(Sau đây, các giá trị của q thỏa mãn các công thức tính 153 và 154 một cách tương ứng được gọi là "các điểm thu kém đối với s1 và s2").

Khi công thức tính 153 được thỏa mãn, do tất cả các bit được truyền bởi s1(p) được loại bỏ, tỷ lệ logarit hợp lẽ thu được không thể được tìm thấy đối với bất kỳ trong số các bit được truyền bởi s1(p). Khi công thức tính 154 được thỏa mãn, do tất cả các bit được truyền bởi s2(p) được loại bỏ, tỷ lệ logarit hợp lẽ thu được không thể được tìm thấy đối với bất kỳ trong số các bit được truyền bởi s2(p).

Hệ thống truyền đa hướng/phát rộng mà không thay đổi ma trận tiền mã hóa được xem xét. Trong trường hợp này, mô hình hệ thống được xem xét trong đó trạm gốc truyền các tín hiệu được điều chế sử dụng phương pháp tiền mã hóa mà không chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa, và các thiết bị đầu cuối (Γ thiết bị đầu cuối) thu các tín hiệu được điều chế được truyền bởi trạm gốc.

Có xem xét rằng các điều kiện của các sóng trực tiếp giữa trạm gốc và các thiết bị đầu cuối thay đổi một chút theo thời gian. Do đó, từ các công thức tính 153 và 154, đối với thiết bị đầu cuối mà ở trong vị trí thỏa mãn các điều kiện của công thức tính 155 hoặc công thức tính 156 và ở trong môi trường LOS trong đó hệ số Rician là lớn, khả năng suy giảm về chất lượng thu của dữ liệu tồn tại. Do đó, để giải quyết vấn đề này, cần thiết phải chuyển đổi ma trận tiền mã hóa theo thời gian.

Phép toán 165

Công thức tính 155

$$q \approx -\frac{A}{\alpha} e^{j\left(\theta_{11}(p)-\theta_{21}(p)\right)}$$

Phép toán 166

Công thức tính 156

$$q \approx -A\alpha e^{j\left(\theta_{11}(p)-\theta_{21}(p)-\pi\right)}$$

Phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) thời gian với N khe (sau đây được gọi là phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa) được xem xét.

Do có N khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian, N dạng của các ma trận tiền mã hóa F[i] dựa trên công thức tính 148 được chuẩn bị (i = 0, 1, ..., N − 1). Trong trường hợp này, các ma trận tiền mã hóa F[i] được biểu diễn như sau.

Phép toán 167

Công thức tính 157

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}[i]} & e^{j(\theta_{21}[i]+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính này, đặt α không đổi theo thời gian, và đặt λ cũng không đổi theo thời gian (mặc dù việc thay đổi theo thời gian có thể được cho phép).

Như trong phương án 1, F[i] là ma trận tiền mã hóa được sử dụng để thu được tín hiệu được tiền mã hóa x (p = N × k + i) trong công thức tính 142 đối với thời gian N × k + i (trong đó k là số nguyên bằng hoặc lớn hơn 0, và i = 0, 1, ..., N − 1). Điều tương tự cũng đúng như dưới đây.

Tại điểm này, dựa trên các công thức tính 153 và 154, các điều kiện thiết kế như phần sau đây là quan trọng đối với các ma trận tiền mã hóa để chuyển đổi tiền mã hóa.

Phép toán 168

Điều kiện #10

Công thức tính 158

$$e^{j(\theta_{11}[x]-\theta_{21}[x])}\neq e^{j(\theta_{11}[y]-\theta_{21}[y])}$$

cho $\forall x, \forall y \quad (x\neq y;\ x, y=0,1,\cdots,N-1)$

Phép toán 169

Điều kiện #11

Công thức tính 159

$$e^{j(\theta_{11}[x]-\theta_{21}[x]-\pi)}\neq e^{j(\theta_{11}[y]-\theta_{21}[y]-\pi)}$$

cho $\forall x, \forall y \quad (x\neq y;\ x, y=0,1,\cdots,N-1)$

Từ điều kiện #10, trong tất cả Γ thiết bị đầu cuối, có một khe hoặc ít hơn có các điểm thu kém đối với s1 trong số N khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian. Do đó, tỷ lệ likelihood-log đối với các bit được truyền bởi s1(p) có thể thu được đối với ít nhất N - 1 khe Tương tự, từ điều kiện #11, trong tất cả Γ thiết bị đầu cuối, có một khe hoặc ít hơn có các điểm thu kém đối với s2 trong số N khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian. Do đó, tỷ lệ likelihood-log đối với các bit được truyền bởi s2(p) có thể thu được đối với ít nhất N - 1 khe

Theo cách này, bằng cách đưa ra mô hình thiết kế ma trận tiền mã hóa của điều kiện #10 và điều kiện #11, số lượng bit mà để tỷ lệ likelihood-log thu được trong số các bit được truyền bởi s1(p), và số lượng bit mà để tỷ lệ likelihood-log thu được trong số các bit được truyền bởi s2(p) được đảm bảo là bằng hoặc lớn hơn số cố định trong tất cả Γ thiết bị đầu cuối. Do đó, trong tất cả Γ thiết bị đầu cuối, có xem xét rằng việc suy giảm chất lượng thu dữ liệu được làm giảm trong môi trường LOS trong đó hệ số Rician là lớn.

Phần sau đây thể hiện ví dụ về ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa.

Phân phối mật độ xác suất của pha của sóng trực tiếp có thể được xem là phân phối đồng đều trên [0 2π]. Do đó, phân phối mật độ xác suất về pha của q trong các công thức tính 151 và 152 cũng có thể được xem là phân phối đồng đều trên [0 2π]. Do đó, phần sau đây được thiết lập như là điều kiện để đưa ra chất lượng thu dữ liệu đồng đều trong phạm vi có thể đối với Γ thiết bị đầu cuối trong cùng môi trường LOS trong đó chỉ pha của q khác nhau.

Điều kiện #12

Khi sử dụng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe, trong số N khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian, các điểm thu kém đối với s1 được sắp xếp để có phân phối đồng đều về pha, và các điểm thu kém đối với s2 được sắp xếp để có phân phối đồng đều về pha.

Phần sau đây mô tả ví dụ về ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa dựa trên điều kiện #10 đến điều kiện #12. Đặt $\alpha = 1,0$ trong ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 157.

Ví dụ #5

Đặt số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) thời gian là 8. Để thỏa mãn điều kiện #10 đến điều kiện #12, các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N = 8 được đưa ra như trong công thức tính sau đây.

Phép toán 170

Công thức tính 160

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo, và i = 0, 1, ..., 7. Thay vì công thức tính 160, công thức tính 161 có thể được đưa ra (trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 171

Công thức tính 161

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Do đó, các điểm thu kém đối với s1 và s2 trở thành như trên Fig.31A và Fig.31B. (Trên Fig.31A và Fig.31B, trục ngang là trục thực, và trục dọc là trục ảo.) Thay vì các công thức tính 160 và 161, các công thức tính 162 và 163 có thể được đưa ra (trong đó i = 0, 1, ..., 7, và trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 172

Công thức tính 162

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 173

Công thức tính 163

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Tiếp theo, phần sau đây được thiết lập như là điều kiện, khác với điều kiện #12, để đưa ra chất lượng thu dữ liệu đồng đều trong phạm vi có thể đối với Γ thiết bị đầu cuối trong cùng môi trường LOS trong đó chỉ pha của q khác nhau.

Điều kiện #13

Khi sử dụng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe, ngoài điều kiện

Phép toán 174

Công thức tính 164

$$e^{j(\theta_{11}[x]-\theta_{21}[x])} \neq e^{j(\theta_{11}[y]-\theta_{21}[y]-\pi)} \quad \text{for } \forall x, \forall y \quad (x, y = 0,1,\cdots,N-1)$$

các điểm thu kém đối với s1 và các điểm thu kém đối với s2 được sắp xếp trong phân phối đồng đều với pha trong chu kỳ (chu trình) thời gian N khe.

Phần sau đây mô tả ví dụ về ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa dựa trên điều kiện #10, điều kiện #11, và điều kiện #13. Đặt α = 1,0 trong ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 157.

Ví dụ #6

Đặt số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) thời gian là 4. Các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N = 4 được đưa ra như trong công thức tính sau đây.

Phép toán 175

Công thức tính 165

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo, và i = 0, 1, 2, 3. Thay vì công thức tính 165, công thức tính 166 có thể được đưa ra (trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 176

Công thức tính 166

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Do đó, các điểm thu kém đối với s1 và s2 trở thành như trên Fig.32. (Trên Fig.32, trục ngang là trục thực, và trục dọc là trục ảo.) Thay vì các công thức tính 165 và 166, các công thức tính 167 và 168 có thể được đưa ra (trong đó i = 0, 1, 2, 3, và trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 177

Công thức tính 167

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 178

Công thức tính 168

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Tiếp theo, phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa sử dụng ma trận không đơn nguyên được mô tả.

Dựa trên công thức tính 148, các ma trận tiền mã hóa đang được xem xét được biểu diễn như sau.

Phép toán 179

Công thức tính 169

$$\mathbf{F}(p)=\frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Các công thức tính tương ứng với các công thức tính 151 và 152 được biểu diễn như sau.

Phép toán 180

Công thức tính 170

$$\begin{pmatrix} y_1(p) \\ y_2(p) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \\ Ae^{j0} & q \end{pmatrix}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix}+\mathbf{n}(p)$$

Phép toán 181

Công thức tính 171

$$\begin{pmatrix} y_1(p) \\ y_2(p) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} \\ e^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} Ae^{j0} & q \end{pmatrix}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(p)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(p)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(p)} & e^{j(\theta_{21}(p)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(p) \\ s2(p) \end{pmatrix}+\mathbf{n}(p)$$

Trong trường hợp này, có hai q mà tại đó giá trị nhỏ nhất d_{min}^2 của khoảng cách Ơclit giữa điểm tín hiệu thu và điểm tín hiệu ứng viên thu được là 0.

Trong công thức tính 171, khi s1(p) không tồn tại:

Phép toán 182

Công thức tính 172

$$q = -\frac{A}{\alpha} e^{j\left(\theta_{11}(p)-\theta_{21}(p)\right)}$$

Trong công thức tính 171, khi s2(p) không tồn tại:

Phép toán 183

Công thức tính 173

$$q = -A\alpha e^{j\left(\theta_{11}(p)-\theta_{21}(p)-\delta\right)}$$

Trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa đối với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe, bằng cách viện dẫn đến công thức tính 169, N dạng của ma trận tiền mã hóa F[i] được biểu diễn như sau.

Phép toán 184

Công thức tính 174

$$\mathbf{F}[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha \times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}[i]} & e^{j\left(\theta_{21}[i]+\lambda+\delta\right)} \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính này, đặt α và δ không đổi theo thời gian. Tại điểm này, dựa trên các công thức tính 34 và 35, các điều kiện thiết kế như phần sau đây được đưa ra đối với các ma trận tiền mã hóa để chuyển đổi tiền mã hóa.

Phép toán 185

Điều kiện #14

Công thức tính 175

$$e^{j\left(\theta_{11}[x]-\theta_{21}[x]\right)} \neq e^{j\left(\theta_{11}[y]-\theta_{21}[y]\right)}$$

cho $\forall x, \forall y \quad (x \neq y;\ x, y = 0,1,\cdots,N-1)$

Phép toán 186

Điều kiện #15

Công thức tính 176

$$e^{j(\theta_{11}[x]-\theta_{21}[x]-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}[y]-\theta_{21}[y]-\delta)}$$

cho $\forall x, \forall y \quad (x \neq y;\ x, y = 0,1,\cdots,N-1)$

Ví dụ #7

Đặt α = 1,0 trong ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 174. Đặt số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) thời gian là 16. Để thỏa mãn điều kiện #12, điều kiện #14, và điều kiện #15, các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N = 16 được đưa ra như trong các công thức tính sau đây.

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 187

Công thức tính 177

$$\mathbf{F}[i] = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 188

Công thức tính 178

$$\mathbf{F}[i] = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \\ e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, ma trận tiền mã hóa mà khác với các công thức tính 177 và 178 có thể được đưa ra như sau.

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 189

Công thức tính 179

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 190

Công thức tính 180

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \\ e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \end{pmatrix}$$

Do đó, các điểm thu kém đối với s1 và s2 trở thành như trên Fig.33A và Fig.33B.

(Trên Fig.33A và Fig.33B, trục ngang là trục thực, và trục dọc là trục ảo.) Thay vì các công thức tính 177 và 178, và các công thức tính 179 và 180, các ma trận tiền mã hóa có thể được đưa ra như sau.

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 191

Công thức tính 181

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 192

Công thức tính 182

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \\ e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 193

Công thức tính 183

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 194

Công thức tính 184

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \\ e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \end{pmatrix}$$

(Trong các công thức tính từ 177 đến 184, $7\pi/8$ có thể được chuyển đổi thành $-7\pi/8$.)

Tiếp theo, phần sau đây được thiết lập như là điều kiện, khác với điều kiện #12, để đưa ra chất lượng thu dữ liệu đồng đều trong phạm vi có thể đối với Γ thiết bị đầu cuối trong cùng môi trường LOS trong đó chỉ pha của q khác nhau.

Điều kiện #16

Khi sử dụng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe, điều kiện sau đây được thiết lập:

Phép toán 195

Công thức tính 185

$$e^{j(\theta_{11}[x]-\theta_{21}[x])} \neq e^{j(\theta_{11}[y]-\theta_{21}[y]-\delta)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y \quad (x, y = 0,1,\cdots,N-1)$$

Và các điểm thu kém đối với s1 và các điểm thu kém đối với s2 được sắp xếp trong phân phối đồng đều với pha trong chu kỳ (chu trình) thời gian N khe.

Phần sau đây mô tả ví dụ về ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa dựa trên điều kiện #14, điều kiện #15, và điều kiện #16. Đặt $\alpha = 1,0$ trong ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 174.

Ví dụ #8

Đặt số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) thời gian là 8. Các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N = 8 được đưa ra như trong công thức tính sau đây.

Phép toán 196

Công thức tính 186

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, …, 7.

Ngoài ra, ma trận tiền mã hóa mà khác với công thức tính 186 có thể được đưa ra như sau (trong đó i = 0, 1, …, 7, và trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 197

Công thức tính 187

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Do đó, các điểm thu kém đối với s1 và s2 trở thành như trên Fig.34. Thay vì các công thức tính 186 và 187, các ma trận tiền mã hóa có thể được đưa ra như sau (trong đó i = 0, 1, …, 7, và trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 198

Công thức tính 188

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 199

Công thức tính 189

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

(Trong các công thức tính từ 186 đến 189, $7\pi/8$ có thể được chuyển đổi thành $-7\pi/8$.)

Tiếp theo, trong ma trận tiền mã hóa của công thức tính 174, phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa mà khác với ví dụ #7 và ví dụ #8 bằng cách đặt $\alpha \neq 1$, và bằng cách xét đến khoảng cách trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém, được xem xét.

Trong trường hợp này, phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa đối với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe của công thức tính 174 được sử dụng, và từ điều kiện #14, trong tất cả Γ thiết bị đầu cuối, có một khe hoặc ít hơn có các điểm thu kém đối với s1 trong số N khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian. Do đó, tỷ lệ likelihood-log đối với các bit được truyền bởi s1(p) có thể thu được đối với ít nhất N - 1 khe. Tương tự, từ điều kiện #15, trong tất cả Γ thiết bị đầu cuối, có một khe hoặc ít hơn có các điểm thu kém đối với s2 trong số N khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian. Do đó, tỷ lệ likelihood-log đối với các bit được truyền bởi s2(p) có thể thu được đối với ít nhất N - 1 khe.

Do đó, rõ ràng rằng giá trị lớn hơn đối với N trong chu kỳ (chu trình) thời gian N khe làm tăng số lượng khe trong đó tỷ lệ likelihood-log có thể thu được.

Một cách ngẫu nhiên, do ảnh hưởng của các thành phần sóng tán xạ cũng nằm trong mô hình kênh thực tế, có xem xét rằng khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) thời gian được cố định, có khả năng chất lượng thu dữ liệu được cải thiện nếu khoảng cách nhỏ nhất trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém càng lớn càng

tốt. Do đó, trong trường hợp của ví dụ #7 và ví dụ #8, các phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa trong đó $\alpha \neq 1$ và mà được cải thiện trên ví dụ #7 và ví dụ #8 được xem xét. Phương pháp tiền mã hóa mà được cải thiện trên ví dụ #8 là dễ hiểu hơn và do đó được mô tả đầu tiên.

Ví dụ #9

Từ công thức tính 186, các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) thời gian N = 8 mà được cải thiện trên ví dụ #8 được đưa ra trong công thức tính sau đây.

Phép toán 200

Công thức tính 190

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, …, 7. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa mà khác với công thức tính 190 có thể được đưa ra như sau (trong đó i = 0, 1, …, 7, và trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Phép toán 201

Công thức tính 191

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 202

Công thức tính 192

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 203

Công thức tính 193

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 204

Công thức tính 194

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}-\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 205

Công thức tính 195

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}[i]+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda-\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 206

Công thức tính 196

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}-\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

hoặc

Phép toán 207

Công thức tính 197

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda-\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Do đó, các điểm thu kém đối với s1 và s2 được biểu diễn như trên Fig.35A khi $\alpha < 1,0$ và như trên Fig.35B khi $\alpha > 1,0$.

(i) Khi $\alpha < 1,0$

Khi $\alpha < 1,0$, khoảng cách nhỏ nhất trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém được biểu diễn là $\min\{d_{\#1,\#2}, d_{\#1,\#3}\}$ khi tập trung vào khoảng cách ($d_{\#1,\#2}$) giữa các điểm thu kém #1 và #2 và khoảng cách ($d_{\#1,\#3}$) giữa các điểm thu kém #1 và #3. Trong trường hợp này, quan hệ giữa α và $d_{\#1,\#2}$ và giữa α và $d_{\#1,\#3}$ được thể hiện trên Fig.36. α mà làm cho $\min\{d_{\#1,\#2}, d_{\#1,\#3}\}$ lớn nhất là như sau.

Phép toán 208

Công thức tính 198

$$\alpha=\frac{1}{\sqrt{\cos\left(\frac{\pi}{8}\right)+\sqrt{3}\sin\left(\frac{\pi}{8}\right)}}$$

$$\approx 0,7938$$

$\min\{d_{\#1,\#2}, d_{\#1,\#3}\}$ trong trường hợp này là như sau.

Phép toán 209

Công thức tính 199

$$\min\left\{d_{\#1,\#2}, d_{\#1,\#3}\right\}=\frac{2A\sin\left(\frac{\pi}{8}\right)}{\sqrt{\cos\left(\frac{\pi}{8}\right)+\sqrt{3}\sin\left(\frac{\pi}{8}\right)}}$$

$$\approx 0,6076A$$

Do đó, phương pháp tiền mã hóa sử dụng giá trị của α trong công thức tính 198 đối với các công thức tính từ 190 đến 197 là hiệu quả. Việc thiết lập giá trị của α như trong công thức tính 198 là một phương pháp thích hợp để thu được chất lượng

thu dữ liệu cao. Việc thiết lập α là giá trị gần với công thức tính 198, tuy nhiên, một cách tương tự có thể cho phép thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Do đó, giá trị mà α được thiết lập thành không bị giới hạn ở công thức tính 198.

(ii) Khi $\alpha > 1,0$

Khi $\alpha > 1,0$, khoảng cách nhỏ nhất trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém được biểu diễn là $\min\{d_{\#4,\#5}, d_{\#4,\#6}\}$ khi tập trung vào khoảng cách ($d_{\#4,\#5}$) giữa các điểm thu kém #4 và #5 và khoảng cách ($d_{\#4,\#6}$) giữa các điểm thu kém #4 và #6. Trong trường hợp này, quan hệ giữa α và $d_{\#4,\#5}$ và giữa α và $d_{\#4,\#6}$ được thể hiện trên Fig.37. α mà làm cho $\min\{d_{\#4,\#5}, d_{\#4,\#6}\}$ lớn nhất là như sau.

Phép toán 210

Công thức tính 200

$$\alpha = \sqrt{\cos\left(\frac{\pi}{8}\right) + \sqrt{3}\sin\left(\frac{\pi}{8}\right)}$$

$$\approx 1,2596$$

$\min\{d_{\#4,\#5}, d_{\#4,\#6}\}$ trong trường hợp này là như sau.

Phép toán 211

Công thức tính 201

$$\min\left\{d_{\#4,\#5}, d_{\#4,\#6}\right\} = \frac{2A\sin\left(\frac{\pi}{8}\right)}{\sqrt{\cos\left(\frac{\pi}{8}\right) + \sqrt{3}\sin\left(\frac{\pi}{8}\right)}}$$

$$\approx 0,6076A$$

Do đó, phương pháp tiền mã hóa sử dụng giá trị của α trong công thức tính 200 đối với các công thức tính từ 190 đến 197 là hiệu quả. Việc thiết lập giá trị của α như trong công thức tính 200 là một phương pháp thích hợp để thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Việc thiết lập α là giá trị gần với công thức tính 200, tuy nhiên, một cách tương tự có thể cho phép thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Do đó, giá trị mà α được thiết lập thành không bị giới hạn ở công thức tính 200.

Ví dụ #10

Dựa trên việc xem xét của ví dụ #9, các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) thời gian N = 16 mà được cải thiện trên ví dụ #7 được đưa ra trong các công thức tính sau đây (trong đó λ và $\theta_{11}[i]$ không thay đổi theo thời gian (mặc dù sự thay đổi có thể được cho phép)).

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 212

Công thức tính 202

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 213

Công thức tính 203

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 214

Công thức tính 204

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 215

Công thức tính 205

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 216

Công thức tính 206

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)}\end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 217

Công thức tính 207

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 218

Công thức tính 208

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)}\end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 219

Công thức tính 209

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda+\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 220

Công thức tính 210

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}-\frac{7\pi}{8}\right)}\end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 221

Công thức tính 211

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}-\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 222

Công thức tính 212

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda-\frac{7\pi}{8}\right)}\end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 223

Công thức tính 213

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]+\frac{i\pi}{4}+\lambda-\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 224

Công thức tính 214

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}-\frac{7\pi}{8}\right)}\end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 225

Công thức tính 215

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(-\frac{i\pi}{4}-\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

hoặc

Đối với i = 0, 1, ..., 7:

Phép toán 226

Công thức tính 216

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda-\frac{7\pi}{8}\right)}\end{pmatrix}$$

Đối với i = 8, 9, ..., 15:

Phép toán 227

Công thức tính 217

$$\mathbf{F}[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}[i]-\frac{i\pi}{4}+\lambda-\frac{7\pi}{8}\right)}\\ e^{j\theta_{11}[i]} & \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}[i]+\lambda\right)}\end{pmatrix}$$

Giá trị của α trong công thức tính 198 và trong công thức tính 200 là thích hợp để thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Các điểm thu kém đối với s1 được biểu diễn như trên Fig.38A và Fig.38B khi $\alpha < 1,0$ và như trên Fig.39A và Fig.39B khi $\alpha > 1,0$.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn sóng mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Các ví dụ từ #5 đến #10 được thể hiện dựa trên các điều kiện từ #10 đến #16. Tuy nhiên, để thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) dài hơn, chu kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được mở rộng bằng cách, ví dụ, lựa chọn các ví dụ từ các ví dụ từ #5 đến #10 và sử dụng các ma trận tiền mã hóa được thể hiện trong các ví dụ được lựa chọn. Ví dụ, phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) dài hơn có thể thu được bằng cách sử dụng các ma trận tiền mã hóa được thể hiện trong ví dụ #7 và các ma trận tiền mã hóa được thể hiện trong ví dụ #10. Trong trường hợp này, các

điều kiện từ #10 đến #16 không cần thiết được xem xét. (Trong công thức tính 158 của điều kiện #10, công thức tính 159 của điều kiện #11, công thức tính 164 của điều kiện #13, công thức tính 175 của điều kiện #14, và công thức tính 176 của điều kiện #15, nó trở nên quan trọng để đưa ra chất lượng thu tốt đối với các điều kiện "tất cả và tất cả y" là "x đang tồn tại và y đang tồn tại".) Khi được xem xét từ khía cạnh khác, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) N khe (trong đó N là số tự nhiên lớn), xác suất thu được chất lượng thu tốt tăng lên khi các ma trận tiền mã hóa của một trong các ví dụ từ #5 đến #10 được bao gồm.

Phương án 7

Phương án này mô tả cấu hình của thiết bị thu để thu các tín hiệu điều chế được truyền bởi phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án từ 1 đến 6.

Trong phương án 1, phương pháp sau đây được mô tả. Thiết bị truyền mà truyền các tín hiệu được điều chế, sử dụng phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, truyền thông tin liên quan đến các ma trận tiền mã hóa. Dựa trên thông tin này, thiết bị thu thu được thông tin về việc chuyển đổi ma trận tiền mã hóa đều đặn được sử dụng trong các khung được truyền, giải mã tiền mã hóa, thực hiện việc dò tìm, thu được tỷ lệ likelihood-log đối với các bit được truyền, và sau đó sau đó thực hiện giải mã sửa lỗi.

Phương án này mô tả cấu hình của thiết bị thu, và phương pháp chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa, mà khác với cấu trúc và phương pháp nêu trên.

Fig.40 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền trong phương án này. Các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn. Nhóm bộ mã hóa (4002) thu các bit truyền (4001) như là đầu vào. Nhóm bộ mã hóa (4002), như được mô tả trong phương án 1, bao gồm các bộ mã hóa để mã hóa sửa lỗi, và dựa trên tín hiệu cấu trúc khung 313, số lượng các bộ mã hóa nào đó hoạt động, như một bộ mã hóa, hai bộ mã hó, hoặc bốn bộ mã hóa.

Khi một bộ mã hóa hoạt động, các bit truyền (4001) được mã hóa để thu được các bit truyền được mã hóa. Các bit truyền được mã hóa được cấp phát thành hai phần, và nhóm bộ mã hóa (4002) xuất ra các bit được cấp phát (4003A) và các bit được cấp phát (4003B).

Khi hai bộ mã hóa hoạt động, các bit truyền (4001) được chia thành hai (được gọi là các bit được chia A và B). Bộ mã hóa thứ nhất thu các bit được chia A như là đầu vào, mã hóa các bit được chia A, và xuất ra các bit được mã hóa là các bit được cấp phát (4003A). Bộ mã hóa thứ hai thu các bit được chia B như là đầu vào, mã hóa các bit được chia B, và xuất ra các bit được mã hóa là các bit được cấp phát (4003B).

Khi bốn bộ mã hóa hoạt động, các bit truyền (4001) được chia thành bốn (được gọi là các bit được chia A, B, C, và D). Bộ mã hóa thứ nhất thu các bit được chia A như là đầu vào, mã hóa các bit được chia A, và xuất ra các bit được mã hóa A. Bộ mã hóa thứ hai thu các bit được chia B như là đầu vào, mã hóa các bit được chia B, và xuất ra các bit được mã hóa B. Bộ mã hóa thứ ba thu các bit được chia C như là đầu vào, mã hóa các bit được chia C, và xuất ra các bit được mã hóa C. Bộ mã hóa thứ tư thu các bit được chia D như là đầu vào, mã hóa các bit được chia D, và xuất ra các bit được mã hóa D. Các bit được mã hóa A, B, C, và D được chia thành các bit được cấp phát (4003A) và các bit được cấp phát (4003B).

Thiết bị truyền hỗ trợ phương pháp truyền như, ví dụ, bảng 1 sau đây (bảng 1A và bảng 1B).

Bảng 1A

Số lượng các tín hiệu truyền được điều chế (số lượng anten truyền)	Phương pháp điều chế	Số lượng các bộ mã hóa	Phương pháp mã hóa sửa lỗi	Thông tin truyền	Phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa
1	QPSK	1	A	00000000	-
			B	00000001	-
			C	00000010	-
	16QAM	1	A	00000011	-
			B	00000100	-
			C	00000101	-
	64QAM	1	A	00000110	-
			B	00000111	-

			C	00001000	-
	256QAM	1	A	00001001	-
			B	00001010	-
			C	00001011	-
	1024 QAM	1	A	00001100	-
			B	00001101	-
			C	00001110	-

Bảng 1B

Số lượng các tín hiệu truyền được điều chế (số lượng anten truyền)	Phương pháp điều chế	Số lượng các bộ mã hóa	Phương pháp mã hóa sửa lỗi	Thông tin truyền	Phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa
2	#1: QPSK, #2: QPSK	1	A	00001111	D
			B	00010000	D
			C	00010001	D
		2	A	00010010	E
			B	00010011	E
			C	00010100	E
	#1: QPSK, #2: 16QAM	1	A	00010101	D
			B	00010110	D
			C	00010111	D
		2	A	00011000	E
			B	00011001	E
			C	00011010	E
	#1: 16QAM, #2: 16QAM	1	A	00011011	D
			B	00011100	D
			C	00011101	D

	2	A	00011110	E
		B	00011111	E
		C	00100000	E
#1: 16QAM, #2: 64QAM	1	A	00100001	D
		B	00100010	D
		C	00100011	D
	2	A	00100100	E
		B	00100101	E
		C	00100110	E
#1: 64QAM, #2: 64QAM	1	A	00100111	F
		B	00101000	F
		C	00101001	F
	2	A	00101010	G
		B	00101011	G
		C	00101100	G
#1: 64QAM, #2: 256QAM	1	A	00101101	F
		B	00101110	F
		C	00101111	F
	2	A	00110000	G
		B	00110001	G
		C	00110010	G
#1: 256QAM, #2: 256QAM	1	A	00110011	F
		B	00110100	F
		C	00110101	F
	2	A	00110110	G
		B	00110111	G
		C	00111000	G
	4	A	00111001	H
		B	00111010	H
		C	00111011	H

	#1: 256QAM, #2: 1024QAM	1	A	00111100	F
			B	00111101	F
			C	00111110	F
		2	A	00111111	G
			B	01000000	G
			C	01000001	G
		4	A	01000010	H
			B	01000011	H
			C	01000100	H
	#1: 1024QAM, #2: 1024QAM	1	A	01000101	F
			B	01000110	F
			C	01000111	F
		2	A	01001000	G
			B	01001001	G
			C	01001010	G
		4	A	01001011	H
			B	01001100	H
			C	01001101	H

Như được thể hiện trong bảng 1, việc truyền tín hiệu một dòng và việc truyền tín hiệu hai dòng được hỗ trợ như là số lượng tín hiệu truyền (số lượng anten truyền). Ngoài ra, QPSK, 16QAM, 64QAM, 256QAM, và 1024QAM được hỗ trợ như là phương pháp điều chế. Cụ thể, khi số lượng tín hiệu truyền là hai, có thể thiết lập tách biệt các phương pháp điều chế đối với dòng #1 và dòng #2. Ví dụ, "#1: 256QAM; #2: 1024QAM" trong bảng 1 chỉ báo rằng "phương pháp điều chế của dòng #1 là 256QAM, và phương pháp điều chế của dòng #2 là 1024QAM" (các mục nhập khác trong bảng được biểu diễn một cách tương tự). Ba loại phương pháp mã hóa sửa lỗi, A, B, và C, được hỗ trợ. Trong trường hợp này, A, B, và C có thể tất cả là các phương pháp điều chế khác nhau. A, B, và C cũng có thể là các tốc độ mã hóa khác nhau, và A, B, và C có thể là phương pháp mã hóa với kích cỡ khối khác nhau.

Các đoạn thông tin truyền trong bảng 1 được cấp phát tới các chế mà xác định "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi". Do đó, trong trường hợp của "số lượng tín hiệu truyền: 2", "phương pháp điều chế: #1: 1024QAM, #2: 1024QAM", "số lượng bộ mã hóa: 4", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi: C", ví dụ, thông tin truyền được thiết lập là 01001101. Trong khung, thiết bị truyền truyền thông tin truyền và dữ liệu truyền. Khi truyền dữ liệu truyền, cụ thể khi "số lượng tín hiệu truyền" là hai, "phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa" được sử dụng theo bảng 1. Trong bảng 1, năm loại của "phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa", D, E, F, G, và H, được chuẩn bị. Phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa được thiết lập là một trong năm loại này theo bảng 1. Phần sau đây, ví dụ, là các cách thực hiện năm loại khác nhau này.

Chuẩn bị năm ma trận tiền mã hóa khác nhau.

Sử dụng năm loại chu kỳ (chu trình) khác nhau, ví dụ chu kỳ (chu trình) bốn khe đối với D, chu kỳ (chu trình) tám khe đối với E, ...

Sử dụng cả các ma trận tiền mã hóa khác nhau và các chu kỳ (chu trình) khác nhau.

Fig.41 thể hiện ví dụ về cấu trúc khung của tín hiệu điều chế được truyền bởi thiết bị truyền trên Fig.40. Thiết bị truyền giả thiết hỗ trợ các thiết lập cho cả chế độ để truyền hai tín hiệu được điều chế, z1(t) và z2(t), và cho chế độ để truyền một tín hiệu được điều chế.

Trên Fig.41, ký tự (4100) là ký tự cho việc truyền "thông tin truyền" được thể hiện trong bảng 1. Các ký tự (4101_1) và (4101_2) là các ký tự tham chiếu (hoa tiêu) cho việc đánh giá kênh. Các ký tự (4102_1, 4103_1) là các ký tự truyền dữ liệu để truyền tín hiệu được điều chế z1(t). Các ký tự (4102_2, 4103_2) là các ký tự truyền dữ liệu để truyền tín hiệu được điều chế z2(t). Ký tự (4102_1) và ký tự (4102_2) được truyền tại cùng thời điểm trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung), và ký tự (4103_1) và ký tự (4103_2) được truyền tại cùng thời điểm trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung). Các ký tự (4102_1, 4103_1) và các ký tự (4102_2, 4103_2) là các ký tự sau khi tính toán ma trận tiền mã hóa sử dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ 1 đến 4 và phương

án 6 (do đó, như được mô tả trong phương án 1, cấu trúc của các dòng s1(t) và s2(t) là như trên Fig.6).

Ngoài ra, trên Fig.41, ký tự (4104) là ký tự cho việc truyền "thông tin truyền" được thể hiện trong bảng 1. Ký tự (4105) là ký tự tham chiếu (hoa tiêu) để đánh giá kênh. Các ký tự (4106, 4107) là các ký tự truyền dữ liệu để truyền tín hiệu được điều chế z1(t). Các ký tự truyền dữ liệu để truyền tín hiệu được điều chế z1(t) không được tiền mã hóa, do số lượng tín hiệu truyền là một.

Do đó, thiết bị truyền trên Fig.40 tạo ra và truyền các tín hiệu được điều chế theo bảng 1 và cấu trúc khung trên Fig.41. Trên Fig.40, tín hiệu cấu trúc khung 313 bao gồm thông tin liên quan đến "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi" được thiết lập dựa trên bảng 1. Bộ mã hóa (4002), các bộ ánh xạ 306A, B, và các bộ tạo trọng số 308A, B thu tín hiệu cấu trúc khung như là đầu vào và hoạt động dựa trên "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi" mà được thiết lập dựa trên bảng 1. "Thông tin truyền" tương ứng với "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi" được thiết lập cũng được truyền tới thiết bị thu.

Cấu hình của thiết bị thu có thể được biểu diễn tương tự như Fig.7 của phương án 1. Sự khác biệt với phương án 1 là như sau: do thiết bị truyền và thiết bị thu lưu trữ thông tin trong bảng 1 trước, thiết bị truyền không cần phải truyền thông tin để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mà đúng hơn là truyền "thông tin truyền" tương ứng với "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi", và thiết bị thu thu được thông tin để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa từ bảng 1 bằng cách thu "thông tin truyền". Do đó, bằng bộ giải mã thông tin điều khiển 709 thu được "thông tin truyền" được truyền bởi thiết bị truyền trên Fig.40, thiết bị thu trên Fig.7 thu được, từ thông tin tương ứng với bảng 1, tín hiệu 710 liên quan đến thông tin về phương pháp truyền, như được thông báo bởi thiết bị truyền, mà bao gồm thông tin để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Do đó, khi số lượng tín hiệu truyền là hai, bộ xử lý tín hiệu 711 có thể thực hiện việc dò tìm dựa trên mẫu chuyển đổi ma trận tiền mã hóa để thu được các tỷ lệ likelihood-log được thu.

Lưu ý rằng trong phần mô tả ở trên, "thông tin truyền" được thiết lập đối với "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi" như trong bảng 1, và phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa được thiết lập đối với "thông tin truyền". Tuy nhiên, không cần thiết phải thiết lập "thông tin truyền" đối với "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", và "phương pháp mã hóa sửa lỗi". Ví dụ, như trong bảng 2, "thông tin truyền" có thể được thiết lập đối với "số lượng tín hiệu truyền" và "phương pháp điều chế", và phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa có thể được thiết lập đối với "thông tin truyền".

Bảng 2

Số lượng các tín hiệu truyền được điều chế (số lượng anten truyền)	Phương pháp điều chế	Thông tin truyền	Phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa
1	QPSK	00000	-
	16QAM	00001	-
	64QAM	00010	-
	256QAM	00011	-
	1024QAM	00100	-
2	#1: QPSK, #2: QPSK	10000	D
	#1: QPSK, #2: 16QAM	10001	E
	#1: 16QAM, #2: 16QAM	10010	E
	#1: 16QAM, #2: 64QAM	10011	E
	#1: 64QAM, #2: 64QAM	10100	F

#1: 64QAM, #2: 256QAM	10101	F
#1: 256QAM, #2: 256QAM	10110	G
#1: 256QAM, #2: 1024QAM	10111	G
#1: 1024QAM, #2: 1024QAM	11000	H

Trong trường hợp này, "thông tin truyền" và phương pháp thiết lập phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở các bảng 1 và bảng 2. Miễn là quy tắc được xác định trước để chuyển đổi phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa dựa trên các tham số truyền, như "số lượng tín hiệu truyền", "phương pháp điều chế", "số lượng bộ mã hóa", "phương pháp mã hóa sửa lỗi", hoặc loại tương tự (miễn là thiết bị truyền và thiết bị thu chia sẻ quy tắc được xác định trước, hoặc nói cách khác, nếu phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi dựa trên bất kỳ các tham số truyền (hoặc trên bất kỳ các tham số truyền)), thiết bị truyền không cần phải truyền thông tin liên quan đến phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa. Thiết bị thu có thể nhận dạng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa được sử dụng bởi thiết bị truyền bằng cách nhận dạng thông tin về các tham số truyền và do đó có thể thực hiện chính xác việc giải mã và dò tìm. Lưu ý rằng trong các bảng 1 và bảng 2, phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng khi số lượng tín hiệu truyền được điều chế là hai, nhưng phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được sử dụng khi số lượng tín hiệu truyền được điều chế là hai hoặc lớn hơn.

Do đó, nếu thiết bị truyền và thiết bị thu chia sẻ bảng liên quan đến các mẫu truyền mà bao gồm thông tin về các phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa, thiết bị truyền không cần truyền thông tin liên quan đến phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa, truyền thay vào đó thông tin điều khiển mà không chứa thông tin liên quan đến phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa, và thiết bị thu có thể suy ra phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa bằng cách thu được thông tin điều khiển này.

Như được nêu trên, trong phương án này, thiết bị truyền không truyền thông tin liên quan trực tiếp tới phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, phương pháp được mô tả trong đó thiết bị thu suy ra thông tin liên quan đến việc tiền mã hóa cho "phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" được sử dụng bởi thiết bị truyền. Phương pháp này thu được ưu điểm về hiệu quả truyền dữ liệu được cải thiện như là kết quả của thiết bị truyền không truyền thông tin liên quan trực tiếp tới phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Lưu ý rằng phương án này được mô tả như là việc chuyển đổi các trọng số tiền mã hóa trong miền thời gian, nhưng như được mô tả trong phương án 1, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM và loại tương tự.

Cụ thể, khi phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa chỉ thay đổi phụ thuộc vào số lượng tín hiệu truyền, thiết bị thu có thể học phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa bằng cách thu được thông tin này, được truyền bởi thiết bị truyền, trên số lượng tín hiệu truyền.

Trong phần mô tả này, có xem xét rằng thiết bị phát rộng/truyền thông như trạm phát rộng, trạm gốc, điểm truy cập, thiết bị đầu cuối, điện thoại di động, hoặc loại tương tự được bố trí thiết bị truyền, và thiết bị truyền thông như tivi, radio, thiết bị đầu cuối, máy tính cá nhân, điện thoại di động, điểm truy cập, trạm gốc, hoặc loại tương tự được bố trí thiết bị thu. Ngoài ra, có xem xét rằng thiết bị truyền và thiết bị thu trong phần mô tả này có chức năng truyền thông và có thể được kết nối thông qua một vài loại giao diện tới thiết bị để thực hiện các ứng dụng cho tivi, radio, máy tính cá nhân, điện thoại di động, hoặc loại tương tự.

Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn đầu, từ duy nhất, thông tin nhanh, ký tự tham chiếu, và loại tương tự), các ký tự cho thông tin điều khiển, và loại tương tự có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ. Trong khi thuật ngữ "ký tự hoa tiêu" và "các ký tự cho thông tin điều khiển" được sử dụng ở đây, thuật ngữ bất kỳ có thể được sử dụng, do bản thân chức năng của nó là gì là quan trọng.

Nó là đủ cho ký tự hoa tiêu, ví dụ, là ký tự đã biết được điều chế bằng điều chế PSK trong các thiết bị truyền và thu (hoặc cho thiết bị thu có thể đồng bộ để biết được ký tự được truyền bởi thiết bị truyền). Thiết bị thu sử dụng ký tự này cho việc đồng bộ tần số, đồng bộ thời gian, đánh giá kênh (đánh giá thông tin trạng thái kênh (CSI) đối với mỗi tín hiệu được điều chế), dò tìm các tín hiệu, và loại tương tự.

Ký tự cho thông tin điều khiển để truyền thông tin ngoài dữ liệu (của các ứng dụng hoặc loại tương tự) mà cần được truyền tới đối tác truyền thông để thực hiện việc truyền thông (ví dụ, phương pháp điều chế, phương pháp mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa của phương pháp mã hóa sửa lỗi, thông tin thiết lập trong lớp phía trên, và loại tương tự).

Lưu ý rằng sáng chế không bị giới hạn ở các phương án từ 1 đến 5 nêu trên và có thể được thực hiện với các cải biến đa dạng. Ví dụ, các phương án nêu trên mô tả các thiết bị truyền thông, nhưng sáng chế không bị giới hạn ở các thiết bị này và có thể được thực hiện như là phần mềm đối với phương pháp truyền thông tương ứng.

Ngoài ra, phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp truyền hai tín hiệu được điều chế từ hai anten được mô tả, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Sáng chế cũng có thể được thực hiện như là phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa để chuyển đổi một cách tương tự các trọng số (ma trận) tiền mã hóa trong trường hợp của phương pháp mà nhờ đó bốn tín hiệu được ánh xạ được tiền mã hóa để tạo ra bốn tín hiệu được điều chế mà được truyền từ bốn anten, hoặc tổng quát hơn, nhờ đó N tín hiệu được ánh xạ được tiền mã hóa để tạo ra N tín hiệu được điều chế mà được truyền từ N anten.

Trong phần mô tả, các thuật ngữ như "tiền mã hóa" và "trọng số tiền mã hóa" được sử dụng, nhưng bất kỳ các thuật ngữ khác có thể được sử dụng. Các vấn đề trong sáng chế là việc xử lý thực tế tín hiệu.

Dữ liệu khác nhau có thể được truyền trong các dòng s1(t) và s2(t), hoặc dữ liệu giống nhau có thể được truyền.

Mỗi anten truyền của thiết bị truyền và anten thu của thiết bị thu được thể hiện trên các hình vẽ có thể được tạo thành bởi nhiều ăn ten.

Các chương trình để thực hiện phương pháp truyền nêu trên có thể, ví dụ, được lưu trữ trước trong bộ nhớ chỉ đọc (ROM) và được làm cho hoạt động bởi bộ xử lý trung tâm (CPU).

Ngoài ra, các chương trình để thực hiện phương pháp truyền nêu trên có thể được lưu trữ trong vật ghi đọc được bởi máy tính, các chương trình được lưu trữ trong vật ghi này có thể được tải trong bộ nhớ truy cập ngẫu nhiên (RAM) của máy tính, và máy tính có thể được làm cho hoạt động theo các chương trình này.

Các thành phần trong các phương án nêu trên có thể được lắp ráp điển hình là tích hợp tỷ lệ lớn (Large Scale Integration, viết tắt là LSI), loại mạch tích hợp. Các thành phần riêng biệt có thể một cách tương ứng được tạo thành vào các con chip rời rạc, hoặc một phần hoặc tất cả các thành phần trong mỗi phương án có thể được tạo thành vào một con chip. Trong khi LSI liên quan đến, các thuật ngữ mạch tích hợp (IC), hệ thống LSI, siêu LSI, hoặc ultra LSI có thể được sử dụng phụ thuộc vào mức độ tích hợp. Ngoài ra, phương pháp lắp ráp các mạch tích hợp không bị giới hạn ở LSI, và mạch chuyên dụng hoặc bộ xử lý mục đích chung có thể được sử dụng. Mảng cổng lập trình được dạng trường (FPGA), mà có thể lập trình được sau khi LSI được sản xuất, hoặc bộ xử lý có thể tái cấu trúc, mà cho phép tái cấu trúc lại các kết nối và thiết lập của các ô mạch bên trong LSI, có thể được sử dụng.

Ngoài ra, nếu kỹ thuật để tạo ra các mạch tích hợp mà thay thế các LSI xuất hiện, do các tiến bộ trong kỹ thuật bán dẫn hoặc kỹ thuật liên quan khác, việc tích hợp các khối chức năng có thể một cách tự nhiên được thực hiện sử dụng kỹ thuật này. Việc áp dụng cả hai kỹ thuật hoặc loại tương tự là có thể.

Phương án 8

Phương án này mô tả việc áp dụng sáng chế được mô tả trong các phương án từ 1 đến 4 và phương án 6 để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Fig.6 đề cập đến phương pháp tạo trọng số (phương pháp tiền mã hóa) trong phương án này. Bộ tạo trọng số 600 tích hợp các bộ tạo trọng số 308A và 308B trên Fig.3. Như được thể hiện trên Fig.6, dòng s1(t) và dòng s2(t) tương ứng với các tín hiệu dải gốc 307A và 307B trên Fig.3. Nói cách khác, các dòng s1(t) và s2(t) là các thành phần cùng pha I và các thành phần pha vuông góc Q của tín hiệu dải gốc khi được ánh xạ theo phương pháp điều chế như QPSK, 16QAM, 64QAM, hoặc loại

tương tự. Như được chỉ báo bởi cấu trúc khung trên Fig.6, dòng s1(t) được biểu diễn là s1(u) tại ký tự số u, là s1(u + 1) tại ký tự số u + 1, và v.v.. Tương tự, dòng s2(t) được biểu diễn là s2(u) tại ký tự số u, là s2(u + 1) tại ký tự số u + 1, và v.v.. Bộ tạo trọng số 600 thu các tín hiệu dải gốc 307A (s1(t)) và 307B (s2(t)) và thông tin 315 liên quan đến thông tin tạo trọng số trên Fig.3 như là các đầu vào, thực hiện việc tạo trọng số theo thông tin 315 liên quan đến việc tạo trọng số, và xuất ra các tín hiệu 309A (z1(t)) và 309B (z2(t)) sau khi tạo trọng số trên Fig.3.

Tại điểm này, khi ví dụ phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N = 8 như trong ví dụ #8 trong phương án 6 được sử dụng, z1(t) và z2(t) được biểu diễn như sau.

Đối với ký tự số 8i (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 228

Công thức tính 218

$$\begin{pmatrix} z1(8i) \\ z2(8i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i) \\ s2(8i) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo, và k = 0.

Đối với ký tự số 8i + 1:

Phép toán 229

Công thức tính 219

$$\begin{pmatrix} z1(8i+1) \\ z2(8i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+1) \\ s2(8i+1) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 1.

Đối với ký tự số 8i + 2:

Phép toán 230

Công thức tính 220

$$\begin{pmatrix} z1(8i+2) \\ z2(8i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+2) \\ s2(8i+2) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 2.

Đối với ký tự số 8i + 3:

Phép toán 231

Công thức tính 221

$$\begin{pmatrix} z1(8i+3) \\ z2(8i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+3) \\ s2(8i+3) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 3.

Đối với ký tự số 8i + 4:

Phép toán 232

Công thức tính 222

$$\begin{pmatrix} z1(8i+4) \\ z2(8i+4) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+4) \\ s2(8i+4) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 4.

Đối với ký tự số 8i + 5:

Phép toán 233

Công thức tính 223

$$\begin{pmatrix} z1(8i+5) \\ z2(8i+5) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+5) \\ s2(8i+5) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 5.

Đối với ký tự số 8i + 6:

Phép toán 234

Công thức tính 224

$$\begin{pmatrix} z1(8i+6) \\ z2(8i+6) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+6) \\ s2(8i+6) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 6.

Đối với ký tự số 8i + 7:

Phép toán 235

Công thức tính 225

$$\begin{pmatrix} z1(8i+7) \\ z2(8i+7) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+7) \\ s2(8i+7) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 7.

Các số ký tự được thể hiện ở đây có thể được xem như để chỉ báo thời gian. Như được mô tả trong các phương án khác, trong công thức tính 225, ví dụ, z1(8i + 7) và z2(8i + 7) tại thời gian 8i + 7 là các tín hiệu tại cùng thời điểm, và thiết bị truyền truyền z1(8i + 7) và z2(8i + 7) trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung). Nói cách khác, đặt các tín hiệu tại thời gian T là s1(T), s2(T), z1(T), và z2(T), sau đó z1(T) và z2(T) được tìm kiếm từ một vài loại ma trận tiền mã hóa và từ s1(T) và s2(T), và thiết bị truyền truyền z1(T) và z2(T) trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung) (tại cùng thời điểm). Ngoài ra, trong trường hợp của sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM và loại tương tự, và đặt các tín hiệu tương ứng với s1, s2, z1, và z2 đối với sóng mang (sóng mang con) L và thời gian T là s1(T, L), s2(T, L), z1(T, L), và z2(T, L), sau đó z1(T, L) và z2(T, L) được tìm kiếm từ một vài loại ma trận tiền mã hóa và từ s1(T, L) và s2(T, L), và thiết bị truyền truyền z1(T, L) và z2(T, L) trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung) (tại cùng thời điểm).

Trong trường hợp này, giá trị thích hợp của α được đưa ra bởi công thức tính 198 hoặc công thức tính 200.

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa mà mở rộng kích cỡ chu kỳ (chu trình), dựa trên các ma trận tiền mã hóa nêu trên của công thức tính 190.

Đặt chu kỳ (chu trình) của phương chuyển đổi tiền mã hóa là 8M, 8M ma trận tiền mã hóa khác nhau được biểu diễn như sau.

Phép toán 236

Công thức tính 226

$$\mathbf{F}[8\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{k\pi}{4M}\right)} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{k\pi}{4M}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, và k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Ví dụ, đặt M = 2 và α < 1, các điểm thu kém đối với s1 (○) và đối với s2 (□) tại k = 0 được biểu diễn như trên Fig.42A. Tương tự, các điểm thu kém đối với s1 (○) và đối với s2 (□) tại k = 1 được biểu diễn như trên Fig.42B. Theo cách này, dựa trên các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 190, các điểm thu kém là như trên Fig.42A, và bằng cách sử dụng, là các ma trận tiền mã hóa, các ma trận thu được bằng cách nhân mỗi số hạng trong dòng thứ hai trên vế phải của công thức tính 190 với e^{jX} (xem công thức tính 226), các điểm thu kém được được quay so với Fig.42A (xem Fig.42B). (Lưu ý rằng các điểm thu kém trên Fig.42A và Fig.42B không chồng nhau. Ngay cả khi nhân với e^{jX}, các điểm thu kém sẽ không bị chồng lấp, như trong trường hợp này. Ngoài ra, các ma trận thu được bằng cách nhân mỗi số hạng trong dòng thứ nhất trên vế phải của công thức tính 190, ngoài trong dòng thứ hai trên vế phải của công thức tính 190, với e^{jX} có thể được sử dụng như là các ma trận tiền mã hóa.) Trong trường hợp này, các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[15] được biểu diễn như sau.

Phép toán 237

Công thức tính 227

$$\mathbf{F}[8\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+Xk\right)} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+Xk+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, và k = 0, 1.

Trong trường hợp này, khi M = 2, các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[15] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[15] có thể theo thứ tự bất kỳ, và các ma trận F[0]–F[15] mỗi chúng có thể khác nhau). Ký tự số 16i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 16i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], ..., và ký tự số 16i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, ..., 14, 15). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Tóm tắt các xem xét nêu trên, có viện dẫn tới các công thức tính từ 82 đến 85, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 238

Công thức tính 228

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, do các chu kỳ (chu trình) có N khe, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M dựa trên công thức tính 228 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 239

Công thức tính 229

$$F[N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+X_k)} & e^{j(\theta_{21}(i)+X_k+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1, và k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N × M − 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N × M − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], ..., và ký tự số N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, ..., N × M − 2, N × M − 1). (Trong

trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện. Lưu ý rằng trong khi các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M được thiết lập là công thức tính 229, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M có thể được thiết lập là công thức tính sau đây, như được nêu trên.

Phép toán 240

Công thức tính 230

$$F[N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix} e^{j(\theta_{11}(i)+X_{k})} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+X_{k}+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1, và k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Trong các công thức tính 229 và 230, khi 0 radian ≤ δ < 2π radian, các ma trận là ma trận đơn nguyên khi δ = π radian và là ma trận không đơn nguyên khi δ ≠ π radian. Trong phương pháp này, việc sử dụng ma trận không đơn nguyên đối với π/2 radian ≤ |δ| < π radian là một cấu trúc khác biệt (các điều kiện đối với δ là tương tự như các phương án khác), và chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Việc sử dụng ma trận đơn nguyên là cấu trúc khác, và như được mô tả chi tiết trong phương án 10 và phương án 16, nếu N là số lẻ trong các công thức tính 229 và 230, xác suất thu được chất lượng thu dữ liệu tốt tăng lên.

Phương án 9

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên.

Như được mô tả trong phương án 8, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe có viện dẫn tới các công thức tính từ 82 đến 85 được biểu diễn như sau.

Phép toán 241

Công thức tính 231

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (Đặt α > 0.) Do ma trận đơn nguyên được sử dụng trong phương án này, các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 231 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 242

Công thức tính 232

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (Đặt α > 0.) Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu tốt.

Phép toán 243

Điều kiện #17

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 244

Điều kiện #18

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phương án 6 mô tả khoảng cách giữa các điểm thu kém. Để làm tăng khoảng cách giữa các điểm thu kém, quan trọng là số lượng khe N là số lẻ bằng ba hoặc lớn hơn. Phần sau đây giải thích điểm này.

Để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #19 và điều kiện #20 được đưa ra.

Phép toán 245

Điều kiện #19

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 246

Điều kiện #20

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Nói cách khác, điều kiện #19 nghĩa là độ chênh lệch về pha là $2\pi/N$ rađian. Mặt khác, điều kiện #20 nghĩa là độ chênh lệch về pha là $-2\pi/N$ rađian.

Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ rađian, và đặt $\alpha < 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 3 được thể hiện trên Fig.43A, và sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 4 được thể hiện trên Fig.43B. Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ rađian, và đặt $\alpha > 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 3 được thể hiện trên Fig.44A, và sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 4 được thể hiện trên Fig.44B.

Trong trường hợp này, khi xem xét pha giữa đoạn thẳng từ điểm gốc đến điểm thu kém và nửa đoạn thẳng dọc theo trục thực được xác định bởi phần thực ≥ 0 (xem Fig.43A), sau đó đối với hoặc $\alpha > 1$ hoặc $\alpha < 1$, khi N = 4, trường hợp luôn xảy ra trong đó pha đối với các điểm thu kém đối với s1 và pha đối với các điểm thu kém đối với s2 là cùng giá trị. (Xem 4301, 4302 trên Fig.43B, và 4401, 4402 trên Fig.44B.) Trong trường hợp này, trong mặt phẳng phức, khoảng cách giữa các điểm thu kém trở nên nhỏ. Mặt khác, khi N = 3, pha đối với các điểm thu kém đối với s1 và pha đối với các điểm thu kém đối với s2 không bao giờ là cùng giá trị.

Dựa trên phần nêu trên, xem xét làm thế nào trường hợp luôn xảy ra trong đó pha đối với các điểm thu kém đối với s1 và pha đối với các điểm thu kém đối với s2 là cùng giá trị khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là số chẵn, việc thiết lập số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ làm tăng xác suất của khoảng cách lớn hơn giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức so với khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là số chẵn. Tuy nhiên, khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là nhỏ, ví dụ khi $N \leq 16$, khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức có thể được đảm bảo là độ dài nào đó, do số lượng điểm thu kém là nhỏ. Do đó, khi $N \leq 16$, ngay cả nếu N là số chẵn, tồn tại các trường hợp mà chất lượng thu dữ liệu có thể được đảm bảo.

Do đó, trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên công thức tính 232, khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) được thiết lập là số lẻ, xác suất cải thiện chất lượng thu dữ liệu là cao. Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N − 1] được tạo ra dựa trên công thức tính 232 (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N − 1] có thể thay thứ tự bất kỳ đối với N khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.) Ngoài ra, khi phương pháp điều chế cho cả s1 và s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như sau,

Phép toán 247

Công thức tính 233

$$\alpha = \frac{\sqrt{2}+4}{\sqrt{2}+2}$$

Hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa 16 × 16 = 256 điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0],

F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn sóng mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên. Trong trường hợp này, điều kiện #17 và điều kiện #18 có thể được thay thế bởi các điều kiện sau đây. (Số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) được xem là N.)

Phép toán 248

Điều kiện #17'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 249

Điều kiện #18'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho} \quad \exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phương án 10

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên mà khác với ví dụ trong phương án 9.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 250

Công thức tính 234

đối với i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0.

Phép toán 251

Công thức tính 235

đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. (Đặt α trong công thức tính 234 và α trong công thức tính 235 là cùng giá trị.)

Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, các điều kiện sau đây là quan trọng trong công thức tính 234 để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 252

Điều kiện #21

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 253

Điều kiện #22

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Ngoài ra điều kiện sau đây được xem xét.

Phép toán 254

Điều kiện #23

$$\theta_{11}(x) = \theta_{11}(x+N) \quad \text{cho } \forall x\ (x = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y) = \theta_{21}(y+N) \quad \text{cho } \forall y\ (y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Tiếp theo, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #24 và điều kiện #25 được đưa ra.

Phép toán 255

Điều kiện #24

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\ (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 256

Điều kiện #25

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\ (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Nói cách khác, điều kiện #24 nghĩa là độ chênh lệch về pha là 2π/N rađian. Mặt khác, điều kiện #25 nghĩa là độ chênh lệch về pha là -2π/N rađian.

Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ rađian, và đặt $\alpha > 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức khi N = 4 được thể hiện trên Fig.45A và Fig.45B. Rõ ràng từ Fig.45A và Fig.45B, trong mặt phẳng phức, khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s1 được giữ là lớn, và tương tự, khoảng cách giữa các

điểm thu kém đối với s2 cũng được giữ là lớn. Các điều kiện tương tự được tạo ra khi $\alpha < 1$. Ngoài ra, với các xem xét tương tự như trong phương án 9, xác suất của khoảng cách lớn hơn giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức tăng lên khi N là số lẻ so với khi N là số chẵn. Tuy nhiên, khi N là nhỏ, ví dụ khi $N \leq 16$, khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức có thể được đảm bảo là độ dài nào đó, do số lượng điểm thu kém là nhỏ. Do đó, khi $N \leq 16$, ngay cả nếu N là số chẵn, tồn tại các trường hợp mà chất lượng thu dữ liệu có thể được đảm bảo.

Do đó, trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên các công thức tính 234 và 235, khi N được thiết lập là số lẻ, xác suất cải thiện chất lượng thu dữ liệu là cao. Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] được tạo ra dựa trên các công thức tính 234 và 235 (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] có thể được sắp xếp theo thứ tự bất kỳ đối với 2N khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2N − 2, 2N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.) Ngoài ra, khi phương pháp điều chế cho cả s1 và s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như trong công thức tính 233, hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa 16 × 16 = 256 điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được.

Các điều kiện sau đây có thể là các điều kiện khác với điều kiện #23:

Phép toán 257

Điều kiện #26

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(trong đó x là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 258

Điều kiện #27

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(trong đó x là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; và $x \neq y$.)

Trong trường hợp này, bằng cách thỏa mãn điều kiện #21, điều kiện #22, điều kiện #26, và điều kiện #27, khoảng cách trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém đối với s1 được tăng lên, như là khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2, nhờ đó thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn sóng mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án 11

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận không đơn nguyên.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 259

Công thức tính 236

đối với i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. Ngoài ra, đặt δ ≠ π radian.

Phép toán 260

Công thức tính 237

đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} & e^{j\theta_{11}(i)} \\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} & \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. (Đặt α trong công thức tính 236 và α trong công thức tính 237 là cùng giá trị.)

Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, các điều kiện sau đây là quan trọng trong công thức tính 236 để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 261

Điều kiện #28

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 262

Điều kiện #29

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\delta)} \quad \text{cho} \quad \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Ngoài ra điều kiện sau đây được xem xét.

Phép toán 263

Điều kiện #30

$$\theta_{11}(x) = \theta_{11}(x+N) \quad \text{cho } \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y) = \theta_{21}(y+N) \quad \text{cho } \forall y\,(y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Lưu ý rằng thay vì công thức tính 237, các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính sau đây có thể được đưa ra.

Phép toán 264

Công thức tính 238

đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} \alpha \times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha \times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda-\delta)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. (Đặt α trong công thức tính 236 và α trong công thức tính 238 là cùng giá trị.)

Như là ví dụ, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #31 và điều kiện #32 được đưa ra.

Phép toán 265

Điều kiện #31

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 266

Điều kiện #32

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Nói cách khác, điều kiện #31 nghĩa là độ chênh lệch về pha là 2π/N rađian. Mặt khác, điều kiện #32 nghĩa là độ chênh lệch về pha là -2π/N rađian.

Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ rađian, đặt $\alpha > 1$, và đặt $\delta = (3\pi)/4$ rađian, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức khi N = 4 được thể hiện trên Fig.46A và Fig.46B. Với các thiết lập này, chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được tăng lên, và khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s1, cũng như khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2, trong mặt phẳng phức được giữ là lớn, nhờ đó thu được chất lượng thu tốt. Ví dụ trong đó $\alpha > 1$, $\delta = (3\pi)/4$ rađian, và N = 4 được mô tả, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Các hiệu quả tương tự có thể thu được đối với $\pi/2$ rađian $\leq |\delta| < \pi$ rađian, $\alpha > 0$, và $\alpha \neq 1$.

Các điều kiện sau đây có thể là các điều kiện khác với điều kiện #30:

Phép toán 267

Điều kiện #33

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(trong đó x là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 268

Điều kiện #34

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho} \quad \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(trong đó x là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; và $x \neq y$.)

Trong trường hợp này, bằng cách thỏa mãn điều kiện #28, điều kiện #29, điều kiện #33, và điều kiện #34, khoảng cách trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu

kém đối với s1 được tăng lên, như là khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2, nhờ đó thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn song mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án 12

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận không đơn nguyên.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 269

Công thức tính 239

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó $\alpha > 0$. Ngoài ra, đặt $\delta \neq \pi$ radian (giá trị cố định không phụ thuộc vào i), và i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1.

Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, các điều kiện sau đây là quan trọng trong công thức tính 239 để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 270

Điều kiện #35

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 271

Điều kiện #36

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\delta)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Như là ví dụ, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #37 và điều kiện #38 được đưa ra.

Phép toán 272

Điều kiện #37

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\ (x = 0,1,2,\cdots, N-2)$$

Phép toán 273

Điều kiện #38

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Nói cách khác, điều kiện #37 nghĩa là độ chênh lệch về pha là 2π/N rađian. Mặt khác, điều kiện #38 nghĩa là độ chênh lệch về pha là -2π/N rađian.

Trong trường hợp này, nếu π/2 rađian ≤ |δ| < π rađian, α > 0, và α ≠ 1, khoảng cách trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém đối với s1 được tăng lên, như là khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2, nhờ đó thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Lưu ý rằng điều kiện #37 và điều kiện #38 không phải luôn là cần thiết.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn sóng mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên. Trong trường hợp này, điều kiện #35 và điều kiện #36 có thể

được thay thế bởi các điều kiện sau đây. (Số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) được xem là N.)

Phép toán 274

Điều kiện #35'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 275

Điều kiện #36'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\delta)} \quad \text{cho } \exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots, N-2, N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phương án 13

Phương án này mô tả ví dụ khác với phương án 8.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 276

Công thức tính 240

đối với i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. Ngoài ra, đặt δ ≠ π radian.

Phép toán 277

Công thức tính 241

đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} & e^{j\theta_{11}(i)}\\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} & \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)}\end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. (Đặt α trong công thức tính 240 và α trong công thức tính 241 là cùng giá trị.)

Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính 240 và 241 được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 278

Công thức tính 242

đối với i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)}\\ \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+X_k)} & e^{j(\theta_{21}(i)+X_{k+\lambda+\delta})}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Phép toán 279

Công thức tính 243

đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} & e^{j\theta_{11}(i)}\\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta+Y_k)} & \alpha\times e^{j\theta_{21}(i+Y_k)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1. Ngoài ra, Xk = Yk có thể là đúng, hoặc Xk ≠ Yk có thể là đúng.

Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2 × N × M − 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2 × N × M − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2 x N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2 × N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2 × N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2 × N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2 × N × M − 2, 2 × N × M − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 242 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 280

Công thức tính 244

đối với i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j(\theta_{11}(i)+X_k)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+X_k+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 243 cũng có thể được chuyển đổi thành bất kỳ trong số các công thức tính từ 245 đến 247.

Phép toán 281

Công thức tính 245

đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda+Y_k)} & e^{j\theta_{11}(i+Y_k)} \\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} & \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Phép toán 282

Công thức tính 246

đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i+Y_k)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda-\delta+Y_k)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Phép toán 283

Công thức tính 247

đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^{2}+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\theta_{11}(i+Y_k)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda+Y_k)}\\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda-\delta)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Tập trung vào các điểm thu kém, nếu các công thức tính từ 242 đến 247 thỏa mãn các điều kiện sau đây,

Phép toán 284

Điều kiện #39

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))}\quad \text{cho } \forall x,\forall y\ (x\neq y;x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 285

Điều kiện #40

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\delta)}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\delta)}\quad \text{cho } \forall x,\forall y\ (x\neq y;x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 286

Điều kiện #41

$$\theta_{11}(x)=\theta_{11}(x+N)\quad \text{cho } \forall x\ (x=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y)=\theta_{21}(y+N)\quad \text{cho } \forall y\ (y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Sau đó chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Lưu ý rằng trong phương án 8, điều kiện #39 và điều kiện #40 sẽ được thỏa mãn.

Tập trung vào Xk và Yk, nếu các công thức tính từ 242 đến 247 thỏa mãn các điều kiện sau đây,

Phép toán 287

Điều kiện #42

$$X_a \neq X_b + 2 \times s \times \pi \quad \text{cho} \quad \forall a, \forall b \, (a \neq b; a, b = 0,1,2,\cdots, M-2, M-1)$$

(a là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; b là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; và a ≠ b.)

(Ở đây, s là số nguyên.)

Phép toán 288

Điều kiện #43

$$Y_a \neq Y_b + 2 \times u \times \pi \quad \text{cho} \quad \forall a, \forall b \, (a \neq b; a, b = 0,1,2,\cdots, M-2, M-1)$$

(a là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; b là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; và a ≠ b.)

(Ở đây, u là số nguyên.)

sau đó chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Lưu ý rằng trong phương án 8, điều kiện #42 sẽ được thỏa mãn.

Trong các công thức tính 242 và 247, khi 0 radian ≤ δ < 2π radian, các ma trận là ma trận đơn nguyên khi δ = π radian và là ma trận không đơn nguyên khi δ ≠ π radian. Trong phương pháp này, việc sử dụng ma trận không đơn nguyên đối với π/2 radian ≤ |δ| < π radian là một cấu trúc khác biệt, và chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Việc sử dụng ma trận đơn nguyên là cấu trúc khác, và như được mô tả chi tiết trong phương án 10 và phương án 16, nếu N là số lẻ trong các công thức tính 242 đến 247, xác suất thu được chất lượng thu dữ liệu tốt tăng lên.

Phương án 14

Phương án này mô tả ví dụ về sự khác biệt giữa sử dụng ma trận đơn nguyên và ma trận không đơn nguyên như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Phần sau đây mô tả ví dụ mà sử dụng ma trận tiền mã hóa 2 x 2 (đặt mỗi phần tử là số phức), tức là trường hợp khi hai tín hiệu được điều chế (s1(t) và s2(t)) mà dựa trên phương pháp điều chế được tiền mã hóa, và hai tín hiệu tiền mã hóa được truyền bằng hai anten.

Khi truyền dữ liệu sử dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các bộ ánh xạ 306A và 306B trong thiết bị truyền trên Fig.3 và Fig.13 chuyển đổi phương pháp điều chế theo tín hiệu cấu trúc khung 313. Quan hệ giữa mức điều chế (số lượng các điểm tín hiệu đối với phương pháp điều chế trong mặt phẳng I-Q) của phương pháp điều chế và các ma trận tiền mã hóa được mô tả.

Hiệu quả của phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đó là, như được mô tả trong phương án 6, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong môi trường LOS. Cụ thể, khi thiết bị thu thực hiện tính toán ML hoặc tính toán ML dựa trên áp dụng APP (hoặc Max-log APP), hiệu quả là đáng xem xét. Một cách ngẫu nhiên, việc tính toán ML ảnh hưởng lớn đến quy mô mạch (quy mô tính toán) theo mức điều chế của phương pháp điều chế. Ví dụ, khi hai tín hiệu tiền mã hóa được truyền từ hai anten, và phương pháp điều chế giống nhau được sử dụng đối với hai tín hiệu được điều chế (các tín hiệu dựa trên phương pháp điều chế trước khi tiền mã hóa), số lượng điểm tín hiệu ứng viên trong mặt phẳng I-Q (các điểm tín hiệu được thu 1101 trên Fig.11) là $4 \times 4 = 16$ khi phương pháp điều chế là QPSK, $16 \times 16 = 256$ khi phương pháp điều chế là 16QAM, $64 \times 64 = 4096$ khi phương pháp điều chế là 64QAM, $256 \times 256 = 65,536$ khi phương pháp điều chế là 256QAM, và $1024 \times 1024 = 1048576$ khi phương pháp điều chế là 256QAM. Để giữ quy mô tính toán của thiết bị thu xuống kích cỡ mạch nào đó, khi phương pháp điều chế là QPSK, 16QAM, hoặc 64QAM, tính toán ML (tính toán ML dựa trên (Max-log) APP) được sử dụng, và khi phương pháp điều chế là 256QAM hoặc 1024QAM, thao tác tuyến tính như MMSE hoặc ZF được sử dụng trong thiết bị thu. (Trong một vài trường hợp, ML calculation có thể được sử dụng đối với 256QAM.)

Khi thiết bị thu này được giả thiết, việc xem xét tỷ lệ công suất tín hiệu trên tạp âm (SNR) sau khi tách biệt các tín hiệu chỉ báo rằng ma trận đơn nguyên là thích hợp như là ma trận tiền mã hóa khi thiết bị thu thực hiện thao tác tuyến tính như MMSE hoặc ZF, trong khi hoặc ma trận đơn nguyên hoặc ma trận không đơn nguyên có thể được sử dụng khi thiết bị thu thực hiện việc tính toán ML. Xem xét bất kỳ trong số các phương án nêu trên, khi hai tín hiệu tiền mã hóa được truyền từ hai anten, phương pháp điều chế giống nhau được sử dụng đối với hai tín hiệu được điều chế (các tín hiệu dựa trên phương pháp điều chế trước khi tiền mã hóa), ma trận

không đơn nguyên được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mức điều chế của phương pháp điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn 64 (hoặc là bằng hoặc nhỏ hơn 256), và ma trận đơn nguyên được sử dụng khi mức điều chế là lớn hơn 64 (hoặc lớn hơn 256), sau đó đối với tất cả các phương pháp điều chế được hỗ trợ bởi hệ thống truyền, có sự tăng xác suất thu được hiệu quả mà chất lượng thu dữ liệu tốt thu được đối với bất kỳ trong số các phương pháp điều chế trong khi làm giảm quy mô mạch của thiết bị thu.

Khi mức điều chế của phương pháp điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn 64 (hoặc là bằng hoặc nhỏ hơn 256), trong một vài trường hợp việc sử dụng của ma trận đơn nguyên có thể được ưu tiên. Dựa trên việc xem xét này, khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ trong đó mức điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn 64 (hoặc là bằng hoặc nhỏ hơn 256), quan trọng rằng trong một vài trường hợp, trong một vài phương pháp điều chế được hỗ trợ mà mức điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn 64, ma trận không đơn nguyên được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Trường hợp của truyền hai tín hiệu tiền mã hóa từ hai anten được nêu trên như là ví dụ, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Trong trường hợp khi N tín hiệu được tiền mã hóa được truyền từ N anten, và phương pháp điều chế giống nhau được sử dụng đối với N tín hiệu được điều chế (các tín hiệu dựa trên phương pháp điều chế trước khi tiền mã hóa), ngưỡng β_N có thể được thiết lập đối với mức điều chế của phương pháp điều chế. Khi các phương pháp điều chế mà để mức điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn β_N được hỗ trợ, trong một vài phương pháp điều chế được hỗ trợ mà mức điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn β_N, ma trận không đơn nguyên được sử dụng như là các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, trong khi đối với các phương pháp điều chế mà để mức điều chế là lớn hơn β_N, ma trận đơn nguyên được sử dụng. Theo cách này, đối với tất cả các phương pháp điều chế được hỗ trợ bởi hệ thống truyền, có sự tăng xác suất thu được hiệu quả mà chất lượng thu dữ liệu tốt thu được đối với bất kỳ trong số các phương pháp điều chế trong khi làm giảm quy mô mạch của thiết bị thu. (Khi mức điều chế của phương pháp điều chế là bằng hoặc nhỏ hơn β_N, ma trận không đơn

nguyên có thể luôn được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.)

Trong phần mô tả ở trên, phương pháp điều chế giống nhau được mô tả là được sử dụng trong phương pháp điều chế để truyền đồng thời N tín hiệu được điều chế. Phần sau đây, tuy nhiên, mô tả trường hợp trong đó hai phương pháp điều chế hoặc nhiều hơn được sử dụng để truyền đồng thời N tín hiệu được điều chế.

Như là ví dụ, trường hợp trong đó hai tín hiệu tiền mã hóa được truyền bằng hai anten được mô tả. Hai tín hiệu được điều chế (các tín hiệu dựa trên phương pháp điều chế trước khi tiền mã hóa) được điều chế bằng phương pháp điều chế giống nhau, hoặc khi được điều chế bằng các phương pháp điều chế khác nhau, được điều chế bằng phương pháp điều chế có mức điều chế là 2^{a1} hoặc mức điều chế là 2^{a2}. Trong trường hợp này, khi thiết bị thu sử dụng tính toán ML (tính toán ML dựa trên (Max-log) APP), số lượng điểm tín hiệu ứng viên trong mặt phẳng I-Q (các điểm tín hiệu được thu 1101 trên Fig.11) là $2^{a1} \times 2^{a2} = 2^{a1+a2}$. Như được nêu trên, để thu được chất lượng thu dữ liệu cao trong khi làm giảm quy mô mạch của thiết bị thu, ngưỡng 2^{β} có thể được đưa ra đối với 2^{a1+a2}, và khi $2^{a1+a2} \leq 2^{\beta}$, ma trận không đơn nguyên có thể được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, trong khi ma trận đơn nguyên có thể được sử dụng khi $2^{a1+a2} > 2^{\beta}$.

Ngoài ra, khi $2^{a1+a2} \leq 2^{\beta}$, trong một vài trường hợp việc sử dụng của ma trận đơn nguyên có thể được ưu tiên. Dựa trên việc xem xét này, khi các kết hợp của các phương pháp điều chế được hỗ trợ mà để $2^{a1+a2} \leq 2^{\beta}$, quan trọng rằng trong một vài kết hợp của các phương pháp điều chế được hỗ trợ mà để $2^{a1+a2} \leq 2^{\beta}$, ma trận không đơn nguyên được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Như là ví dụ, trường hợp trong đó hai tín hiệu tiền mã hóa được truyền bằng hai anten được mô tả, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Ví dụ, N tín hiệu được điều chế (các tín hiệu dựa trên phương pháp điều chế trước khi tiền mã hóa) có thể được điều chế bằng cùng phương pháp điều chế hoặc, khi được điều chế bằng các phương pháp điều chế khác nhau, mức điều chế của phương pháp điều chế đối với tín hiệu được điều chế thứ i có thể là 2^{ai} (trong đó $i = 1, 2, \ldots, N-1, N$).

Trong trường hợp này, khi thiết bị thu sử dụng tính toán ML ((Max-log) APP dựa trên tính toán ML), số lượng điểm tín hiệu ứng viên trong mặt phẳng I-Q (các điểm tín hiệu được thu 1101 trên Fig.11) là $2^{a1} \times 2^{a2} \times \ldots \times 2^{ai} \times \ldots \times 2^{aN} = 2^{a1 + a2 + \ldots + ai + \ldots + aN}$. Như được nêu trên, để thu được chất lượng thu dữ liệu cao trong khi làm giảm quy mô mạch của thiết bị thu, ngưỡng 2^{β} có thể được đưa ra đối với $2^{a1 + a2 + \ldots + ai + \ldots + aN}$.

Phép toán 289

Điều kiện #44

$$2^{a1+a2+\cdots+ai+\cdots+aN} = 2^{Y} \leq 2^{\beta}$$

trong đó

$$Y = \sum_{i=1}^{N} a_i$$

Khi các kết hợp của các phương pháp điều chế thỏa mãn điều kiện #44 được hỗ trợ, trong một vài kết hợp của các phương pháp điều chế được hỗ trợ thỏa mãn điều kiện #44, ma trận không đơn nguyên được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Phép toán 290

Điều kiện #45

$$2^{a1+a2+\cdots+ai+\cdots+aN} = 2^{Y} > 2^{\beta}$$

trong đó

$$Y = \sum_{i=1}^{N} a_i$$

Bằng cách sử dụng ma trận đơn nguyên trong tất cả kết hợp của các phương pháp điều chế thỏa mãn điều kiện #45, sau đó đối với tất cả các phương pháp điều chế được hỗ trợ bởi hệ thống truyền, có sự tăng xác suất thu được hiệu quả mà chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong khi làm giảm quy mô mạch của thiết bị thu đối với bất kỳ các kết hợp của các phương pháp điều chế. (Ma trận không đơn nguyên có

thể được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong tất cả các kết hợp của các phương pháp điều chế được hỗ trợ thỏa mãn điều kiện #44.)

Phương án 15

Phương án này mô tả ví dụ về hệ thống mà áp dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM.

Fig.47A và Fig.47B thể hiện ví dụ theo phương án này về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng (trạm gốc) trong hệ thống mà áp dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM. (Cấu trúc khung được thiết lập để mở rộng từ thời gian $1 đến thời gian $T.) Fig.47A thể hiện cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với dòng s1 được mô tả trong phương án 1, và Fig.47B thể hiện cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với dòng s2 được mô tả trong phương án 1. Các ký tự tại cùng thời điểm và cùng sóng mang (sóng mang con) trong dòng s1 và dòng s2 được truyền bởi các anten tại cùng thời điểm và cùng tần số.

Trên Fig.47A và Fig.47B, các sóng mang (sóng mang con) được sử dụng khi sử dụng OFDM được chia thành như sau: nhóm sóng mang #A bao gồm sóng mang (sóng mang con) a – sóng mang (sóng mang con) a + Na, nhóm sóng mang #B bao gồm sóng mang (sóng mang con) b – sóng mang (sóng mang con) b + Nb, nhóm sóng mang #C bao gồm sóng mang (sóng mang con) c – sóng mang (sóng mang con) c + Nc, nhóm sóng mang #D bao gồm sóng mang (sóng mang con) d – sóng mang (sóng mang con) d + Nd, …. Trong mỗi nhóm sóng mang con, các phương pháp truyền giả thiết được hỗ trợ. Bằng cách hỗ trợ các phương pháp truyền, có thể lợi dụng hiệu quả trên các ưu điểm của các phương pháp truyền. Ví dụ, trên Fig.47A và Fig.47B, hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định được sử dụng cho nhóm sóng mang #A, hệ thống MIMO mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng cho nhóm sóng mang #B, chỉ dòng s1 được truyền trong nhóm sóng mang #C, và mã khối thời gian-không gian được sử dụng để truyền nhóm sóng mang #D.

Fig.48A và Fig.48B thể hiện ví dụ theo phương án này về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng (trạm gốc) trong hệ thống mà áp dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM. Các hình vẽ Fig 48A và Fig.48B thể hiện cấu trúc khung tại thời gian khác so với Fig.47A và Fig.47B, từ thời gian $X đến thời gian $X + T'. Trên Fig.48A và Fig.48B, như trên Fig.47A và Fig.47B, các sóng mang (sóng mang con) được sử dụng khi sử dụng OFDM được chia thành như sau: nhóm sóng mang #A bao gồm sóng mang (sóng mang con) a – sóng mang (sóng mang con) a + Na, nhóm sóng mang #B bao gồm sóng mang (sóng mang con) b – sóng mang (sóng mang con) b + Nb, nhóm sóng mang #C bao gồm sóng mang (sóng mang con) c – sóng mang (sóng mang con) c + Nc, nhóm sóng mang #D bao gồm sóng mang (sóng mang con) d – sóng mang (sóng mang con) d + Nd, …. Sự khác biệt giữa Fig.47A và Fig.47B và Fig.48A và Fig.48B đó là trong một vài các nhóm sóng mang, phương pháp truyền được sử dụng trên Fig.47A và Fig.47B khác với phương pháp truyền được sử dụng trên Fig.48A và Fig.48B. Trên Fig.48A và Fig.48B, mã khối thời gian-không gian được sử dụng để truyền nhóm sóng mang #A, hệ thống MIMO mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng cho nhóm sóng mang #B, hệ thống MIMO mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng cho nhóm sóng mang #C, và chỉ dòng s1 được truyền trong nhóm sóng mang #D.

Tiếp theo, các phương pháp truyền được hỗ trợ được mô tả.

Fig.49 thể hiện phương pháp xử lý tín hiệu khi sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định. Fig.49 mang cùng các số như trên Fig.6. Bộ tạo trọng số 600, mà là tín hiệu dải gốc theo phương pháp điều chế nào đó, thu như là các đầu vào dòng s1(t) (307A), dòng s2(t) (307B), và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và xuất ra tín hiệu được điều chế z1(t) (309A) sau khi tạo trọng số và tín hiệu được điều chế z2(t) (309B) sau khi tạo trọng số. Ở đây, khi thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số chỉ báo hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, việc xử lý tín hiệu theo phương pháp #1 trên Fig.49 được thực hiện. Cụ thể, xử lý sau đây được thực hiện.

Phép toán 291

Công thức tính 250

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Khi phương pháp truyền một tín hiệu được điều chế được hỗ trợ, từ điểm về công suất truyền, công thức tính 250 có thể được biểu diễn là công thức tính 251.

Phép toán 292

Công thức tính 251

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \frac{1}{\sqrt{2}} s1(t) \\ \frac{1}{\sqrt{2}} s2(t) \end{pmatrix}$$

Khi thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số chỉ báo hệ thống MIMO trong đó các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn giữa chúng, việc xử lý tín hiệu theo phương pháp #2, ví dụ, trên Fig.49 được thực hiện. Cụ thể, xử lý sau đây được thực hiện.

Phép toán 293

Công thức tính 252

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2 + 1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}} & e^{j(\theta_{21}+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Ở đây, θ_{11}, θ_{12}, λ, và δ là các giá trị cố định.

Fig.50 thể hiện cấu trúc của các tín hiệu được điều chế khi sử dụng mã khối thời gian-không gian. Bộ mã hóa khối thời gian-không gian (5002) trên Fig.50 thu,

như là đầu vào, tín hiệu dải gốc dựa trên tín hiệu điều chế nào đó. Ví dụ, bộ mã hóa khối thời gian-không gian (5002) thu ký tự s1, ký tự s2, ... như là các đầu vào. Như được thể hiện trên Fig.50, mã khối thời gian-không gian được thực hiện, z1(5003A) trở thành "s1 là ký tự #0", "-s2* là ký tự #0", "s3 là ký tự #2", "-s4* là ký tự #3"..., và z2(5003B) trở thành "s2 là ký tự #0", "s1* là ký tự #1", "s4 là ký tự #2", "s3* là ký tự #3".... Trong trường hợp này, ký tự #X trong z1 và ký tự #X trong z2 được truyền từ các anten tại cùng thời điểm, trên cùng tần số.

Trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, và Fig.48B, chỉ các ký tự truyền dữ liệu được thể hiện. Trong thực tế, tuy nhiên, cần phải truyền thông tin như phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, và loại tương tự. Ví dụ, như trên Fig.51, các đoạn thông tin này có thể được truyền tới đối tác truyền thông bằng cách truyền đều đặn với chỉ một tín hiệu được điều chế z1. Cũng cần truyền các ký tự để đánh giá dao động kênh, tức là đối với thiết bị thu để đánh giá dao động kênh (ví dụ, ký tự hoa tiêu, ký tự tham chiếu, đoạn đầu, ký tự khóa dịch pha (Phase Shift Keying, viết tắt là PSK) đã biết tại các phía truyền và thu, và loại tương tự). Trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, và Fig.48B, các ký tự này được bỏ qua. Trong thực tế, tuy nhiên, các ký tự để đánh giá dao động kênh được chứa trong cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số. Do đó, mỗi nhóm sóng mang không chỉ bao gồm các ký tự cho việc truyền dữ liệu. (Điều tương tự cũng đúng cho phương án 1.)

Fig.52 là ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền trong trạm phát rộng (trạm gốc) theo phương án này. Bộ xác định phương pháp truyền (5205) xác định số lượng sóng mang, phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, phương pháp truyền, và loại tương tự đối với mỗi nhóm sóng mang và xuất ra tín hiệu điều khiển (5206).

Bộ tạo tín hiệu điều chế #1 (5201_1) thu, như là đầu vào, thông tin (5200_1) và tín hiệu điều khiển (5206) và, dựa trên thông tin về phương pháp truyền trong tín hiệu điều khiển (5206), xuất ra tín hiệu được điều chế z1 (5202_1) và tín hiệu được điều chế z2 (5203_1) trong nhóm sóng mang #A của Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, và Fig.48B.

Tương tự, bộ tạo tín hiệu điều chế #2 (5201_2) thu, như là đầu vào, thông tin (5200_2) và tín hiệu điều khiển (5206) và, dựa trên thông tin về phương pháp truyền

trong tín hiệu điều khiển (5206), xuất ra tín hiệu được điều chế z1 (5202_2) và tín hiệu được điều chế z2 (5203_2) trong nhóm sóng mang #B của Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, và Fig.48B.

Tương tự, bộ tạo tín hiệu điều chế #3 (5201_3) thu, như là đầu vào, thông tin (5200_3) và tín hiệu điều khiển (5206) và, dựa trên thông tin về phương pháp truyền trong tín hiệu điều khiển (5206), xuất ra tín hiệu được điều chế z1 (5202_3) và tín hiệu được điều chế z2 (5203_3) trong nhóm sóng mang #C của Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, và Fig.48B.

Tương tự, bộ tạo tín hiệu điều chế #4 (5201_4) thu, như là đầu vào, thông tin (5200_4) và tín hiệu điều khiển (5206) và, dựa trên thông tin về phương pháp truyền trong tín hiệu điều khiển (5206), xuất ra tín hiệu được điều chế z1 (5202_4) và tín hiệu được điều chế z2 (5203_4) trong nhóm sóng mang #D của Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, và Fig.48B.

Trong khi không được thể hiện trên các hình vẽ, điều tương tự là đúng đối với bộ tạo tín hiệu được điều chế #5 đến bộ tạo tín hiệu được điều chế #M − 1.

Tương tự, bộ tạo tín hiệu điều chế #M (5201_M) thu, như là đầu vào, thông tin (5200_M) và tín hiệu điều khiển (5206) và, dựa trên thông tin về phương pháp truyền trong tín hiệu điều khiển (5206), xuất ra tín hiệu được điều chế z1 (5202_M) và tín hiệu được điều chế z2 (5203_M) trong nhóm sóng mang nào đó.

Bộ xử lý liên quan OFDM (5207_1) thu, như là các đầu vào, tín hiệu được điều chế z1 (5202_1) trong nhóm sóng mang #A, tín hiệu được điều chế z1 (5202_2) trong nhóm sóng mang #B, tín hiệu được điều chế z1 (5202_3) trong nhóm sóng mang #C, tín hiệu được điều chế z1 (5202_4) trong nhóm sóng mang #D, …, tín hiệu được điều chế z1 (5202_M) trong nhóm sóng mang nào đó #M, và tín hiệu điều khiển (5206), thực hiện xử lý như sắp xếp lại, biến đổi ngược Fourier, chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu truyền (5208_1). Tín hiệu truyền (5208_1) được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten (5209_1).

Tương tự, bộ xử lý liên quan OFDM (5207_2) thu, như là các đầu vào, tín hiệu được điều chế z1 (5203_1) trong nhóm sóng mang #A, tín hiệu được điều chế z1 (5203_2) trong nhóm sóng mang #B, tín hiệu được điều chế z1 (5203_3) trong nhóm sóng mang #C, tín hiệu được điều chế z1 (5203_4) trong nhóm sóng mang #D,

..., tín hiệu được điều chế z1 (5203_M) trong nhóm sóng mang nào đó #M, và tín hiệu điều khiển (5206), thực hiện xử lý như sắp xếp lại, biến đổi ngược Fourier, chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu truyền (5208_2). Tín hiệu truyền (5208_2) được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten (5209_2).

Fig.53 thể hiện ví dụ về cấu trúc của các bộ tạo tín hiệu điều chế #1–#M trên Fig.52. Bộ mã hóa sửa lỗi (5302) thu, như là các đầu vào, thông tin (5300) và tín hiệu điều khiển (5301) và, theo tín hiệu điều khiển (5301), thiết lập phương pháp mã hóa sửa lỗi và tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, thực hiện việc mã hóa sửa lỗi, và xuất ra dữ liệu (5303) sau khi mã hóa sửa lỗi. (Theo thiết lập của phương pháp mã hóa sửa lỗi và tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, khi sử dụng mã LDPC, mã tubô, hoặc mã xoắn, ví dụ, phụ thuộc vào tốc độ mã hóa, việc xen kẽ có thể được thực hiện để thu được tốc độ mã hóa.)

Bộ đan xen (5304) thu, như là đầu vào, dữ liệu được mã hóa sửa lỗi (5303) và tín hiệu điều khiển (5301) và, theo thông tin về phương pháp đan xen được chứa trong tín hiệu điều khiển (5301), sắp xếp lại dữ liệu được mã hóa sửa lỗi (5303) và xuất ra dữ liệu được đan xen (5305).

Bộ ánh xạ (5306_1) thu, như là đầu vào, dữ liệu đan xen (5305) và tín hiệu điều khiển (5301) và, theo thông tin về phương pháp điều chế được chứa trong tín hiệu điều khiển (5301), thực hiện việc ánh xạ và xuất ra tín hiệu dải gốc (5307_1).

Tương tự, bộ ánh xạ (5306_2) thu, như là đầu vào, dữ liệu đan xen (5305) và tín hiệu điều khiển (5301) và, theo thông tin về phương pháp điều chế được chứa trong tín hiệu điều khiển (5301), thực hiện việc ánh xạ và xuất ra tín hiệu dải gốc (5307_2).

Bộ xử lý tín hiệu (5308) thu, như là đầu vào, tín hiệu dải gốc (5307_1), tín hiệu dải gốc (5307_2), và tín hiệu điều khiển (5301) và, dựa trên thông tin về phương pháp truyền (ví dụ, trong phương án này, hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1) được chứa trong tín hiệu điều khiển (5301), thực hiện xử lý tín hiệu. Bộ xử lý tín hiệu (5308) xuất ra tín hiệu được xử lý z1 (5309_1) và tín hiệu được xử lý z2 (5309_2). Lưu ý rằng khi

phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1 được lựa chọn, bộ xử lý tín hiệu (5308) không xuất ra tín hiệu được xử lý z2 (5309_2). Ngoài ra, trên Fig.53, một bộ mã hóa sửa lỗi được thể hiện, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Ví dụ, như được thể hiện trên Fig.3, nhiều bộ mã hóa có thể được cung cấp.

Fig.54 thể hiện ví dụ về cấu trúc của các bộ xử lý liên quan OFDM (5207_1 và 5207_2) trên Fig.52. Các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.14 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn. Bộ sắp xếp lại (5402A) thu, như là đầu vào, tín hiệu được điều chế z1 (5400_1) trong nhóm sóng mang #A, tín hiệu được điều chế z1 (5400_2) trong nhóm sóng mang #B, tín hiệu được điều chế z1 (5400_3) trong nhóm sóng mang #C, tín hiệu được điều chế z1 (5400_4) trong nhóm sóng mang #D, …, tín hiệu được điều chế z1 (5400_M) trong nhóm sóng mang nào đó, và tín hiệu điều khiển (5403), thực hiện việc sắp xếp lại, và xuất ra các tín hiệu được sắp xếp lại 1405A và 1405B. Lưu ý rằng trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, và Fig.51, ví dụ về việc cấp phát các nhóm sóng mang được mô tả là được tạo thành bởi các nhóm của các sóng mang con, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Các nhóm sóng mang có thể được tạo thành bởi các sóng mang con rời rạc tại mỗi khoảng thời gian. Ngoài ra, trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, và Fig.51, ví dụ được mô tả trong đó số lượng sóng mang trong mỗi nhóm sóng mang không thay đổi theo thời gian, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Điểm này sẽ được mô tả riêng biệt dưới đây.

Fig.55A và Fig.55B thể hiện ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với phương pháp thiết lập phương pháp truyền đối với mỗi nhóm sóng mang, như trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, và Fig.51. Trên Fig.55A và Fig.55B, các ký tự thông tin điều khiển được ký hiệu là 5500, các ký tự thông tin điều khiển riêng biệt được ký hiệu là 5501, các ký tự dữ liệu được ký hiệu là 5502, và các ký tự hoa tiêu được ký hiệu là 5503. Ngoài ra, Fig.55A thể hiện cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với dòng s1, và Fig.55B thể hiện cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với dòng s2.

Các ký tự thông tin điều khiển để truyền thông tin điều khiển được chia sẻ bởi nhóm sóng mang và bao gồm các ký tự cho các thiết bị thu và truyền thực hiện đồng bộ thời gian và tần số, thông tin liên quan đến việc cấp phát của các sóng mang (sóng

mang con), và loại tương tự. Các ký tự thông tin điều khiển được thiết lập để được truyền từ chỉ dòng s1 tại thời gian $1.

Các ký tự thông tin điều khiển riêng biệt để truyền thông tin điều khiển trên các nhóm sóng mang con riêng biệt và bao gồm thông tin về phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, kích cỡ khối của các mã sửa lỗi, và loại tương tự đối với các ký tự dữ liệu, thông tin về phương pháp chèn các ký tự hoa tiêu, thông tin về công suất truyền của các ký tự hoa tiêu, và loại tương tự. Các ký tự thông tin điều khiển riêng biệt được thiết lập để được truyền từ chỉ dòng s1 tại thời gian $1.

Các ký tự dữ liệu là để truyền dữ liệu (thông tin), và như được mô tả có viện dẫn tới các hình ảnh từ Fig.47A đến Fig.50, là các ký tự của một trong các phương pháp truyền sau đây, ví dụ: hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1. Lưu ý rằng trong nhóm sóng mang #A, nhóm sóng mang #B, nhóm sóng mang #C, và nhóm sóng mang #D, các ký tự dữ liệu được thể hiện trong dòng s2, nhưng khi phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1 được sử dụng, trong một vài trường hợp không có các ký tự dữ liệu trong dòng s2.

Các ký tự hoa tiêu là để cho thiết bị thu thực hiện việc đánh giá kênh, tức là để đánh giá dao động tương ứng với $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$ trong công thức tính 36. (Trong phương án này, do phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM được sử dụng, các ký tự hoa tiêu là để đánh giá dao động tương ứng với $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$ trong mỗi sóng mang con.) Do đó, phương pháp truyền PSK, ví dụ, được sử dụng cho các ký tự hoa tiêu, mà chúng được cấu trúc để tạo thành mẫu đã biết bởi các thiết bị truyền và thu. Ngoài ra, thiết bị thu có thể sử dụng các ký tự hoa tiêu để đánh giá độ dịch vị tần số, đánh giá méo pha, và đồng bộ thời gian.

Fig.56 thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị thu để thu các tín hiệu được điều chế được truyền bởi thiết bị truyền trên Fig.52. Các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.7 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn.

Trên Fig.56, bộ xử lý liên quan OFDM (5600_X) thu, như là đầu vào, tín hiệu được thu 702_X, thực hiện xử lý được xác định trước, và xuất ra tín hiệu được xử lý 704_X. Tương tự, bộ xử lý liên quan OFDM (5600_Y) thu, như là đầu vào, tín hiệu được thu 702_Y, thực hiện xử lý được xác định trước, và xuất ra tín hiệu được xử lý 704_Y.

Bộ giải mã thông tin điều khiển 709 trên Fig.56 thu, như là đầu vào, các tín hiệu được xử lý 704_X và 704_Y, tách các ký tự thông tin điều khiển và các ký tự thông tin điều khiển riêng biệt trên Fig.55A và Fig.55B để thu được thông tin điều khiển được truyền bởi các ký tự này, và xuất ra tín hiệu điều khiển 710 mà bao gồm thông tin thu được.

Bộ đánh giá dao động kênh 705_1 đối với tín hiệu được điều chế z1 thu, như là các đầu vào, tín hiệu được xử lý 704_X và tín hiệu điều khiển 710, thực hiện việc đánh giá kênh trong nhóm sóng mang được yêu cầu bởi thiết bị thu (nhóm kênh mong muốn), và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 706_1.

Tương tự, bộ đánh giá dao động kênh 705_2 đối với tín hiệu được điều chế z2 thu, như là các đầu vào, tín hiệu được xử lý 704_X và tín hiệu điều khiển 710, thực hiện việc đánh giá kênh trong nhóm sóng mang được yêu cầu bởi thiết bị thu (nhóm kênh mong muốn), và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 706_2.

Tương tự, bộ đánh giá dao động kênh 705_1 đối với tín hiệu được điều chế z1 thu, như là các đầu vào, tín hiệu được xử lý 704_Y và tín hiệu điều khiển 710, thực hiện việc đánh giá kênh trong nhóm sóng mang được yêu cầu bởi thiết bị thu (nhóm kênh mong muốn), và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 708_1.

Tương tự, bộ đánh giá dao động kênh 705_2 đối với tín hiệu được điều chế z2 thu, như là các đầu vào, tín hiệu được xử lý 704_Y và tín hiệu điều khiển 710, thực hiện việc đánh giá kênh trong nhóm sóng mang được yêu cầu bởi thiết bị thu (nhóm kênh mong muốn), và xuất ra tín hiệu đánh giá kênh 708_2.

Bộ xử lý tín hiệu 711 thu, như là các đầu vào, các tín hiệu 706_1, 706_2, 708_1, 708_2, 704_X, 704_Y, và tín hiệu điều khiển 710. Dựa trên thông tin được chứa trong tín hiệu điều khiển 710 về phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, kích cỡ khối của các mã sửa lỗi, và loại tương tự đối với các ký tự dữ liệu được truyền trong nhóm

sóng mang mong muốn, bộ xử lý tín hiệu 711 giải điều chế và giải mã các ký tự dữ liệu và xuất ra dữ liệu được thu 712.

Fig.57 thể hiện cấu trúc của các bộ xử lý liên quan OFDM (5600_X, 5600_Y) trên Fig.56. Bộ chuyển đổi tần số (5701) thu, như là đầu vào, tín hiệu được thu (5700), thực hiện chuyển đổi tần số, và xuất ra tín hiệu được chuyển đổi tần số (5702).

Bộ biến đổi Fourier (5703) thu, như là đầu vào, tín hiệu được chuyển đổi tần số (5702), thực hiện biến đổi Fourier, và xuất ra tín hiệu được biến đổi Fourier (5704).

Như được nêu trên, khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM, các sóng mang được chia thành các nhóm sóng mang, và phương pháp truyền được thiết lập đối với mỗi nhóm sóng mang, nhờ đó cho phép chất lượng thu và tốc độ truyền được thiết lập đối với mỗi nhóm sóng mang, mà thu được hiệu quả ưu việt của việc xây dựng hệ thống linh hoạt. Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án khác, cho phép lựa chọn phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mang lại hiệu quả thu được chất lượng thu cao, cũng như tốc độ truyền cao, trong môi trường LOS. Trong khi trong phương án này, các phương pháp truyền mà nhóm sóng mang có thể được thiết lập thành là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1", nhưng các phương pháp truyền không bị giới hạn theo cách này. Ngoài ra, mã hóa thời gian-không gian không bị giới hạn ở phương pháp được mô tả có viện dẫn tới Fig.50, cũng không phải là phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định bị giới hạn ở phương pháp #2 trên Fig.49, như là cấu trúc bất kỳ với ma trận tiền mã hóa cố định là có thể chấp nhận. Trong phương án này, trường hợp của hai anten trong thiết bị truyền được mô tả, nhưng khi số lượng anten là lớn hơn hai, các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách cho phép lựa chọn phương pháp truyền đối với mỗi nhóm sóng mang từ trong số "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp

MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1".

Fig.58A và Fig.58B thể hiện phương pháp cấp phát vào các nhóm sóng mang mà khác với Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, và Fig.51. Trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, Fig.51, Fig.55A, và Fig.55B, các nhóm sóng mang được mô tả là được tạo thành bởi các nhóm của các sóng mang con. Trên Fig.58A và Fig.58B, mặt khác, các song mang trong nhóm sóng mang được sắp xếp rời rạc. Fig.58A và Fig.58B thể hiện ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số mà khác với Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, Fig.51, Fig.55A, và Fig.5B. Fig.58A và Fig.58B thể hiện cấu trúc khung đối với các sóng mang 1 đến H, các thời gian $1 đến $K. Các thành phần mà tương tự như Fig.55A và Fig.55B mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn. Trong số các ký tự dữ liệu trên Fig.58A và Fig.58B, các ký tự "A" là các ký tự trong nhóm sóng mang A, các ký tự "B" là các ký tự trong nhóm sóng mang B, các ký tự "C" là các ký tự trong nhóm sóng mang C, và các ký tự "D" là các ký tự trong nhóm sóng mang D. Các nhóm sóng mang do đó có thể được thực hiện một cách tương tự bằng cách bố trí rời rạc dọc theo các sóng mang (sóng mang con), và sóng mang con giống nhau không cần phải luôn được sử dụng trong miền thời gian. Loại bố trí này đạt được hiệu quả thu được tăng ích phân tập thời gian và tần số.

Trên Fig.47A, Fig.47B, Fig.48A, Fig.48B, Fig.51, Fig.58A, và Fig.58B, các ký tự thông tin điều khiển và các ký tự thông tin điều khiển riêng biệt được cấp phát tới cùng thời gian trong mỗi nhóm sóng mang, nhưng các ký tự này có thể được cấp phát tới các thời gian khác nhau. Ngoài ra, số lượng các sóng mang (sóng mang con) được sử dụng bởi nhóm sóng mang có thể thay đổi theo thời gian.

Phương án 16

Tương tự phương án 10, phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên khi N là số lẻ.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 294

Công thức tính 253

đối với i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0.

Phép toán 295

Công thức tính 254

đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0. (Đặt α trong công thức tính 253 và α trong công thức tính 254 là cùng giá trị.)

Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, các điều kiện sau đây là quan trọng trong công thức tính 253 để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 296

Điều kiện #46

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 297

Điều kiện #47

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Ngoài ra điều kiện sau đây được xem xét.

Phép toán 298

Điều kiện #48

$$\theta_{11}(x)=\theta_{11}(x+N) \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y)=\theta_{21}(y+N) \quad \text{cho } \forall y\,(y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Tiếp theo, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #49 và điều kiện #50 được đưa ra.

Phép toán 299

Điều kiện #49

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}}=e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 300

Điều kiện #50

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}}=e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Nói cách khác, điều kiện #49 nghĩa là độ chênh lệch về pha là $2\pi/N$ radian. Mặt khác, điều kiện #50 nghĩa là độ chênh lệch về pha là $-2\pi/N$ radian.

Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ radian, và đặt $\alpha > 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với N = 3 được thể hiện trên Fig.60A và Fig.60B. Rõ ràng từ Fig.60A và Fig.60B, trong mặt phẳng phức, khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s1 được giữ là lớn, và tương tự, khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2 cũng được giữ là lớn. Các điều kiện tương tự được tạo ra khi $\alpha < 1$. Ngoài ra, sau khi so sánh với Fig.45A và Fig.45B trong phương án 10, với các xem xét tương tự như trong phương án 9, xác suất của khoảng cách lớn hơn giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức tăng lên khi N là số lẻ so với khi N

là số chẵn. Tuy nhiên, khi N là nhỏ, ví dụ khi N ≤ 16, khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức có thể được đảm bảo là độ dài nào đó, do số lượng điểm thu kém là nhỏ. Do đó, khi N ≤ 16, ngay cả nếu N là số chẵn, tồn tại các trường hợp mà chất lượng thu dữ liệu có thể được đảm bảo.

Do đó, trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên các công thức tính 253 và 254, khi N được thiết lập là số lẻ, xác suất cải thiện chất lượng thu dữ liệu là cao. Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] được tạo ra dựa trên các công thức tính 253 và 254 (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2N khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2N − 2, 2N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.) Ngoài ra, khi phương pháp điều chế cho cả s1 và s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như trong công thức tính 233, hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa 16 × 16 = 256 điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được.

Các điều kiện sau đây có thể là các điều kiện khác với điều kiện #48:

Phép toán 301

Điều kiện #51

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(trong đó x là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 302

Điều kiện #52

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(trong đó x là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1; và x ≠ y.)

Trong trường hợp này, bằng cách thỏa mãn điều kiện #46, điều kiện #47, điều

kiện #51, và điều kiện #52, khoảng cách trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém đối với s1 được tăng lên, như là khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2, nhờ đó thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn sóng mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án 17

Phương án này mô tả ví dụ cụ thể về phương pháp để chuyển đổi đều đặn các trọng số tiền mã hóa, dựa trên phương án 8.

Fig.6 đề cập đến phương pháp tạo trọng số (phương pháp tiền mã hóa) trong phương án này. Bộ tạo trọng số 600 tích hợp các bộ tạo trọng số 308A và 308B trên Fig.3. Như được thể hiện trên Fig.6, dòng s1(t) và dòng s2(t) tương ứng với các tín

hiệu dải gốc 307A và 307B trên Fig.3. Nói cách khác, các dòng s1(t) và s2(t) là các thành phần cùng pha I và các thành phần pha vuông góc Q của tín hiệu dải gốc khi được ánh xạ theo phương pháp điều chế như QPSK, 16QAM, 64QAM, hoặc loại tương tự. Như được chỉ báo bởi cấu trúc khung trên Fig.6, trong dòng s1(t), tín hiệu tại ký tự số u được biểu diễn là s1(u), tín hiệu tại ký tự số u + 1 là s1(u + 1), và v.v.. Tương tự, trong dòng s2(t), tín hiệu tại ký tự số u được biểu diễn là s2(u), tín hiệu tại ký tự số u + 1 là s2(u + 1), và v.v.. Bộ tạo trọng số 600 thu các tín hiệu dải gốc 307A (s1(t)) và 307B (s2(t)) và thông tin 315 liên quan đến thông tin tạo trọng số trên Fig.3 như là các đầu vào, thực hiện việc tạo trọng số theo thông tin 315 liên quan đến việc tạo trọng số, và xuất ra các tín hiệu 309A (z1(t)) và 309B (z2(t)) sau khi tạo trọng số trên Fig.3.

Tại điểm này, khi ví dụ phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N = 8 như trong ví dụ #8 trong phương án 6 được sử dụng, z1(t) và z2(t) được biểu diễn như sau. Đối với ký tự số 8i (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không):

Phép toán 303

Công thức tính 255

$$\begin{pmatrix} z1(8i) \\ z2(8i) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i) \\ s2(8i) \end{pmatrix}$$

Ở đây, j là phần ảo, và k = 0.

Đối với ký tự số 8i + 1:

Phép toán 304

Công thức tính 256

$$\begin{pmatrix} z1(8i+1) \\ z2(8i+1) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+1) \\ s2(8i+1) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 1.

Đối với ký tự số 8i + 2:

Phép toán 305

Công thức tính 257

$$\begin{pmatrix} z1(8i+2) \\ z2(8i+2) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+2) \\ s2(8i+2) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 2.

Đối với ký tự số 8i + 3:

Phép toán 306

Công thức tính 258

$$\begin{pmatrix} z1(8i+3) \\ z2(8i+3) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+3) \\ s2(8i+3) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 3.

Đối với ký tự số 8i + 4:

Phép toán 307

Công thức tính 259

$$\begin{pmatrix} z1(8i+4) \\ z2(8i+4) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+4) \\ s2(8i+4) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 4.

Đối với ký tự số 8i + 5:

Phép toán 308

Công thức tính 260

$$\begin{pmatrix} z1(8i+5) \\ z2(8i+5) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+5) \\ s2(8i+5) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 5.

Đối với ký tự số 8i + 6:

Phép toán 309

Công thức tính 261

$$\begin{pmatrix} z1(8i+6) \\ z2(8i+6) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+6) \\ s2(8i+6) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 6.

Đối với ký tự số 8i + 7:

Phép toán 310

Công thức tính 262

$$\begin{pmatrix} z1(8i+7) \\ z2(8i+7) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{i\pi}{4}} & e^{j\left(\frac{k\pi}{4}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(8i+7) \\ s2(8i+7) \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 7.

Các số ký tự được thể hiện ở đây có thể được xem như để chỉ báo thời gian. Như được mô tả trong các phương án khác, trong công thức tính 262, ví dụ, z1(8i + 7) và z2(8i + 7) tại thời gian 8i + 7 là các tín hiệu tại cùng thời điểm, và thiết bị truyền truyền z1(8i + 7) và z2(8i + 7) trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung). Nói cách khác, đặt các tín hiệu tại thời gian T là s1(T), s2(T), z1(T), và z2(T), sau đó z1(T) và z2(T) được tìm kiếm từ một vài loại ma trận tiền mã hóa và từ s1(T) và s2(T), và thiết bị truyền truyền z1(T) và z2(T) trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung) (tại cùng thời điểm). Ngoài ra, trong trường hợp của sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM và loại tương tự, và đặt các tín hiệu tương ứng với s1, s2, z1, và z2 đối với sóng mang (sóng mang con) L và thời gian T là s1(T, L), s2(T, L), z1(T, L), và z2(T, L), sau đó z1(T, L) và z2(T, L) được tìm kiếm từ một vài loại ma trận tiền mã hóa và từ s1(T, L) và s2(T, L), và thiết bị truyền truyền z1(T, L) và z2(T, L) trên cùng tần số (chia sẻ/dùng chung) (tại cùng thời điểm). Trong trường hợp này, giá trị thích hợp của α được đưa ra bởi công thức tính 198 hoặc công thức tính 200. Ngoài ra, các giá trị khác nhau của α có thể được thiết lập trong các công thức tính từ 255 đến 262. Tức là, khi hai công thức tính (các công thức tính X và Y) được tách từ các công thức tính từ 255 đến 262, giá trị của α được đưa ra bởi công thức tính X có thể khác với giá trị của α được đưa ra bởi công thức tính Y.

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa mà mở rộng kích

cỡ chu kỳ (chu trình), dựa trên các ma trận tiền mã hóa nêu trên của công thức tính 190.

Đặt chu kỳ (chu trình) của phương chuyển đổi tiền mã hóa là 8M, 8M ma trận tiền mã hóa khác nhau được biểu diễn như sau.

Phép toán 311

Công thức tính 263

$$F[8\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{k\pi}{4M}\right)} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+\frac{k\pi}{4M}+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, và k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Ví dụ, đặt M = 2 và α < 1, các điểm thu kém đối với s1 (○) và đối với s2 (□) tại k = 0 được biểu diễn như trên Fig.42A. Tương tự, các điểm thu kém đối với s1 (○) và đối với s2 (□) tại k = 1 được biểu diễn như trên Fig.42B. Theo cách này, dựa trên các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 190, các điểm thu kém là như trên Fig.42A, và bằng cách sử dụng, như là các ma trận tiền mã hóa, các ma trận thu được bằng cách nhân mỗi số hạng trong dòng thứ hai trên vế phải của công thức tính 190 với e^{jX} (xem công thức tính 226), các điểm thu kém được được quay so với Fig.42A (xem Fig.42B). (Lưu ý rằng các điểm thu kém trên Fig.42A và Fig.42B không chồng nhau. Ngay cả khi nhân với e^{jX}, các điểm thu kém sẽ không chồng lấp, như trong trường hợp này. Ngoài ra, các ma trận thu được bằng cách nhân mỗi số hạng trong dòng thứ nhất trên vế phải của công thức tính 190, ngoài trong dòng thứ hai trên vế phải của công thức tính 190, với e^{jX} có thể được sử dụng như là các ma trận tiền mã hóa.) Trong trường hợp này, các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[15] được biểu diễn như sau.

Phép toán 312

Công thức tính 264

$$F[8\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+Xk\right)} & e^{j\left(\frac{i\pi}{4}+Xk+\frac{7\pi}{8}\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, và k = 0, 1.

Trong trường hợp này, khi M = 2, các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[15] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[15] có thể theo thứ tự bất kỳ. Ngoài ra, các ma trận F[0]–F[15] có thể là các ma trận khác nhau). Ký tự số 16i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 16i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], ..., và ký tự số 16i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, ..., 14, 15). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.) Tóm tắt các xem xét nêu trên, có viện dẫn tới các công thức tính từ 82 đến 85, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 313

Công thức tính 265

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, do các chu kỳ (chu trình) có N khe, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M dựa trên công thức tính 265 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 314

Công thức tính 266

$$F[N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+X_k)} & e^{j(\theta_{21}(i)+X_k+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1, và k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Trong trường hợp này, các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N × M − 1] được tạo ra. (Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N × M − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], ..., và ký tự số N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, ..., N × M − 2,

N × M − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện. Lưu ý rằng trong khi các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M được thiết lập là công thức tính 266, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M có thể được thiết lập là công thức tính sau đây, như được nêu trên.

Phép toán 315

Công thức tính 267

$$F[N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j(\theta_{11}(i)+X_k)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+X_k+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1, và k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Trong các công thức tính 265 và 266, khi 0 radian ≤ δ < 2π radian, các ma trận là ma trận đơn nguyên khi δ = π radian và là ma trận không đơn nguyên khi δ ≠ π radian. Trong phương pháp này, việc sử dụng ma trận không đơn nguyên đối với π/2 radian ≤ |δ| < π radian là một cấu trúc khác biệt (các điều kiện đối với δ là tương tự như các phương án khác), và chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Tuy nhiên, không bị giới hạn ở điều này, ma trận đơn nguyên có thể được sử dụng thay vì đó.

Trong phương án này, như là một ví dụ về trường hợp mà λ được xử lý như là giá trị cố định, trường hợp mà λ = 0 radian được mô tả. Tuy nhiên, về mặt ánh xạ theo phương pháp điều chế, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là λ = π/2 radian, λ = π radian, hoặc λ = (3π)/2 radian. (Ví dụ, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là λ = π radian trong các ma trận tiền mã hóa của phương pháp tiền mã hóa trong đó việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện đều đặn.) Với cấu trúc này, như là trường hợp mà λ được thiết lập là giá trị được xác định là λ = 0 radian, việc làm giảm kích cỡ mạch thu được.

Phương án 18

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên dựa trên phương án 9.

Như được mô tả trong phương án 8, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe có viện dẫn tới các công thức tính từ 82 đến 85 được biểu diễn như sau.

Phép toán 316

Công thức tính 268

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Do ma trận đơn nguyên được sử dụng trong phương án này, các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 268 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 317

Công thức tính 269

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu tốt.

Phép toán 318

Điều kiện #53

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\ (x\neq y; x, y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 319

Điều kiện #54

$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)}$ cho $\forall x, \forall y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Phương án 6 mô tả khoảng cách giữa các điểm thu kém. Để làm tăng khoảng cách giữa các điểm thu kém, quan trọng là số lượng khe N là số lẻ bằng ba hoặc lớn hơn. Phần sau đây giải thích điểm này.

Để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #55 và điều kiện #56 được đưa ra.

Phép toán 320

Điều kiện #55

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\ (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 321

Điều kiện #56

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\ (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ radian, và đặt $\alpha < 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 3 được thể hiện trên Fig.43A, và sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 4 được thể hiện trên Fig.43B. Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ radian, và đặt $\alpha > 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 3 được thể hiện trên Fig.44A, và sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với chu kỳ (chu trình) N = 4 được thể hiện trên Fig.44B.

Trong trường hợp này, khi xem xét pha giữa đoạn thẳng từ điểm gốc đến điểm

thu kém và nửa đoạn thẳng dọc theo trục thực được xác định bởi phần thực ≥ 0 (xem Fig.43A), sau đó đối với hoặc $\alpha > 1$ hoặc $\alpha < 1$, khi N = 4, trường hợp luôn xảy ra trong đó pha đối với các điểm thu kém đối với s1 và pha đối với các điểm thu kém đối với s2 là cùng giá trị. (Xem 4301, 4302 trên Fig.43B, và 4401, 4402 trên Fig.44B.) Trong trường hợp này, trong mặt phẳng phức, khoảng cách giữa các điểm thu kém trở nên nhỏ. Mặt khác, khi N = 3, pha đối với các điểm thu kém đối với s1 và pha đối với các điểm thu kém đối với s2 không bao giờ là cùng giá trị.

Dựa trên phần nêu trên, xem xét làm thế nào trường hợp luôn xảy ra trong đó pha đối với các điểm thu kém đối với s1 và pha đối với các điểm thu kém đối với s2 là cùng giá trị khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là số chẵn, việc thiết lập số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ làm tăng xác suất của khoảng cách lớn hơn giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức so với khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là số chẵn. Tuy nhiên, khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) là nhỏ, ví dụ khi N ≤ 16, khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức có thể được đảm bảo là độ dài nào đó, do số lượng điểm thu kém là nhỏ. Do đó, khi N ≤ 16, ngay cả nếu N là số chẵn, tồn tại các trường hợp mà chất lượng thu dữ liệu có thể được đảm bảo.

Do đó, trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên công thức tính 269, khi số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) được thiết lập là số lẻ, xác suất cải thiện chất lượng thu dữ liệu là cao. Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N − 1] được tạo ra dựa trên công thức tính 269 (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N − 1] có thể thay thứ tự bất kỳ đối với N khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.) Ngoài ra, khi phương pháp điều chế cho cả s1 và s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như sau,

Phép toán 322

Công thức tính 270

$$\alpha = \frac{\sqrt{2}+4}{\sqrt{2}+2}$$

hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa 16 × 16 = 256 điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được.

Fig.94 thể hiện bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM. Trên Fig.94, điểm tín hiệu 9400 là điểm tín hiệu khi các bit được truyền (các bit đầu vào) b0-b3 biểu diễn giá trị "(b0, b1, b2, b3) = (1, 0, 0, 0)" (như được thể hiện trên Fig.94), và các trục tọa độ của nó trong mặt phẳng I-Q là (−3 × g, 3 × g). Đối với các điểm tín hiệu ngoài điểm tín hiệu 9400, các bit được truyền và các trục tọa độ trong mặt phẳng I-Q có thể được nhận dạng từ Fig.94.

Fig.95 thể hiện bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với QPSK. Trên Fig.95, điểm tín hiệu 9500 là điểm tín hiệu khi các bit được truyền (các bit đầu vào) b0 và b1 biểu diễn giá trị "(b0, b1) = (1, 0)" (như được thể hiện trên Fig.95), và các trục tọa độ của nó trong mặt phẳng I-Q là (−1 × g, 1 × g). Đối với các điểm tín hiệu ngoài điểm tín hiệu 9500, các bit được truyền và các trục tọa độ trong mặt phẳng I-Q có thể được nhận dạng từ Fig.95.

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế đối với s1 là điều chế QPSK và phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như sau,

Phép toán 323

Công thức tính 271

$$\alpha = \frac{\sqrt{2}+3+\sqrt{5}}{\sqrt{2}+3-\sqrt{5}}$$

hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm tín hiệu ứng viên trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được.

Lưu ý rằng bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM được thể hiện trên Fig.94, và bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với QPSK được thể hiện trên Fig.95. Ở đây, nếu g trên Fig.94 được thiết lập như sau,

Phép toán 324

Công thức tính 272

$$g = \frac{z}{\sqrt{10}}$$

h trên Fig.94 thu được như sau.

Phép toán 325

Công thức tính 273

$$h = \frac{z}{\sqrt{2}}$$

Như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe dựa trên công thức tính 269, các ma trận sau đây được xem xét:

Phép toán 326

Công thức tính 274

$$F[i=0] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 327

Công thức tính 275

$$F[i=1] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\frac{2}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 328

Công thức tính 276

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 329

Công thức tính 277

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 330

Công thức tính 278

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Lưu ý rằng, để giới hạn quy mô tính toán của việc tiền mã hóa nêu trên trong thiết bị truyền, $\theta_{11}(i) = 0$ radian và $\lambda = 0$ radian có thể được thiết lập trong công thức tính 269. Trong trường hợp này, tuy nhiên, trong công thức tính 269, λ có thể thay đổi phụ thuộc vào i, hoặc có thể là cùng giá trị. Tức là, trong công thức tính 269, λ trong F[i = x] và λ F[i = y] ($x \neq y$) có thể là cùng giá trị, hoặc có thể là các giá trị khác nhau.

Đối với giá trị mà α được thiết lập thành, giá trị được thiết lập nêu trên là một trong các giá trị hiệu quả. Tuy nhiên, không bị giới hạn ở điều này, α có thể được thiết lập, ví dụ, đối với mỗi giá trị của i trong ma trận tiền mã hóa F[i] như được mô tả trong phương án 17. (Tức là, trong F[i], α không cần thiết luôn được thiết lập là giá trị không đổi đối với i).

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn

sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], ..., F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của phương pháp truyền đa sóng mang). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], ..., F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên. Trong trường hợp này, điều kiện #55 và điều kiện #56 có thể được thay thế bởi các điều kiện sau đây. (Số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) được xem là N.)

Phép toán 331

Điều kiện #55'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 332

Điều kiện #56'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho} \quad \exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Trong phương án này, như là một ví dụ về trường hợp mà λ được xử lý như là

giá trị cố định, trường hợp mà λ = 0 radian được mô tả. Tuy nhiên, về mặt ánh xạ theo phương pháp điều chế, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là λ = π/2 radian, λ = π radian, hoặc λ = (3π)/2 radian. (Ví dụ, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là λ = π radian trong các ma trận tiền mã hóa của phương pháp tiền mã hóa trong đó việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện đều đặn.) Với cấu trúc này, như là trường hợp mà λ được thiết lập là giá trị được xác định là λ = 0 radian, việc làm giảm kích cỡ mạch thu được.

Phương án 19

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên dựa trên phương án 10.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 333

Công thức tính 279

Khi i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

α > 0, và α là giá trị cố định (mà không quan tâm đến i).

Phép toán 334

Công thức tính 280

Khi i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

α > 0, và α là giá trị cố định (mà không quan tâm đến i).

(Giá trị của α trong công thức tính 279 là tương tự như giá trị của α trong công thức tính 280.)

(Giá trị của α có thể được thiết lập như là α < 0.)

Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu tốt.

Phép toán 335

Điều kiện #57

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x, \forall y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 336

Điều kiện #58

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Ngoài ra điều kiện sau đây được xem xét.

Phép toán 337

Điều kiện #59

$$\theta_{11}(x) = \theta_{11}(x+N) \quad \text{cho } \forall x \, (x = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y) = \theta_{21}(y+N) \quad \text{cho } \forall y \, (y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Tiếp theo, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #60 và điều kiện #61 được đưa ra.

Phép toán 338

Điều kiện #60

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x \, (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 339

Điều kiện #61

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Đặt $\theta_{11}(0) - \theta_{21}(0) = 0$ radian, và đặt $\alpha > 1$, sự phân phối của các điểm thu kém đối với s1 và đối với s2 trong mặt phẳng phức đối với N = 4 được thể hiện trên Fig.43A và Fig.43B. Rõ ràng từ Fig.43A và Fig.43B, trong mặt phẳng phức, khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s1 được giữ là lớn, và tương tự, khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2 cũng được giữ là lớn. Các điều kiện tương tự được tạo ra khi $\alpha < 1$. Ngoài ra, với các xem xét tương tự như trong phương án 9, xác suất của khoảng cách lớn hơn giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức tăng lên khi N là số lẻ so với khi N là số chẵn. Tuy nhiên, khi N là nhỏ, ví dụ khi $N \leq 16$, khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm thu kém trong mặt phẳng phức có thể được đảm bảo là độ dài nào đó, do số lượng điểm thu kém là nhỏ. Do đó, khi $N \leq 16$, ngay cả nếu N là số chẵn, tồn tại các trường hợp mà chất lượng thu dữ liệu có thể được đảm bảo.

Do đó, trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên các công thức tính 279 và 280, khi N được thiết lập là số lẻ, xác suất cải thiện chất lượng thu dữ liệu là cao. Lưu ý rằng các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] được tạo ra dựa trên các công thức tính 279 và 280. (Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2N khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2N − 2, 2N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.) Ngoài ra, khi phương pháp điều chế cho cả s1 và s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như trong công thức tính 270, hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa 16 × 16 = 256 điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được.

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế đối với s1 là điều chế QPSK và phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, nếu α được thiết lập như trong công thức tính 271, hiệu quả làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm tín hiệu ứng viên trong mặt phẳng I-Q đối với môi trường LOS cụ thể có thể thu được. Lưu ý rằng bố trí

điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM được thể hiện trên Fig.60, và bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với QPSK được thể hiện trên Fig.94. Ở đây, nếu "g" trên Fig.60 được thiết lập như trong công thức tính 272, sau đây, "h" trên Fig.94 thu được như trong công thức tính 273.

Các điều kiện sau đây có thể là các điều kiện khác với điều kiện #59:

Phép toán 340

Điều kiện #62

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(x là N, N + 1, N + 2,..., 2N − 2, 2N −1; y là N, N + 1, N + 2,..., 2N − 2, 2N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 341

Điều kiện #63

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho } \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(x là N, N + 1, N + 2,..., 2N − 2, 2N −1; y là N, N + 1, N + 2,..., 2N − 2, 2N − 1; và x ≠ y.)

Trong trường hợp này, bằng cách thỏa mãn điều kiện #57 và điều kiện #58 và điều kiện #62 và điều kiện #63, khoảng cách trong mặt phẳng phức giữa các điểm thu kém đối với s1 được tăng lên, như là khoảng cách giữa các điểm thu kém đối với s2, nhờ đó thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe dựa trên các công thức tính 279 và 280, các ma trận sau đây được xem xét khi N=15:

Phép toán 342

Công thức tính 281

$$F[i=0] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 343

Công thức tính 282

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 344

Công thức tính 283

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 345

Công thức tính 284

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 346

Công thức tính 285

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 347

Công thức tính 286

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{10}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 348

Công thức tính 287

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{12}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 349

Công thức tính 288

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{14}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 350

Công thức tính 289

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{16}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 351

Công thức tính 290

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{18}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{18}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 352

Công thức tính 291

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{20}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{20}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 353

Công thức tính 292

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{22}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{22}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 354

Công thức tính 293

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{24}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{24}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 355

Công thức tính 294

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{26}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{26}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 356

Công thức tính 295

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{28}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{28}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 357

Công thức tính 296

$$F[i=15]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 358

Công thức tính 297

$$F[i=16]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{2}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{15}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 359

Công thức tính 298

$$F[i=17]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{4}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{15}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 360

Công thức tính 299

$$F[i=18]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{6}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{15}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 361

Công thức tính 300

$$F[i=19]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{8}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{15}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 362

Công thức tính 301

$$F[i=20]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{10}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 363

Công thức tính 302

$$F[i=21]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{12}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 364

Công thức tính 303

$$F[i=22]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{14}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 365

Công thức tính 304

$$F[i=23]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{16}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 366

Công thức tính 305

$$F[i=24]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{18}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{18}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 367

Công thức tính 306

$$F[i=25]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{20}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{20}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 368

Công thức tính 307

$$F[i=26]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{22}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{22}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 369

Công thức tính 308

$$F[i=27]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{24}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{24}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 370

Công thức tính 309

$$F[i=28]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{26}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{26}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 371

Công thức tính 310

$$F[i=29]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{28}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{28}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Lưu ý rằng, để giới hạn quy mô tính toán của việc tiền mã hóa nêu trên trong thiết bị truyền, $\theta_{11}(i) = 0$ rađian và $\lambda = 0$ rađian có thể được thiết lập trong công thức tính 279, và $\theta 21(i) = 0$ rađian và $\lambda = 0$ rađian có thể được thiết lập trong công thức tính 280.

Trong trường hợp này, tuy nhiên, trong các công thức tính 279 và 280, λ có thể được thiết lập là giá trị mà thay đổi phụ thuộc vào i, hoặc có thể được thiết lập là cùng giá trị. Tức là, trong các công thức tính 279 và 280, λ trong $F[i = x]$ và λ trong $F[i = y]$ $(x \neq y)$ có thể là cùng giá trị, hoặc có thể là các giá trị khác nhau. Đối với phương pháp khác, λ được thiết lập là giá trị cố định trong công thức tính 279, λ được thiết lập là giá trị cố định trong công thức tính 280, và các giá trị cố định của λ trong các công thức tính 279 và 280 có thể được thiết lập là các giá trị khác nhau. (Đối với phương pháp khác, các giá trị cố định của λ trong các công thức tính 279 và

280 được sử dụng.)

Đối với giá trị mà α được thiết lập thành, giá trị được thiết lập nêu trên là một trong các giá trị hiệu quả. Tuy nhiên, không bị giới hạn ở điều này, α có thể được thiết lập, ví dụ, đối với mỗi giá trị của i trong ma trận tiền mã hóa F[i] như được mô tả trong phương án 17. (Tức là, trong F[i], α không cần thiết luôn được thiết lập là giá trị không đổi đối với i.)

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của phương pháp truyền đa sóng mang). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Trong phương án này, như là một ví dụ về trường hợp mà λ được xử lý như là giá trị cố định, trường hợp mà λ = 0 radian được mô tả. Tuy nhiên, về mặt ánh xạ theo phương pháp điều chế, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là λ = π/2 radian, λ = π radian, hoặc λ = (3π)/2 radian. (Ví dụ, λ có thể được thiết lập là

giá trị cố định được xác định là $\lambda = \pi$ radian trong các ma trận tiền mã hóa của phương pháp tiền mã hóa trong đó việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện một cách đều đặn.) Với cấu trúc này, như là trường hợp mà λ được thiết lập là giá trị được xác định là $\lambda = 0$ radian, việc làm giảm kích cỡ mạch thu được.

Phương án 20

Phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên dựa trên phương án 13.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 372

Công thức tính 311

Khi i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó $\alpha > 0$.

Phép toán 373

Công thức tính 312

Khi i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} \alpha \times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} & e^{j\theta_{11}(i)} \\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} & \alpha \times e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó $\alpha > 0$. (Giá trị của α có thể được thiết lập như là $\alpha < 0$.)

Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính 311 và 312 được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 374

Công thức tính 313

Khi i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+X_k)} & e^{j(\theta_{21}(i)+X_k+\lambda+\delta)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Phép toán 375

Công thức tính 314

Khi i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} & e^{j\theta_{11}(i)} \\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta+Y_k)} & \alpha\times e^{j\theta_{21}(i+Y_k)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1. Ngoài ra, Xk = Yk có thể là đúng, hoặc Xk ≠ Yk có thể là đúng.

Trong trường hợp này, các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N × M − 1] được tạo ra. (Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2 × N × M − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2 x N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2 × N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2 × N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2 × N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2 × N × M − 2, 2 × N × M − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 313 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 376

Công thức tính 315

Khi i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} & e^{j\theta_{11}(i)}\\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta+Y_k)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+Y_k)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 314 cũng có thể được chuyển đổi thành bất kỳ trong số các công thức tính từ 316 đến 318.

Phép toán 377

Công thức tính 316

Khi i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda+Y_k)} & e^{j(\theta_{11}(i)+Y_k)}\\ e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} & \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Phép toán 378

Công thức tính 317

Khi i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)}\\ e^{j(\theta_{21}(i)+Y_k)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda-\delta+Y_k)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Phép toán 379

Công thức tính 318

Khi i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+Y_k)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda+Y_k)}\\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda-\delta)}\end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Tập trung vào các điểm thu kém, nếu các công thức tính từ 313 đến 318 thỏa mãn các điều kiện sau đây,

Phép toán 380

Điều kiện #64

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \forall x, \forall y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 381

Điều kiện #65

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\delta)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\delta)} \quad \text{cho} \quad \forall x, \forall y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 382

Điều kiện #66

$$\theta_{11}(x) = \theta_{11}(x+N) \quad \text{cho} \quad \forall x \, (x = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y) = \theta_{21}(y+N) \quad \text{cho} \quad \forall y \, (y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

sau đó chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Lưu ý rằng trong phương án 8, điều kiện #39 và điều kiện #40 sẽ được thỏa mãn.

Tập trung vào Xk và Yk, nếu các công thức tính từ 313 đến 318 thỏa mãn các điều kiện sau đây,

Phép toán 383

Điều kiện #67

$$X_a \neq X_b + 2 \times s \times \pi \quad \text{cho} \quad \forall a, \forall b \, (a \neq b; a, b = 0,1,2,\cdots,M-2,M-1)$$

(a là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; b là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; và a ≠ b.) (Ở đây, s là số nguyên.)

Phép toán 384

Điều kiện #68

$Y_a \neq Y_b + 2 \times \mathrm{u} \times \pi$ cho $\forall a, \forall b\,(a \neq b; a,b = 0,1,2,\cdots,M-2,M-1)$

(a là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; b là 0, 1, 2, ..., M − 2, M − 1; và a ≠ b.) (Ở đây, u là số nguyên.),

sau đó chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Lưu ý rằng trong phương án 8, điều kiện #42 sẽ được thỏa mãn. Trong các công thức tính 313 và 318, khi 0 rađian ≤ δ < 2π rađian, các ma trận là ma trận đơn nguyên khi δ = π rađian và là ma trận không đơn nguyên khi δ ≠ π rađian. Trong phương pháp này, việc sử dụng ma trận không đơn nguyên đối với π/2 rađian ≤ |δ| < π rađian là một cấu trúc khác biệt, và chất lượng thu dữ liệu tốt thu được, nhưng việc sử dụng ma trận đơn nguyên cũng là có thể.

Phần sau đây đưa ra ví dụ về các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa của phương án này. Các ma trận sau đây được xem xét khi N = 5, M = 2 như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính từ 313 đến 318:

Phép toán 385

Công thức tính 319

$$F[i=0] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 386

Công thức tính 320

$$F[i=1] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\left(\frac{2}{5}\pi\right)} & e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 387

Công thức tính 321

$$F[i=2] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\left(\frac{4}{5}\pi\right)} & e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 388

Công thức tính 322

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{6}{5}\pi\right)} & e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 389

Công thức tính 323

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{8}{5}\pi\right)} & e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 390

Công thức tính 324

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 391

Công thức tính 325

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{2}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 392

Công thức tính 326

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{4}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 393

Công thức tính 327

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{6}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 394

Công thức tính 328

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{8}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 395

Công thức tính 329

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j(0+\pi)} & e^{j(\pi+\pi)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 396

Công thức tính 330

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi\right)} & e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi+\pi\right)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 397

Công thức tính 331

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi\right)} & e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi+\pi\right)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 398

Công thức tính 332

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi\right)} & e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi+\pi\right)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 399

Công thức tính 333

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\\ \alpha\times e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi\right)} & e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi+\pi\right)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 400

Công thức tính 334

$$F[i=15]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j0} & e^{j\pi}\\ e^{j(0+\pi)} & \alpha\times e^{j(0+\pi)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 401

Công thức tính 335

$$F[i=16]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{2}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi\right)}\\ e^{j(0+\pi)} & \alpha\times e^{j(0+\pi)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 402

Công thức tính 336

$$F[i=17]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{4}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi\right)}\\ e^{j(0+\pi)} & \alpha\times e^{j(0+\pi)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 403

Công thức tính 337

$$F[i=18]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{6}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi\right)}\\ e^{j(0+\pi)} & \alpha\times e^{j(0+\pi)}\end{pmatrix}$$

Phép toán 404

Công thức tính 338

$$F[i=19]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{8}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi\right)}\\ e^{j(0+\pi)} & \alpha\times e^{j(0+\pi)}\end{pmatrix}$$

Theo cách này, trong ví dụ nêu trên, để giới hạn quy mô tính toán của việc tiền mã hóa nêu trên trong thiết bị truyền, $\lambda = 0$ rađian, $\delta = \pi$ rađian, X1 = 0 rađian, và X2 = π rađian được thiết lập trong công thức tính 313, và $\lambda = 0$ rađian, $\delta = \pi$ rađian, Y1 = 0 rađian, và Y2 = π rađian được thiết lập trong công thức tính 314. Trong trường hợp này, tuy nhiên, trong các công thức tính 313 và 314, λ có thể được thiết lập là giá trị mà thay đổi phụ thuộc vào i, hoặc có thể được thiết lập là cùng giá trị. Tức là, trong các công thức tính 313 và 314, λ trong F[i = x] và λ trong F[i = y] ($x \neq y$) có thể là cùng giá trị, hoặc có thể là các giá trị khác nhau. Đối với phương pháp khác, λ được thiết lập là giá trị cố định trong công thức tính 313, λ được thiết lập là giá trị cố định trong công thức tính 314, và các giá trị cố định của λ trong các công thức tính 313 và 314 có thể được thiết lập là các giá trị khác nhau. (Đối với ví dụ khác, các giá trị cố định của λ trong các công thức tính 313 và 314 được sử dụng.)

Đối với giá trị mà α được thiết lập thành, giá trị được thiết lập được mô tả trong phương án 18 là một trong các giá trị hiệu quả. Tuy nhiên, không bị giới hạn ở điều này, α có thể được thiết lập, ví dụ, đối với mỗi giá trị của i trong ma trận tiền mã hóa F[i] như được mô tả trong phương án 17. (Tức là, trong F[i], α không cần thiết luôn được thiết lập là giá trị không đổi đối với i.)

Trong phương án này, như là một ví dụ về trường hợp mà λ được xử lý như là giá trị cố định, trường hợp mà $\lambda = 0$ rađian được mô tả. Tuy nhiên, về mặt ánh xạ theo phương pháp điều chế, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là $\lambda = \pi/2$ rađian, $\lambda = \pi$ rađian, hoặc $\lambda = (3\pi)/2$ rađian. (Ví dụ, λ có thể được thiết lập là giá trị cố định được xác định là $\lambda = \pi$ rađian trong các ma trận tiền mã hóa của phương pháp tiền mã hóa trong đó việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện đều đặn.) Với cấu trúc này, như là trường hợp mà λ được thiết lập là giá trị được xác định là $\lambda = 0$ rađian, việc làm giảm kích cỡ mạch thu được.

Phương án 21

Phương án này mô tả ví dụ về phương pháp tiền mã hóa của phương án 18 trong đó việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện đều đặn.

Như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe dựa trên công thức tính 269, các ma trận sau đây được xem xét:

Phép toán 405

Công thức tính 339

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 406

Công thức tính 340

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 407

Công thức tính 341

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 408

Công thức tính 342

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 409

Công thức tính 343

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 410

Công thức tính 344

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{10}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 411

Công thức tính 345

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{12}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 412

Công thức tính 346

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{14}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 413

Công thức tính 347

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{16}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính nêu trên, có trường hợp đặc biệt mà α có thể được thiết lập là 1. Trong trường hợp này, các công thức tính từ 339 đến 347 được biểu diễn như sau.

Phép toán 414

Công thức tính 348

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 415

Công thức tính 349

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{2}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 416

Công thức tính 350

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{4}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 417

Công thức tính 351

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{6}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 418

Công thức tính 352

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{8}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 419

Công thức tính 353

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{10}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 420

Công thức tính 354

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{12}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 421

Công thức tính 355

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{14}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 422

Công thức tính 356

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{16}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Đối với ví dụ khác, như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe dựa trên công thức tính 269, các ma trận sau đây được xem xét khi N=15:

Phép toán 423

Công thức tính 357

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 424

Công thức tính 358

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 425

Công thức tính 359

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 426

Công thức tính 360

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 427

Công thức tính 361

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 428

Công thức tính 362

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{10}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 429

Công thức tính 363

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{12}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 430

Công thức tính 364

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{14}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 431

Công thức tính 365

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{16}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 432

Công thức tính 366

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{18}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{18}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 433

Công thức tính 367

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{20}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{20}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 434

Công thức tính 368

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{22}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{22}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 435

Công thức tính 369

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{24}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{24}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 436

Công thức tính 370

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{26}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{26}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 437

Công thức tính 371

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{28}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{28}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính nêu trên, có trường hợp đặc biệt mà α có thể được thiết lập là 1. Trong trường hợp này, các công thức tính từ 357 đến 371 được biểu diễn như sau.

Phép toán 438

Công thức tính 372

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 439

Công thức tính 373

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{2}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 440

Công thức tính 374

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{4}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 441

Công thức tính 375

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{6}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 442

Công thức tính 376

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{8}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 443

Công thức tính 377

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{10}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 444

Công thức tính 378

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{12}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 445

Công thức tính 379

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{14}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 446

Công thức tính 380

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{16}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 447

Công thức tính 381

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{18}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{18}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 448

Công thức tính 382

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{20}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{20}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 449

Công thức tính 383

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{22}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{22}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 450

Công thức tính 384

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{24}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{24}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 451

Công thức tính 385

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{26}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{26}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 452

Công thức tính 386

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{28}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{28}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong ví dụ này, α được thiết lập là 1. Tuy nhiên, giá trị mà α được thiết lập thành không bị giới hạn như ở đây. Ví dụ, giá trị được thiết lập của α có thể được áp dụng tới trường hợp sau đây. Tức là, như được thể hiện trên Fig.3 hoặc loại tương tự, bộ mã hóa thực hiện việc mã hóa sửa lỗi. Giá trị của α có thể được thay đổi phụ thuộc vào tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng trong mã hóa sửa lỗi. Ví dụ, có xem xét phương pháp trong đó α được thiết lập là 1 khi tốc độ mã hóa là 1/2, và là giá trị khác 1 như giá trị thỏa mãn quan hệ $\alpha > 1$ (hoặc $\alpha < 1$) khi tốc độ mã

hóa là 2/3. Với cấu trúc này, trong thiết bị thu, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được mà không quan tâm đến tốc độ mã hóa. (Chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu α được thiết lập là giá trị cố định.)

Như là ví dụ khác, như được mô tả trong phương án 17, α có thể được thiết lập đối với mỗi giá trị của i trong ma trận tiền mã hóa F[i]. (Tức là, trong F[i], α không cần thiết luôn được thiết lập là giá trị không đổi đối với i.)

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của phương pháp truyền đa sóng mang). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Phương án 22

Phương án này mô tả ví dụ về phương pháp tiền mã hóa của phương án 19 trong đó việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện đều đặn.

Như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe dựa trên các công thức tính 279 và 280, các ma trận sau đây được xem xét khi N=9:

Phép toán 453

Công thức tính 387

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 454

Công thức tính 388

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 455

Công thức tính 389

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 456

Công thức tính 390

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 457

Công thức tính 391

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 458

Công thức tính 392

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{10}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 459

Công thức tính 393

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{12}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 460

Công thức tính 394

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{14}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 461

Công thức tính 395

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{16}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 462

Công thức tính 396

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 463

Công thức tính 397

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{2}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 464

Công thức tính 398

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{4}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 465

Công thức tính 399

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{6}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{9}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 466

Công thức tính 400

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{8}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{9}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 467

Công thức tính 401

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{10}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{9}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 468

Công thức tính 402

$$F[i=15]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{12}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{9}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 469

Công thức tính 403

$$F[i=16]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{14}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{9}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Phép toán 470

Công thức tính 404

$$F[i=17]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{16}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{9}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix}$$

Trong các công thức tính nêu trên, có trường hợp đặc biệt mà α có thể được thiết lập là 1. Trong trường hợp này, các công thức tính từ 387 đến 404 được biểu diễn như sau.

Phép toán 471

Công thức tính 405

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Phép toán 472

Công thức tính 406

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 473

Công thức tính 407

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 474

Công thức tính 408

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 475

Công thức tính 409

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 476

Công thức tính 410

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{10}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 477

Công thức tính 411

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{12}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 478

Công thức tính 412

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{14}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 479

Công thức tính 413

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{16}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{9}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Phép toán 480

Công thức tính 414

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 481

Công thức tính 415

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{2}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 482

Công thức tính 416

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{4}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 483

Công thức tính 417

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{6}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 484

Công thức tính 418

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{8}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 485

Công thức tính 419

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{10}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 486

Công thức tính 420

$$F[i=15]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{12}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 487

Công thức tính 421

$$F[i=16]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{14}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Phép toán 488

Công thức tính 422

$$F[i=17]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{16}{9}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{9}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, α có thể được thiết lập là 1 trong các công thức tính từ 281 đến 310 nằm trong phương án 19. Đối với giá trị mà α được thiết lập thành, giá trị được thiết lập nêu trên là một trong các giá trị hiệu quả. Tuy nhiên, không bị giới hạn ở điều

này, α có thể được thiết lập, ví dụ, đối với mỗi giá trị của i trong ma trận tiền mã hóa F[i] như được mô tả trong phương án 17. (Tức là, trong F[i], α không cần thiết luôn được thiết lập là giá trị không đổi đối với i.)

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của phương pháp truyền đa sóng mang). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án 23

Trong phương án 9, phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với việc sử dụng ma trận đơn nguyên được mô tả. Trong phương án này, phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với việc sử dụng ma trận khác với ma trận trong phương án 9 được mô tả.

Đầu tiên, ma trận tiền mã hóa F, ma trận tiền mã hóa cơ bản, được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 489

Công thức tính 423

$$F=\begin{pmatrix} A\times e^{j\mu_{11}} & B\times e^{j\mu_{12}} \\ C\times e^{j\mu_{21}} & 0 \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính 423, A, B, và C là các số thực, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các số thực, và các đơn vị của chúng là rađian. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 490

Công thức tính 424

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)\right)} \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & 0 \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. Ngoài ra, A, B, và C là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i, và μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i. Nếu ma trận được biểu diễn bởi định dạng của công thức tính 424 được xử lý như là ma trận tiền mã hóa, "0" xuất hiện như là một phần tử của ma trận tiền mã hóa, do đó nó có hiệu quả rằng các điểm thu kém được mô tả trong các phương án khác có thể được làm giảm.

Ngoài ra, ma trận tiền mã hóa cơ bản khác khác với ma trận được thể hiện bởi công thức tính 423 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 491

Công thức tính 425

$$F=\begin{pmatrix} A\times e^{j\mu_{11}} & B\times e^{j\mu_{12}} \\ 0 & D\times e^{j\mu_{22}} \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính 425, A, B, và C là các số thực, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{22} là các số thực, và các đơn vị của chúng là rađian. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 492

Công thức tính 426

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)\right)} \\ 0 & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. Ngoài ra, A, B, và D là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i, và μ_{11}, μ_{12}, và μ_{22} là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i. Nếu ma trận được biểu diễn bởi định dạng của công thức tính 426 được xử lý như là ma trận tiền mã hóa, "0" xuất hiện như là một phần tử của ma trận tiền mã hóa, do đó nó có hiệu quả rằng các điểm thu kém được mô tả trong các phương án khác có thể được làm giảm.

Ngoài ra, ma trận tiền mã hóa cơ bản khác mà khác với các ma trận được thể hiện bởi các công thức tính 423 và 425 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 493

Công thức tính 427

$$F=\begin{pmatrix} A\times e^{j\mu_{11}} & 0 \\ C\times e^{j\mu_{21}} & D\times e^{j\mu_{22}} \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính 427, A, C, và D là các số thực, μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các số thực, và các đơn vị của chúng là radian. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 494

Công thức tính 428

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. Ngoài ra, A, C, và D là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i, và μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i. Nếu ma trận được biểu diễn bởi định dạng của công thức tính 428 được xử lý như là ma trận tiền mã hóa, "0" xuất hiện như là một phần tử của ma trận tiền mã hóa, do đó nó có hiệu quả rằng các điểm thu kém được mô tả trong các phương án khác có thể được làm giảm.

Ngoài ra, ma trận tiền mã hóa cơ bản khác mà khác với các ma trận được thể hiện bởi các công thức tính 423, 425, và 427 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 495

Công thức tính 429

$$F=\begin{pmatrix} 0 & B\times e^{j\mu_{12}} \\ C\times e^{j\mu_{21}} & D\times e^{j\mu_{22}} \end{pmatrix}$$

Trong công thức tính 429, B, C, và D là các số thực, μ_{12}, μ_{21}, và μ_{22} là các số thực, và các đơn vị của chúng là radian. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 496

Công thức tính 430

$$F[i]=\begin{pmatrix} 0 & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)\right)} \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. Ngoài ra, B, C, và D là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i, và μ_{12}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định mà không quan tâm đến i. Nếu ma trận được biểu diễn bởi định dạng của công thức tính 430 được xử lý như là ma trận tiền mã hóa, "0" xuất hiện như là một phần tử của ma trận tiền mã hóa, do đó nó có hiệu quả rằng các điểm thu kém được mô tả trong các phương án khác có thể được làm giảm. Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, các điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 497

Điều kiện #69

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 498

Điều kiện #70

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho} \quad \forall x, \forall y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #71 và điều kiện #72 được đưa ra.

Phép toán 499

Điều kiện #71

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x \, (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 500

Điều kiện #72

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x \, (x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Với cấu trúc này, thiết bị thu có thể tránh các điểm thu kém trong môi trường LOS, và do đó có thể thu được hiệu quả cải thiện chất lượng thu dữ liệu.

Lưu ý rằng, như là ví dụ của phương pháp được nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, có phương pháp để cố định $\theta_{11}(i)$ là 0 radian ($\theta_{11}(i)$ được thiết lập là giá trị cố định không quan tâm đến i. Trong trường hợp này, $\theta_{11}(i)$ có thể được thiết lập là giá trị khác 0 radian.) sao cho $\theta_{11}(i)$ và $\theta_{21}(i)$ thỏa mãn các điều kiện nêu trên. Ngoài ra, có phương pháp để không cố định $\theta_{11}(i)$ là 0 radian, nhưng cố định $\theta_{21}(i)$ là 0 radian ($\theta_{21}(i)$ được thiết lập là giá trị cố định không quan tâm đến i. Trong trường hợp này, $\theta_{21}(i)$ có thể được thiết lập là giá trị ngoài 0 radian.) sao cho $\theta_{11}(i)$ và $\theta_{21}(i)$ thỏa mãn các điều kiện nêu trên.

Phương án này mô tả phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký

tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], ..., F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của phương pháp truyền đa sóng mang). Tuy nhiên, đây không chỉ là ví dụ, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], ..., F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra theo phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số hoặc trong các miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên. Trong trường hợp này, điều kiện #69 và điều kiện #70 có thể được thay thế bởi các điều kiện sau đây. (Số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) được xem là N.)

Phép toán 501

Điều kiện #73

$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))}$ cho $\exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 502

Điều kiện #74

$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)}$ cho $\exists x, \exists y\ (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phương án 24

Trong phương án 10, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận

tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên được mô tả. Tuy nhiên, phương án này mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận mà khác với ma trận được sử dụng trong phương án 10.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 503

Công thức tính 431

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1.

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, B, và C là các số thực, và μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, B, và C là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 504

Công thức tính 432

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j(\nu_{11}+\psi_{11}(i))} & \beta\times e^{j(\nu_{12}+\psi_{11}(i))} \\ 0 & \delta\times e^{j(\nu_{22}+\psi_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt α, β, và δ là các số thực, và ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, α, β, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe là khác với các ma trận trong các công thức tính 431 và 432 được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 505

Công thức tính 433

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, B, và C là các số thực, và μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, B, và C là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 506

Công thức tính 434

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} 0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt β, γ, và δ là các số thực, và ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, β, γ, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe là khác với các ma trận được nêu trên được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 507

Công thức tính 435

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, C, và D là các số thực, và μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, C, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 508

Công thức tính 436

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\left(\nu_{11}+\psi_{11}(i)\right)} & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ 0 & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt α, β, và δ là các số thực, và ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các số thực được biểu

diễn theo radian. Ngoài ra, α, β, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe là khác với các ma trận được nêu trên được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây.

Phép toán 509

Công thức tính 437

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, C, và D là các số thực, và μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, C, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 510

Công thức tính 438

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} 0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt β, γ, và δ là các số thực, và ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, β, γ, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Với các xem xét tương tự như trong điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) của phương án 3, các điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 511

Điều kiện #75

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1; y là 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 512

Điều kiện #76

$$e^{j(\psi_{11}(x)-\psi_{21}(x))} \neq e^{j(\psi_{11}(y)-\psi_{21}(y))} \text{ cho } \forall x, \forall y\,(x \neq y; x, y = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2, 2N-1)$$

(x là N, N + 1, N + 2, …, 2N - 2, 2N – 1; y là N, N + 1, N + 2, …, 2N - 2, 2N – 1; và x ≠ y.)

Tiếp theo, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 6, điều kiện #77 hoặc điều kiện #78 được đưa ra.

Phép toán 513

Điều kiện #77

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \text{ cho } \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 514

Điều kiện #78

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \text{ cho } \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Tương tự, để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, điều kiện #79 hoặc điều kiện #80 được đưa ra.

Phép toán 515

Điều kiện #79

$$\frac{e^{j(\psi_{11}(x+1)-\psi_{21}(x+1))}}{e^{j(\psi_{11}(x)-\psi_{21}(x))}} = e^{j\left(\frac{2\pi}{N}\right)} \text{ cho } \forall x\,(x = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2)$$

Phép toán 516

Điều kiện #80

$$\frac{e^{j(\psi_{11}(x+1)-\psi_{21}(x+1))}}{e^{j(\psi_{11}(x)-\psi_{21}(x))}} = e^{j\left(-\frac{2\pi}{N}\right)} \text{ cho } \forall x\,(x = N, N+1, N+2, \cdots, 2N-2)$$

Cách sắp xếp nêu trên đảm bảo để làm giảm số lượng các điểm thu kém được mô tả trong các phương án khác vì một trong các thành phần của các ma trận tiền mã hóa là "0". Ngoài ra, thiết bị thu có thể cải thiện chất lượng thu vì các điểm thu kém được loại bỏ hiệu quả đặc biệt trong môi trường LOS.

Trong phương pháp khác với phương pháp tiền mã hóa nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, $\theta_{11}(i)$ được cố định, ví dụ, là 0 rađian (giá trị cố định không phụ thuộc vào i, và giá trị khác 0 rađian có thể được áp dụng) và $\theta_{11}(i)$ và $\theta_{21}(i)$ thỏa mãn các điều kiện nêu trên. Trong phương pháp khác, $\theta_{21}(i)$ thay vì $\theta_{11}(i)$ được cố định, ví dụ, là 0 rađian (giá trị cố định không phụ thuộc vào i, và giá trị khác 0 rađian có thể được áp dụng) và $\theta_{11}(i)$ và $\theta_{21}(i)$ thỏa mãn các điều kiện nêu trên.

Tương tự, trong phương pháp khác, $\Psi_{11}(i)$ được cố định, ví dụ, là 0 rađian (giá trị cố định không phụ thuộc vào i, và giá trị khác 0 rađian có thể được áp dụng) và $\Psi_{11}(i)$ và $\Psi_{21}(i)$ thỏa mãn các điều kiện nêu trên. Tương tự, trong phương pháp khác, $\Psi_{21}(i)$ thay vì $\Psi_{11}(i)$ được cố định, ví dụ, là 0 rađian (giá trị cố định không phụ thuộc vào i, và giá trị khác 0 rađian có thể được áp dụng) và $\Psi_{11}(i)$ và $\Psi_{21}(i)$ thỏa mãn các điều kiện nêu trên.

Phương án này mô tả phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của đa song mang). Tuy nhiên, đây không chỉ là ví dụ, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số hoặc trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong

chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án 25

Phương án này mô tả phương pháp tăng kích cỡ chu kỳ (chu trình) của việc tiền mã hóa chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa, bằng cách áp dụng phương án 17 đối với các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án 23.

Như được mô tả trong phương án 23, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 517

Công thức tính 439

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1. Ngoài ra, A, B, và C là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M dựa trên công thức tính 439 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 518

Công thức tính 440

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k)} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1. Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số N × M × i + 1 có

thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], ..., và ký tự số N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, ..., N × M − 2, N × M − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện. Lưu ý rằng trong khi các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M được thiết lập là công thức tính 440, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M có thể được thiết lập là công thức tính sau đây, như được nêu trên.

Phép toán 519

Công thức tính 441

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k)} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i)+X_k)} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1, và k = 0, 1, ..., M − 2, M − 1.

Như được mô tả trong phương án 23, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe mà là khác với N khe nêu trên, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 520

Công thức tính 442

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ 0 & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1. Ngoài ra, A, B, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M dựa trên công thức tính 441 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 521

Công thức tính 443

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ 0 & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i)+X_k)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, N × M – 2, N × M – 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện. Lưu ý rằng trong khi các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M được thiết lập là công thức tính 443, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M có thể được thiết lập là công thức tính sau đây, như được nêu trên.

Phép toán 522

Công thức tính 444

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k)} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i)+X_k)} \\ 0 & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Như được mô tả trong phương án 23, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe mà là khác với N khe nêu trên, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 523

Công thức tính 445

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & 0 \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1. Ngoài ra, A, C, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M dựa trên công thức tính 445 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 524

Công thức tính 446

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)+X_k\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, N × M – 2, N × M – 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, các ma trận tiền mã hóa không cần được chuyển đổi đều đặn giữa chúng.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện. Lưu ý rằng trong khi các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M được thiết lập là công thức tính 446, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M có thể được thiết lập là công thức tính sau đây, như được nêu trên.

Phép toán 525

Công thức tính 447

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Như được mô tả trong phương án 23, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe mà là khác với N khe nêu trên, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 526

Công thức tính 448

$$F[i]=\begin{pmatrix} 0 & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1. Ngoài ra, B, C, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{12}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M dựa trên công thức tính 448 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 527

Công thức tính 449

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} 0 & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k)} & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i)+X_k)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, N × M – 2, N × M – 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, các ma trận tiền mã hóa không cần được chuyển đổi đều đặn giữa chúng.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện. Lưu ý rằng, trong khi các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x M được thiết lập là công thức tính 449, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) N x

M có thể được thiết lập là công thức tính sau đây, như được nêu trên.

Phép toán 528

Công thức tính 450

$$F[N\times k+i]=\begin{pmatrix} 0 & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)+X_k\right)} \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1, và k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Phương án này mô tả phương pháp cấu trúc N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với N x M khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian. Trong trường hợp này, như là N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N × M – 2], F[N × M – 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N × M – 2], F[N × M – 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của multi-carrier). Tuy nhiên, đây không chỉ là ví dụ, và N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N × M – 2], F[N × M – 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số hoặc trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với N x M khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên N × M ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N × M trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án 26

Phương án này mô tả phương pháp tăng kích cỡ chu kỳ (chu trình) của việc

tiền mã hóa chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa, bằng cách áp dụng phương án 20 đối với các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án 24.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 529

Công thức tính 451

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, B, và C là các số thực, và μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, B, và C là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 530

Công thức tính 452

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j(\nu_{11}+\psi_{11}(i))} & \beta\times e^{j(\nu_{12}+\psi_{11}(i))} \\ 0 & \delta\times e^{j(\nu_{22}+\psi_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt α, β, và δ là các số thực, và ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, α, β, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính 451 và 452 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 531

Công thức tính 453

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k)} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Phép toán 532

Công thức tính 454

Đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(\nu_{11}+\psi_{11}(i)\right)} & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)}\\ 0 & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)+Y_k\right)}\end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, ..., M – 2, M – 1. Ngoài ra, Xk = Yk có thể là đúng hoặc Xk ≠ Yk có thể là đúng.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2 x N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2 × N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2 × N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], ..., và ký tự số 2 × N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, ..., 2 × N × M – 2, 2 × N × M – 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 453 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 533

Công thức tính 455

Đối với i = 0, 1, 2, ..., N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix}A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k\right)} & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)+X_k\right)}\\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & 0\end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, ..., M – 2, M – 1.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 454 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 534

Công thức tính 456

Đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\left(\nu_{11}+\psi_{11}(i)+Y_k\right)} & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)+Y_k\right)}\\ 0 & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)}\end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, ..., M – 2, M – 1.

Ví dụ khác được thể hiện dưới đây. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 535

Công thức tính 457

Đối với i = 0, 1, 2, ..., N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix}A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)\right)}\\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & 0\end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, B, và C là các số thực, và μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, B, và C là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{12}, và μ_{21} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 536

Công thức tính 458

Đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix}0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)}\\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)}\end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt β, γ, và δ là các số thực, và ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, β, γ, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Tương tự, v_{12}, v_{21}, và v_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính 457 và 458 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 537

Công thức tính 459

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i))} & B\times e^{j(\mu_{12}+\theta_{11}(i))} \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k)} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Phép toán 538

Công thức tính 460

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} 0 & \beta\times e^{j(v_{12}+\psi_{11}(i))} \\ \gamma\times e^{j(v_{21}+\psi_{21}(i)+Y_k)} & \delta\times e^{j(v_{22}+\psi_{21}(i)+Y_k)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1. Ngoài ra, Xk = Yk có thể là đúng, hoặc Xk ≠ Yk có thể là đúng.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2 x N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2 × N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2 × N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2 × N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2 × N × M – 2, 2 × N × M – 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 459 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 539

Công thức tính 461

Đối với i = 0, 1, 2, ..., N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k\right)} & B\times e^{j\left(\mu_{12}+\theta_{11}(i)+X_k\right)} \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & 0 \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, ..., M – 2, M – 1.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 460 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 540

Công thức tính 462

Đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} 0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)+Y_k\right)} \\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, ..., M – 2, M – 1.

Ví dụ khác được thể hiện dưới đây. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 541

Công thức tính 463

Đối với i = 0, 1, 2, ..., N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, C, và D là các số thực, và μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, C, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 542

Công thức tính 464

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\left(\nu_{11}+\psi_{11}(i)\right)} & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ 0 & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt α, β, và δ là các số thực, và ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, α, β, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{11}, ν_{12}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính 463 và 464 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 543

Công thức tính 465

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)+X_k\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Phép toán 544

Công thức tính 466

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\left(\nu_{11}+\psi_{11}(i)\right)} & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ 0 & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)+Y_k\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1. Ngoài ra, Xk = Yk có thể là đúng, hoặc Xk ≠ Yk có thể là đúng.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2 x N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2 × N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2 × N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và

ký tự số 2 × N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2 × N × M − 2, 2 × N × M − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 465 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 545

Công thức tính 467

Đối với i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k)} & 0 \\ C\times e^{j(\mu_{21}+\theta_{21}(i))} & D\times e^{j(\mu_{22}+\theta_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 466 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 546

Công thức tính 468

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j(\nu_{11}+\psi_{11}(i)+Y_k)} & \beta\times e^{j(\nu_{12}+\psi_{11}(i)+Y_k)} \\ 0 & \delta\times e^{j(\nu_{22}+\psi_{21}(i))} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M − 2, M − 1.

Ví dụ khác được thể hiện dưới đây. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 547

Công thức tính 469

Đối với i = 0, 1, 2, ..., N – 2, N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt A, C, và D là các số thực, và μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, A, C, và D là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, μ_{11}, μ_{21}, và μ_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i.

Phép toán 548

Công thức tính 470

Đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N – 2, 2N – 1:

$$F[i]=\begin{pmatrix} 0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, đặt β, γ, và δ là các số thực, và ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các số thực được biểu diễn theo radian. Ngoài ra, β, γ, và δ là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Tương tự, ν_{12}, ν_{21}, và ν_{22} là các giá trị cố định không phụ thuộc vào i. Ngoài ra, các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M dựa trên các công thức tính 469 và 470 được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 549

Công thức tính 471

Đối với i = 0, 1, 2, ..., N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)+X_k\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)+X_k\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, ..., M – 2, M – 1.

Phép toán 550

Công thức tính 472

Đối với i = N, N + 1, N + 2, ..., 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} 0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)\right)} \\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)+Y_k\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)+Y_k\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1. Ngoài ra, Xk = Yk có thể là đúng, hoặc Xk ≠ Yk có thể là đúng.

Các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] được tạo ra (các ma trận tiền mã hóa F[0] đến F[2 × N × M – 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2 x N x M khe trong chu kỳ (chu trình)). Ký tự số 2 × N × M × i có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2 × N × M × i + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2 × N × M × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2 × N × M – 2, 2 × N × M – 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Việc tạo ra các ma trận tiền mã hóa theo cách này thu được phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) lớn, cho phép vị trí của các điểm thu kém dễ dàng được thay đổi, mà có thể dẫn đến chất lượng thu dữ liệu được cải thiện.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 471 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 551

Công thức tính 473

Đối với i = 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix} A\times e^{j\left(\mu_{11}+\theta_{11}(i)+X_k\right)} & 0 \\ C\times e^{j\left(\mu_{21}+\theta_{21}(i)\right)} & D\times e^{j\left(\mu_{22}+\theta_{21}(i)\right)} \end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Các ma trận tiền mã hóa chu kỳ (chu trình) 2 x N x M trong công thức tính 472 có thể được chuyển đổi theo công thức tính sau đây.

Phép toán 552

Công thức tính 474

Đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N – 2, 2N – 1:

$$F[2\times N\times k+i]=\begin{pmatrix}0 & \beta\times e^{j\left(\nu_{12}+\psi_{11}(i)+Y_k\right)}\\ \gamma\times e^{j\left(\nu_{21}+\psi_{21}(i)\right)} & \delta\times e^{j\left(\nu_{22}+\psi_{21}(i)\right)}\end{pmatrix}$$

Ở đây, k = 0, 1, …, M – 2, M – 1.

Tập trung vào các điểm thu kém trong các ví dụ nêu trên, các điều kiện sau đây là quan trọng.

Phép toán 553

Điều kiện #81

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \text{ cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y; x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1; y là 0, 1, 2, …, N – 2, N – 1; và x ≠ y.)

Phép toán 554

Điều kiện #82

$$e^{j(\psi_{11}(x)-\psi_{21}(x))}\neq e^{j(\psi_{11}(y)-\psi_{21}(y))} \text{ cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y; x,y=N,N+1,N+2,\cdots,2N-2,2N-1)$$

(x là N, N + 1, N + 2, …, 2N - 2, 2N – 1; y là N, N + 1, N + 2, … 2N - 2, 2N – 1; và x ≠ y.)

Phép toán 555

Điều kiện #83

$$\theta_{11}(x)=\theta_{11}(x+N) \text{ cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y)=\theta_{21}(y+N) \text{ cho } \forall y\,(y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Phép toán 556

Điều kiện #84

$$\psi_{11}(x)=\psi_{11}(x+N) \text{ cho } \forall x\,(x=N,N+1,N+2,\cdots,2N-2,2N-1)$$

và

$\psi_{21}(y)=\psi_{21}(y+N)$ cho $\forall y\,(y=N,N+1,N+2,\cdots,2N-2,2N-1)$

Bằng cách thỏa mãn các điều kiện được thể hiện nêu trên, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Ngoài ra, các điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn (Xem phương án 24).

Phép toán 557

Điều kiện #85

$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))}$ cho $\forall x,\forall y\,(x\neq y;x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 558

Điều kiện #86

$e^{j(\psi_{11}(x)-\psi_{21}(x))}\neq e^{j(\psi_{11}(y)-\psi_{21}(y))}$ cho $\forall x,\forall y\,(x\neq y;x,y=N,N+1,N+2,\cdots,2N-2,2N-1)$

(x là N, N + 1, N + 2, ..., 2N - 2, 2N – 1; y là N, N + 1, N + 2, ... 2N - 2, 2N – 1; và x ≠ y.)

Tập trung vào Xk và Yk, các điều kiện sau đây được lưu ý.

Phép toán 559

Điều kiện #87

$X_a\neq X_b+2\times s\times\pi$ cho $\forall a,\forall b\,(a\neq b;a,b=0,1,2,\cdots,M-2,M-1)$

(a là 0, 1, 2, ..., M - 2, M – 1; b là 0, 1, 2, ..., M - 2, M – 1; và a ≠ b.)

Ở đây, s là số nguyên.

Phép toán 560

Điều kiện #88

$Y_a\neq Y_b+2\times u\times\pi$ cho $\forall a,\forall b\,(a\neq b;a,b=0,1,2,\cdots,M-2,M-1)$

(a là 0, 1, 2, ..., M - 2, M – 1; b là 0, 1, 2, ..., M - 2, M – 1; và a ≠ b.)

(Ở đây, u là số nguyên.)

Bằng cách thỏa mãn hai điều kiện được thể hiện nêu trên, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được. Trong phương án 25, điều kiện #87 sẽ được thỏa mãn.

Phương án này mô tả phương pháp cấu trúc 2 × N × M các ma trận tiền mã hóa khác nhau đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với 2N × M khe trong chu kỳ (chu trình) thời gian. Trong trường hợp này, như là 2 x N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], ..., F[2 × N × M − 2], F[2 × N × M − 1] được chuẩn bị. Trong phương pháp truyền đơn sóng mang, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2 × N × M − 2], F[2 × N × M − 1] trong miền thời gian (hoặc miền tần số trong trường hợp của đa sóng mang). Tuy nhiên, đây không chỉ là ví dụ, và 2 x N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2 × N × M − 2], F[2 × N × M − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự.

Như trong phương án 1, như là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số hoặc trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) 2 x N x M khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2 × N × M các ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2 x N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2 × N × M trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2 x N x M ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án A1

Trong phương án này, phần mô tả chi tiết được đưa ra về phương pháp để áp dụng các phương pháp truyền nêu trên mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đối với hệ thống truyền thông theo tiêu chuẩn T2 phát rộng viđeo số (Digital Video Broadcasting, viết tắt là DVB) - (T:Terrestrial - Mặt đất) (DVB cho hệ thống phát rộng tivi mặt đất số thế hệ thứ hai).

Fig.61 là tổng quát về cấu trúc khung của tín hiệu tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng theo tiêu chuẩn DVB-T2. Theo tiêu chuẩn DVB-T2, phương pháp OFDM được sử dụng. Do đó, các khung được cấu trúc trong các miền thời gian và

tần số. Fig.61 thể hiện cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số. Khung bao gồm Dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu báo hiệu trước L1 (6102), dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103), PLP chung (6104), và các PLP #1 đến #N (6105_1 đến 6105_N) (PLP: đường ống lớp vật lý). (Ở đây, dữ liệu báo hiệu trước L1 (6102) và dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103) được gọi là P2 các ký tự.) Như nêu trên, khung bao gồm dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu báo hiệu trước L1 (6102), dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103), PLP chung (6104), và các PLP #1 đến #N (6105_1 đến 6105_N) được gọi là khung T2, mà là đơn vị của cấu trúc khung.

Dữ liệu báo hiệu P1 (6101) là ký tự sử dụng bởi thiết bị thu để dò tìm tín hiệu và đồng bộ tần số (bao gồm đánh giá độ dịch vị tần số). Ngoài ra, dữ liệu báo hiệu P1 (6101) truyền thông tin bao gồm thông tin chỉ báo kích cỡ biến đổi Fourier nhanh (Fast Fourier Transform – FFT), và thông tin chỉ báo loại nào của một đầu vào một đầu ra (Single-Input Single-Output – SISO) và đa đầu vào một đầu ra (Multiple-Input Single-Output – MISO) được sử dụng để truyền tín hiệu được điều chế. (Phương pháp SISO là để truyền một tín hiệu được điều chế, trong khi phương pháp MISO là để truyền các tín hiệu được điều chế sử dụng mã khối thời gian-không gian.)

Dữ liệu báo hiệu trước L1 (6102) truyền thông tin bao gồm: thông tin về khoảng bảo vệ được sử dụng trong các khung được truyền; thông tin về phương pháp tỷ lệ công suất đỉnh trên trung bình (Peak to Average Power Ratio, viết tắt là PAPR); thông tin về phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi (FEC - Forward Error Correction: sửa lỗi tiến), và tốc độ mã hóa của phương pháp sửa lỗi tất cả được sử dụng trong việc truyền dữ liệu báo hiệu sau L1; thông tin về kích cỡ của dữ liệu báo hiệu sau L1 và kích cỡ thông tin; thông tin về mẫu hoa tiêu; thông tin về số duy nhất tế bào (vùng tần số); và thông tin chỉ báo chế độ nào trong chế độ thường và chế độ mở rộng (các chế độ tương ứng khác nhau trong số lượng sóng mang con được sử dụng trong truyền dữ liệu) được sử dụng.

Dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103) truyền thông tin bao gồm: thông tin về số lượng PLP; thông tin về vùng tần số được sử dụng; thông tin về số duy nhất của mỗi PLP; thông tin về phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, tốc độ mã hóa của phương pháp sửa lỗi tất cả được sử dụng trong việc truyền các PLP; và thông tin về

số lượng khối được truyền trong mỗi PLP.

PLP chung (6104) và các PLP #1 đến #N (6105_1 đến 6105N) là các trường được sử dụng cho việc truyền dữ liệu.

Trong cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.61, dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu báo hiệu trước L1 (6102), dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103), PLP chung (6104), và các PLP #1 đến #N (6105_1 đến 6105_N) được minh họa là được truyền bởi việc chia sẻ thời gian. Trong thực tế, tuy nhiên, hai tín hiệu hoặc nhiều hơn có thể cùng xuất hiện. Fig.62 thể hiện ví dụ này. Như được thể hiện trên Fig.62, dữ liệu báo hiệu trước L1, dữ liệu báo hiệu sau L1, và PLP chung có thể được xuất hiện tại cùng thời điểm, và PLP #1 và PLP#2 có thể được xuất hiện tại cùng thời điểm. Tức là, các tín hiệu cấu thành khung sử dụng cả chia sẻ thời gian và chia sẻ tần số.

Fig.63 thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền thu được bằng cách áp dụng các phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đối với thiết bị truyền theo tiêu chuẩn DVB-T2 (tức là, đối với thiết bị truyền của trạm phát rộng). Bộ tạo tín hiệu PLP 6302 thu dữ liệu truyền PLP (dữ liệu truyền cho các PLP) 6301 và tín hiệu điều khiển 6309 như là đầu vào, thực hiện việc ánh xạ của mỗi PLP theo phương pháp sửa lỗi và phương pháp điều chế được chỉ báo cho PLP bởi thông tin được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309, và xuất ra tín hiệu dải gốc (vuông góc) 6303 mang các PLP.

Bộ tạo tín hiệu ký tự P2 6305 thu dữ liệu truyền ký tự P2 6304 và tín hiệu điều khiển 6309 như là đầu vào, thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp sửa lỗi và phương pháp điều chế được chỉ báo đối với mỗi ký tự P2 bởi thông tin được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309, và xuất ra tín hiệu dải gốc (vuông góc) 6306 mang các ký tự P2.

Bộ tạo tín hiệu điều khiển 6308 thu dữ liệu truyền ký tự P1 6307 và dữ liệu truyền ký tự P2 6304 như là đầu vào, và sau đó xuất ra, như là tín hiệu điều khiển 6309, thông tin về phương pháp truyền (phương pháp sửa lỗi, tốc độ mã hóa của việc sửa lỗi, phương pháp điều chế, độ dài khối, cấu trúc khung, các phương pháp truyền được lựa chọn bao gồm phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp chèn ký tự hoa tiêu, IFFT (biến đổi ngược Fourier nhanh)/FFT, phương pháp làm giảm PAPR, và phương pháp chèn khoảng bảo vệ)

của mỗi nhóm ký tự được thể hiện trên Fig.61 (dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu báo hiệu trước L1 (6102), dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103), PLP chung (6104), các PLP #1 đến #N (6105_1 đến 6105_N)). Bộ cấu trúc khung 6310 thu, như là đầu vào, tín hiệu dải gốc 6303 mang các PLP, tín hiệu dải gốc 6306 mang các ký tự P2, và tín hiệu điều khiển 630. Khi nhận được đầu vào, bộ cấu trúc khung 6310 thay đổi thứ tự của dữ liệu đầu vào trên miền tần số và miền thời gian dựa trên thông tin về cấu trúc khung được chứa trong tín hiệu điều khiển, và xuất ra tín hiệu dải gốc (vuông góc) 6311_1 tương ứng với dòng 1 và tín hiệu dải gốc (vuông góc) 6311_2 tương ứng với dòng 2 đều theo cấu trúc khung.

Bộ xử lý tín hiệu 6312 thu, như là đầu vào, tín hiệu dải gốc 6311_1 tương ứng với dòng 1, tín hiệu dải gốc 6311_2 tương ứng với dòng 2, và tín hiệu điều khiển 6309 và xuất ra tín hiệu được điều chế 1 (6313_1) và tín hiệu được điều chế 2(6313_2) mỗi chúng thu được như là kết quả của việc xử lý tín hiệu dựa trên phương pháp truyền được chỉ báo bởi thông tin được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309. Đặc điểm khác biệt được lưu ý ở đây nằm trong phần sau đây. Tức là, khi phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được lựa chọn, bộ xử lý tín hiệu chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa và thực hiện việc tạo trọng số (tiền mã hóa) theo cách tương tự như Fig.6, Fig.22, Fig.23, và Fig.26. Do đó, các tín hiệu tiền mã hóa thu được đó là tín hiệu được điều chế 1 (6313_1) và tín hiệu được điều chế 2 (6313_2) thu được như là kết quả của việc xử lý tín hiệu.

Bộ chèn hoa tiêu 6314_1 thu, như là đầu vào, tín hiệu được điều chế 1 (6313_1) thu được như là kết quả của việc xử lý tín hiệu và tín hiệu điều khiển 6309, chèn các ký tự hoa tiêu vào tín hiệu điều chế được thu 1 (6313_1), và xuất ra tín hiệu được điều chế 6315_1 thu được như là kết quả của việc chèn tín hiệu hoa tiêu. Lưu ý rằng việc chèn ký tự hoa tiêu được thực hiện dựa trên thông tin chỉ báo phương pháp chèn ký tự hoa tiêu được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309.

Bộ chèn hoa tiêu 6314_2 thu, như là đầu vào, tín hiệu được điều chế 2 (6313_2) thu được như là kết quả của việc xử lý tín hiệu và tín hiệu điều khiển 6309, chèn các ký tự hoa tiêu vào tín hiệu điều chế được thu 2 (6313_2), và xuất ra tín hiệu được điều chế 6315_2 thu được như là kết quả của việc chèn ký tự hoa tiêu. Lưu ý rằng việc chèn ký tự hoa tiêu được thực hiện dựa trên thông tin chỉ báo phương pháp

chèn ký tự hoa tiêu được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309.

Bộ biến đổi ngược Fourier nhanh (Inverse Fast Fourier Transform, viết tắt là IFFT) 6316_1 thu, như là đầu vào, tín hiệu được điều chế 6315_1 thu được như là kết quả của việc chèn ký tự hoa tiêu và tín hiệu điều khiển 6309, và áp dụng IFFT dựa trên thông tin về phương pháp IFFT được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309, và xuất ra tín hiệu 6317_1 thu được như là kết quả của IFFT.

Bộ IFFT 6316_2 thu, như là đầu vào, tín hiệu được điều chế 6315_2 thu được như là kết quả của việc chèn ký tự hoa tiêu và tín hiệu điều khiển 6309, và áp dụng IFFT dựa trên thông tin về phương pháp IFFT được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309, và xuất ra tín hiệu 6317_2 thu được như là kết quả của IFFT.

Bộ làm giảm PAPR 6318_1 thu, như là đầu vào, tín hiệu 6317_1 thu được như là kết quả của IFFT và tín hiệu điều khiển 6309, thực hiện xử lý làm giảm PAPR trên tín hiệu được thu 6317_1, và xuất ra tín hiệu 6319_1 thu được như kết quả của việc xử lý làm giảm PAPR. Lưu ý rằng xử lý làm giảm PAPR được thực hiện dựa trên thông tin về làm giảm PAPR được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309.

Bộ làm giảm PAPR 6318_2 thu, như là đầu vào, tín hiệu 6317_2 thu được như là kết quả của IFFT và tín hiệu điều khiển 6309, thực hiện xử lý làm giảm PAPR trên tín hiệu được thu 6317_2, và xuất ra tín hiệu 6319_2 thu được như kết quả của việc xử lý làm giảm PAPR. Lưu ý rằng xử lý làm giảm PAPR được thực hiện dựa trên thông tin về làm giảm PAPR được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309.

Bộ chèn khoảng bảo vệ 6320_1 thu, như là đầu vào, tín hiệu 6319_1 thu được như kết quả của việc xử lý làm giảm PAPR và tín hiệu điều khiển 6309, chèn các khoảng bảo vệ vào tín hiệu thu được 6319_1, và xuất ra tín hiệu 6321_1 thu được như là kết quả của việc chèn khoảng bảo vệ. Lưu ý rằng việc chèn khoảng bảo vệ được thực hiện dựa trên thông tin về phương pháp chèn khoảng bảo vệ được chứa trong tín hiệu điều khiển 6309.

Bộ chèn khoảng bảo vệ 6320_2 thu, như là đầu vào, tín hiệu 6319_2 thu được như kết quả của việc xử lý làm giảm PAPR và tín hiệu điều khiển 6309, chèn các khoảng bảo vệ vào tín hiệu thu được 6319_2, và xuất ra tín hiệu 6321_2 thu được như là kết quả của việc chèn khoảng bảo vệ. Lưu ý rằng việc chèn khoảng bảo vệ được thực hiện dựa trên thông tin về phương pháp chèn khoảng bảo vệ được chứa

trong tín hiệu điều khiển 6309.

Bộ chèn ký tự P1 6322 thu, như là đầu vào, tín hiệu 6321_1 thu được như là kết quả của việc chèn khoảng bảo vệ, tín hiệu 6321_2 thu được như là kết quả của việc chèn khoảng bảo vệ, và dữ liệu truyền ký tự P1 6307, tạo ra tín hiệu ký tự P1 từ dữ liệu truyền ký tự P1 6307, thêm ký tự P1 vào tín hiệu 6321_1 thu được như là kết quả của việc chèn khoảng bảo vệ, và thêm ký tự P1 vào tín hiệu 6321_2 thu được như là kết quả của việc chèn khoảng bảo vệ. Sau đó, bộ chèn ký tự P1 6322 xuất ra tín hiệu 6323_1 thu được như là kết quả của việc xử lý liên quan đến ký tự P1 và tín hiệu 6323_2 thu được như là kết quả của việc xử lý liên quan đến ký tự P1. Lưu ý rằng tín hiệu ký tự P1 có thể được thêm vào cả các tín hiệu 6323_1 và 6323_2 hoặc một trong các tín hiệu 6323_1 và 6323_2. Trong trường hợp mà ký tự P1 được thêm vào một trong các tín hiệu 6323_1 và 6323_2, phần sau đây được lưu ý. Nhằm mục đích cho phần mô tả, khoảng thời gian của tín hiệu mà ký tự P1 được thêm vào được gọi là khoảng thời gian ký tự P1. Sau đó, tín hiệu mà tín hiệu P1 không được thêm vào bao gồm, như là tín hiệu dải gốc, tín hiệu zero (0) trong khoảng thời gian tương ứng với khoảng thời gian ký tự P1 của tín hiệu khác. Bộ xử lý vô tuyến 6324_1 thu tín hiệu 6323_1 thu được như là kết quả của việc xử lý liên quan đến ký tự P1, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu truyền 6325_1. Tín hiệu truyền 6325_1 sau đó được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten 6326_1.

Bộ xử lý vô tuyến 6324_2 thu tín hiệu 6323_2 thu được như là kết quả của việc xử lý liên quan đến ký tự P1, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, khuếch đại và loại tương tự, và xuất ra tín hiệu truyền 6325_2. Tín hiệu truyền 6325_2 sau đó được xuất ra như là sóng vô tuyến từ anten 6326_2.

Tiếp theo, phần mô tả chi tiết được đưa ra về cấu trúc khung của tín hiệu truyền và phương pháp truyền của thông tin điều khiển (thông tin được mang bởi ký tự P1 và các ký tự P2) được sử dụng bởi trạm phát rộng (trạm gốc) trong trường hợp mà phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới hệ thống DVB-T2.

Fig.64 thể hiện ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số, trong trường hợp mà các PLP được truyền sau khi truyền ký tự P1, các ký tự P2, và

PLP chung. Trên Fig.64, dòng s1 sử dụng các sóng mang con #1 đến #M trong miền tần số. Tương tự, dòng s2 sử dụng các sóng mang con #1 đến #M trong miền tần số. Do đó, khi các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Như được thể hiện trên Fig.64, trong khoảng thời gian 1, nhóm ký tự 6401 của PLP #1 được truyền sử dụng các dòng s1 và s2, và việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được thể hiện trên Fig.49 hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định.

Trong khoảng thời gian 2, nhóm ký tự 6402 của PLP #2 được truyền sử dụng dòng s1, và việc truyền dữ liệu được thực hiện bằng cách truyền một tín hiệu được điều chế.

Trong khoảng thời gian 3, nhóm ký tự 6403 của PLP #3 được truyền sử dụng các dòng s1 và s2, và việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Trong khoảng thời gian 4, nhóm ký tự 6404 của PLP #4 được truyền sử dụng các dòng s1 và s2, và việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng mã khối thời gian-không gian được thể hiện trên Fig.50. Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trong trường hợp mà trạm phát rộng truyền các PLP trong cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.64, thiết bị thu thu tín hiệu truyền được thể hiện trên Fig.64 cần phải biết phương pháp truyền được sử dụng cho mỗi PLP. Như đã được nêu trên, do đó cần phải truyền thông tin chỉ báo phương pháp truyền đối với mỗi PLP, sử dụng Dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103 được thể hiện trên Fig.61), mà là ký tự P2. Phần sau đây mô tả ví dụ về phương pháp cấu trúc ký tự P1 được sử dụng ở đây và

phương pháp cấu trúc ký tự P2 được sử dụng ở đây.

Bảng 3 thể hiện là ví dụ cụ thể về thông tin điều khiển được truyền sử dụng ký tự P1.

Bảng 3

S1	000: T2_SISO (Truyền một tín hiệu được điều chế theo tiêu chuẩn DVB-T2) 001: T2_MISO (Truyền sử dụng mã khối thời gian-không gian theo tiêu chuẩn DVB-T2) 010: NOT_T2 (theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2)

Theo tiêu chuẩn DVB-T2, thông tin điều khiển S1 (ba bit) cho phép thiết bị thu xác định rằng tiêu chuẩn DVB-T2 có được sử dụng hay không và cũng để xác định, nếu DVB-T2 được sử dụng, mà phương pháp truyền được sử dụng. Nếu ba bit được thiết lập là "000", thông tin S1 chỉ báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền theo "việc truyền của tín hiệu được điều chế theo tiêu chuẩn DVB-T2".

Nếu ba bit được thiết lập là "001", thông tin S1 chỉ báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền theo "việc truyền sử dụng mã khối thời gian-không gian theo tiêu chuẩn DVB-T2".

Trong tiêu chuẩn DVB-T2, bit thiết lập "010" thành "111" là "dành riêng" cho việc sử dụng sau này. Để áp dụng sáng chế theo cách để thiết lập tương thích với DVB-T2, ba bit cấu thành thông tin S1 có thể được thiết lập thành "010" (hoặc bit bất kỳ được thiết lập ngoài "000" và "001") để chỉ báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2. Trên việc xác định rằng thông tin S1 thu được được thiết lập là "010", thiết bị thu được thông báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền từ trạm phát rộng theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2.

Tiếp theo, phần mô tả được đưa ra về các ví dụ của phương pháp cấu trúc ký tự P2 trong trường hợp mà tín hiệu được điều chế được truyền bởi trạm phát rộng theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2. Ví dụ thứ nhất đề cập đến phương pháp trong đó ký tự P2 theo tiêu chuẩn DVB-T2 được sử dụng.

Bảng 4 thể hiện ví dụ thứ nhất về thông tin điều khiển được truyền sử dụng dữ liệu báo hiệu sau L1, mà là một trong các ký tự P2.

Bảng 4

PLP_MODE (2 bit)	00: SISO/SIMO 01: MISO/MIMO (Mã khối thời gian-không gian) 10: MIMO (Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa) 11: MIMO (Hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định hoặc hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian)

SISO: Một đầu vào một đầu ra (một tín hiệu được điều chế được truyền và được thu bằng một anten)

SIMO: Một đầu vào đa đầu ra (một tín hiệu được điều chế được truyền và được thu bằng nhiều anten)

MISO: Đa đầu vào một đầu ra (các tín hiệu điều chế được truyền từ nhiều anten và được thu bằng một anten)

MIMO: Đa đầu vào đa đầu ra (các tín hiệu điều chế được truyền từ nhiều anten và được thu bằng nhiều anten)

2-bit thông tin "PLP_MODE" được thể hiện trong bảng 4 là thông tin điều khiển được sử dụng để chỉ báo phương pháp truyền được sử dụng cho mỗi PLP như được thể hiện trên Fig.64 (các PLP #1 đến #4 trên Fig.64). Tức là, đoạn riêng biệt của thông tin "PLP_MODE" được đưa ra đối với mỗi PLP. Tức là, trong ví dụ được thể hiện trên Fig.64, PLP_MODE đối với PLP #1, PLP_MODE đối với PLP #2, PLP_MODE đối với PLP #3, PLP_MODE đối với PLP #4 ... được truyền từ trạm phát rộng. Tất nhiên rằng, bằng cách giải điều chế (và cũng bằng cách thực hiện sửa lỗi) các đoạn thông tin này, thiết bị đầu cuối tại phía thu có thể biết được phương pháp truyền mà trạm phát rộng được sử dụng cho việc truyền mỗi PLP.

Khi PLP_MODE được thiết lập là "00", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền một tín hiệu điều chế". Khi PLP_MODE được thiết lập là "01", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền các tín hiệu điều chế thu được bằng mã khối thời gian-không gian". Khi PLP_MODE được thiết lập là "10", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện sử dụng "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận

tiền mã hóa". Khi PLP_MODE được thiết lập là "11", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện sử dụng "hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định hoặc hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian".

Lưu ý rằng khi PLP_MODE được thiết lập là "01" đến "11", thông tin chỉ báo việc xử lý cụ thể được điều khiển bởi trạm phát rộng (ví dụ, phương pháp chuyển đổi cụ thể được sử dụng trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp mã khối thời gian-không gian cụ thể được sử dụng, và cấu trúc của các ma trận tiền mã hóa được sử dụng) cần được thông báo tới thiết bị đầu cuối. Phần sau đây mô tả phương pháp cấu trúc thông tin điều khiển mà bao gồm thông tin này và khác với ví dụ được thể hiện trong bảng 4.

Bảng 5 thể hiện ví dụ thứ hai về thông tin điều khiển được truyền sử dụng dữ liệu báo hiệu sau L1, mà là một trong các ký tự P2. Ví dụ thứ hai được thể hiện trong bảng 5 là khác với ví dụ thứ nhất được thể hiện trong bảng 4.

Bảng 5

PLP_MODE (1 bit)	0 : SISO/SIMO 1 : MISO/MIMO (Mã khối thời gian-không gian, hoặc Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, hoặc Hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định, hoặc Hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian)
MIMO_MODE (1 bit)	0: Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa --- TẮT (OFF) 1: Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa --- BẬT (ON)
MIMO_PATTERN #1 (2 bit)	00: Mã khối thời gian-không gian 01: Hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định và ma trận tiền mã hóa #1 10: Hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định và ma trận tiền mã hóa #2 11: Hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian
MIMO_PATTERN #2 (2 bit)	00: Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #1 01: Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #2 10: Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #3 11: Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #4

Như được thể hiện trong bảng 5, thông tin điều khiển bao gồm "PLP_MODE" mà dài một bit, "MIMO_MODE" mà dài một bit, "MIMO_PATTERN #1" mà dài hai bit, và "MIMO_PATTERN #2" mà dài hai bit. Như được thể hiện trên Fig.64, bốn đoạn thông tin điều khiển này là để thông báo phương pháp truyền của một trong các PLP tương ứng (các PLP #1 đến #4 trong ví dụ được thể hiện trên Fig.64). Do đó, tập của bốn đoạn thông tin được đưa ra đối với mỗi PLP. Tức là, trong ví dụ được thể hiện trên Fig.64, trạm phát rộng truyền tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #1, tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #2, tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #3, tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #4 .... Tất nhiên rằng, bằng cách giải điều chế (và cũng bằng cách thực hiện sửa lỗi) các đoạn thông tin này, thiết bị đầu cuối tại phía thu có thể biết được phương pháp truyền mà trạm phát rộng được sử dụng cho việc truyền mỗi PLP.

Với PLP_MODE được thiết lập là "0", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền một tín hiệu điều chế". Với PLP_MODE được thiết lập là "1", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền các tín hiệu điều chế thu được bởi mã khối thời gian-không gian", "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa", "hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định", hoặc "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian".

Với "PLP_MODE" được thiết lập là "1", thông tin "MIMO_MODE" được tạo ra hiệu quả. Với "MIMO_MODE" được thiết lập là "0", việc truyền dữ liệu được thực hiện bởi phương pháp khác với "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa". Với "MIMO_MODE" được thiết lập là "1", mặt khác, việc truyền dữ liệu được thực hiện bởi "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa".

Với "PLP_MODE" được thiết lập là "1" và "MIMO_MODE" được thiết lập là "0", thông tin "MIMO_PATTERN #1" được tạo ra hiệu quả. Với "MIMO_PATTERN #1" được thiết lập là "00", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng mã khối thời gian-không gian. Với "MIMO_PATTERN" được thiết lập là "01", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp tiền mã hóa trong đó việc tạo trọng số được thực hiện sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định #1. Với "MIMO_PATTERN" được thiết lập là "10", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp tiền mã hóa trong đó việc tạo trọng số được thực hiện sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định #2 (Lưu ý rằng ma trận tiền mã hóa #1 và ma trận tiền mã hóa #2 là khác nhau). Khi "MIMO_PATTERN" được thiết lập là "11", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian (Một cách tự nhiên, có thể được phân tích rằng phương pháp 1 được thể hiện trên Fig.49 được lựa chọn ở đây).

Với "PLP_MODE" được thiết lập là "1" và "MIMO_MODE" được thiết lập là "1", thông tin "MIMO_PATTERN #2" được tạo ra hiệu quả. Sau đó, với "MIMO_PATTERN #2" được thiết lập là "00", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #1 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Với "MIMO_PATTERN #2" được thiết lập là "01", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #2 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Với "MIMO_PATTERN #2" được thiết lập là "10", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #3 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Với "MIMO_PATTERN #2" được thiết lập là "11", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #4 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi các ma trận tiền mã hóa #1 đến #4 là khác nhau. Ở đây, để xác định phương pháp là khác nhau, giả thiết rằng #A và #B là các phương pháp khác nhau và sau đó một trong các phần sau đây là đúng.

· Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong #A bao gồm cùng các ma trận được sử dụng trong #b nhưng các chu kỳ (chu trình) của các ma trận là khác nhau.

· Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong #A bao gồm các ma trận tiền

mã hóa không được sử dụng trong #B.

· Không có các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong #A được sử dụng trong #B.

Trong phần mô tả ở trên, thông tin điều khiển được thể hiện trong các bảng 4 và bảng 5 được truyền trên dữ liệu báo hiệu sau L1, mà là một trong các ký tự P2. Theo tiêu chuẩn DVB-T2, tuy nhiên, lượng thông tin mà có thể được truyền như các ký tự P2 bị giới hạn. Do đó, việc bổ sung thông tin được thể hiện trong các bảng 4 và bảng 5 vào thông tin được yêu cầu trong tiêu chuẩn DVB-T2 được truyền sử dụng các ký tự P2 có thể dẫn đến việc vượt quá lượng lớn nhất mà có thể được truyền như là các ký tự P2. Trong trường hợp này, PLP báo hiệu (6501) có thể được đưa ra như được thể hiện trên Fig.65 để truyền thông tin điều khiển được yêu cầu bởi tiêu chuẩn khác với tiêu chuẩn DVB-T2 (tức là, việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng cả dữ liệu báo hiệu sau L1 và PLP báo hiệu). Trong ví dụ được thể hiện trên Fig.65, cấu trúc khung tương tự như được thể hiện trên Fig.61 được sử dụng. Tuy nhiên, cấu trúc khung không bị giới hạn ở ví dụ cụ thể này. Ví dụ, tương tự như dữ liệu báo hiệu trước L1 và dữ liệu khác được thể hiện trên Fig.62, PLP báo hiệu có thể được cấp phát tới dải sóng mang cụ thể trong miền thời gian cụ thể trong các miền thời gian và tần số. Tóm lại, PLP báo hiệu có thể được cấp phát trong các miền thời gian và tần số theo cách bất kỳ.

Như được nêu trên, phương án này cho phép lựa chọn phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong khi sử dụng phương pháp đa sóng mang, như phương pháp OFDM, mà không phải thỏa hiệp tương thích với tiêu chuẩn DVB-T2. Điều này mang lại hiệu quả thu được chất lượng thu cao, cũng như tốc độ truyền cao, trong môi trường LOS. Trong khi trong phương án này, các phương pháp truyền mà nhóm sóng mang có thể được thiết lập thành là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1", nhưng các phương pháp truyền không bị giới hạn theo cách này. Ngoài ra, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định bị giới hạn ở phương pháp #2 trên Fig.49, như là cấu trúc bất kỳ với ma trận tiền mã hóa cố định là có thể chấp nhận.

Ngoài ra, phần mô tả ở trên đề cập đến phương pháp trong đó các phương pháp có thể được lựa chọn bởi trạm phát rộng là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1". Tuy nhiên, không cần thiết rằng tất cả các phương pháp truyền là có thể được lựa chọn. Bất kỳ trong số các ví dụ sau đây cũng là có thể.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và mã khối thời gian-không gian.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, và phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và mã khối thời gian-không gian.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

Như được liệt kê nêu trên, miễn là phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được bao gồm như là phương pháp có thể được lựa chọn, các hiệu quả của việc truyền dữ liệu tốc độ cao thu được trong môi trường LOS, ngoài chất lượng thu cao đối với thiết bị thu.

Ở đây, cần thiết phải thiết lập thông tin điều khiển S1 trong các ký tự P1 như được nêu trên. Ngoài ra, như là các ký tự P2, thông tin điều khiển có thể được thiết lập khác với phương pháp (phương pháp thiết lập phương pháp truyền của mỗi PLP) được thể hiện trong bảng 4. Bảng 6 thể hiện một ví dụ của phương pháp này.

Bảng 6

PLP-MODE (2 bit)	00: SISO/SIMO 01: MISO/MIMO (Mã khối thời gian-không gian) 10 : MIMO (Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa) 11: Dành riêng

Bảng 6 khác với bảng 4 ở chỗ "PLP_MODE" được thiết lập là "11" là "dành riêng." Theo cách này, số lượng bit cấu thành "PLP_MODE" được thể hiện trong các bảng 4 và bảng 6 có thể được tăng hoặc giảm phụ thuộc vào số lượng phương pháp truyền PLP có thể được lựa chọn, trong trường hợp mà các phương pháp truyền có thể được lựa chọn như được thể hiện trong các ví dụ nêu trên.

Điều tương tự được duy trì đối với bảng 5. Ví dụ, nếu chỉ phương pháp MIMO được hỗ trợ là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, thông tin điều khiển "MIMO_MODE" là không còn cần thiết. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #1" có thể là không cần thiết trong trường hợp, ví dụ, trong đó phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định không được hỗ trợ. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #1" có thể dài một bit thay vì dài hai bit, trong trường hợp mà, ví dụ, không quá một ma trận tiền mã hóa được yêu cầu cho phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #1" có thể dài hai bit hoặc nhiều hơn trong trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa là có thể được lựa chọn.

Điều tương tự áp dụng đối với "MIMO_PATTERN #2". Tức là, thông tin điều

khiển "MIMO_PATTERN #2" có thể dài một thay vì dài hai bit, trong trường hợp mà không quá một phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là khả dụng. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #2" có thể dài hai bit hoặc nhiều hơn trong trường hợp mà các phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là có thể được lựa chọn.

Trong phương án này, phần mô tả đề cập đến thiết bị truyền có hai anten, nhưng số lượng anten không bị giới hạn là hai. Với thiết bị truyền có nhiều hơn hai anten, thông tin điều khiển có thể được truyền theo cách tương tự. Ngoài ra, để cho phép truyền tín hiệu được điều chế với việc sử dụng bốn anten ngoài việc truyền tín hiệu được điều chế với việc sử dụng hai anten, có thể có trường hợp mà số lượng bit cấu thành các đoạn thông tin điều khiển tương ứng cần được tăng lên. Trong cải biến này, vẫn được duy trì rằng thông tin điều khiển được truyền bởi ký tự P1 và thông tin điều khiển được truyền bởi các ký tự P2 như được đề cập nêu trên.

Phần mô tả ở trên đến đề cập đến cấu trúc khung của các nhóm ký tự PLP được truyền bởi trạm phát rộng trong phương pháp truyền chia sẻ thời gian như được thể hiện trên Fig.64.

Fig.66 thể hiện ví dụ khác về phương pháp sắp xếp ký tự trong các miền thời gian và tần số, mà là khác với phương pháp sắp xếp ký tự được thể hiện trên Fig.64. Các ký tự được thể hiện trên Fig.66 là của dòng s1 và s2 và được truyền sau khi truyền ký tự P1, các ký tự P2, và PLP chung. Trên Fig.66, mỗi ký tự được ký hiệu bởi "#1" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #1 được thể hiện trên Fig.64. Tương tự, mỗi ký tự được ký hiệu là "#2" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #2 được thể hiện trên Fig.64, mỗi ký tự được ký hiệu là "#3" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #3 được thể hiện trên Fig.64, và mỗi ký tự được ký hiệu là "#4" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #4 được thể hiện trên Fig.64. Tương tự với Fig.64, PLP #1 truyền dữ liệu sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được thể hiện trên Fig.49 hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định. Ngoài ra, PLP #2 truyền dữ liệu bằng cách đó để truyền một tín hiệu được điều chế. PLP #3 truyền dữ liệu sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. PLP #4 truyền dữ liệu sử dụng mã khối thời gian-không gian được thể hiện trên Fig.50. Lưu ý rằng cách sắp

xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể là trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trên Fig.66, trong đó các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa, và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Fig.66 khác với Fig.64 trong các điểm sau đây. Tức là, ví dụ được thể hiện trên Fig.64 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng việc chia sẻ thời gian, trong khi ví dụ được thể hiện trên Fig.66 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng cả chia sẻ thời gian và chia sẻ tần số. Tức là, ví dụ, tại thời gian 1, ký tự của PLP #1 và ký tự của PLP #2 đều cùng xuất hiện. Tương tự, tại thời gian 3, ký tự của PLP #3 và ký tự của PLP #4 đều cùng xuất hiện. Theo cách này, các ký tự PLP có các số chỉ số khác nhau (#X; X = 1, 2 ...) có thể được cấp phát trên cơ sở lần lượt từng ký tự (đối với mỗi ký tự bao gồm một sóng mang con trên thời gian).

Nhằm mục đích đơn giản, Fig.66 chỉ thể hiện các ký tự được ký hiệu bởi "#1" và "#2" tại thời gian 1. Tuy nhiên, đây không phải là ví dụ hạn chế, và Các ký tự PLP có các số chỉ số bất kỳ ngoài "#1" và "#2" có thể được xuất hiện tại thời gian 1. Ngoài ra, quan hệ giữa các sóng mang con được xuất hiện tại thời gian 1 và các số chỉ số PLP không bị giới hạn ở các số được thể hiện trên Fig.66. Ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ. Tương tự, ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ tại thời gian bất kỳ ngoài thời gian 1.

Fig.67 thể hiện ví dụ khác về phương pháp sắp xếp ký tự trong các miền thời gian và tần số, mà là khác với phương pháp sắp xếp ký tự được thể hiện trên Fig.64. Các ký tự được thể hiện trên Fig.67 là của dòng s1 và s2 và được truyền sau khi truyền ký tự P1, các ký tự P2, và PLP chung. Đặc điểm khác biệt của ví dụ được thể

hiện trên Fig.67 đó là "phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1" không thể được lựa chọn trong trường hợp mà việc truyền PLP đối với các khung T2 được thực hiện về cơ bản bằng nhiều anten.

Do đó, việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự 6701 của PLP #1 được thể hiện trên Fig.67 được thực hiện bởi "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định". Việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự 6702 của PLP #2 được thực hiện sử dụng "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa". Việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự 6703 của PLP #3 được thực hiện bởi "mã khối thời gian-không gian". Lưu ý rằng việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự PLP 6703 của PLP #3 và các nhóm ký tự sau đây trong khung T2 được thực hiện bằng cách sử dụng một trong "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định," "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" và "mã khối thời gian-không gian".

Fig.68 thể hiện ví dụ khác về phương pháp sắp xếp ký tự trong các miền thời gian và tần số, mà là khác với phương pháp sắp xếp ký tự được thể hiện trên Fig.66. Các ký tự được thể hiện trên Fig.66 là của dòng s1 và s2 và được truyền sau khi truyền ký tự P1, các ký tự P2, và PLP chung. Trên Fig.68, mỗi ký tự được ký hiệu bởi "#1" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #1 được thể hiện trên Fig.67. Tương tự, mỗi ký tự được ký hiệu là "#2" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #2 được thể hiện trên Fig.67, mỗi ký tự được ký hiệu là "#3" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #3 được thể hiện trên Fig.67, và mỗi ký tự được ký hiệu là "#4" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #4 được thể hiện trên Fig.67. Tương tự với Fig.67, PLP #1 truyền dữ liệu sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được thể hiện trên Fig.49 hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định. PLP #2 truyền dữ liệu sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. PLP #3 truyền dữ liệu sử dụng mã khối thời gian-không gian được thể hiện trên Fig.50. Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể là trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài

ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trên Fig.68, trong đó các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Fig.68 khác với Fig.67 trong các điểm sau đây. Tức là, ví dụ được thể hiện trên Fig.67 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng việc chia sẻ thời gian, trong khi ví dụ được thể hiện trên Fig.68 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng cả chia sẻ thời gian và chia sẻ tần số. Tức là, ví dụ, tại thời gian 1, ký tự của PLP #1 và ký tự của PLP #2 đều cùng xuất hiện. Theo cách này, các ký tự PLP có các số chỉ số khác nhau (#X; X = 1, 2 ...) có thể được cấp phát trên cơ sở lần lượt từng ký tự (đối với mỗi ký tự bao gồm một sóng mang con trên thời gian).

Nhằm mục đích đơn giản, Fig.68 chỉ thể hiện các ký tự được ký hiệu bởi "#1" và "#2" tại thời gian 1. Tuy nhiên, đây không phải là ví dụ hạn chế, và các ký tự PLP có các số chỉ số bất kỳ ngoài "#1" và "#2" có thể được xuất hiện tại thời gian 1. Ngoài ra, quan hệ giữa các sóng mang con được xuất hiện tại thời gian 1 và các số chỉ số PLP không bị giới hạn ở các số được thể hiện trên Fig.68. Ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ. Tương tự, ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ tại thời gian bất kỳ ngoài thời gian 1. Ngoài ra, mặt khác, chỉ một ký tự PLP có thể được cấp phát tại thời gian cụ thể như tại thời gian t3. Tức là, trong phương pháp tạo khung để sắp xếp các ký tự PLP trong các miền thời gian và tần số, việc cấp phát bất kỳ có thể được áp dụng.

Như được đề cập nêu trên, không có các PLP sử dụng "phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1" tồn tại trong khung T2, sao cho dải động của tín hiệu được thu bởi thiết bị đầu cuối được đảm bảo là hẹp. Kết quả là, hiệu quả thu được rằng xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Lưu ý rằng phần mô tả về Fig.68 được mô tả sử dụng ví dụ trong đó phương

pháp truyền được lựa chọn là một trong "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định", "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa", và "mã khối thời gian-không gian". Ngoài ra, không cần thiết rằng tất cả các phương pháp truyền này là có thể được lựa chọn. Ví dụ, các kết hợp sau đây của các phương pháp truyền có thể được lựa chọn.

· "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa", "mã khối thời gian-không gian", và "phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định" là có thể được lựa chọn.

· "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" và "mã khối thời gian-không gian" là có thể được lựa chọn.

· "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" và "phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định" là có thể được lựa chọn.

Phần mô tả ở trên đề cập đến ví dụ trong đó khung T2 bao gồm các PLP. Phần sau đây mô tả ví dụ trong đó khung T2 bao gồm chỉ một PLP.

Fig.69 thể hiện ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với dòng s1 và s2 trong trường hợp mà chỉ một PLP tồn tại trong khung T2. Trên Fig.69, ký hiệu "ký tự điều khiển" biểu diễn ký tự như ký tự P1, ký tự P2, hoặc loại tương tự. Trong ví dụ được thể hiện trên Fig.69, khung T2 thứ nhất được truyền sử dụng khoảng thời gian 1. Tương tự, khung T2 thứ hai được truyền sử dụng khoảng thời gian 2, khung T2 thứ ba được truyền sử dụng khoảng thời gian 3, và khung T2 thứ tư được truyền sử dụng khoảng thời gian 4.

Trong ví dụ được thể hiện trên Fig.69, trong khung T2 thứ nhất, nhóm ký tự 6801 đối với PLP #1-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định".

Trong khung T2 thứ hai, nhóm ký tự 6802 đối với PLP #2-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "phương pháp truyền một tín hiệu được điều chế".

Trong khung T2 thứ ba, nhóm ký tự 6803 đối với PLP #3-1 được truyền và

phương pháp truyền được lựa chọn là "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa".

Trong khung T2 thứ tư, nhóm ký tự 6804 đối với PLP #4-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "mã khối thời gian-không gian". Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể là trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trên Fig.69, trong đó các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Theo cách nêu trên, phương pháp truyền có thể được thiết lập đối với mỗi PLP có xét đến tốc độ truyền dữ liệu và chất lượng thu dữ liệu tại thiết bị đầu cuối thu, để việc tăng tốc độ truyền dữ liệu và chất lượng thu cao đều thu được. Như là phương pháp ví dụ về cấu trúc thông tin điều khiển, thông tin điều khiển chỉ báo, ví dụ, phương pháp truyền và thông tin khác của ký tự P1 và các ký tự P2 (và ngoài ra PLP báo hiệu mà có thể được áp dụng) có thể được tạo cấu hình theo cách tương tự các bảng từ 3 đến 6. Sự khác biệt là như sau. Trong cấu trúc khung được thể hiện, ví dụ, trên Fig.64, một khung T2 bao gồm các PLP. Do đó, không cần thiết đưa ra thông tin điều khiển chỉ báo phương pháp truyền và loại tương tự đối với mỗi PLP. Mặt khác, trong cấu trúc khung được thể hiện, ví dụ, trên Fig.69, một khung T2 bao gồm chỉ một PLP. Do đó, là đủ để cung cấp thông tin điều khiển chỉ báo phương pháp truyền và loại tương tự chỉ đối với một PLP.

Mặc dù phần mô tả ở trên đề cập đến phương pháp truyền thông tin về phương pháp truyền PLP sử dụng ký tự P1 và các ký tự P2 (và PLP báo hiệu mà có thể được áp dụng), phần sau đây mô tả cụ thể phương pháp truyền thông tin về phương pháp truyền PLP mà không sử dụng các ký tự P2.

Fig.70 thể hiện cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số đối với trường hợp mà thiết bị đầu cuối tại phía thu của phát rộng dữ liệu bởi trạm phát rộng hỗ trợ tiêu chuẩn khác với tiêu chuẩn DVB-T2. Trên Fig.70, các ký hiệu tham chiếu tương tự được sử dụng để ký hiệu các khối mà hoạt động theo cách tương tự như các khối được thể hiện trên Fig.61. Khung được thể hiện trên Fig.70 bao gồm dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu báo hiệu thứ nhất (7001), dữ liệu báo hiệu thứ hai (7002), PLP chung (6104), và các PLP #1 đến N (6105_1 đến 6105_N) (PLP: Đường ống lớp vật lý). Theo cách này, khung bao gồm dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu báo hiệu thứ nhất (7001), dữ liệu báo hiệu thứ hai (7002), PLP chung (6104), các PLP #1 đến N (6105_1 đến 6105_N) cấu thành một đơn vị khung.

Bằng dữ liệu báo hiệu P1 (6101), dữ liệu chỉ báo rằng ký tự là để cho thiết bị thu để thực hiện việc dò tìm tín hiệu và đồng bộ tần số (bao gồm đánh giá độ dịch vị tần số) được truyền. Trong ví dụ này, ngoài ra, dữ liệu để nhận dạng rằng khung hỗ trợ tiêu chuẩn DVB-T2 có cần thiết được truyền hay không. Ví dụ, bằng S1 được thể hiện trong bảng 3, dữ liệu chỉ báo rừng tín hiệu hỗ trợ tiêu chuẩn DVB-T2 có cần thiết được truyền hay không.

Bằng dữ liệu báo hiệu 1 thứ nhất (7001), thông tin sau đây có thể được truyền ví dụ: thông tin về khoảng bảo vệ được sử dụng trong khung truyền; thông tin về phương pháp tỷ lệ công suất đỉnh trên trung bình (Peak to Average Power Ratio, viết tắt là PAPR); thông tin về phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, tốc độ mã hóa của phương pháp sửa lỗi tất cả trong số chúng được sử dụng trong việc truyền dữ liệu báo hiệu thứ hai; thông tin về kích cỡ của dữ liệu báo hiệu thứ hai và về kích cỡ thông tin; thông tin về mẫu hoa tiêu; thông tin về số duy nhất tế bào (miền tần số); và thông tin chỉ báo chế độ nào trong số chế độ thường và chế độ được mở rộng được sử dụng. Ở đây, không cần thiết rằng dữ liệu báo hiệu thứ nhất (7001) truyền dữ liệu hỗ trợ tiêu chuẩn DVB-T2. Bằng dữ liệu báo hiệu sau (7002), thông tin sau đây có thể được truyền ví dụ: thông tin về số lượng PLP; thông tin về miền tần số được sử dụng; thông tin về số duy nhất của mỗi PLP; thông tin về phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, tốc độ mã hóa của phương pháp sửa lỗi tất cả trong số chúng được sử dụng trong việc truyền các PLP; và thông tin về số lượng khối được truyền trong mỗi PLP.

Trong cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.70, dữ liệu báo hiệu thứ nhất (7001), dữ liệu báo hiệu thứ hai (7002), dữ liệu báo hiệu sau L1 (6103), PLP chung (6104), các PLP #1 đến #N (6105_1 đến 6105_N) được xuất hiện là được truyền bởi chia sẻ thời gian. Trong thực tế, tuy nhiên, hai tín hiệu hoặc nhiều hơn có thể cùng xuất hiện. Fig.71 thể hiện ví dụ này. Như được thể hiện trên Fig.71, dữ liệu báo hiệu thứ nhất, dữ liệu báo hiệu thứ hai, và PLP chung có thể được xuất hiện tại cùng thời điểm, và PLP #1 và PLP #2 có thể được xuất hiện tại cùng thời điểm. Tức là, các tín hiệu cấu thành khung sử dụng cả chia sẻ thời gian và chia sẻ tần số.

Fig.72 thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền thu được bằng cách áp dụng các phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đối với thiết bị truyền (của trạm phát rộng, ví dụ) mà theo tiêu chuẩn ngoài tiêu chuẩn DVB-T2. Trên Fig.72, các ký hiệu tham chiếu tương tự được sử dụng để ký hiệu các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như các thành phần được thể hiện trên Fig.63 và phần mô tả về các thành phần này là tương tự như phần nêu trên. Bộ tạo tín hiệu điều khiển 6308 thu dữ liệu truyền 7201 đối với dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, dữ liệu truyền 6307 đối với ký tự P1 như là đầu vào. Như là đầu ra, bộ tạo tín hiệu điều khiển 6308 xuất ra tín hiệu điều khiển 6309 mang thông tin về phương pháp truyền của mỗi nhóm ký tự được thể hiện trên Fig.70. (Thông tin về phương pháp truyền được xuất ra ở đây bao gồm: mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa của việc sửa lỗi, phương pháp điều chế, độ dài khối, cấu trúc khung, phương pháp truyền được lựa chọn bao gồm phương pháp truyền mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp chèn ký tự hoa tiêu, thông tin về biến đổi ngược Fourier nhanh (Inverse Fast Fourier Transform, viết tắt là IFFT)/FFT và loại tương tự, thông tin về phương pháp làm giảm PAPR, và thông tin về phương pháp chèn khoảng bảo vệ.)

Bộ tạo tín hiệu điều khiển 7202 thu tín hiệu điều khiển 6309 và dữ liệu truyền 7201 đối với dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai như là đầu vào. Bộ tạo tín hiệu điều khiển 7202 sau đó thực hiện việc mã hóa sửa lỗi và ánh xạ dựa trên phương pháp điều chế, theo thông tin được mang trong tín hiệu điều khiển 6309 (đó là, thông tin về việc sửa lỗi của dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, thông tin về phương pháp điều chế) và xuất ra tín hiệu dải gốc (vuông góc) 7203 của dữ liệu báo hiệu thứ nhất

và thứ hai.

Tiếp theo, phần mô tả chi tiết được đưa ra về cấu trúc khung của tín hiệu truyền và phương pháp truyền thông tin điều khiển (thông tin được mang bởi ký tự P1 và dữ liệu báo hiệu 2 thứ nhất và thứ hai) được sử dụng bởi trạm phát rộng (trạm gốc) trong trường hợp mà phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới hệ thống theo tiêu chuẩn khác ngoài tiêu chuẩn DVB-T2.

Fig.64 thể hiện ví dụ về cấu trúc khung trong các miền thời gian và tần số, trong trường hợp mà các PLP được truyền sau khi truyền ký tự P1, dữ liệu báo hiệu 2 thứ nhất và thứ hai , và PLP chung. Trên Fig.64, dòng s1 sử dụng các sóng mang con #1 đến #M trong miền tần số. Tương tự, dòng s2 sử dụng các sóng mang con #1 đến #M trong miền tần số. Do đó, khi các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Như được thể hiện trên Fig.64, trong khoảng thời gian 1, nhóm ký tự 6401 của PLP #1 được truyền sử dụng các dòng s1 và s2, và việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được thể hiện trên Fig.49 hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định.

Trong khoảng thời gian 2, nhóm ký tự 6402 của PLP #2 được truyền sử dụng dòng s1, và việc truyền dữ liệu được thực hiện bằng cách truyền một tín hiệu được điều chế.

Trong khoảng thời gian 3, nhóm ký tự 6403 của PLP #3 được truyền sử dụng các dòng s1 và s2, và việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Trong khoảng thời gian 4, nhóm ký tự 6404 của PLP #4 được truyền sử dụng các dòng s1 và s2, và việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng mã khối thời gian-không gian được thể hiện trên Fig.50. Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể là trong miền tần số hoặc trong các nhóm

ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trong trường hợp mà trạm phát rộng truyền các PLP trong cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.64, thiết bị thu thu tín hiệu truyền được thể hiện trên Fig.64 cần phải biết phương pháp truyền được sử dụng cho mỗi PLP. Như đã được nêu trên, do đó cần phải truyền thông tin chỉ báo phương pháp truyền đối với mỗi PLP, sử dụng dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai. Phần sau đây mô tả ví dụ về phương pháp cấu trúc ký tự P1 được sử dụng ở đây và phương pháp cấu trúc dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai được sử dụng ở đây. Các ví dụ cụ thể về thông tin điều khiển được truyền sử dụng ký tự P1 như được thể hiện trong bảng 3. Theo tiêu chuẩn DVB-T2, thông tin điều khiển S1 (ba bit) cho phép thiết bị thu xác định rằng tiêu chuẩn DVB-T2 có được sử dụng hay không cũng xác định, nếu DVB-T2 được sử dụng, phương pháp truyền được sử dụng. Nếu ba bit được thiết lập là "000", thông tin S1 chỉ báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền là theo "việc truyền tín hiệu được điều chế theo tiêu chuẩn DVB-T2".

Nếu ba bit được thiết lập là "001", thông tin S1 chỉ báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền là theo "việc truyền sử dụng mã khối thời gian-không gian theo tiêu chuẩn DVB-T2".

Trong tiêu chuẩn DVB-T2, bit thiết lập "010" thành "111" là "dành riêng" cho việc sử dụng sau này. Để áp dụng sáng chế theo cách để thiết lập tương thích với DVB-T2, ba bit cấu thành thông tin S1 có thể được thiết lập thành "010" (hoặc bit bất kỳ được thiết lập ngoài "000" và "001") để chỉ báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2. Trên việc xác định rằng thông tin S1 thu được được thiết lập là "010", thiết bị thu được thông báo rằng tín hiệu được điều chế được truyền từ trạm phát rộng theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2.

Tiếp theo, phần mô tả được đưa ra về các ví dụ của phương pháp cấu trúc dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai trong trường hợp mà tín hiệu được điều chế được truyền bởi trạm phát rộng theo tiêu chuẩn ngoài DVB-T2. Ví dụ thứ nhất của thông tin điều khiển đối với dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai là như được thể hiện trong bảng 4.

2-bit thông tin "PLP_MODE" được thể hiện trong bảng 4 là thông tin điều

khiển được sử dụng để chỉ báo phương pháp truyền được sử dụng cho mỗi PLP như được thể hiện trên Fig.64 (các PLP #1 đến #4 trên Fig.64). Tức là, các đoạn riêng biệt của thông tin "PLP_MODE" được đưa ra đối với mỗi PLP. Tức là, trong ví dụ được thể hiện trên Fig.64, PLP_MODE đối với PLP #1, PLP_MODE đối với PLP #2, PLP_MODE đối với PLP #3, PLP_MODE đối với PLP #4 ... được truyền từ trạm phát rộng. Tất nhiên rằng, bằng cách giải điều chế (và cũng bằng cách thực hiện sửa lỗi) các đoạn thông tin này, thiết bị đầu cuối tại phía thu có thể biết được phương pháp truyền mà trạm phát rộng được sử dụng cho việc truyền mỗi PLP.

Với PLP_MODE được thiết lập là "00", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền một tín hiệu điều chế". Khi PLP_MODE được thiết lập là "01", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền các tín hiệu điều chế thu được bằng mã khối thời gian-không gian". Khi PLP_MODE được thiết lập là "10", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện sử dụng "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa". Khi PLP_MODE được thiết lập là "11", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện sử dụng "hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định hoặc hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian".

Lưu ý rằng khi PLP_MODE được thiết lập là "01" đến "11", thông tin chỉ báo việc xử lý cụ thể được điều khiển bởi trạm phát rộng (ví dụ, phương pháp chuyển đổi cụ thể được sử dụng trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp mã khối thời gian-không gian được sử dụng, và cấu trúc của các ma trận tiền mã hóa được sử dụng) cần được thông báo tới thiết bị đầu cuối. Phần sau đây mô tả phương pháp cấu trúc thông tin điều khiển mà bao gồm thông tin này và mà là khác với ví dụ được thể hiện trong bảng 4.

Ví dụ thứ hai của thông tin điều khiển đối với dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai như được thể hiện trong bảng 5.

Như được thể hiện trong bảng 5, thông tin điều khiển bao gồm "PLP_MODE" mà dài một bit, "MIMO_MODE" mà dài một bit, "MIMO_PATTERN #1" mà dài hai bit, và "MIMO_PATTERN #2" mà dài hai bit. Như được thể hiện trên Fig.64, bốn đoạn thông tin điều khiển này là để thông báo phương pháp truyền của một trong các PLP tương ứng (các PLP #1 đến #4 trong ví dụ được thể hiện trên Fig.64). Do đó,

tập của bốn đoạn thông tin được đưa ra đối với mỗi PLP. Tức là, trong ví dụ được thể hiện trên Fig.64, trạm phát rộng truyền tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #1, tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #2, tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #3, tập của thông tin PLP_MODE, thông tin MIMO_MODE, thông tin MIMO_PATTERN #1, và thông tin MIMO_PATTERN #2 đối với PLP #4 .... Tất nhiên rằng, bằng cách giải điều chế (và cũng bằng cách thực hiện sửa lỗi) các đoạn thông tin này, thiết bị đầu cuối tại phía thu có thể biết được phương pháp truyền mà trạm phát rộng được sử dụng cho việc truyền mỗi PLP.

Với PLP_MODE được thiết lập là "0", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền một tín hiệu điều chế". Với PLP_MODE được thiết lập là "1", việc truyền dữ liệu bằng PLP tương ứng được thực hiện bằng cách "truyền các tín hiệu điều chế thu được bằng mã khối thời gian-không gian", "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa", "hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định hoặc hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian", hoặc "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian".

Với "PLP_MODE" được thiết lập là "1", thông tin "MIMO_MODE" được tạo ra hiệu quả. Với "MIMO_MODE" được thiết lập là "0", việc truyền dữ liệu được thực hiện bởi phương pháp khác với "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa". Với "MIMO_MODE" được thiết lập là "1", mặt khác, việc truyền dữ liệu được thực hiện bởi "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa".

Với "PLP_MODE" được thiết lập là "1" và "MIMO_MODE" được thiết lập là "0", thông tin "MIMO_PATTERN #1" được tạo ra hiệu quả. Với "MIMO_PATTERN #1" được thiết lập là "00", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng mã khối thời gian-không gian. Với "MIMO_PATTERN" được thiết lập là "01", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp tiền mã hóa trong đó việc tạo trọng số được thực hiện sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định #1. Với

"MIMO_PATTERN" được thiết lập là "10", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp tiền mã hóa trong đó việc tạo trọng số được thực hiện sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định #2 (Lưu ý rằng ma trận tiền mã hóa #1 và ma trận tiền mã hóa #2 là khác nhau). Khi "MIMO_PATTERN" được thiết lập là "11", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian (Một cách tự nhiên, có thể được phân tích rằng Phương pháp 1 được thể hiện trên Fig.49 được lựa chọn ở đây).

Với "PLP_MODE" được thiết lập là "1" và "MIMO_MODE" được thiết lập là "1", thông tin "MIMO_PATTERN #2" được tạo ra hiệu quả. Với "MIMO_PATTERN #2" được thiết lập là "00", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #1 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Với "MIMO_PATTERN #2" được thiết lập là "01", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #2 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Với "MIMO_PATTERN #3" được thiết lập là "10", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #2 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Với "MIMO_PATTERN #4" được thiết lập là "11", việc truyền dữ liệu được thực hiện sử dụng phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa #2 mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn theo đó. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi các ma trận tiền mã hóa #1 đến #4 là khác nhau. Ở đây, để xác định phương pháp là khác nhau, giả thiết rằng #A và #B là các phương pháp khác nhau. Sau đó một trong các phần sau đây là đúng.

· Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong #A bao gồm cùng các ma trận được sử dụng trong #b nhưng các chu kỳ (chu trình) của các ma trận là khác nhau.

· Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong #A bao gồm các ma trận tiền mã hóa không được sử dụng trong #B.

· Không có các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong #A được sử dụng trong #B.

Trong phần mô tả ở trên, thông tin điều khiển được thể hiện trong các bảng 4 và bảng 5 được truyền bởi dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai. Trong trường hợp này, hiệu quả loại bỏ việc cần phải sử dụng cụ thể các PLP để truyền thông tin điều

khiển thu được.

Như được nêu trên, phương án này cho phép lựa chọn phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong khi sử dụng phương pháp đa sóng mang, như phương pháp OFDM và trong khi cho phép tiêu chuẩn khác với DVB-T2 được phân biệt với DVB-T2. Điều này mang lại hiệu quả thu được chất lượng thu cao, cũng như tốc độ truyền cao, trong môi trường LOS. Trong khi trong phương án này, các phương pháp truyền mà nhóm sóng mang có thể được thiết lập thành là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1", nhưng các phương pháp truyền không bị giới hạn theo cách này. Ngoài ra, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định bị giới hạn ở phương pháp #2 trên Fig.49, như là cấu trúc bất kỳ với ma trận tiền mã hóa cố định là có thể chấp nhận.

Ngoài ra, phần mô tả ở trên đề cập đến phương pháp trong đó các phương pháp có thể được lựa chọn bởi trạm phát rộng là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, hoặc phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1". Tuy nhiên, không cần thiết rằng tất cả các phương pháp truyền là có thể được lựa chọn. Bất kỳ trong số các ví dụ sau đây cũng là có thể.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã khối thời gian-không gian, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và mã khối thời gian-không gian.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp

MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mã hóa khối thời gian-không gian, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, và phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và mã hóa khối thời gian-không gian.

· Phương pháp truyền trong đó bất kỳ trong số phần sau đây có thể được lựa chọn: phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1.

Như được liệt kê nêu trên, miễn là phương pháp MIMO để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được bao gồm như là phương pháp có thể được lựa chọn, các hiệu quả của việc truyền dữ liệu tốc độ cao thu được trong môi trường LOS, ngoài chất lượng thu cao đối với thiết bị thu.

Ở đây, cần thiết phải thiết lập thông tin điều khiển S1 trong các ký tự P1 như được nêu trên. Ngoài ra, như là dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, thông tin điều khiển có thể được thiết lập khác với phương pháp (phương pháp thiết lập phương pháp truyền của mỗi PLP) được thể hiện trong bảng 4. Bảng 6 thể hiện một ví dụ của phương pháp này.

Bảng 6 khác với bảng 4 ở chỗ "PLP_MODE" được thiết lập là "11" là "Dành riêng" Theo cách này, số lượng bit cấu thành "PLP_MODE" được thể hiện trong các bảng 4 và bảng 6 có thể được tăng hoặc giảm phụ thuộc vào số lượng phương pháp truyền PLP có thể được lựa chọn, mà thay đổi như trong các ví dụ được liệt kê nêu trên.

Điều tương tự được duy trì đối với bảng 5. Ví dụ, nếu chỉ phương pháp MIMO được hỗ trợ là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, thông tin điều khiển "MIMO_MODE" không còn cần thiết. Ngoài ra, thông

tin điều khiển "MIMO_PATTERN #1" có thể là không cần thiết trong trường hợp, ví dụ, trong đó phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định không được hỗ trợ. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #1" có thể không cần thiết là dài hai bit và ngoài ra có thể là dài một bit trong trường hợp mà, ví dụ, không quá một ma trận tiền mã hóa được yêu cầu cho phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #1" có thể dài hai bit hoặc nhiều hơn trong trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa là có thể được lựa chọn.

Điều tương tự áp dụng đối với "MIMO_PATTERN #2". Tức là, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #2" có thể dài một thay vì dài hai bit, trong trường hợp mà không quá một phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là khả dụng. Ngoài ra, thông tin điều khiển "MIMO_PATTERN #2" có thể dài hai bit hoặc nhiều hơn trong trường hợp mà các phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là có thể được lựa chọn.

Trong phương án này, phần mô tả đề cập đến thiết bị truyền có hai anten, nhưng số lượng anten không bị giới hạn là hai. Với thiết bị truyền có nhiều hơn hai anten, thông tin điều khiển có thể được truyền theo cách tương tự. Ngoài ra, để cho phép tín hiệu được điều chế với việc sử dụng bốn anten ngoài việc truyền tín hiệu được điều chế với việc sử dụng hai anten có thể yêu cầu rằng số lượng bit cấu thành các đoạn thông tin điều khiển tương ứng cần được tăng lên. Trong cải biến này, vẫn được duy trì rằng thông tin điều khiển được truyền bởi ký tự P1 và thông tin điều khiển được truyền bởi dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai như được đề cập nêu trên.

Phần mô tả ở trên đề cập đến cấu trúc khung của các nhóm ký tự PLP được truyền bởi trạm phát rộng trong phương pháp truyền chia sẻ thời gian như được thể hiện trên Fig.64.

Fig.66 thể hiện ví dụ khác về phương pháp sắp xếp ký tự trong các miền thời gian và tần số, mà là khác với phương pháp sắp xếp ký tự được thể hiện trên Fig.64. các ký tự được thể hiện trên Fig.66 là của dòng s1 và s2 và được truyền sau khi truyền ký tự P1, dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, và PLP chung.

Trên Fig.66, mỗi ký tự được ký hiệu bởi "#1" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #1 được thể hiện trên Fig.67. Tương tự, mỗi ký tự được ký hiệu

là "#2" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #2 được thể hiện trên Fig.64, mỗi ký tự được ký hiệu là "#3" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #3 được thể hiện trên Fig.64, và mỗi ký tự được ký hiệu là "#4" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #4 được thể hiện trên Fig.64. Tương tự với Fig.64, PLP #1 truyền dữ liệu sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được thể hiện trên Fig.49 hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định. Ngoài ra, PLP #2 truyền dữ liệu bằng cách đó để truyền một tín hiệu được điều chế. PLP #3 truyền dữ liệu sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. PLP #4 truyền dữ liệu sử dụng mã hóa khối thời gian-không gian được thể hiện trên Fig.50. Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể là trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trên Fig.66, trong đó các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Fig.66 khác với Fig.64 trong các điểm sau đây. Tức là, ví dụ được thể hiện trên Fig.64 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng việc chia sẻ thời gian, trong khi ví dụ được thể hiện trên Fig.66 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng cả chia sẻ thời gian và chia sẻ tần số. Tức là, ví dụ, tại thời gian 1, ký tự của PLP #1 và ký tự của PLP #2 đều cùng xuất hiện. Tương tự, tại thời gian 3, ký tự của PLP #3 và ký tự của PLP #4 đều cùng xuất hiện. Theo cách này, các ký tự PLP có các số chỉ số khác nhau (#X; X = 1, 2 ...) có thể được cấp phát trên cơ sở lần lượt từng ký tự (đối với mỗi ký tự bao gồm một sóng mang con trên thời gian).

Nhằm mục đích đơn giản, Fig.66 chỉ thể hiện các ký tự được ký hiệu bởi "#1" và "#2" tại thời gian 1. Tuy nhiên, đây không phải là ví dụ hạn chế, và các ký tự PLP có các số chỉ số bất kỳ ngoài "#1" và "#2" có thể được xuất hiện tại thời gian 1.

Ngoài ra, quan hệ giữa các song mang con được xuất hiện tại thời gian 1 và các số chỉ số PLP không bị giới hạn ở các số được thể hiện trên Fig.66. Ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ. Tương tự, ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ tại thời gian bất kỳ ngoài thời gian 1.

Fig.67 thể hiện ví dụ khác về phương pháp sắp xếp ký tự trong các miền thời gian và tần số, mà là khác với phương pháp sắp xếp ký tự được thể hiện trên Fig.64. Các ký tự được thể hiện trên Fig.67 là của dòng s1 và s2 và được truyền sau khi truyền ký tự P1, dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, và PLP chung. Đặc điểm khác biệt của ví dụ được thể hiện trên Fig.67 đó là "phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1" không thể được lựa chọn trong trường hợp mà việc truyền PLP cho các khung T2 được thực hiện về cơ bản bằng nhiều anten.

Do đó, việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự 6701 của PLP #1 được thể hiện trên Fig.67 được thực hiện bởi "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định". Việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự 6702 của PLP #2 được thực hiện sử dụng "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa". Việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự 6703 của PLP #3 được thực hiện bởi "mã hóa khối thời gian-không gian". Lưu ý rằng việc truyền dữ liệu bởi nhóm ký tự PLP 6703 của PLP #3 và các nhóm ký tự sau đây trong khung đơn vị được thực hiện bằng cách sử dụng một trong "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định," "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" và "mã hóa khối thời gian-không gian".

Fig.68 thể hiện ví dụ khác về phương pháp sắp xếp ký tự trong các miền thời gian và tần số, mà là khác với phương pháp sắp xếp ký tự được thể hiện trên Fig.66. Các ký tự được thể hiện trên Fig.68 là của dòng s1 và s2 và được truyền sau khi truyền ký tự P1, dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, và PLP chung.

Trên Fig.68, mỗi ký tự được ký hiệu bởi "#1" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #1 được thể hiện trên Fig.67. Tương tự, mỗi ký tự được ký hiệu là "#2" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #2 được thể hiện trên Fig.67, mỗi ký tự được ký hiệu là "#3" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của

PLP #3 được thể hiện trên Fig.67, và mỗi ký tự được ký hiệu là "#4" biểu diễn một ký tự trong số nhóm ký tự của PLP #4 được thể hiện trên Fig.67. Tương tự với Fig.67, PLP #1 truyền dữ liệu sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được thể hiện trên Fig.49 hoặc hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định. PLP #2 truyền dữ liệu sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. PLP #3 truyền dữ liệu sử dụng mã hóa khối thời gian-không gian được thể hiện trên Fig.50. Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, cách sắp xếp ký tự có thể là trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trên Fig.68, trong đó các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Fig.68 khác với Fig.67 trong các điểm sau đây. Tức là, ví dụ được thể hiện trên Fig.67 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng việc chia sẻ thời gian, trong khi ví dụ được thể hiện trên Fig.68 là cách sắp xếp của các PLP sử dụng cả chia sẻ thời gian và chia sẻ tần số. Tức là, ví dụ, tại thời gian 1, ký tự của PLP #1 và ký tự của PLP #2 đều cùng xuất hiện. Theo cách này, các ký tự PLP có các số chỉ số khác nhau (#X; X = 1, 2 ...) có thể được cấp phát trên cơ sở lần lượt từng ký tự (đối với mỗi ký tự bao gồm một sóng mang con trên thời gian).

Nhằm mục đích đơn giản, Fig.68 chỉ thể hiện các ký tự được ký hiệu bởi "#1" và "#2" tại thời gian 1. Tuy nhiên, đây không phải là ví dụ hạn chế, và các ký tự PLP có các số chỉ số bất kỳ ngoài "#1" và "#2" có thể được xuất hiện tại thời gian 1. Ngoài ra, quan hệ giữa các sóng mang con được xuất hiện tại thời gian 1 và các số chỉ số PLP không bị giới hạn ở các số được thể hiện trên Fig.68. Ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ. Tương tự, ngoài ra, ký tự PLP có số chỉ số bất kỳ có thể được cấp phát tới sóng mang con bất kỳ tại

thời gian bất kỳ ngoài thời gian 1. Ngoài ra, mặt khác, chỉ một ký tự PLP có thể được cấp phát tại thời gian cụ thể như tại thời gian t3. Tức là, trong phương pháp tạo khung để sắp xếp các ký tự PLP trong các miền thời gian và tần số, việc cấp phát bất kỳ có thể được áp dụng.

Như được đề cập nêu trên, không có các PLP sử dụng "phương pháp truyền để truyền chỉ dòng s1" tồn tại trong khung đơn vị, sao cho dải động của tín hiệu được thu bởi thiết bị đầu cuối được đảm bảo là hẹp. Kết quả là, hiệu quả thu được rằng xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Lưu ý rằng phần mô tả về Fig.68 được mô tả sử dụng ví dụ trong đó phương pháp truyền được lựa chọn là một trong "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định", "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa", và "mã hóa khối thời gian-không gian". Ngoài ra, không cần thiết rằng tất cả các phương pháp truyền này là có thể được lựa chọn. Ví dụ, các kết hợp sau đây của các phương pháp truyền có thể được lựa chọn.

· "Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa", "mã hóa khối thời gian-không gian", và "phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định" là có thể được lựa chọn.

· "Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" và "mã hóa khối thời gian-không gian" là có thể được lựa chọn.

· "Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa" và "phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định" là có thể được lựa chọn.

Phần mô tả ở trên đề cập đến ví dụ trong đó khung đơn vị bao gồm các PLP. Phần sau đây mô tả ví dụ trong đó khung đơn vị bao gồm chỉ một PLP.

Fig.69 thể hiện ví dụ về frame structure trong các miền thời gian và tần số đối với dòng s1 và s2 trong trường hợp mà chỉ một PLP tồn tại trong khung đơn vị.

Trên Fig.69, ký hiệu "ký tự điều khiển" biểu diễn ký tự như ký tự P1, dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai, hoặc loại tương tự. Trong ví dụ được thể hiện trên Fig.69, khung đơn vị thứ nhất được truyền sử dụng khoảng thời gian 1. Tương tự, khung đơn vị thế hai được truyền sử dụng khoảng thời gian 2, khung đơn vị thứ ba

được truyền sử dụng khoảng thời gian 3, và khung đơn vị thứ tư được truyền sử dụng khoảng thời gian 4.

Trong ví dụ được thể hiện trên Fig.69, trong khung đơn vị thứ nhất, nhóm ký tự 6801 đối với PLP #1-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian hoặc phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định".

Trong khung đơn vị thứ hai, nhóm ký tự 6802 đối với PLP #2-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "phương pháp truyền một tín hiệu được điều chế."

Trong khung đơn vị thứ ba, nhóm ký tự 6803 đối với PLP #3-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa".

Trong khung đơn vị thứ tư, nhóm ký tự 6804 đối với PLP #4-1 được truyền và phương pháp truyền được lựa chọn là "mã hóa khối thời gian-không gian". Lưu ý rằng cách sắp xếp ký tự được sử dụng trong mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn ở cách sắp xếp trong miền thời gian. Ngoài ra, các ký tự có thể được sắp xếp trong miền tần số hoặc trong các nhóm ký tự được tạo thành trong các miền thời gian và tần số. Ngoài ra, mã khối thời gian-không gian không bị giới hạn là việc mã hóa được thể hiện trên Fig.50.

Trên Fig.69, trong đó các dòng s1 và s2 đều có ký tự trong cùng sóng mang con và tại cùng thời điểm, các ký tự của hai dòng xuất hiện tại cùng tần số. Trong trường hợp mà việc tiền mã hóa được thực hiện bao gồm việc tiền mã hóa theo phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án khác, các dòng s1 và s2 được tạo trọng số được thực hiện sử dụng các ma trận tiền mã hóa và z1 và z2 được xuất ra từ các anten tương ứng.

Theo cách nêu trên, phương pháp truyền có thể được thiết lập đối với mỗi PLP có xét đến tốc độ truyền dữ liệu và chất lượng thu dữ liệu tại thiết bị đầu cuối thu, để việc tăng tốc độ truyền dữ liệu và chất lượng thu cao đều thu được. Như là phương pháp ví dụ về cấu trúc thông tin điều khiển, thông tin điều khiển chỉ báo, ví dụ, phương pháp truyền và thông tin khác của ký tự P1 và dữ liệu báo hiệu thứ nhất và thứ hai có thể được tạo cấu hình theo cách tương tự các bảng từ 3 đến 6. Sự khác biệt

là như sau. Trong cấu trúc khung được thể hiện, ví dụ, trên Fig.64, một khung đơn vị bao gồm các PLP. Do đó, không cần thiết đưa ra thông tin điều khiển chỉ báo phương pháp truyền và loại tương tự đối với mỗi PLP. Mặt khác, trong cấu trúc khung được thể hiện, ví dụ, trên Fig.69, một khung đơn vị bao gồm chỉ một PLP. Do đó, là đủ để cung cấp thông tin điều khiển chỉ báo phương pháp truyền và loại tương tự chỉ đối với một PLP.

Phương án này mô tả làm thế nào phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới hệ thống theo tiêu chuẩn DVB. các phương án từ 1 đến 16 mô tả các ví dụ về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Tuy nhiên, phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở các phương pháp được mô tả trong các phương án từ 1 đến 16. Phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự bằng cách sử dụng phương pháp bao gồm các bước (i) chuẩn bị các ma trận tiền mã hóa, (ii) lựa chọn, từ trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, một ma trận tiền mã hóa đối với mỗi khe, và (iii) thực hiện việc tiền mã hóa trong khi chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng cho mỗi khe.

Mặc dù thông tin điều khiển có các tên gọi duy nhất trong phương án này, các tên gọi của thông tin điều khiển không ảnh hưởng đến sáng chế.

Phương án A2

Phương án này đưa ra phần mô tả chi tiết về phương pháp thu và cấu hình của thiết bị thu đợ sử dụng trong trường hợp mà phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới hệ thống truyền thông theo tiêu chuẩn DVB-T2, mà được mô tả trong phương án A1.

Fig.73 thể hiện, bằng ví dụ, cấu hình của thiết bị thu của thiết bị đầu cuối được sử dụng trong trường hợp mà thiết bị truyền của trạm phát rộng được thể hiện trên Fig.63 áp dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Trên Fig.73, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như trên Fig.7 và Fig.56 có cùng các ký hiệu tham chiếu.

Dựa trên Fig.73, bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1 7301 thực hiện dò tìm tín hiệu và đồng bộ tần số thời gian bằng cách thu tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng và dò tìm ký tự P1 dựa trên các đầu vào, đó là các tín hiệu 704_X và 704_Y mà

được xử lý tín hiệu. Bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1 7301 cũng thu được thông tin điều khiển được chứa trong ký tự P1 (bằng cách áp dụng việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi) và xuất ra thông tin điều khiển ký tự P1 7302. Thông tin điều khiển ký tự P1 7302 được đưa vào các bộ xử lý liên quan OFDM 5600_X và 5600_Y. Dựa trên thông tin đầu vào, các bộ xử lý liên quan OFDM 5600_X và 5600_Y thay đổi phương pháp xử lý tín hiệu đối với phương pháp OFDM (đó là bởi vì, như được mô tả trong phương án A1, ký tự P1 bao gồm thông tin về phương pháp truyền tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng).

Các tín hiệu 704_X và 704_Y mà được xử lý tín hiệu, cũng như thông tin điều khiển ký tự P1 7302, được đưa vào bộ giải điều chế ký tự P2 7303 (lưu ý, ký tự P2 có thể bao gồm báo hiệu PLP). Bộ giải điều chế ký tự P2 7303 thực hiện xử lý tín hiệu và giải điều chế (bao gồm giải mã sửa lỗi) dựa trên thông tin điều khiển ký tự P1, và xuất ra thông tin điều khiển ký tự P2 7304.

Thông tin điều khiển ký tự P1 7302 và thông tin điều khiển ký tự P2 7304 được đưa vào bộ tạo tín hiệu điều khiển 7305. Bộ tạo tín hiệu điều khiển 7305 tạo ra tập của các đoạn thông tin điều khiển (liên quan đến các thao tác thu) và xuất ra tương tự như là tín hiệu điều khiển 7306. Như được minh họa trên Fig.73, tín hiệu điều khiển 7306 được đưa vào mỗi bộ phận.

Bộ xử lý tín hiệu 711 thu, như là các đầu vào, các tín hiệu 706_1, 706_2, 708_1, 708_2, 704_X, 704_Y, và tín hiệu điều khiển 7306. Dựa trên thông tin được chứa trong tín hiệu điều khiển 7306 về phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, kích cỡ khối của các mã sửa lỗi, và loại tương tự được sử dụng để truyền mỗi PLP, bộ xử lý tín hiệu 711 thực hiện xử lý giải điều chế và xử lý giải mã, và xuất ra dữ liệu được thu 712.

Ở đây, bộ xử lý tín hiệu 711 có thể thực hiện xử lý giải điều chế bằng cách sử dụng công thức tính 41 của phép toán 41 và công thức tính 143 của phép toán 153 trong trường hợp mà bất kỳ trong số các phương pháp truyền sau đây được sử dụng để truyền mỗi PLP: hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian; phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định; và phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Lưu ý rằng ma trận kênh (H) có thể thu

được thu được các đầu ra cuối cùng từ các bộ đánh giá dao động kênh (705_1, 705_2, 707_1 và 707_2). Cấu trúc ma trận của ma trận tiền mã hóa (F hoặc W) là khác nhau phụ thuộc vào phương pháp truyền được sử dụng thực tế. Đặc biệt, khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng, các ma trận tiền mã hóa được sử dụng được chuyển đổi giữa chúng và việc giải điều chế được thực hiện mọi lúc. Ngoài ra, khi mã hóa khối thời gian-không gian được sử dụng, việc giải điều chế được thực hiện bằng cách sử dụng các giá trị thu được từ việc đánh giá kênh và tín hiệu (dải gốc) thu được.

Fig.74 thể hiện, bằng ví dụ, cấu hình của thiết bị thu của thiết bị đầu cuối được sử dụng trong trường hợp mà thiết bị truyền của trạm phát rộng được thể hiện trên Fig.72 áp dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Trên Fig.74, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như trên Fig.7, Fig.56 và Fig.73 có cùng các ký hiệu tham chiếu.

Thiết bị thu được thể hiện trên Fig.74 và thiết bị thu được thể hiện trên Fig.73 là khác nhau ở chỗ thiết bị thu được thể hiện trên Fig.73 có thể thu được dữ liệu bằng cách thu các tín hiệu theo tiêu chuẩn DVB-T2 và các tín hiệu theo các tiêu chuẩn khác ngoài tiêu chuẩn DVB-T2, trong khi thiết bị thu được thể hiện trên Fig.74 có thể thu được dữ liệu bằng cách thu chỉ các tín hiệu theo các tiêu chuẩn khác ngoài tiêu chuẩn DVB-T2. Viện dẫn tới Fig.74, bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1 7301 thực hiện dò tìm tín hiệu và đồng bộ tần số thời gian bằng cách thu tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng và dò tìm ký tự P1 dựa trên các đầu vào, là các tín hiệu 704_X và 704_Y mà được xử lý tín hiệu. Bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1 7301 cũng thu được thông tin điều khiển được chứa trong ký tự P1 (bằng cách áp dụng việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi) và xuất ra thông tin điều khiển ký tự P1 7302. Thông tin điều khiển ký tự P1 7302 được đưa vào các bộ xử lý liên quan OFDM 5600_X và 5600_Y. Dựa trên thông tin đầu vào, các bộ xử lý liên quan OFDM 5600_X và 5600_Y thay đổi phương pháp xử lý tín hiệu đối với phương pháp OFDM. (Đó là bởi vì, như được mô tả trong phương án A1, ký tự P1 bao gồm thông tin về phương pháp truyền tín hiệu được truyền bởi trạm phát rộng.)

Các tín hiệu 704_X và 704_Y mà được xử lý tín hiệu, cũng như thông tin điều khiển ký tự P1 7302, được đưa vào bộ giải điều chế dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai

7401. Bộ giải điều chế dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai 7401 thực hiện xử lý tín hiệu và giải điều chế (bao gồm giải mã sửa lỗi) dựa trên thông tin điều khiển ký tự P1, và xuất ra thông tin điều khiển dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai 7402.

Thông tin điều khiển ký tự P1 7302 và thông tin điều khiển dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai 7402 được đưa vào bộ tạo tín hiệu điều khiển 7305. Bộ tạo tín hiệu điều khiển 7305 tạo ra tập của các đoạn thông tin điều khiển (liên quan đến các thao tác thu) và xuất ra tương tự như là tín hiệu điều khiển 7306. Như được minh họa trên Fig.74, tín hiệu điều khiển 7306 được đưa vào mỗi bộ phận.

Bộ xử lý tín hiệu 711 thu, như là các đầu vào, các tín hiệu 706_1, 706_2, 708_1, 708_2, 704_X, 704_Y, và tín hiệu điều khiển 7306. Dựa trên thông tin được chứa trong tín hiệu điều khiển 7306 về phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi, kích cỡ khối của các mã sửa lỗi, và loại tương tự được sử dụng để truyền mỗi PLP, bộ xử lý tín hiệu 711 thực hiện xử lý giải điều chế và xử lý giải mã, và xuất ra dữ liệu được thu 712.

Ở đây, bộ xử lý tín hiệu 711 có thể thực hiện xử lý giải điều chế bằng cách sử dụng công thức tính 41 của phép toán 41 và công thức tính 143 của phép toán 153 trong trường hợp mà bất kỳ trong số các phương pháp truyền sau đây được sử dụng để truyền mỗi PLP: hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian; phương pháp MIMO sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định; và phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Lưu ý rằng ma trận kênh (H) có thể thu được các đầu ra kết quả từ các bộ đánh giá dao động kênh (705_1, 705_2, 707_1 và 707_2). Cấu trúc ma trận của ma trận tiền mã hóa (F hoặc W) là khác nhau phụ thuộc vào phương pháp truyền actually được sử dụng. Đặc biệt, khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng, các ma trận tiền mã hóa được sử dụng được chuyển đổi giữa chúng và việc giải điều chế được thực hiện mọi lúc. Ngoài ra, khi mã hóa khối thời gian-không gian được sử dụng, việc giải điều chế được thực hiện bằng cách sử dụng các giá trị thu được từ việc đánh giá kênh và tín hiệu (dải gốc) thu được.

Fig.75 thể hiện cấu hình của thiết bị thu của thiết bị đầu cuối theo tiêu chuẩn DVB-T2 và các tiêu chuẩn khác ngoài tiêu chuẩn DVB-T2. Trên Fig.75, các thành

phần mà hoạt động theo cách tương tự như trên Fig.7, Fig.56 và Fig.73 có cùng các ký hiệu tham chiếu.

Thiết bị thu được thể hiện trên Fig.75 là khác với các thiết bị thu được thể hiện trên Fig.73 và Fig.74 trong đó thiết bị thu được thể hiện trên Fig.75 bao gồm bộ giải điều chế dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai hoặc ký tự P2 7501 để có thể giải điều chế cả các tín hiệu theo tiêu chuẩn DVB-T2 và các tín hiệu theo các tiêu chuẩn khác với tiêu chuẩn DVB-T2.

Các tín hiệu 704_X và 704_Y mà được xử lý tín hiệu, cũng như thông tin điều khiển ký tự P1 7302, được đưa vào bộ giải điều chế dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai hoặc ký tự P2 7501. Dựa trên thông tin điều khiển ký tự P1, bộ giải điều chế dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai hoặc ký tự P2 7501 kiểm tra rằng tín hiệu thu được là theo tiêu chuẩn DVB-T2 hay theo tiêu chuẩn khác ngoài tiêu chuẩn DVB-T2 (việc kiểm tra này có thể được thực hiện với việc sử dụng, ví dụ, bảng 3), thực hiện xử lý tín hiệu và giải điều chế (bao gồm giải mã sửa lỗi), và xuất ra thông tin điều khiển 7502 mà bao gồm thông tin chỉ báo tiêu chuẩn ma tín hiệu thu được tuân theo. Các hoạt động khác là tương tự Fig.73 và Fig.74.

Như được đề cập nêu trên, cấu hình của thiết bị thu được mô tả trong phương án này cho phép thu được dữ liệu với chất lượng thu cao bằng cách thu tín hiệu được truyền bởi thiết bị truyền của trạm phát rộng, mà được mô tả trong phương án A1, và bằng cách thực hiện xử lý tín hiệu thích hợp. Đặc biệt, khi thu tín hiệu được kết hợp với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, cả hiệu quả truyền dữ liệu và chất lượng thu dữ liệu có thể được cải thiện trong môi trường LOS.

Đối với phương án này mô tả cấu hình của thiết bị thu mà tương ứng với phương pháp truyền được sử dụng bởi trạm phát rộng được mô tả trong phương án A1, thiết bị thu được bố trí có hai anten thu trong phương án này. Tuy nhiên, số lượng anten được bố trí trong thiết bị thu không bị giới hạn là hai. Phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự khi thiết bị thu được bố trí với ba anten hoặc nhiều hơn. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu có thể được cải thiện do tăng của tăng ích phân tập. Ngoài ra, khi thiết bị truyền của trạm phát rộng được bố trí có ba anten truyền hoặc nhiều hơn và truyền ba tín hiệu được điều chế hoặc nhiều

hơn, phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự bằng cách tăng số lượng anten thu được bố trí trong thiết bị thu của thiết bị đầu cuối. Trong trường hợp này, có ưu tiên rằng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng như là phương pháp truyền.

Lưu ý rằng các phương án từ 1 đến 16 mô tả các ví dụ về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Tuy nhiên, phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở các phương pháp được mô tả trong các phương án 1 đến 16. Phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự bằng cách sử dụng phương pháp bao gồm các bước (i) chuẩn bị các ma trận tiền mã hóa, (ii) lựa chọn, từ trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, một ma trận tiền mã hóa đối với mỗi khe, và (iii) thực hiện việc tiền mã hóa trong khi chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng cho mỗi khe.

Phương án A3

Trong hệ thống được mô tả trong phương án A1 trong đó phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới tiêu chuẩn DVB-T2, có thông tin điều khiển để chỉ định mẫu chèn hoa tiêu trong báo hiệu trước L1. Phương án này mô tả làm thế nào để áp dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi mẫu chèn hoa tiêu được thay đổi trong báo hiệu trước L1.

Fig.76A, Fig.76B, Fig.77A và Fig.77B thể hiện các ví dụ về cấu trúc khung được biểu diễn trong miền thời gian-tần số đối với tiêu chuẩn DVB-T2 trong trường hợp mà các tín hiệu điều chế được truyền từ nhiều anten sử dụng cùng băng thông tần số. Trên mỗi Fig.76A đến Fig.77B, trục ngang biểu diễn tần số và các số sóng mang được thể hiện dọc theo đó, trong khi trục dọc biểu diễn thời gian. Fig.76A và Fig.77A mỗi chúng thể hiện cấu trúc khung đối với tín hiệu được điều chế z1 theo các phương án mà được mô tả cho đến bây giờ. Fig.76B và Fig.77B mỗi chúng thể hiện cấu trúc khung đối với tín hiệu được điều chế z2 theo các phương án mà được mô tả cho đến bây giờ. Các chỉ số "f0, f1, f2, ..." được gán như là các số sóng mang, và các chỉ số "t1, t2, t3, ..." được gán như là thời gian. Trên các hình vẽ từ Fig.76A đến Fig.77B, các ký tự mà được gán cùng số sóng mang và cùng thời gian tồn tại

trên cùng tần số tại cùng thời điểm.

Các hình vẽ từ Fig.76A đến Fig.77B thể hiện các ví dụ về các vị trí trong đó các ký tự hoa tiêu được chèn theo tiêu chuẩn DVB-T2 (khi các tín hiệu điều chế được truyền bằng cách sử dụng các anten theo DVB-T2, có tám phương pháp liên quan đến các vị trí trong đó các hoa tiêu được chèn; các hình vẽ từ Fig.76A đến Fig.77B thể hiện hai phương pháp này). Các hình vẽ từ Fig.76A đến Fig.77B thể hiện hai loại ký tự, đó là, các ký tự như là các hoa tiêu và các ký tự cho việc truyền dữ liệu ("các ký tự truyền dữ liệu"). Như được mô tả trong các phương án khác, khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa hoặc phương pháp tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định được sử dụng, các ký tự truyền dữ liệu trong tín hiệu được điều chế z1 thu được như là kết quả của việc thực hiện tạo trọng số trên các dòng s1 và s2, và các ký tự truyền dữ liệu trong tín hiệu được điều chế z2 thu được như là kết quả của việc thực hiện tạo trọng số trên các dòng s1 và s2. Khi mã khối thời gian-không gian hoặc hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian được sử dụng, các ký tự truyền dữ liệu trong tín hiệu được điều chế z1 là đối với dòng s1 hoặc đối với dòng s2, và các ký tự truyền dữ liệu trong tín hiệu được điều chế z2 là đối với dòng s1 hoặc đối với dòng s2.

Trên các hình vẽ từ Fig.76A đến Fig.77B, các ký tự như là các hoa tiêu mỗi chúng được gán chỉ số "PP1" hoặc "PP2". Ký tự hoa tiêu với chỉ số "PP1" và ký tự hoa tiêu với chỉ số "PP2" được cấu trúc bằng cách sử dụng các phương pháp khác nhau. Như được đề cập nêu trên, theo tiêu chuẩn DVB-T2, trạm phát rộng có thể chọn một trong tám phương pháp chèn hoa tiêu (mà khác với phương pháp khác trong tần số của việc chèn các ký tự hoa tiêu trong khung). Các hình vẽ từ Fig.76A đến Fig.77B thể hiện hai trong số tám phương pháp chèn hoa tiêu. Thông tin về một trong tám phương pháp chèn hoa tiêu được lựa chọn bởi trạm phát rộng được truyền tới đích truyền (thiết bị đầu cuối) như là dữ liệu báo hiệu trước L1 của các ký tự P2, mà được mô tả trong phương án A1.

Tiếp theo, phần mô tả được đưa ra về làm thế nào để áp dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa kết hợp với phương pháp chèn hoa tiêu. Bằng ví dụ, giả thiết ở đây rằng 10 loại khác nhau của các ma trận tiền mã hóa F được chuẩn bị cho phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều

đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và 10 loại khác nhau này của các ma trận tiền mã hóa F được biểu diễn là F[0], F[1], F[2], F[3], F[4], F[5], F[6], F[7], F[8], và F[9]. Fig.78A và 78B thể hiện kết quả của việc cấp phát các ma trận tiền mã hóa tới cấu trúc khung được biểu diễn trong các miền thời gian-tần số được thể hiện trên Fig.76A và 76B khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng. Fig.79A và Fig.79B thể hiện kết quả của việc cấp phát các ma trận tiền mã hóa tới cấu trúc khung được biểu diễn trong các miền thời gian-tần số được thể hiện trên Fig.77A và Fig.77B khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng. Ví dụ, trong cả của cấu trúc khung đối với tín hiệu được điều chế z1 được thể hiện trên Fig.78A và cấu trúc khung đối với tín hiệu được điều chế z2 được thể hiện trên Fig.78B, ký tự tại sóng mang f1 và thời gian t1 thể hiện "#1". Điều này nghĩa là việc tiền mã hóa được thực hiện trên ký tự này bằng cách sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1]. Cũng như vậy, trên các hình vẽ từ Fig.78A đến Fig.79B, ký tự tại sóng mang fx và thời gian ty thể hiện "#Z" ký hiệu rằng việc mã hóa được thực hiện trên ký tự này bằng cách sử dụng ma trận tiền mã hóa F[Z] (Ở đây, x = 0, 1, 2, ... , và y = 1, 2, 3, ...).

Nên được đánh giá một cách tự nhiên rằng các phương pháp khác nhau để chèn các ký tự hoa tiêu (các khoảng thời gian chèn khác nhau) được sử dụng đối với cấu trúc khung được biểu diễn trong miền thời gian-tần số được thể hiện trên Fig.78A và Fig.78B và cấu trúc khung được biểu diễn trong miền thời gian-tần số được thể hiện trên Fig.79A và Fig.79B. Ngoài ra, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận mã hóa không được áp dụng tới các ký tự hoa tiêu. Vì lý do này, ngay cả nếu tất cả các tín hiệu được thể hiện trên các hình vẽ từ Fig.78A đến Fig.79B là đối tượng của cùng phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) nào đó (tức là, cùng số lượng các ma trận tiền mã hóa khác nhau được chuẩn bị cho phương pháp này được áp dụng tới tất cả các tín hiệu được thể hiện trên các hình vẽ từ Fig.78A đến Fig.79B), ma trận tiền mã hóa được cấp phát tới ký tự tại sóng mang nào đó và thời gian nào đó trên Fig.78A và Fig.78B có thể khác với ma trận tiền mã hóa được cấp phát tới ký tự tương ứng trên Fig.79A và Fig.79B. Rõ rang từ các hình vẽ từ Fig.78A đến Fig.79B. Ví dụ, trên Fig.78A và Fig.78B, ký tự tại sóng mang f5 và thời gian t2

thể hiện "#7", nghĩa là việc tiền mã hóa được thực hiện trên đó bằng cách sử dụng ma trận tiền mã hóa F[7]. Mặt khác, trên Fig.79A và Fig.79B, ký tự tại sóng mang f5 và thời gian t2 thể hiện "#8", nghĩa là việc tiền mã hóa được thực hiện trên đó bằng cách sử dụng ma trận tiền mã hóa F[8].

Do đó, trạm phát rộng truyền thông tin điều khiển chỉ báo mẫu hoa tiêu (phương pháp chèn hoa tiêu) sử dụng dữ liệu báo hiệu trước L1. Lưu ý, khi trạm phát rộng đã lựa chọn phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như là phương pháp truyền mỗi PLP dựa trên thông tin điều khiển được thể hiện trong bảng 4 hoặc bảng 5, thông tin điều khiển chỉ báo mẫu hoa tiêu (phương pháp chèn hoa tiêu) có thể còn chỉ báo phương pháp để cấp phát các ma trận tiền mã hóa (sau đây "phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa") được chuẩn bị cho phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Do đó, thiết bị thu của thiết bị đầu cuối mà thu các tín hiệu được điều chế được truyền bởi trạm phát rộng có thể xác nhận phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa bằng cách thu lấy thông tin điều khiển chỉ báo mẫu hoa tiêu, mà được chứa trong dữ liệu tiền báo hiệu L1 (trên giả thiết rằng trạm phát rộng lựa chọn phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như là phương pháp truyền mỗi PLP dựa trên thông tin điều khiển được thể hiện trong bảng 4 hoặc bảng 5). Mặc dù phần mô tả của phương án này được đưa ra có viện dẫn tới dữ liệu báo hiệu trước L1, trong trường hợp của cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.70 trong đó không có ký tự P2 tồn tại, thông tin điều khiển chỉ báo mẫu hoa tiêu và phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được chứa trong dữ liệu báo hiệu thứ nhất và dữ liệu báo hiệu thứ hai.

Phần sau đây mô tả ví dụ khác. Ví dụ, phần mô tả ở trên cũng là đúng về trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được xác định tại cùng thời điểm như là việc chỉ định phương pháp điều chế, như được thể hiện trong bảng 2. Trong trường hợp này, bằng cách truyền chỉ các đoạn thông tin điều khiển chỉ báo mẫu hoa tiêu, phương pháp truyền mỗi PLP và phương pháp điều chế từ các ký tự P2,

thiết bị thu của thiết bị đầu cuối có thể đánh giá, thông qua việc thu được các đoạn thông tin điều khiển này, phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa (lưu ý, việc cấp phát được thực hiện trong miền thời gian-tần số). Giả thiết trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được xác định tại cùng thời điểm như là việc chỉ định phương pháp điều chế và phương pháp mã hóa sửa lỗi, như được thể hiện trong bảng 1B. Ngoài ra, trong trường hợp này, bằng cách truyền chỉ các đoạn thông tin điều khiển chỉ báo mẫu hoa tiêu, phương pháp truyền mỗi PLP và phương pháp điều chế, cũng như phương pháp mã hóa sửa lỗi, từ các ký tự P2, thiết bị thu của thiết bị đầu cuối có thể đánh giá, thông qua việc thu được các đoạn thông tin điều khiển này, phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa (lưu ý, việc cấp phát được thực hiện trong miền thời gian-tần số).

Tuy nhiên, không giống như các trường hợp của các bảng 1B và bảng 2, phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được truyền, như được chỉ báo bởi bảng 5, trong bất kỳ các trường hợp sau đây (i) đến (iii): (i) khi một trong số hai hoặc nhiều hơn các phương pháp khác nhau để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được lựa chọn ngay cả nếu phương pháp điều chế được xác định (các ví dụ về hai hoặc nhiều hơn các phương pháp khác nhau bao gồm: các phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên các chu kỳ (chu trình) khác nhau; và các phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, trong đó các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong một phương pháp là khác với các ma trận được sử dụng phương pháp khác; (ii) khi một trong số hai hoặc nhiều hơn các phương pháp khác nhau để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được lựa chọn ngay cả nếu phương pháp điều chế và phương pháp sửa lỗi được xác định; và (iii) khi một trong số hai hoặc nhiều hơn các phương pháp khác nhau để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được lựa chọn ngay cả nếu phương pháp sửa lỗi được xác định. Trong bất kỳ các trường hợp này (i) đến (iii), có thể chấp nhận truyền thông tin về

phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, ngoài phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa (lưu ý, việc cấp phát được thực hiện trong miền thời gian-tần số).

Bảng 7 thể hiện ví dụ về cấu trúc của thông tin điều khiển đối với thông tin về phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa (lưu ý, việc cấp phát được thực hiện trong miền thời gian-tần số).

Bảng 7

MATRIX_FRAME_ARRANGEMENT (2 bit)	00: Phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa #1 trong các khung 01: Phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa #2 trong các khung 10: Phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa #3 trong các khung 11: Phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa #4 trong các khung

Bằng ví dụ, giả thiết trường hợp mà thiết bị truyền của trạm phát rộng lựa chọn mẫu chèn hoa tiêu được thể hiện trên Fig.76A và Fig.76B, và lựa chọn phương pháp A là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Trong trường hợp này, thiết bị truyền của trạm phát rộng có thể lựa chọn phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được thể hiện trên Fig.78A và Fig.78B hoặc phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được thể hiện trên Fig.80A và Fig.80B (lưu ý, việc cấp phát được thực hiện trong miền thời gian-tần số). Ví dụ, khi thiết bị truyền của trạm phát rộng lựa chọn phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được thể hiện trên Fig.78A và Fig.78B, "MATRIX_FRAME_ARRANGEMENT" trong bảng 7 được thiết lập là “00”. Mặt

khác, khi thiết bị truyền lựa chọn phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được thể hiện trên Fig.80A và Fig.80B, "MATRIX_FRAME_ARRANGEMENT" trong bảng 7 được thiết lập là "01". Sau đó, thiết bị thu của thiết bị đầu cuối có thể xác nhận phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa bằng cách thu được thông tin điều khiển được thể hiện trong bảng 7 (lưu ý, việc cấp phát được thực hiện trong miền thời gian-tần số). Lưu ý rằng thông tin điều khiển được thể hiện trong bảng 7 có thể được truyền bởi sử dụng các ký tự P2, hoặc bằng cách sử dụng dữ liệu báo hiệu thứ nhất và dữ liệu báo hiệu thứ hai.

Như được đề cập nêu trên, bằng cách thực hiện phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên phương pháp chèn hoa tiêu, và bằng cách truyền thích hợp thông tin chỉ báo về phương pháp cấp phát ma trận tiền mã hóa tới đích truyền (thiết bị đầu cuối), thiết bị thu của thiết bị đầu cuối có thể đạt được hiệu quả của cải thiện cả hiệu quả truyền dữ liệu và chất lượng thu dữ liệu.

Phương án này mô tả trường hợp mà trạm phát rộng truyền hai tín hiệu. Tuy nhiên, phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự khi thiết bị truyền của trạm phát rộng được bố trí có ba anten truyền hoặc nhiều hơn và truyền ba tín hiệu được điều chế hoặc nhiều hơn. Các phương án từ 1 đến 16 mô tả các ví dụ về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Tuy nhiên, phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở các phương pháp được mô tả trong các phương án từ 1 đến 16. Phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự bằng cách sử dụng phương pháp bao gồm các bước (i) chuẩn bị các ma trận tiền mã hóa, (ii) lựa chọn, từ trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, một ma trận tiền mã hóa đối với mỗi khe, và (iii) thực hiện việc tiền mã hóa trong khi chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng cho mỗi khe.

Phương án A4

Trong phương án này, phần mô tả được đưa ra về phương pháp lặp được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa để cải thiện chất lượng dữ liệu thu.

Fig.3, Fig.4, Fig.13, Fig.40 và Fig.53 mỗi chúng thể hiện cấu hình của thiết bị

truyền sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Mặt khác, phương án này mô tả các ví dụ mà việc lặp được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Fig.81 thể hiện ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu theo trường hợp mà việc lặp được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Trên Fig.53, cấu trúc của Fig.81 tương ứng với bộ xử lý tín hiệu 5308.

Tín hiệu dải gốc 8101_1 được thể hiện trên Fig.81 tương ứng với tín hiệu dải gốc 5307_1 được thể hiện trên Fig.53. Tín hiệu dải gốc 8101_1 thu được như là kết quả của việc ánh xạ, và cấu thành dòng s1. Cũng như vậy, tín hiệu dải gốc 8101_2 được thể hiện trên Fig.81 tương ứng với tín hiệu dải gốc 5307_2 được thể hiện trên Fig.53. Tín hiệu dải gốc 8101_2 thu được như là kết quả của việc ánh xạ, và cấu thành dòng s2.

Tín hiệu dải gốc 8101_1 và tín hiệu điều khiển 8104 được đưa vào bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1. Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 tạo ra các sao chép của tín hiệu dải gốc theo thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104. Ví dụ, trong trường hợp mà thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104 chỉ báo là bốn lần, giả thiết rằng tín hiệu dải gốc 8101_1 bao gồm các tín hiệu s11, s12, s13, s14, ... được sắp xếp trong thứ tự đã định theo trục thời gian, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 tạo ra sao chép của mỗi tín hiệu bốn lần, và xuất ra các sao chép kết quả. Tức là, sau bốn lần lặp lại, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 xuất ra, như là tín hiệu dải gốc 8103_1, bốn đoạn của s11 (tức là, s11, s11, s11, s11), bốn đoạn của s12 (tức là, s12, s12, s12, s12), bốn đoạn của s13 (tức là, s13, s13, s13, s13), bốn đoạn của s14 (tức là, s14, s14, s14, s14) và v.v., trong thứ tự đã định theo trục thời gian.

Tín hiệu dải gốc 8101_2 và tín hiệu điều khiển 8104 được đưa vào bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2. Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2 tạo ra các sao chép của tín hiệu dải gốc theo thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104. Ví dụ, trong trường hợp mà thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104 chỉ báo là bốn lần, giả thiết rằng tín hiệu dải gốc 8101_2 bao gồm các tín hiệu s21, s22, s23, s24, ... được sắp xếp trong thứ tự đã định

theo trục thời gian, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2 tạo ra sao chép của mỗi tín hiệu bốn lần, và xuất ra các sao chép cuối cùng. Tức là, sau bốn lần lặp lại, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2 xuất ra, như là tín hiệu dải gốc 8103_2, bốn đoạn của s21 (tức là, s21, s21, s21, s21), bốn đoạn của s22 (tức là, s22, s22, s22, s22), bốn đoạn của s23 (tức là, s23, s23, s23, s13), bốn đoạn của s24 (tức là, s14, s24, s24, s24) và v.v., trong thứ tự đã định theo trục thời gian.

Các tín hiệu dải gốc 8103_1 và 8103_2 thu được như là kết quả của các việc lặp lại, cũng như tín hiệu điều khiển 8104, được đưa vào bộ tạo trọng số (bộ thao tác tiền mã hóa) 8105. Bộ tạo trọng số (bộ thao tác tiền mã hóa) 8105 thực hiện việc tiền mã hóa dựa trên thông tin về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mà được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104. Cụ thể hơn, bộ tạo trọng số (bộ thao tác tiền mã hóa) 8105 thực hiện việc tạo trọng số trên các tín hiệu dải gốc 8103_1 và 8103_2 thu được như là kết quả của các việc lặp lại, và xuất ra các tín hiệu dải gốc 8106_1 và 8106_2 mà trên đó việc tiền mã hóa đã được thực hiện (Ở đây, các tín hiệu dải gốc 8106_1 và 8106_2 một cách tương ứng được biểu diễn là z1(i) và z2(i), trong đó i biểu diễn thứ tự (theo thời gian hoặc tần số)).

Giả thiết rằng các tín hiệu dải gốc 8103_1 và 8103_2 thu được như là kết quả của các việc lặp lại một cách tương ứng y1(i) và y2(i) và ma trận tiền mã hóa là F(i), quan hệ sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 561

Công thức tính 475

$$\begin{pmatrix} z1(i) \\ z2(i) \end{pmatrix} = F(i) \begin{pmatrix} y1(i) \\ y2(i) \end{pmatrix}$$

Giả thiết rằng N ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là F[0], F[1], F[2], F[3], ... , F[N − 1] (trong đó N là số nguyên lớn hơn hoặc bằng hai), một trong số các ma trận tiền mã hóa F[0], F[1], F[2], F[3], ... , F[N − 1] được sử dụng như là F(i) trong công thức tính 475.

Bằng ví dụ, giả thiết rằng i = 0, 1, 2, 3; y1(i) biểu diễn bốn tín hiệu dải gốc được sao chép s11, s11, s11, s11; và y2(i) biểu diễn bốn tín hiệu dải gốc được sao

chép s21, s21, s21, s21. Theo giả thiết này, quan trọng rằng điều kiện sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 562

Đối với $^{\forall}\alpha^{\forall}\beta$, quan hệ $F(\alpha) \neq F(\beta)$ được thỏa mãn (đối với $\alpha, \beta = 0, 1, 2, 3$ và $\alpha \neq \beta$).

Phần mô tả sau đây được suy ra bằng cách tổng quát hóa phần nêu trên. Giả thiết rằng số lần lặp lại là K; $i = g_0, g_1, g_2, \ldots, g_{K-1}$ (tức là, g_j trong đó j là số nguyên trong khoảng từ 0 đến K - 1); và y1(i) biểu diễn s11. Theo giả thiết này, quan trọng rằng điều kiện sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 563

Đối với $^{\forall}\alpha^{\forall}\beta$, quan hệ $F(\alpha) \neq F(\beta)$ được thỏa mãn (đối với $\alpha, \beta = g_j$ (j là số nguyên trong khoảng từ 0 đến K - 1) và $\alpha \neq \beta$).

Cũng như vậy, giả thiết rằng số lần lặp lại là K; $i = h_0, h_1, h_2, \ldots, h_{K-1}$ (tức là, h_j trong đó j là số nguyên trong khoảng từ 0 đến K - 1); và y2(i) biểu diễn s21. Theo giả thiết này, quan trọng rằng điều kiện sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 564

Đối với $^{\forall}\alpha^{\forall}\beta$, quan hệ $F(\alpha) \neq F(\beta)$ được thỏa mãn (đối với $\alpha, \beta = h_j$ (j là số nguyên trong khoảng từ 0 đến K - 1) và $\alpha \neq \beta$).

Ở đây, quan hệ $g_j = h_j$ có thể hoặc không thể được thỏa mãn. Theo cách này, các dòng đồng nhất được tạo ra thông qua các việc lặp lại được truyền trong khi sử dụng các ma trận tiền mã hóa khác nhau cho việc này, và do đó hiệu quả cải thiện chất lượng thu dữ liệu thu được.

Phương án này mô tả trường hợp mà trạm phát rộng truyền hai tín hiệu. Tuy nhiên, phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự khi thiết bị truyền của trạm phát rộng được bố trí có ba anten truyền hoặc nhiều hơn và truyền ba tín hiệu được điều chế hoặc nhiều hơn. Giả thiết rằng số lượng tín hiệu được truyền là Q; số lần lặp lại là K; $i = g_0, g_1, g_2, \ldots, g_{K-1}$ (tức là, g_j trong đó j là số nguyên trong khoảng từ 0 đến K - 1); và yb(i) biểu diễn sb1 (trong đó b là số nguyên trong khoảng từ 1 đến Q). Theo giả thiết này, quan trọng rằng điều kiện sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 565

Đối với $^{\forall}\alpha^{\forall}\beta$, quan hệ $F(\alpha) \neq F(\beta)$ được thỏa mãn (đối với α, $\beta = g_j$ (j là số nguyên trong khoảng từ 0 đến K - 1) và $\alpha \neq \beta$).

Lưu ý rằng F(i) là ma trận tiền mã hóa theo trường hợp mà số lượng tín hiệu được truyền là Q.

Tiếp theo, phương án mà khác với phương án được minh họa trên Fig.81 được mô tả có viện dẫn tới Fig.82. Trên Fig.82, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như trên Fig.81 có cùng các ký hiệu tham chiếu. Cấu trúc được thể hiện trên Fig.82 là khác với cấu trúc được thể hiện trên Fig.81 trong đó các đoạn dữ liệu được sắp xếp lại để truyền các đoạn dữ liệu đồng nhất từ các anten khác nhau.

Tín hiệu dải gốc 8101_1 được thể hiện trên Fig.82 tương ứng với tín hiệu dải gốc 5307_1 được thể hiện trên Fig.53. Tín hiệu dải gốc 8101_1 thu được như là kết quả của việc ánh xạ, và cấu thành dòng s1. Tương tự, tín hiệu dải gốc 8101_2 được thể hiện trên Fig.81 tương ứng với tín hiệu dải gốc 5307_2 được thể hiện trên Fig.53. Tín hiệu dải gốc 8101_2 thu được như là kết quả của việc ánh xạ, và cấu thành dòng s2.

Tín hiệu dải gốc 8101_1 và tín hiệu điều khiển 8104 được đưa vào bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1. Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 tạo ra các sao chép của tín hiệu dải gốc theo thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104. Ví dụ, trong trường hợp mà thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104 chỉ báo là bốn lần, giả thiết rằng tín hiệu dải gốc 8101_1 bao gồm các tín hiệu s11, s12, s13, s14, ... được sắp xếp trong thứ tự đã định theo trục thời gian, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 tạo ra sao chép của mỗi tín hiệu bốn lần, và xuất ra các sao chép cuối cùng. Tức là, sau bốn lần lặp lại, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 xuất ra, như là tín hiệu dải gốc 8103_1, bốn đoạn của s11 (tức là, s11, s11, s11, s11), bốn đoạn của s12 (tức là, s12, s12, s12, s12), bốn đoạn của s13 (tức là, s13, s13, s13, s13), bốn đoạn của s14 (tức là, s14, s14, s14, s14) và v.v., trong thứ tự đã định theo trục thời gian.

Tín hiệu dải gốc 8101_2 và tín hiệu điều khiển 8104 được đưa vào bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2. Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2 tạo ra các sao chép của tín hiệu dải gốc theo thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu

điều khiển 8104. Ví dụ, trong trường hợp mà thông tin về số lần lặp lại được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104 chỉ báo là bốn lần, giả thiết rằng tín hiệu dải gốc 8101_2 bao gồm các tín hiệu s21, s22, s23, s24, ... được sắp xếp trong thứ tự đã định theo trục thời gian, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_1 tạo ra sao chép của mỗi tín hiệu bốn lần, và xuất ra các sao chép cuối cùng. Tức là, sau bốn lần lặp lại, bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép) 8102_2 xuất ra, như là tín hiệu dải gốc 8103_2, bốn đoạn của s21 (tức là, s21, s21, s21, s21), bốn đoạn của s22 (tức là, s22, s22, s22, s22), bốn đoạn của s23 (tức là, s23, s23, s23, s23), bốn đoạn của s24 (tức là, s24, s24, s24, s24) và v.v., trong thứ tự đã định theo trục thời gian.

Các tín hiệu dải gốc 8103_1 và 8103_2 thu được như là kết quả của các việc lặp lại, cũng như tín hiệu điều khiển 8104, được đưa vào bộ sắp xếp lại 8201. Bộ sắp xếp lại 8201 sắp xếp lại các đoạn dữ liệu theo thông tin về phương pháp lặp được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104, và xuất ra các tín hiệu dải gốc 8202_1 và 8202_2 thu được như là kết quả của việc sắp xếp lại. Ví dụ, giả thiết rằng tín hiệu dải gốc 8103_1 thu được như là kết quả của các việc lặp lại bao gồm bốn đoạn của s11 (s11, s11, s11, s11) được bố trí theo trục thời gian, và tín hiệu dải gốc 8103_2 thu được như là kết quả của các việc lặp lại bao gồm bốn đoạn của s21 (s21, s21, s21, s21) được bố trí theo trục thời gian. Trên Fig.82, s11 được xuất ra như là cả y1(i) và y2(i) của công thức tính 475, và s21 được xuất ra một cách tương tự như là cả y1(i) và y2(i) của công thức tính 475. Cũng như vậy, việc sắp xếp lại tương tự như việc sắp xếp lại được thực hiện trên s11 được thực hiện trên s12, s13, ... , và việc sắp xếp lại tương tự như việc sắp xếp lại được thực hiện trên s21 được thực hiện trên s22, s23, ... Do đó, tín hiệu dải gốc 8202_1 thu được như là kết quả của việc sắp xếp lại bao gồm s11, s21, s11, s21, s12, s22, s12, s22, s13, s23, s13, s23, ... được sắp xếp theo thứ tự đã định, mà là tương đương với y1(i) của công thức tính 475. Mặc dù các đoạn của s11 và s21 được sắp xếp theo thứ tự s11, s21, s11 và s21 trong phần mô tả ở trên, các đoạn của s11 và s21 không bị giới hạn ở việc được bố trí theo cách này, mà có thể được bố trí theo thứ tự bất kỳ. Tương tự, các đoạn của s12 và s22, cũng như các đoạn của s13 và s23, có thể được bố trí theo thứ tự bất kỳ. Tín hiệu dải gốc 8202_2 thu được như là kết quả của việc sắp xếp lại bao gồm s21, s11, s21, s11, s22, s12 , s22, s12, s23, s13, s23, s13, ... trong thứ tự đã định, mà là tương đương với

y2(i) của công thức tính 475. Mặc dù các đoạn của s11 và s21 được sắp xếp theo thứ tự s21, s11, s21 và s11 trong phần mô tả ở trên, các đoạn của s11 và s21 không bị giới hạn ở việc được bố trí theo cách này, mà có thể được bố trí theo thứ tự bất kỳ. Tương tự, các đoạn của s12 và s22, cũng như các đoạn của s13 và s23, có thể được bố trí theo thứ tự bất kỳ.

Các tín hiệu dải gốc 8202_1 và 8202_2 thu được như là kết quả của việc sắp xếp lại, cũng như tín hiệu điều khiển 8104, được đưa vào bộ tạo trọng số (bộ thao tác tiền mã hóa) 8105. Bộ tạo trọng số (bộ thao tác tiền mã hóa) 8105 thực hiện việc tiền mã hóa dựa trên thông tin về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, mà được chứa trong tín hiệu điều khiển 8104. Cụ thể hơn, bộ tạo trọng số (bộ thao tác tiền mã hóa) 8105 thực hiện việc tạo trọng số trên các tín hiệu dải gốc 8202_1 và 8202_2 thu được như là kết quả của việc sắp xếp lại, và xuất ra các tín hiệu dải gốc 8106_1 và 8106_2 mà trên đó việc tiền mã hóa đã được thực hiện (Ở đây, các tín hiệu dải gốc 8106_1 và 8106_2 một cách tương ứng được biểu diễn là z1(i) và z2(i), trong đó i biểu diễn thứ tự (theo thời gian hoặc tần số)).

Như được mô tả trước đó, dưới giả thiết rằng các tín hiệu dải gốc 8202_1 và 8202_2 thu được như là kết quả của việc sắp xếp lại một cách tương ứng y1(i) và y2(i) và ma trận tiền mã hóa là F(i), quan hệ trong công thức tính 475 được thỏa mãn.

Giả thiết rằng N ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là F[0], F[1], F[2], F[3], ... , F[N − 1] (trong đó N là số nguyên lớn hơn hoặc bằng hai), một trong số các ma trận tiền mã hóa F[0], F[1], F[2], F[3], ... , F[N − 1] được sử dụng như là F(i) trong công thức tính 475.

Mặc dù được nêu trên rằng bốn lần lặp lại được thực hiện, số lần lặp lại là không bị giới hạn là bốn. Như với cấu trúc được thể hiện trên Fig.81, cấu trúc được thể hiện trên Fig.82 cũng đạt được chất lượng thu cao khi các quan hệ được thiết lập trong phép toán 304 đến phép toán 307 được thỏa mãn.

Cấu hình của thiết bị thu được minh họa trên Fig.7 và Fig.56. Bằng cách tận dụng sự thỏa mãn của các điều kiện được thiết lập trong công thức tính 144 và công thức tính 475, bộ xử lý tín hiệu giải điều chế các bit được truyền bởi mỗi s11, s12, s13, s14, ... , và các bit được truyền bởi mỗi trong số s21, s22, s23, s24, ... Lưu ý

rằng mỗi bit có thể được tính toán như là tỷ lệ likelihood-log hoặc là giá trị quyết định cứng. Ngoài ra, bằng cách tận dụng thực tế rằng K lần lặp lại được thực hiện trên s11, có thể thu được các giá trị đánh giá tin cậy cao đối với các bit được truyền bởi s1. Cũng như vậy, bằng cách tận dụng thực tế rằng K lần lặp lại được thực hiện trên s12, s13, ... , và trên s21, s22, s23, ... , có thể thu được các giá trị đánh giá tin cậy cao đối với các bit được truyền bởi s12, s13, ... , và bởi s21, s22, s23, ...

Phương án này mô tả phương pháp áp dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong trường hợp mà các việc lặp lại được thực hiện. Khi có hai loại khe, tức là, các khe mà trên đó dữ liệu được truyền sau khi thực hiện các việc lặp lại, và các khe mà trên đó dữ liệu được truyền mà không thực hiện các việc lặp lại, hoặc phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa hoặc phương pháp tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định có thể được sử dụng như là phương pháp truyền đối với các khe mà trên đó dữ liệu được truyền mà không thực hiện các việc lặp lại. Nói cách khác, để cho thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao, quan trọng rằng phương pháp truyền theo phương án này được sử dụng đối với các khe mà trên đó dữ liệu được truyền sau khi thực hiện các việc lặp lại.

Trong các hệ thống được kết hợp với tiêu chuẩn DVB mà được mô tả trong các phương án từ A1 đến A3, cần phải đảm bảo các chất lượng thu cao hơn đối với các ký tự P2, dữ liệu báo hiệu thứ nhất và dữ liệu báo hiệu thứ hai so với các PLP. Khi các ký tự P2, dữ liệu báo hiệu thứ nhất và dữ liệu báo hiệu thứ hai được truyền bằng cách sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án này, mà kết hợp các việc lặp lại, chất lượng thu của thông tin điều khiển cải thiện trong thiết bị thu. Điều này là quan trọng cho các thao tác ổn định của các hệ thống.

Các phương án từ 1 đến 16 đưa ra các ví dụ về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án này. Tuy nhiên, phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở các phương pháp được mô tả trong các phương án từ 1 đến 16. Phương án này có thể được thực hiện theo cách tương tự bằng cách sử dụng phương pháp bao gồm các bước (i) chuẩn bị các ma trận tiền mã hóa, (ii) lựa chọn, từ trong số các ma

trận tiền mã hóa được chuẩn bị, một ma trận tiền mã hóa đối với mỗi khe, và (iii) thực hiện việc tiền mã hóa trong khi chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đối với mỗi khe.

Phương án A5

Phương án này mô tả phương pháp truyền các tín hiệu được điều chế bằng cách áp dụng sự khuếch đại chung cho phương pháp truyền được mô tả trong phương án A1.

Fig.83 thể hiện ví dụ về cấu hình của thiết bị truyền. Trên Fig.83, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như trên Fig.52 có cùng các ký hiệu tham chiếu.

Các bộ tạo tín hiệu được điều chế #1 đến #M (tức là, 5201_1 đến 5201_M) được thể hiện trên Fig.83 tạo ra các tín hiệu 6323_1 và 6323_2 từ các tín hiệu đầu vào (dữ liệu đầu vào), các tín hiệu 6323_1 và 6323_2 được xử lý đối với ký tự P1 và được thể hiện trên Fig.63 hoặc 72. Các bộ tạo tín hiệu điều chế #1 đến #M xuất ra các tín hiệu được điều chế z1 (5202_1 đến 5202 _M) và các tín hiệu được điều chế z2 (5203_1 đến 5203_M).

Các tín hiệu được điều chế z1 (5202_1 đến 5202_M) được đưa vào bộ xử lý vô tuyến 8301_1 được thể hiện trên Fig.83. Bộ xử lý vô tuyến 8301_1 thực hiện xử lý tín hiệu (ví dụ, chuyển đổi tần số) và khuếch đại, và xuất ra tín hiệu được điều chế 8302_1. Sau đó, tín hiệu được điều chế 8302_1 được xuất ra từ anten 8303_1 như là sóng vô tuyến.

Tương tự, các tín hiệu được điều chế z2 (5203_1 đến 5203_M) được đưa vào bộ xử lý vô tuyến 8301_2. Bộ xử lý vô tuyến 8301_2 thực hiện xử lý tín hiệu (ví dụ, chuyển đổi tần số) và khuếch đại, và xuất ra tín hiệu được điều chế 8302_2. Sau đó, tín hiệu được điều chế 8302_2 được xuất ra từ anten 8303_2 như là sóng vô tuyến.

Như được đề cập nêu trên, có thể chấp nhận sử dụng phương pháp truyền được mô tả trong phương án A1 trong khi thực hiện việc chuyển đổi tần số và khuếch đại cùng lúc trên các tín hiệu được điều chế có các băng thông tần số khác nhau.

Phương án B1

Phần sau đây mô tả ví dụ cấu trúc về ứng dụng của các phương pháp truyền và các phương pháp thu được thể hiện trong các phương án nêu trên và hệ thống sử dụng ứng dụng này.

Fig.84 thể hiện ví dụ về cấu trúc của hệ thống mà bao gồm các thiết bị thực hiện các phương pháp truyền và các phương pháp thu được mô tả trong các phương án nêu trên. Phương pháp truyền và phương pháp thu được mô tả trong các phương án nêu trên được thực hiện trong hệ thống phát rộng số 8400, như được thể hiện trên Fig.84, mà bao gồm trạm phát rộng và các dạng của thiết bị thu như tivi 8411, bộ ghi DVD 8412, Hộp chuyển đổi (STB) 8413, máy tính 8420, tivi lắp trong xe 8441, và điện thoại di động 8430. Cụ thể, trạm phát rộng 8401 truyền dữ liệu ghép kênh, trong đó dữ liệu viđeo, dữ liệu auđio, và loại tương tự được ghép kênh, sử dụng các phương pháp truyền trong các phương án nêu trên trên băng phát rộng được xác định trước.

Anten (ví dụ, các anten 8560 và 8440) được bố trí bên trong mỗi thiết bị thu, hoặc được bố trí bên ngoài và được kết nối tới thiết bị thu, thu tín hiệu được truyền từ trạm phát rộng 8401. Mỗi thiết bị thu thu được dữ liệu ghép kênh bằng cách sử dụng các phương pháp thu trong các phương án nêu trên để giải điều chế tín hiệu được thu bởi anten. Theo cách này, hệ thống phát rộng số 8400 thu được các hiệu quả của sáng chế được mô tả trong các phương án nêu trên.

Dữ liệu viđeo được chứa trong dữ liệu ghép kênh được mã hóa bằng phương pháp mã hóa ảnh động theo tiêu chuẩn như Nhóm các chuyên gia ảnh động (MPEG)-2, Mã hóa viđeo cải tiến MPEG-4 (AVC), VC-1, hoặc loại tương tự. Dữ liệu auđio được chứa trong dữ liệu ghép kênh được mã hóa bằng phương pháp mã hóa auđio theo tiêu chuẩn như Dolby Auđio Coding (AC)-3, Dolby Digital Plus, Meridian Lossless Packing (MLP), hệ thống rạp hát số (Digital Theater Systems, viết tắt là DTS), DTS-HD, điều chế mã xung (Linear Pulse-Code Modulation, viết tắt là LPCM) tuyến tính, hoặc loại tương tự.

Fig.85 là hình vẽ minh họa cấu trúc ví dụ của thiết bị thu 8500 để thực hiện các phương pháp thu được mô tả trong các phương án nêu trên. Như được minh họa trên Fig.85, trong một cấu trúc ví dụ, thiết bị thu 8500 có thể bao gồm phần modem được thực hiện trên một LSI (hoặc một bộ chip) và phần mã hóa được thực hiện trên

một LSI khác (hoặc một bộ chip khác). Thiết bị thu 8500 được thể hiện trên Fig.85 tương ứng với thành phần mà được chứa, ví dụ, trong tivi 8411, bộ ghi DVD 8412, STB 8413, máy tính 8420, tivi lắp trong xe 8441, điện thoại di động 8430, hoặc loại tương tự được minh họa trên Fig.84. Thiết bị thu 8500 bao gồm bộ điều hưởng 8501, để biến đổi tín hiệu tần số cao được thu bởi anten 8560 thành tín hiệu dải gốc, và bộ giải điều chế 8502, để giải điều chế dữ liệu ghép kênh từ tín hiệu dải gốc thu được bằng việc chuyển đổi tần số. Các phương pháp thu được mô tả trong các phương án nêu trên được thực hiện trong bộ giải điều chế 8502, do đó thu được các hiệu quả của sáng chế được mô tả trong các phương án nêu trên.

Thiết bị thu 8500 bao gồm bộ xuất nhập dòng 8520, bộ xử lý tín hiệu 8504, bộ xuất auđio 8506, và bộ hiển thị viđeo 8507. Bộ xuất/nhập dòng 8520 giải ghép kênh dữ liệu viđeo và auđio từ dữ liệu ghép kênh thu được bởi bộ giải điều chế 8502. Bộ xử lý tín hiệu 8504 giải mã dữ liệu viđeo được giải ghép kênh thành tín hiệu viđeo sử dụng phương pháp giải mã ảnh thích hợp và giải mã dữ liệu auđio được giải ghép kênh thành tín hiệu auđio sử dụng phương pháp giải mã auđio thích hợp. Bộ xuất auđio 8506, như loa, tạo ra auđio được xuất ra theo tín hiệu auđio được giải mã. Bộ hiển thị viđeo 8507, như màn hình hiển thị, tạo ra viđeo được xuất ra theo tín hiệu viđeo được giải mã.

Ví dụ, người dùng có thể thao tác thiết bị điều khiển từ xa 8550 để lựa chọn kênh (chương trình TV hoặc phát rộng auđio), để thông tin chỉ báo kênh được lựa chọn được truyền tới bộ nhập thao tác 8510. Phản hồi lại, thiết bị thu 8500 giải điều chế, từ trong số các tín hiệu thu được bằng anten 8560, tín hiệu được mang trên kênh được lựa chọn và áp dụng giải mã sửa lỗi, để dữ liệu thu được tách. Lúc này, thiết bị thu 8500 thu các ký tự điều khiển được chứa trong tín hiệu tương ứng với kênh được lựa chọn và chứa thông tin chỉ báo phương pháp truyền (phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, và loại tương tự trong các phương án nêu trên) của tín hiệu (chính xác như được mô tả trong các phương án A1 đến A4 và như được thể hiện trên Fig.5 và Fig.41). Với thông tin này, thiết bị thu 8500 có thể tạo ra các thiết lập thích hợp đối với các thao tác thu, phương pháp giải điều chế, phương pháp giải mã sửa lỗi, và loại tương tự để thu chính xác dữ liệu được chứa trong các ký tự dữ liệu được truyền từ trạm phát rộng (trạm gốc). Mặc dù phần mô tả

ở trên đề cập đến ví dụ trong đó người dùng lựa chọn kênh sử dụng thiết bị điều khiển từ xa 8550, phần mô tả tương tự cũng có thể áp dụng tới ví dụ trong đó người dùng lựa chọn kênh sử dụng bàn phím lựa chọn được bố trí trên thiết bị thu 8500.

Với cấu trúc nêu trên, người dùng có thể xem chương trình phát rộng mà thiết bị thu 8500 thu bằng các phương pháp thu được mô tả trong các phương án nêu trên.

Thiết bị thu 8500 theo phương án này có thể còn bao gồm bộ (ổ) ghi 8508 để ghi dữ liệu khác nhau trên vật ghi, như đĩa từ, đĩa quang, hoặc bộ nhớ bán dẫn bất biến. Các ví dụ về dữ liệu được ghi bởi bộ ghi 8508 bao gồm dữ liệu được chứa trong dữ liệu ghép kênh mà thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502, dữ liệu tương đương với dữ liệu này (ví dụ, dữ liệu được bằng cách nén dữ liệu), và dữ liệu thu được bằng cách xử lý các ảnh động và/hoặc audio. (Lưu ý rằng có thể có trường hợp mà không có việc giải mã sửa lỗi được áp dụng tới tín hiệu thu được như là kết quả của việc giải điều chế bởi bộ giải điều chế 8502 và trong đó thiết bị thu 8500 còn thực hiện việc xử lý tín hiệu sau khi giải mã sửa lỗi. Điều tương tự được duy trì trong phần mô tả sau đây trong đó cách diễn đạt tương tự xuất hiện.) Lưu ý rằng thuật ngữ "đĩa quang" được sử dụng ở đây liên quan đến vật ghi, như đĩa đa năng số (Digital Versatile Disc, viết tắt là DVD) hoặc BD (Blu-ray Disc), mà có thể đọc và ghi được với việc sử dụng chùm laze. Ngoài ra, thuật ngữ "đĩa từ" được sử dụng ở đây liên quan đến vật ghi, như đĩa mềm (FD, nhãn hiệu được đăng ký) hoặc đĩa cứng, mà có thể ghi được bằng cách từ hóa lớp nền từ bằng từ thông. Ngoài ra, thuật ngữ "bộ nhớ bán dẫn bất biến" liên quan đến vật ghi, như bộ nhớ tia chớp hoặc bộ nhớ truy cập ngẫu nhiên sắt điện, bao gồm (các) thành phần bán dẫn. Các ví dụ cụ thể của bộ nhớ bán dẫn bất biến bao gồm thẻ SD sử dụng bộ nhớ tia chớp và ổ lưu trữ bán dẫn (Solid State Drive, viết tắt là SSD) dạng tia chớp. Nên được đánh giá một cách tự nhiên rằng các loại cụ thể của các vật ghi được đề cập ở đây chỉ là các ví dụ, và bất kỳ loại khác của các vật ghi có thể được sử dụng.

Với cấu trúc nêu trên, người dùng có thể ghi chương trình phát rộng mà thiết bị thu 8500 thu bằng bất kỳ trong số các phương pháp thu được mô tả trong các phương án nêu trên, và việc xem định thời chương trình phát rộng được ghi là có thể tại thời điểm bất kỳ sau khi phát phát rộng.

Trong phần mô tả ở trên của thiết bị thu 8500, bộ ghi 8508 ghi dữ liệu được ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Tuy nhiên, bộ ghi 8508 có thể ghi một phần dữ liệu được tách từ dữ liệu được chứa trong dữ liệu ghép kênh. Ví dụ, dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 có thể chứa các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu, ngoài dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio. Trong trường hợp này, dữ liệu được ghép kênh mới có thể được tạo ra bằng cách ghép kênh dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio, mà không có các nội dung của dịch vụ phát rộng, được tách từ dữ liệu ghép kênh được giải điều chế bởi bộ giải điều chế 8502, và bộ ghi 8508 có thể ghi dữ liệu được ghép kênh được tạo ra mới. Ngoài ra, dữ liệu được ghép kênh mới có thể được tạo ra bằng cách ghép kênh cả dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502, và bộ ghi 8508 có thể ghi dữ liệu được ghép kênh được tạo ra mới. Bộ ghi 8508 cũng có thể ghi các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu được chứa, như được nêu trên, trong dữ liệu ghép kênh.

Thiết bị thu 8500 được mô tả trong phương án này có thể được chứa trong tivi, bộ ghi (như bộ ghi DVD, bộ ghi Blu-ray, bộ ghi HDD, bộ ghi thẻ SD, hoặc loại tương tự), hoặc điện thoại di động. Trong trường hợp này, dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 có thể chứa dữ liệu để sửa lỗi (bugs) trong phần mềm được sử dụng để thao tác tivi hoặc bộ ghi hoặc trong phần mềm được sử dụng để ngăn ngừa việc bộc lộ thông tin tin cậy hoặc cá nhân. Nếu dữ liệu được chứa, dữ liệu này được cài đặt trên tivi hoặc bộ ghi để sửa các lỗi phần mềm. Ngoài ra, nếu dữ liệu để sửa lỗi trong phần mềm được cài đặt trong thiết bị thu 8500 được chứa, dữ liệu này được sử dụng để sửa các lỗi mà thiết bị thu 8500 có thể có. Cách bố trí này đảm bảo sự hoạt động ổn định hơn của TV, bộ ghi, hoặc điện thoại di động trong đó thiết bị thu 8500 được lắp đặt.

Lưu ý rằng có thể là bộ xuất/nhập dòng 8503 mà điều khiển việc tách dữ liệu từ toàn bộ dữ liệu được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 và ghép kênh dữ liệu được tách. Cụ thể hơn, dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển không được

minh họa trên các hình vẽ, như a CPU, bộ xuất/nhập dòng 8503 giải ghép kênh dữ liệu viđeo, dữ liệu auđio, các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu v.v. từ dữ liệu ghép kênh được giải điều chế bởi bộ giải điều chế 8502, tách các đoạn dữ liệu cụ thể từ dữ liệu được ghép kênh, và ghép kênh các đoạn dữ liệu được tách để tạo ra dữ liệu ghép kênh mới. Các đoạn dữ liệu được tách từ dữ liệu được giải ghép kênh có thể được xác định bởi người dùng hoặc được xác định trước đối với các loại tương ứng của các vật ghi.

Với cấu trúc nêu trên, thiết bị thu 8500 có thể tách và ghi chỉ dữ liệu cần thiết để xem chương trình phát rộng được ghi, mà là hiệu quả để làm giảm kích cỡ của dữ liệu được ghi.

Trong phần mô tả ở trên, bộ ghi 8508 ghi dữ liệu được ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Ngoài ra, tuy nhiên, bộ ghi 8508 có thể ghi dữ liệu được ghép kênh mới được tạo ra bằng cách ghép kênh dữ liệu viđeo mới thu được bằng cách mã hóa dữ liệu viđeo gốc được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Ở đây, phương pháp mã hóa ảnh động được sử dụng có thể khác với phương pháp được sử dụng để mã hóa dữ liệu viđeo gốc, để kích cỡ dữ liệu và tốc độ bit của dữ liệu viđeo mới là nhỏ hơn so với dữ liệu viđeo gốc. Ở đây, phương pháp mã hóa ảnh động được sử dụng để tạo ra dữ liệu viđeo mới có thể là của tiêu chuẩn khác với tiêu chuẩn được sử dụng để tạo ra dữ liệu viđeo gốc. Ngoài ra, phương pháp mã hóa ảnh động tương tự có thể được sử dụng nhưng với các tham số khác. Tương tự, bộ ghi 8508 có thể ghi dữ liệu được ghép kênh mới được tạo ra bằng cách ghép kênh dữ liệu auđio mới thu được bằng cách mã hóa dữ liệu auđio gốc được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Ở đây, phương pháp mã hóa auđio được sử dụng có thể khác với phương pháp được sử dụng để mã hóa dữ liệu auđio gốc, sao cho kích cỡ dữ liệu và tốc độ bit của dữ liệu auđio mới là nhỏ hơn dữ liệu auđio gốc.

Quy trình chuyển đổi dữ liệu viđeo hoặc auđio gốc được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 thành dữ liệu viđeo hoặc auđio có kích cỡ dữ liệu hoặc tốc độ bit

khác được thực hiện, ví dụ, bởi bộ xuất/nhập dòng 8503 và bộ xử lý tín hiệu 8504. Cụ thể hơn, dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển như CPU, bộ xuất/nhập dòng 8503 giải ghép kênh dữ liệu viđeo, dữ liệu auđio, các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu v.v. từ dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển, bộ xử lý tín hiệu 8504 chuyển đổi dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio được giải ghép kênh một cách tương ứng sử dụng phương pháp mã hóa ảnh động và phương pháp mã hóa auđio mỗi chúng khác với phương pháp mà được sử dụng trong việc chuyển đổi được áp dụng để thu được dữ liệu viđeo và auđio. Dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển, bộ xuất/nhập dòng 8503 ghép kênh dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio được chuyển đổi mới để tạo ra dữ liệu ghép kênh mới. Lưu ý rằng bộ xử lý tín hiệu 8504 có thể thực hiện việc chuyển đổi hoặc dữ liệu viđeo hoặc dữ liệu auđio hoặc cả hai theo các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển. Ngoài ra, các kích cỡ của dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio thu được bằng cách mã hóa có thể được chỉ rõ bởi người dùng hoặc được xác định trước đối với các loại của các vật ghi.

Với cách bố trí nêu trên, thiết bị thu 8500 có thể ghi dữ liệu viđeo và auđio sau khi chuyển đổi dữ liệu thành kích cỡ có thể ghi được trên vật ghi hoặc thành kích cỡ hoặc tốc độ bit mà khớp với tốc độ ghi hoặc đọc của bộ ghi 8508. Cách bố trí này cho phép bộ ghi ghi chính xác chương trình, ngay cả nếu kích cỡ có thể ghi được trên vật ghi là nhỏ hơn so với kích cỡ dữ liệu của dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502, hoặc nếu tốc độ mà tại đó bộ ghi ghi hoặc đọc là thấp hơn tốc độ của dữ liệu ghép kênh. Do đó, việc xem định thời chương trình được ghi bởi người dùng là có thể tại thời điểm bất kỳ sau khi phát rộng.

Ngoài ra, thiết bị thu 8500 còn bao gồm giao diện (IF) xuất dòng 8509 để truyền dữ liệu được ghép kênh được giải điều chế bởi bộ giải điều chế 8502 tới thiết bị bên ngoài thông qua môi trường truyền 8530. Trong một ví dụ, IF xuất dòng 8509 có thể là thiết bị truyền thông vô tuyến mà truyền dữ liệu ghép kênh thông qua môi trường vô tuyến (tương đương với môi trường truyền 8530) tới thiết bị bên ngoài bằng cách điều chế dữ liệu ghép kênh theo phương pháp truyền thông vô tuyến theo tiêu chuẩn truyền thông vô tuyến như Wi-Fi (nhãn hiệu được đăng ký, tập các tiêu

chuẩn bao gồm IEEE 802.11a, IEEE 802.11b, IEEE 802.11g, và IEEE 802.11n), WiGiG, Wireless HD, Bluetooth, ZigBee, hoặc loại tương tự. IF xuất dòng 8509 cũng có thể là thiết bị truyền thông hữu tuyến mà truyền dữ liệu ghép kênh thông qua đường dây truyền (tương đương với môi trường truyền 8530) được kết nối vật lý tới IF xuất dòng 8509 tới thiết bị bên ngoài, việc điều chế dữ liệu ghép kênh sử dụng phương pháp truyền thông theo các tiêu chuẩn truyền thông hữu tuyến, như Ethernet (nhãn hiệu được đăng ký), Bus nối tiếp đa năng (Universal Serial Bus, viết tắt là USB), truyền thông đường điện (Power Line Communication, viết tắt là PLC), hoặc giao diện đa phương tiện phân giải cao (High-Definition Multimedia Interface, viết tắt là HDMI).

Với cấu trúc nêu trên, người dùng có thể sử dụng, trên thiết bị bên ngoài, dữ liệu được ghép kênh được thu bởi thiết bị thu 8500 sử dụng phương pháp thu được mô tả theo các phương án nêu trên. Việc sử dụng dữ liệu được ghép kênh bởi người dùng được đề cập ở đây bao gồm việc sử dụng dữ liệu ghép kênh để xem thời gian thực trên thiết bị bên ngoài, việc ghi dữ liệu ghép kênh bởi bộ ghi được chứa trong thiết bị bên ngoài, và việc truyền dữ liệu ghép kênh từ thiết bị bên ngoài tới thiết bị bên ngoài khác.

Trong phần mô tả ở trên của thiết bị thu 8500, IF xuất dòng 8509 xuất ra dữ liệu được ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Tuy nhiên, thiết bị thu 8500 có thể xuất ra dữ liệu được tách từ dữ liệu được chứa trong dữ liệu ghép kênh, ngoài toàn bộ dữ liệu được chứa trong dữ liệu ghép kênh. Ví dụ, dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 có thể chứa các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu, ngoài dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio. Trong trường hợp này, IF xuất dòng 8509 có thể xuất ra dữ liệu được ghép kênh mới được tạo ra bằng cách ghép kênh dữ liệu viđeo và auđio được tách từ dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Trong ví dụ khác, IF xuất dòng 8509 có thể xuất ra dữ liệu được ghép kênh mới được tạo ra bằng cách ghép kênh cả dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502.

Lưu ý rằng có thể là bộ xuất/nhập dòng 8503 mà điều khiển việc tách dữ liệu từ toàn bộ dữ liệu được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 và ghép kênh dữ liệu được tách. Cụ thể hơn, dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển không được minh họa trên các hình vẽ, như bộ xử lý trung tâm (Central Processing Unit, viết tắt là CPU), bộ xuất/nhập dòng 8503 giải ghép kênh dữ liệu viđeo, dữ liệu auđio, các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu v.v. từ dữ liệu ghép kênh được giải điều chế bởi bộ giải điều chế 8502, tách các đoạn dữ liệu cụ thể từ dữ liệu được ghép kênh, và ghép kênh các đoạn dữ liệu được tách để tạo ra dữ liệu ghép kênh mới. Các đoạn dữ liệu được tách từ dữ liệu được giải ghép kênh có thể được xác định bởi người dùng hoặc được xác định trước đối với các loại tương ứng của IF xuất dòng 8509.

Với cấu trúc nêu trên, thiết bị thu 8500 có thể tách và xuất ra chỉ dữ liệu cần thiết cho thiết bị bên ngoài, mà là hiệu quả để làm giảm băng thông truyền thông được sử dụng để xuất ra dữ liệu ghép kênh.

Trong phần mô tả ở trên, IF xuất dòng 8509 xuất ra dữ liệu được ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Ngoài ra, tuy nhiên, IF xuất dòng 8509 có thể xuất ra dữ liệu được ghép kênh mới được tạo ra bằng cách ghép kênh dữ liệu viđeo mới thu được bằng cách mã hóa dữ liệu viđeo gốc được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Dữ liệu viđeo mới được mã hóa bằng phương pháp mã hóa ảnh động khác với phương pháp mà được sử dụng để mã hóa dữ liệu viđeo gốc, để kích cỡ dữ liệu và tốc độ bit của dữ liệu viđeo mới là nhỏ hơn so với dữ liệu viđeo gốc. Ở đây, phương pháp mã hóa ảnh động được sử dụng để tạo ra dữ liệu viđeo mới có thể là của tiêu chuẩn khác với tiêu chuẩn được sử dụng để tạo ra dữ liệu viđeo gốc. Ngoài ra, phương pháp mã hóa ảnh động tương tự có thể được sử dụng nhưng với các tham số khác. Tương tự, IF xuất dòng 8509 có thể xuất ra dữ liệu được ghép kênh mới được tạo ra bằng cách ghép kênh dữ liệu auđio mới thu được bằng cách mã hóa dữ liệu auđio gốc được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Dữ liệu auđio mới được mã hóa bằng phương pháp mã hóa auđio mà khác với phương pháp được sử dụng để mã hóa dữ liệu auđio gốc, sao cho kích

cỡ dữ liệu và tốc độ bit của dữ liệu audio mới là nhỏ hơn dữ liệu audio gốc.

Quy trình chuyển đổi dữ liệu video hoặc audio gốc được chứa trong dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 thành dữ liệu video hoặc audio có kích cỡ dữ liệu hoặc tốc độ bit khác được thực hiện, ví dụ, bởi bộ xuất/nhập dòng 8503 và bộ xử lý tín hiệu 8504. Cụ thể hơn, dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển, bộ xuất/nhập dòng 8503 giải ghép kênh dữ liệu video, dữ liệu audio, các nội dung của dịch vụ phát rộng dữ liệu v.v. từ dữ liệu ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển, bộ xử lý tín hiệu 8504 chuyển đổi dữ liệu video và dữ liệu audio được giải ghép kênh một cách tương ứng sử dụng phương pháp mã hóa ảnh động và phương pháp mã hóa audio mỗi chúng khác với phương pháp mà được sử dụng trong việc chuyển đổi được áp dụng để thu được dữ liệu video và audio. Dưới các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển, bộ xuất/nhập dòng 8503 ghép kênh dữ liệu video và dữ liệu audio được chuyển đổi mới để tạo ra dữ liệu ghép kênh mới. Lưu ý rằng bộ xử lý tín hiệu 8504 có thể thực hiện việc chuyển đổi hoặc dữ liệu video hoặc dữ liệu audio hoặc cả hai theo các chỉ dẫn được đưa ra từ bộ điều khiển. Ngoài ra, các kích cỡ của dữ liệu video và dữ liệu audio thu được bằng việc chuyển đổi có thể được chỉ rõ bởi người dùng hoặc được xác định trước đối với các loại của IF xuất dòng 8509.

Với cấu trúc nêu trên, thiết bị thu 8500 có thể xuất ra dữ liệu audio và video sau khi chuyển đổi dữ liệu thành tốc độ bit mà khớp với tốc độ truyền giữa thiết bị thu 8500 và thiết bị bên ngoài. Cách bố trí này đảm bảo rằng ngay cả nếu dữ liệu được ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502 có tốc độ bit cao hơn so với tốc độ truyền dữ liệu tới thiết bị bên ngoài, IF xuất dòng xuất ra chính xác dữ liệu được ghép kênh mới tại tốc độ bit thích hợp tới thiết bị bên ngoài. Do đó, người dùng có thể sử dụng dữ liệu được ghép kênh mới trên thiết bị truyền thông khác.

Ngoài ra, thiết bị thu 8500 còn bao gồm giao diện xuất cảnh nhìn và audio (sau đây, IF xuất AV) 8511 mà xuất ra các tín hiệu video và audio được giải mã bởi bộ xử lý tín hiệu 8504 tới thiết bị bên ngoài thông qua môi trường truyền phía ngoài. Trong một ví dụ, IF xuất AV 8511 có thể là thiết bị truyền thông vô tuyến mà truyền

các tín hiệu viđeo và auđio được điều chế thông qua môi trường vô tuyến tới thiết bị bên ngoài, sử dụng phương pháp truyền thông vô tuyến theo các tiêu chuẩn truyền thông vô tuyến, như Wi-Fi (nhãn hiệu được đăng ký), mà là tập các tiêu chuẩn bao gồm IEEE 802.11a, IEEE 802.11b, IEEE 802.11g, và IEEE 802.11n, WiGiG, Wireless HD, Bluetooth, ZigBee, hoặc loại tương tự. Trong ví dụ khác, IF xuất dòng 8509 có thể là thiết bị truyền thông hữu tuyến mà truyền các tín hiệu viđeo và auđio được điều chế thông qua đường dây truyền được kết nối vật lý tới IF xuất dòng 8509 tới thiết bị bên ngoài, sử dụng phương pháp truyền thông theo các tiêu chuẩn truyền thông hữu tuyến, như Ethernet (nhãn hiệu được đăng ký), USB, PLC, HDMI, hoặc loại tương tự. Trong ví dụ khác, IF xuất dòng 8509 có thể là thiết bị đầu cuối cho việc kết nối cáp để xuất ra các tín hiệu viđeo và auđio dưới dạng tín hiệu tương tự.

Với cấu trúc nêu trên, người dùng được cho phép sử dụng, trên thiết bị bên ngoài, các tín hiệu viđeo và auđio được giải mã bởi bộ xử lý tín hiệu 8504.

Ngoài ra, thiết bị thu 8500 còn bao gồm bộ nhập thao tác 8510 để thu thao tác người dùng. Theo các tín hiệu điều khiển mà chỉ báo các thao tác người dùng được đưa vào bộ nhập thao tác 8510, thiết bị thu 8500 thực hiện các thao tác khác nhau, như chuyển đổi nguồn BẬT (ON) hoặc TẮT (OFF), chuyển đổi kênh thu, chuyển đổi hiển thị của văn bản phụ đề BẬT (ON) hoặc TẮT (OFF), chuyển đổi hiển thị của văn bản phụ đề thành ngôn ngữ khác, thay đổi âm lượng của auđio được xuất ra của bộ xuất auđio 8506, và thay đổi các thiết lập của các kênh mà có thể được thu.

Ngoài ra, thiết bị thu 8500 có thể có chức năng hiển thị mức anten chỉ báo chất lượng của tín hiệu được thu bởi thiết bị thu 8500. Lưu ý rằng mức anten là chỉ báo về chất lượng thu được tính toán dựa trên, ví dụ, chỉ báo cường độ tín hiệu thu (Received Signal Strength Indication), chỉ báo cường độ tín hiệu thu (Received Signal Strength Indicator, viết tắt là RSSI), cường độ trường thu, tỷ lệ công suất sóng mang trên tạp âm (C/N - Carrier-to-noise power ratio), tỷ lệ lỗi bit (Bit Error Rate, viết tắt là BER), tỷ lệ lỗi gói, tỷ lệ lỗi khung, và thông tin trạng thái kênh của tín hiệu được thu trên thiết bị thu 8500. Nói cách khác, mức anten là tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu. Trong trường hợp này, bộ giải điều chế 8502 còn bao gồm bộ đo lượng chất lượng thu để đo lượng các đặc tính tín hiệu thu, như RSSI, cường độ trường thu, C/N, BER, tỷ lệ lỗi gói, tỷ lệ lỗi khung, và thông tin trạng thái

kênh. Phản hồi lại thao tác người dùng, thiết bị thu 8500 hiển thị mức anten (tức là, tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu) trên bộ hiển thị viđeo 8507 theo cách có thể nhận dạng được bởi người dùng. Mức anten (tức là, tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu) có thể được hiển thị bằng số sử dụng số mà biểu diễn RSSI, cường độ trường thu, C/N, BER, tỷ lệ lỗi gói, tỷ lệ lỗi khung, thông tin trạng thái kênh hoặc loại tương tự. Ngoài ra, mức anten có thể được hiển thị sử dụng ảnh biểu diễn RSSI, cường độ trường thu, C/N, BER, tỷ lệ lỗi gói, tỷ lệ lỗi khung, thông tin trạng thái kênh hoặc loại tương tự. Ngoài ra, thiết bị thu 8500 có thể hiển thị các mức anten (các tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu) được tính toán đối với mỗi dòng s1, s2, ... được thu và được tách biệt sử dụng các phương pháp thu được thể hiện trong các phương án nêu trên, hoặc một mức anten (tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu) được tính toán từ các dòng s1, s2, ... Khi dữ liệu viđeo và dữ liệu auđio cấu thành chương trình được truyền hierarchically, thiết bị thu 8500 cũng có thể hiển thị mức tín hiệu (tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu) đối với mỗi mức phân cấp.

Với cấu trúc nêu trên, các người dùng có thể biết được mức anten (tín hiệu chỉ báo mức và chất lượng của tín hiệu thu) bằng số hoặc hình ảnh trong khi thu với các phương pháp thu được thể hiện trong các ví dụ nêu trên.

Mặc dù thiết bị thu 8500 được nêu trên là có bộ xuất auđio 8506, bộ hiển thị viđeo 8507, bộ ghi 8508, IF xuất dòng 8509, và IF xuất AV 8511, không cần thiết cho thiết bị thu 8500 phải có tất cả các bộ này. Miễn là thiết bị thu 8500 được bố trí với ít nhất một trong số các bộ phận được nêu trên, người dùng có thể sử dụng dữ liệu được ghép kênh thu được như là kết quả của việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi bởi bộ giải điều chế 8502. Thiết bị thu 8300 do đó có thể bao gồm kết hợp bất kỳ của các bộ phận nêu trên phụ thuộc vào mục đích sử dụng của nó.

Dữ liệu ghép kênh

Phần sau đây là mô tả chi tiết về cấu trúc ví dụ của dữ liệu ghép kênh. Cấu trúc dữ liệu được sử dụng điển hình trong việc phát rộng là dòng truyền tải (TS) MPEG2, vì vậy do đó phần mô tả sau đây được đưa ra bằng ví dụ liên quan đến MPEG2-TS. Nên được đánh giá một cách tự nhiên, tuy nhiên, rằng cấu trúc dữ liệu của dữ liệu ghép kênh được truyền bởi các phương pháp truyền và thu được mô tả

trong các phương án nêu trên không bị giới hạn ở MPEG2-TS và các hiệu quả của các phương án nêu trên thu được ngay cả nếu cấu trúc dữ liệu khác được sử dụng.

Fig.86 là hình vẽ minh họa cấu trúc dữ liệu ghép kênh dùng làm ví dụ. Như được minh họa trên Fig.86, dữ liệu ghép kênh thu được bằng cách ghép kênh một hoặc nhiều hơn các dòng cơ bản, mà là các thành phần cấu thành chương trình phát rộng (chương trình hoặc sự kiện mà là một phần của chương trình) đang được cung cấp thông qua các dịch vụ tương ứng. Các ví dụ về các dòng cơ bản bao gồm dòng viđeo, dòng auđio, dòng đồ họa trình diễn (presentation graphics, viết tắt là PG), và dòng đồ họa tương tác (interactive graphics, viết tắt là IG). Trong trường hợp mà chương trình phát rộng được mang bởi dữ liệu ghép kênh là phim ảnh, các dòng viđeo biểu diễn viđeo chính và viđeo phụ của phim, các dòng auđio biểu diễn auđio chính của phim và auđio phụ được kết hợp với auđio chính, và dòng PG biểu diễn các phụ đề của phim. Thuật ngữ "viđeo chính" được sử dụng ở đây liên quan đến các ảnh viđeo thường được trình diễn trên màn hình, trong khi "viđeo phụ" liên quan đến các ảnh viđeo (ví dụ, các ảnh của văn bản giải thích tóm tắt của phim) được trình diễn trong cửa sổ nhỏ được chèn vào trong các ảnh viđeo. Dòng IG biểu diễn hiển thị tương tác được cấu thành bằng cách biểu diễn các thành phần GUI trên màn hình.

Mỗi dòng được chứa trong dữ liệu ghép kênh được nhận dạng bởi số nhận dạng được gọi là PID được gán duy nhất tới dòng. Ví dụ, dòng viđeo mang các ảnh viđeo chính của phim được gán với "0x1011", mỗi dòng auđio được gán với một trong số "0x1100" đến "0x111F" khác nhau, mỗi dòng PG được gán với một trong "0x1200" đến "0x121F" khác nhau, mỗi dòng IG được gán với một trong số "0x1400" đến "0x141F" khác nhau, mỗi dòng viđeo mang các ảnh viđeo phụ của phim được gán với một trong số "0x1B00" đến "0x1B1F" khác nhau, mỗi dòng auđio của auđio phụ được kết hợp với auđio chính được gán với một trong số "0x1A00" đến "0x1A1F" khác nhau.

Fig.87 là hình vẽ minh họa ví dụ về làm thế nào các dòng tương ứng được ghép kênh thành dữ liệu ghép kênh. Đầu tiên, dòng viđeo 8701 bao gồm các khung viđeo được chuyển đổi thành chuỗi gói PES 8702 và sau đó thành chuỗi gói TS 8703, trong khi dòng auđio 8704 bao gồm các khung auđio được chuyển đổi thành chuỗi gói PES 8705 và sau đó thành chuỗi gói TS 8706. Tương tự, dòng PG 8711 đầu tiên

được chuyển đổi thành chuỗi gói PES 8712 và sau đó vào trong chuỗi gói TS 8713, trong khi dòng IG 8714 được chuyển đổi thành chuỗi gói PES 8715 và sau đó thành chuỗi gói TS 8716. Dữ liệu ghép kênh 8717 thu được bằng cách ghép kênh các chuỗi gói TS (8703, 8706, 8713 và 8716) thành một dòng.

Fig.88 minh họa chi tiết làm thế nào dòng viđeo được chia thành chuỗi của các gói PES. Trên Fig.88, hàng thứ nhất thể hiện chuỗi của các khung viđeo được chứa trong dòng viđeo. Hàng thứ hai thể hiện chuỗi của các gói PES. Như được chỉ báo bởi các mũi tên yy1, yy2, yy3, và yy4 được thể hiện trên Fig.88, các đơn vị trình diễn viđeo, đó là các ảnh I, các ảnh B, và các ảnh P, của dòng viđeo được lưu trữ một cách tách biệt vào các tải trọng của các gói PES trên cơ sở từng ảnh. Mỗi gói PES có đoạn đầu PES và đoạn đầu PES lưu trữ dấu thời gian trình diễn (Presentation Time-Stamp, viết tắt là PTS) và dấu thời gian giải mã (Decoding Time-Stamp, viết tắt là DTS) chỉ báo thời gian hiển thị và thời gian giải mã của ảnh tương ứng.

Fig.89 minh họa định dạng của gói TS được ghi thực sự là dữ liệu được ghép kênh. Gói TS là gói có độ dài cố định là 188 byte và có 4-byte đoạn đầu TS chứa thông tin như PID nhận dạng dòng và a 184-byte tải trọng TS mang dữ liệu thực tế. Các gói PES được nêu trên được phân chia để được lưu trữ vào các tải trọng TS của các gói TS. Trong trường hợp của BD-ROM, mỗi gói TS được gắn với TP_Extra_Header 4 byte để tạo thành gói nguồn 192 byte, mà được ghi như là dữ liệu được ghép kênh. TP_Extra_Header chứa thông tin như Arrival_Time_Stamp (ATS). ATS chỉ báo thời điểm để bắt đầu truyền gói TS tới bộ lọc PID của bộ giải mã. Như được thể hiện trên hàng thấp nhất trên Fig.89, dữ liệu được ghép kênh bao gồm chuỗi của các gói nguồn mỗi chúng mang số gói nguồn (SPN), mà là số tăng tuần tự từ lúc bắt đầu của dữ liệu ghép kênh.

Ngoài các gói TS lưu trữ các dòng như các dòng viđeo, auđio, và PG, dữ liệu ghép kênh cũng bao gồm các gói TS lưu trữ bảng kết hợp chương trình (Program Association Table, viết tắt là PAT), bảng ánh xạ chương trình (Program Map Table, viết tắt là PMT), và tham chiếu nhịp chương trình (Program Clock Reference, viết tắt là PCR). PAT trong dữ liệu được ghép kênh chỉ báo PID của PMT được sử dụng trong dữ liệu ghép kênh, và PID của PAT là "0". PMT bao gồm các PID nhận dạng các dòng tương ứng, như viđeo, auđio và các phụ đề, được chứa trong dữ liệu ghép

kênh và thông tin đặc tính (tốc độ khung, tỷ lệ co, và loại tương tự) của các dòng được nhận dạng bởi các PID tương ứng. Ngoài ra, PMT bao gồm các loại khác nhau của nhãn mô tả liên quan đến dữ liệu ghép kênh. Một trong các nhãn mô tả này có thể là thông tin điều khiển sao chép chỉ báo việc sao chép dữ liệu ghép kênh có được phép hay không. PCR bao gồm thông tin để đồng bộ đồng hồ thời gian đến (ATC), mà là trục thời gian của ATS, với đồng hồ thời gian hệ thống (STC), mà là trục thời gian của PTS và DTS. Cụ thể hơn, gói PCR bao gồm thông tin chỉ báo thời gian STC tương ứng với các ATS mà tại đó gói PCR được truyền.

Fig.90 là hình vẽ minh họa cấu trúc dữ liệu của PMT chi tiết. PMT bắt đầu với đoạn đầu PMT chỉ báo, ví dụ, độ dài của dữ liệu được chứa trong PMT. Theo sau đoạn đầu PMT, các nhãn mô tả liên quan đến dữ liệu ghép kênh được bố trí. Một ví dụ về nhãn mô tả được chứa trong PMT là thông tin điều khiển sao chép được nêu trên. Sau các nhãn mô tả, các đoạn thông tin dòng liên quan đến các dòng tương ứng được chứa trong dữ liệu ghép kênh được sắp xếp. Mỗi đoạn của thông tin dòng bao gồm các nhãn mô tả dòng chỉ báo loại dòng nhận dạng loại mã nén được sử dụng cho dòng tương ứng, PID của dòng, và thông tin đặc tính (tốc độ khung, tỷ lệ co, và loại tương tự) của dòng. PMT bao gồm số lượng nhãn mô tả dòng bằng với số lượng dòng được chứa trong dữ liệu ghép kênh.

Khi được ghi trên vật ghi, ví dụ, dữ liệu ghép kênh được ghi cùng với tệp thông tin dữ liệu ghép kênh.

Fig.91 là hình vẽ minh họa cấu trúc của thông tin tệp dữ liệu ghép kênh. Như được minh họa trên Fig.91, tệp thông tin dữ liệu ghép kênh là thông tin quản lý của dữ liệu ghép kênh tương ứng và bao gồm thông tin dữ liệu ghép kênh, thông tin đặc tính dòng, và sơ đồ mục nhập. Lưu ý rằng các tệp thông tin dữ liệu ghép kênh và dữ liệu ghép kênh là trong quan hệ một-một.

Như được minh họa trên Fig.91, thông tin dữ liệu ghép kênh bao gồm tốc độ hệ thống, thời điểm bắt đầu phát lại, và thời điểm kết thúc phát lại. Tốc độ hệ thống chỉ báo tốc độ truyền lớn nhất của dữ liệu ghép kênh tới bộ lọc PID của bộ giải mã đích hệ thống, mà được mô tả sau đây. Dữ liệu ghép kênh bao gồm các ATS tại các khoảng được thiết lập để không vượt quá tốc độ hệ thống. Thời điểm bắt đầu phát lại được thiết lập là thời điểm được chỉ rõ bởi PTS của khung viđeo thứ nhất trong dữ

liệu ghép kênh, trong khi thời điểm kết thúc phát lại được thiết lập là thời điểm được tính toán bằng cách thêm khoảng phát lại của một khung vào PTS của khung viđeo cuối cùng trong dữ liệu ghép kênh.

Fig.92 minh họa cấu trúc của thông tin đặc tính dòng được chứa trong thông tin tệp dữ liệu ghép kênh. Như được minh họa trên Fig.92, thông tin đặc tính dòng bao gồm các đoạn thông tin đặc tính của các dòng tương ứng được chứa trong dữ liệu ghép kênh, và mỗi đoạn thông tin đặc tính được ghi bằng PID tương ứng. Tức là, các đoạn thông tin đặc tính khác nhau được cấp cho các dòng khác nhau, là dòng viđeo, dòng auđio, dòng PG, và dòng IG. Thông tin đặc tính dòng viđeo chỉ báo loại mã nén được sử dụng để nén dòng viđeo, các độ phân giải của các ảnh riêng biệt cấu thành dòng viđeo, tỷ lệ co, tốc độ khung, và v.v.. Thông tin đặc tính dòng auđio chỉ báo loại mã nén được sử dụng để nén dòng auđio, số lượng kênh được chứa trong dòng auđio, ngôn ngữ của dòng auđio, tần số lấy mẫu, và v.v.. Các đoạn thông tin này được sử dụng để khởi tạo bộ giải mã trước khi được phát lại bởi máy chơi.

Trong phương án này, từ trong số các đoạn thông tin được chứa trong dữ liệu ghép kênh, loại dòng được chứa trong PMT được sử dụng. Trong trường hợp mà dữ liệu ghép kênh được ghi trên vật ghi, thông tin đặc tính dòng viđeo được chứa trong thông tin dữ liệu ghép kênh được sử dụng. Cụ thể hơn, thiết bị và phương pháp mã hóa ảnh động được mô tả trong bất kỳ phương án nêu trên có thể được sửa đổi để bao gồm thêm bước hoặc bộ thiết lập đoạn thông tin cụ thể trong loại dòng được chứa trong PMT hoặc trong thông tin đặc tính dòng viđeo. Đoạn thông tin cụ thể là để chỉ báo rằng dữ liệu viđeo được tạo ra bởi thiết bị và phương pháp mã hóa ảnh động được mô tả trong phương án. Với cấu trúc nêu trên, dữ liệu viđeo được tạo ra bởi thiết bị và phương pháp mã hóa ảnh động được mô tả trong bất kỳ phương án nêu trên là khác biệt với dữu liệu viđeo theo các tiêu chuẩn khác.

Fig.93 minh họa cấu trúc ví dụ của thiết bị xuất auđio và viđeo 9300 mà bao gồm thiết bị thu 9304 để thu tín hiệu được điều chế mang dữ liệu viđeo và auđio hoặc dữ liệu cho việc phát rộng dữ liệu từ trạm phát rộng (trạm gốc). Lưu ý rằng cấu hình của thiết bị thu 9304 tương ứng với thiết bị thu 8500 được minh họa trên Fig.85. Thiết bị xuất auđio và viđeo 9300 được cài đặt hệ điều hành (OS), ví dụ, và cũng cùng với thiết bị truyền thông 9306 (thiết bị truyền thông cho Mạng vùng cục bộ

(LAN) vô tuyến hoặc Ethernet, ví dụ) để thiết lập kết nối Internet. Với cấu trúc này, siêu văn bản (World Wide Web, viết tắt là WWW) 9303 được cung cấp qua Internet có thể được hiển thị trên vùng hiển thị 9301 cùng với các ảnh 9302 được tái tạo trên vùng hiển thị 9301 từ dữ liệu viđeo và auđio hoặc dữ liệu được cung cấp bởi phát rộng dữ liệu. Bằng cách thao tác thiết bị điều khiển từ xa (mà có thể là điện thoại di động hoặc bàn phím) 9307, người dùng có thể tạo ra lựa chọn trên các ảnh 9302 được tái tạo từ dữ liệu được cung cấp bằng cách phát rộng dữ liệu hoặc siêu văn bản 9303 được cung cấp qua Internet để thay đổi hoạt động của thiết bị xuất auđio và viđeo 9300. Ví dụ, bằng cách thao tác thiết bị điều khiển từ xa để tạo ra lựa chọn trên siêu văn bản 9303 được cung cấp qua Internet, người dùng có thể thay đổi địa chỉ WWW đang được hiển thị thành địa chỉ khác. Ngoài ra, bằng cách thao tác thiết bị điều khiển từ xa 9307 để tạo ra lựa chọn trên các ảnh 9302 được tái tạo từ dữ liệu viđeo hoặc auđio hoặc dữ liệu được cung cấp bởi phát rộng dữ liệu, người dùng có thể truyền thông tin chỉ báo kênh được lựa chọn (như chương trình phát rộng được lựa chọn hoặc phát rộng auđio). Phản hồi lại, giao diện (IF) 9305 thu được thông tin được truyền từ thiết bị điều khiển từ xa, sao cho thiết bị thu 9304 thao tác để thu được dữ liệu thu bằng việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi của tín hiệu được mang trên kênh được lựa chọn. Lúc này, thiết bị thu 9304 thu các ký tự điều khiển được chứa trong tín hiệu tương ứng với kênh được lựa chọn và chứa thông tin chỉ báo phương pháp truyền của tín hiệu (một cách chính xác như được mô tả trong các phương án A1 đến A4 và như được thể hiện trên Fig.5 và Fig.41). Với thông tin này, thiết bị thu 9304 có thể tạo ra các thiết lập thích hợp đối với các thao tác thu, phương pháp giải điều chế, phương pháp giải mã sửa lỗi, và loại tương tự để thu chính xác dữ liệu được chứa trong các ký tự dữ liệu được truyền từ trạm phát rộng (trạm gốc). Mặc dù phần mô tả ở trên đề cập đến ví dụ trong đó người dùng lựa chọn kênh sử dụng thiết bị điều khiển từ xa 9307, phần mô tả tương tự cũng có thể áp dụng tới ví dụ trong đó người dùng lựa chọn kênh sử dụng bàn phím lựa chọn được bố trí trên thiết bị xuất auđio và viđeo 9300.

Ngoài ra, thiết bị xuất auđio và viđeo 9300 có thể được thao tác thông qua Internet. Ví dụ, thiết bị đầu cuối được kết nối tới Internet có thể được sử dụng để tạo ra các thiết lập trên thiết bị xuất auđio và viđeo 9300 để ghi (lưu trữ) được chương

trình hóa trước. (Thiết bị xuất auđio và viđeo 9300 do đó sẽ có bộ ghi 8508 như được minh họa trên Fig.85.) Trong trường hợp này, trước khi bắt đầu việc ghi được chương trình hóa trước, thiết bị xuất auđio và viđeo 9300 lựa chọn kênh, sao cho thiết bị thu 9304 thao tác để thu được dữ liệu thu bằng việc giải điều chế và giải mã sửa lỗi của tín hiệu được mang trên kênh được lựa chọn. Lúc này, thiết bị thu 9304 thu các ký tự điều khiển được chứa trong tín hiệu tương ứng với kênh được lựa chọn và chứa thông tin chỉ báo phương pháp truyền (phương pháp truyền, phương pháp điều chế, phương pháp sửa lỗi, và loại tương tự trong các phương án nêu trên) của tín hiệu (một cách chính xác như được mô tả trong các phương án A1 đến A4 và như được thể hiện trên Fig.5 và Fig.41). Với thông tin này, thiết bị thu 9304 có thể tạo ra các thiết lập thích hợp đối với các thao tác thu, phương pháp giải điều chế, phương pháp giải mã sửa lỗi, và loại tương tự để thu chính xác dữ liệu được chứa trong các ký tự dữ liệu được truyền từ trạm phát rộng (trạm gốc).

Phương án C1

Phương án 2 mô tả phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và (ví dụ #1) và (ví dụ #2) là các phương pháp thiết lập các ma trận tiền mã hóa có xét đến các điểm thu kém. Phương án này đề cập đến việc tổng quát hóa của (ví dụ #1) và (ví dụ #2) được mô tả trong phương án 2.

Đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe, ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 566

Công thức tính #1

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1. (Đặt a > 0.) Trong phương án này, ma trận đơn nguyên được sử dụng và ma trận tiền mã hóa trong công thức tính #1 được biểu diễn như sau.

Phép toán 567

Công thức tính #2

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1. (Đặt a > 0.) (Để đơn giản hóa việc ánh xạ được thực hiện bởi thiết bị truyền và thiết bị thu, có ưu tiên rằng λ là một trong các giá trị cố định sau đây: 0 rađian; π/2 rađian; π rađian; và (3π)/2 rađian.) Phương án 2 được thực hiện cụ thể dưới giả thiết α = 1. Trong phương án 2, công thức tính #2 được biểu diễn như sau.

Phép toán 568

Công thức tính #3

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 2, điều kiện #101 hoặc #102 được đưa ra trong công thức tính #1 hoặc #2.

Phép toán 569

Điều kiện #101

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}}=e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 570

Điều kiện #102

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}}=e^{j\left(-\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho } \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Đặc biệt, khi $\theta_{11}(i)$ là giá trị cố định độc lập với i, điều kiện #103 hoặc #104 có thể được đưa ra.

Phép toán 571

Điều kiện #103

$$\frac{e^{j\theta_{21}(x+1)}}{e^{j\theta_{21}(x)}} = e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 572

Điều kiện #104

$$\frac{e^{j\theta_{21}(x+1)}}{e^{j\theta_{21}(x)}} = e^{j\left(-\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Tương tự, khi $\theta_{21}(i)$ là giá trị cố định độc lập với i, điều kiện #105 hoặc #106 có thể được đưa ra.

Phép toán 573

Điều kiện #105

$$\frac{e^{j\theta_{11}(x+1)}}{e^{j\theta_{11}(x)}} = e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 574

Điều kiện #106

$$\frac{e^{j\theta_{11}(x+1)}}{e^{j\theta_{11}(x)}} = e^{j\left(-\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phần sau đây là ví dụ về ma trận tiền mã hóa sử dụng ma trận đơn nguyên nêu trên cho phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe. Ma trận tiền mã hóa mà dựa trên công thức tính #2 và được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ là 0 rađian, và $\theta_{11}(i)$ là 0 rađian.)

Phép toán 575

Công thức tính #10

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1. (Đặt α > 0.) Ngoài ra, điều kiện #103 hoặc #104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 radian.

Đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe, ví dụ khác về ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ là 0 radian, và $\theta_{11}(i)$ là 0 radian.)

Phép toán 576

Công thức tính #9

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j\pi} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1. (Đặt α > 0.) Ngoài ra, điều kiện #103 hoặc #104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 radian.

Như là ví dụ khác, ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ là 0 radian, và $\theta_{21}(i)$ là 0 radian.)

Phép toán 577

Công thức tính #12

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i))} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1. (Đặt α > 0.) Ngoài ra, điều kiện #105 hoặc #106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 radian.

Như là ví dụ khác, ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau.

(Trong công thức tính #2, λ là π radian, và $\theta_{21}(i)$ là 0 radian.)

Phép toán 578

Công thức tính #13

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\pi)} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1 (đặt $\alpha > 0$), và điều kiện #105 hoặc #106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 radian.

Trong các ví dụ của phương án 2, ví dụ khác về ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ là 0 radian, và $\theta_{11}(i)$ là 0 radian.)

Phép toán 579

Công thức tính #14

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1, và điều kiện #103 hoặc #104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 radian.

Đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe, ví dụ khác về ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ là π radian, và $\theta_{11}(i)$ là 0 radian.)

Phép toán 580

Công thức tính #15

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1, và điều kiện #103 hoặc #104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 radian.

Như là ví dụ khác, ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình)

N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ là 0 rađian, và $\theta_{21}(i)$ là 0 rađian.)

Phép toán 581

Công thức tính #16

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i))} \\ e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1, và điều kiện #105 hoặc #106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 rađian.

Như là ví dụ khác, ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ là π rađian, và $\theta_{21}(i)$ là 0 rađian.)

Phép toán 582

Công thức tính #17

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\pi)} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1, và điều kiện #105 hoặc #106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i = 0)$ có thể được thiết lập thành giá trị nào đó, như 0 rađian.

So với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án 9, phương pháp tiền mã hóa theo phương án này có xác suất thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Do đó, phương pháp tiền mã hóa theo phương án này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu. Hiệu quả nêu trên có thể được nâng cao với thiết bị truyền mà được bố trí một bộ mã hóa và phân phối dữ liệu được mã hóa như được thể hiện trên Fig.4, hoặc với thiết bị thu tương ứng với thiết bị truyền này.

Ví dụ ưu tiên của α xuất hiện trong các ví dụ nêu trên có thể thu được bằng cách sử dụng các phương pháp bất kỳ được mô tả trong phương án 18. Tuy nhiên, α không bị giới hạn ở việc thu được theo cách này.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong trường hợp của phương pháp truyền đơn sóng mang, thứ tự F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], F[N − 1] được duy trì trong miền thời gian (hoặc miền tần số). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án C2

Phần sau đây mô tả phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mà là khác với phương án C1 trong đó phương án 9 được kết hợp, tức là, phương pháp để thực hiện phương án C1 trong trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ trong phương án 9.

Đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe, ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 583

Công thức tính #18

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1 (đặt a > 0). Trong phương án này, ma trận đơn nguyên được sử dụng và ma trận tiền mã hóa trong công thức tính #1 được biểu diễn như sau.

Phép toán 584

Công thức tính #19

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , N − 2, N − 1 (đặt a > 0). (Để đơn giản hóa việc ánh xạ được thực hiện bởi thiết bị truyền và thiết bị thu, có ưu tiên rằng λ là một trong các giá trị cố định sau đây: 0 radian; π/2 radian; π radian; và (3π)/2 radian.) Cụ thể, giả thiết ở đây rằng α = 1. Ở đây, công thức tính #19 được biểu diễn như sau.

Phép toán 585

Công thức tính #20

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa theo phương án này được biểu diễn theo cách nêu trên. Phương án này khác biệt ở chỗ số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) N khe đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa theo phương án này là số lẻ, tức là, được biểu diễn là N =2n + 1. Để thu được chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, số lượng ma trận tiền mã hóa khác nhau được chuẩn bị là n + 1 (lưu ý, phần mô tả về các ma trận tiền mã hóa khác nhau sẽ được đưa ra sau đây). Từ trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau, mỗi

trong số n ma trận tiền mã hóa được sử dụng hai lần trong một chu kỳ (chu trình), và một ma trận tiền mã hóa còn lại được sử dụng một lần trong một chu kỳ (chu trình), mà có kết quả là chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1. Phần sau đây là mô tả chi tiết về các ma trận tiền mã hóa này.

Giả thiết rằng n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau, mà là cần thiết để thực hiện phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, là F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n] (i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n). Ở đây, n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n] dựa trên công thức tính #19 được biểu diễn như sau.

Phép toán 586

Công thức tính #21

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau theo công thức tính #21 (đó là, F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n]), F[0] được sử dụng một lần, và mỗi F[1] đến F[n] được sử dụng hai lần (tức là, F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ... , F[n − 1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Kết quả là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 thu được, và thiết bị thu có thể thu được chất lượng thu dữ liệu cao, tương tự như trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là số lẻ trong phương án 9. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Điều này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu. Hiệu quả nêu trên có thể được nâng cao với thiết bị truyền mà được bố trí một bộ mã hóa và phân phối dữ liệu được mã hóa như được thể hiện trên Fig.4, hoặc với thiết bị thu tương ứng với thiết bị truyền này.

Đặc biệt, khi $\lambda = 0$ rađian và $\theta_{11} = 0$ rađian, công thức tính nêu trên có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 587

Công thức tính #22

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau theo công thức tính #22 (đó là, F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n]), F[0] được sử dụng một lần, và mỗi F[1] đến F[n] được sử dụng hai lần (tức là, F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ... , F[n − 1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Kết quả là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 thu được, và thiết bị thu có thể thu được chất lượng thu dữ liệu cao, tương tự như trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là số lẻ trong phương án 9. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Điều này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu.

Đặc biệt, khi $\lambda = \pi$ rađian và $\theta_{11} = 0$ rađian, công thức tính sau đây là đúng.

Phép toán 588

Công thức tính #23

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j\pi} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau theo công thức tính #23 (đó là, F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n]), F[0] được sử dụng một làn, và mỗi F[1] đến F[n] được sử dụng hai lần (tức

là, F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ... , F[n − 1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Kết quả là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 thu được, và thiết bị thu có thể thu được chất lượng thu dữ liệu cao, tương tự như trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là số lẻ trong phương án 9. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Điều này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu.

Ngoài ra, khi α = 1 như trong các quan hệ được thể hiện trong công thức tính #19 và công thức tính #20, công thức tính #21 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 589

Công thức tính #24

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}} & e^{j(\theta_{11}+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau theo công thức tính #24 (đó là, F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n]), F[0] được sử dụng một lần, và mỗi F[1] đến F[n] được sử dụng hai lần (tức là, F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ... , F[n − 1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Kết quả là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 thu được, và thiết bị thu có thể thu được chất lượng thu dữ liệu cao, tương tự như trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là số lẻ trong phương án 9. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Điều này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm

quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu.

Tương tự, khi α = 1 trong công thức tính #22, công thức tính sau đây là đúng.

Phép toán 590

Công thức tính #25

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}+\pi\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau theo công thức tính #25 (đó là, F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n]), F[0] được sử dụng một lần, và mỗi trong số F[1] đến F[n] được sử dụng hai lần (tức là, F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ... , F[n − 1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Kết quả là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 thu được, và thiết bị thu có thể thu được chất lượng thu dữ liệu cao, tương tự như trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là số lẻ trong phương án 9. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Điều này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu.

Tương tự, khi α = 1 trong công thức tính #23, công thức tính sau đây là đúng.

Phép toán 591

Công thức tính #26

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ... , n − 2, n − 1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau theo công thức tính #26 (đó là, F[0], F[1], ... , F[i], ... , F[n − 1], F[n]), F[0] được sử dụng một lần, và mỗi trong số F[1] đến F[n] được sử dụng hai

lần (tức là, F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ... , F[n − 1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Kết quả là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 thu được, và thiết bị thu có thể thu được chất lượng thu dữ liệu cao, tương tự như trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là số lẻ trong Phương án 9. Trong trường hợp này, chất lượng thu dữ liệu cao có thể thu được ngay cả nếu độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án này được làm giảm bằng xấp xỉ một nửa của độ dài của chu kỳ (chu trình) theo phương án 9. Điều này có thể làm giảm số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị, mà mang lại hiệu quả về làm giảm quy mô các mạch đối với thiết bị truyền và thiết bị thu.

Ví dụ ưu tiên của α xuất hiện trong các ví dụ nêu trên có thể thu được bằng cách sử dụng các phương pháp bất kỳ được mô tả trong phương án 18. Tuy nhiên, α không bị giới hạn ở việc thu được theo cách này.

Theo phương án này, trong trường hợp của phương pháp truyền đơn sóng mang, các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], ... , W[2n − 1], W[2n] (mà được cấu thành bởi F[0], F[1], F[2], ... , F[n − 1], F[n]) đối với phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1 (tức là, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1) được sắp xếp theo thứ tự W[0], W[1], ... , W[2n − 1], W[2n] trong miền thời gian (hoặc miền tần số). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], ... , W[2n − 1], W[2n] có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Mặc dù phần nêu trên mô tả phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên W[0], W[1], ... , W[2n − 1], W[2n]. Nói cách khác, W[0], W[1], ... , W[2n − 1], W[2n] không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu

trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N = 2n + 1 trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất có chất lượng thu tốt tăng lên.

Phương án C3

Phương án này đưa ra phần mô tả chi tiết về trường hợp mà, như được thể hiện trong tài liệu không phải sáng chế 12 đến tài liệu không phải sáng chế 15, mã kiểm tra chẵn lẻ mật độ thấp gần vòng (Quasi-Cyclic Low-Density Parity-Check, viết tắt là QC-LDPC) (hoặc mã (khối) LDPC ngoài mã QC-LDPC) và mã khối (ví dụ, mã ghép bao gồm mã LDPC và mã Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH), và mã tubô) được sử dụng, đặc biệt khi phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ 16 đến 26 và C1 được sử dụng. Phương án này mô tả ví dụ về việc truyền hai dòng, s1 và s2. Tuy nhiên, đối với trường hợp mã hóa sử dụng các mã khối, khi thông tin điều khiển hoặc loại tương tự là không cần thiết, số lượng bit trong khối mã hóa (được mã hóa) khớp với số lượng bit tạo thành mã khối (thông tin điều khiển hoặc loại tương tự được liệt kê dưới đây có thể, tuy nhiên, được chứa trong đó). Đối với trường hợp mã hóa sử dụng các mã khối, khi thông tin điều khiển hoặc loại tương tự (như kiểm tra dư vòng (cyclic redundancy check, viết tắt là CRC), các tham số truyền, hoặc loại tương tự) là cần thiết, số lượng bit trong khối mã hóa (được mã hóa) là tổng của số lượng bit tạo thành mã khối và số lượng bit trong thông tin điều khiển hoặc loại tương tự.

Fig.97 thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số khe cần thiết cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối. Fig.97 "thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số khe cần thiết cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối" đối với trường hợp khi, ví dụ như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.4, hai dòng, s1 và s2, được truyền, và thiết bị truyền có một bộ mã hóa. (Trong trường hợp này, phương pháp truyền có thể là truyền đơn sóng mang, hoặc đa sóng mang như OFDM.)

Như được thể hiện trên Fig.97, số lượng bit cấu thành một khối mà được mã hóa bằng mã khối được thiết lập là 6000. Để truyền 6000 bit này, 3000 ký tự được yêu cầu khi phương pháp điều chế là QPSK, 1500 khi phương pháp điều chế là

16QAM, và 1000 khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Do thiết bị truyền trên Fig.4 truyền đồng thời hai dòng, 1500 trong số 3,000 ký tự khi phương pháp điều chế là QPSK được cấp phát tới s1, và 1500 tới s2. Do đó, 1500 khe (thuật ngữ "khe" được sử dụng ở đây) được yêu cầu để truyền 1500 ký tự được truyền trong s1 và 1500 ký tự được truyền trong s2.

Vì lý do tương tự, khi phương pháp điều chế là 16QAM, 750 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), và khi phương pháp điều chế là 64QAM, 500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối.

Phần sau đây mô tả quan hệ giữa các khe được xác định nêu trên và các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Ở đây, số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được thiết lập là năm. Nói cách khác, năm ma trận tiền mã hóa khác nhau được chuẩn bị cho bộ tạo trọng số trong thiết bị truyền trên Fig.4 (bộ tạo trọng số lựa chọn một trong các ma trận tiền mã hóa và thực hiện việc tiền mã hóa đối với mỗi khe). Năm ma trận tiền mã hóa khác nhau này được biểu diễn là F[0], F[1], F[2], F[3], và F[4].

Khi phương pháp điều chế là QPSK, trong số 1500 khe được nêu trên để truyền 6000 bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3], và 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4]. Đó là vì nếu việc sử dụng các ma trận tiền mã hóa bị chênh lệch, chất lượng thu của dữ liệu bị ảnh hưởng lớn bởi ma trận tiền mã hóa mà được sử dụng với số lần lớn hơn.

Khi phương pháp điều chế là 16QAM, trong số 750 khe được nêu trên để truyền 6000 bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2], 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3], và 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4].

Khi phương pháp điều chế là 64QAM, trong số 500 khe được nêu trên để truyền 6000 bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 100 khe để

sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2], 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3], và 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4].

Như được nêu trên, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, nếu có N ma trận tiền mã hóa khác nhau (được biểu diễn là F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], và F[N − 1]), khi truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), điều kiện #107 sẽ được thỏa mãn, trong đó K_0 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], K_1 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], K_i là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[i] (i = 0, 1, 2, ... , N − 1), và K_{N-1} là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[N − 1].

Điều kiện #107

$K_0 = K_1 = ... = K_i = ... = K_{N-1}$, tức là $K_a = K_b$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1 (mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Nếu hệ thống truyền thông hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, và phương pháp điều chế mà được sử dụng được lựa chọn từ trong số các phương pháp điều chế được hỗ trợ, sau đó phương pháp điều chế mà để điều kiện #107 được thỏa mãn sẽ được lựa chọn.

Khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ, điển hình cho số lượng bit mà có thể được truyền trong một ký tự thay đổi từ phương pháp điều chế này sang phương pháp điều chế khác (mặc dù cũng có thể cho số lượng bit là giống nhau), và do đó một vài phương pháp điều chế có thể không thỏa mãn điều kiện #107. Trong trường hợp này, thay vì điều kiện #107, điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #108

Độ chênh lệch giữa K_a và K_b là 0 hoặc 1, tức là $|K_a - K_b|$ là 0 hoặc 1 (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1 (mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Fig.98 thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số lượng khe cần thiết cho hai khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối. Fig.98 "thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số lượng khe cần thiết cho hai khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối" đối với trường hợp khi, ví dụ như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.3 và trên Fig.13, hai dòng được truyền, tức là s1 và s2, và thiết bị

truyền có hai bộ mã hóa. (Trong trường hợp này, phương pháp truyền có thể là truyền đơn sóng mang, hoặc đa sóng mang như OFDM.)

Như được thể hiện trên Fig.98, số lượng bit cấu thành một khối mà được mã hóa bằng mã khối được thiết lập là 6000. Để truyền 6000 bit này, 3000 ký tự được yêu cầu khi phương pháp điều chế là QPSK, 1500 khi phương pháp điều chế là 16QAM, và 1000 khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Thiết bị truyền trên Fig.3 hoặc trên Fig.13 truyền hai dòng một cách đồng thời, và do hai bộ mã hóa được bố trí, các khối mã hóa (được mã hóa) khác nhau được truyền trong hai dòng. Do đó, khi phương pháp điều chế là QPSK, hai khối mã hóa (được mã hóa) được truyền trong s1 và s2 trong cùng khoảng thời gian. Ví dụ, khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất được truyền trong s1, và khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai được truyền trong s2, và do đó, 3000 khe được yêu cầu để truyền các khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và thứ hai.

Vì lý do tương tự, khi phương pháp điều chế là 16QAM, 1500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), và khi phương pháp điều chế là 64QAM, 1000 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành hai khối.

Phần sau đây mô tả quan hệ giữa các khe được xác định nêu trên và các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Ở đây, số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được thiết lập là năm. Nói cách khác, năm ma trận tiền mã hóa khác nhau được chuẩn bị cho bộ tạo trọng số trong thiết bị truyền trên Fig.3 hoặc trên Fig.13 (bộ tạo trọng số lựa chọn một trong các ma trận tiền mã hóa và thực hiện việc tiền mã hóa đối với mỗi khe). Năm ma trận tiền mã hóa khác nhau này được biểu diễn là F[0], F[1], F[2], F[3], và F[4].

Khi phương pháp điều chế là QPSK, trong số 3000 khe được nêu trên để truyền 6000 × 2 bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2], 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3], và 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4]. Đó là vì nếu việc sử dụng các ma trận tiền mã hóa bị chênh lệch, chất lượng thu của dữ liệu bị ảnh hưởng lớn

bởi ma trận tiền mã hóa mà được sử dụng với số lần lớn hơn.

Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, cần thiết để cho khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0] xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1] xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2] xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3] xuất hiện 600 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4] xuất hiện 600 lần. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0] sẽ xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1] sẽ xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2] sẽ xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3] sẽ xuất hiện 600 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4] sẽ xuất hiện 600 lần.

Tương tự, khi phương pháp điều chế là 16QAM, trong số 1500 khe được nêu trên để truyền 6000 × 2 bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3], và 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4].

Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, cần thiết để cho khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0] xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1] xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2] xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3] xuất hiện 300 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4] xuất hiện 300 lần. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0] sẽ xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1] sẽ xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2] sẽ xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3] sẽ xuất hiện 300 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4] sẽ xuất hiện 300 lần.

Tương tự, khi phương pháp điều chế là 64QAM, trong số 1000 khe được nêu trên để truyền 6000 × 2 bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2], 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3], và 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4].

Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, cần thiết để cho khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0] xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1]

xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2] xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3] xuất hiện 200 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4] xuất hiện 200 lần. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0] sẽ xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1] sẽ xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[2] sẽ xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[3] sẽ xuất hiện 200 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[4] sẽ xuất hiện 200 lần.

Như được nêu trên, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, nếu có N ma trận tiền mã hóa khác nhau (được biểu diễn là F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], và F[N − 1]), khi truyền tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), điều kiện #109 sẽ được thỏa mãn, trong đó K_0 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], K_1 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], K_i là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[i] (i = 0, 1, 2, ... , N − 1), và K_{N-1} là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[N − 1].

Điều kiện #109

$K_0 = K_1 = ... = K_i = ... = K_{N-1}$, tức là $K_a = K_b$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1 (mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Khi truyền tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, điều kiện #110 sẽ được thỏa mãn, trong đó $K_{0,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[0] được sử dụng, $K_{1,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[1] được sử dụng, $K_{i,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[i] được sử dụng (i = 0, 1, 2, ... , N − 1), và $K_{N-1,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[N − 1] được sử dụng.

Điều kiện #110

$K_{0,1} = K_{1,1} = ... = K_{i,1} = ... = K_{N-1,1}$, tức là $K_{a,1} = K_{b,1}$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1(mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Khi truyền tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, điều kiện #111 sẽ được thỏa mãn, trong đó $K_{0,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[0] được sử dụng, $K_{1,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[1] được sử dụng, $K_{i,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[i] được sử dụng (i = 0, 1, 2, ... , N − 1), và $K_{N-1,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[N − 1] được sử dụng.

Điều kiện #111

$K_{0,2} = K_{1,2} = ... = K_{i,2} = ... = K_{N-1,2}$, tức là $K_{a,2} = K_{b,2}$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1(mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Nếu hệ thống truyền thông hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, và phương pháp điều chế mà được sử dụng được lựa chọn từ trong số các phương pháp điều chế được hỗ trợ, phương pháp điều chế được lựa chọn tốt nhất thỏa mãn các điều kiện #109, #110, và #111.

Khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ, điển hình cho số lượng bit mà có thể được truyền trong một ký tự thay đổi từ phương pháp điều chế này sang phương pháp điều chế khác (mặc dù cũng có thể cho số lượng bit là giống nhau), và do đó một vài phương pháp điều chế có thể không thỏa mãn các điều kiện #109, #110, và #111. Trong trường hợp này, thay vì các điều kiện #109, #110, và #111, các điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #112

Độ chênh lệch giữa K_a và K_b là 0 hoặc 1, tức là $|K_a - K_b|$ là 0 hoặc 1 (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1 (mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Điều kiện #113

Độ chênh lệch giữa $K_{a,1}$ và $K_{b,1}$ là 0 hoặc 1, tức là $|K_{a,1} - K_{b,1}|$ là 0 hoặc 1 (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1 (mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Điều kiện #114

Độ chênh lệch giữa $K_{a,2}$ và $K_{b,2}$ là 0 hoặc 1, tức là $|K_{a,2} - K_{b,2}|$ là 0 hoặc 1 (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , N − 1 (mỗi a và b là số nguyên và trong khoảng từ 0 đến N - 1), và $a \neq b$).

Việc kết hợp các khối mã hóa (được mã hóa) với các ma trận tiền mã hóa theo cách này loại bỏ độ chênh lệch các ma trận tiền mã hóa mà được sử dụng để truyền các khối mã hóa (được mã hóa), nhờ đó thu được hiệu quả của cải thiện chất lượng thu dữ liệu bởi thiết bị thu.

Trong phương án này, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma

trận tiền mã hóa, N ma trận tiền mã hóa khác nhau là cần thiết cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe. Trong trường hợp này, F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Các ma trận tiền mã hóa này có thể được sắp xếp trong miền tần số theo thứ tự của F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], F[N − 1], nhưng cách sắp xếp này không bị giới hạn theo cách này. Với N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], ... , F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền thời gian hoặc trong các miền thời gian-tần số như trong phương án 1. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự. Ở đây, khi các điều kiện được đưa ra trong phương án này được thỏa mãn, thiết bị thu có khả năng cao thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Ngoài ra, như được mô tả trong phương án 15, hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hệ thống MIMO trong đó các ma trận tiền mã hóa là cố định, phương pháp mã khối thời gian-không gian, chế độ truyền chỉ một dòng, và các chế độ cho các phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể tồn tại, và thiết bị truyền (trạm phát rộng, trạm gốc) có thể lựa chọn phương pháp truyền từ trong số các chế độ này. Trong trường hợp này, trong hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hệ thống MIMO trong đó các ma trận tiền mã hóa là cố định, phương pháp mã hóa khối thời gian-không gian, chế độ truyền chỉ một dòng, và các chế độ cho các phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, có ưu tiên thực hiện phương án này trong các sóng mang (sóng mang con) mà phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được lựa chọn.

Phương án C4

Phương án này đưa ra các phần mô tả chi tiết về trường hợp mà, như được thể hiện trong tài liệu không phải sáng chế 12 đến tài liệu không phải sáng chế 15, mã QC-LDPC (hoặc mã (khối) LDPC ngoài mã QC-LDPC) và mã khối (ví dụ, mã ghép bao gồm mã LDPC và mã BCH, và mã tubô) được sử dụng, đặc biệt khi phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương

án C2 được sử dụng. Phương án này mô tả ví dụ về việc truyền hai dòng, s1 và s2. Tuy nhiên, đối với trường hợp mã hóa sử dụng các mã khối, khi thông tin điều khiển hoặc loại tương tự là không cần thiết, số lượng bit trong khối mã hóa (được mã hóa) khớp với số lượng bit tạo thành mã khối (thông tin điều khiển hoặc loại tương tự được liệt kê dưới đây có thể, tuy nhiên, được chứa trong đó). Đối với trường hợp mã hóa sử dụng các mã khối, khi thông tin điều khiển hoặc loại tương tự (như kiểm tra dư vòng (CRC), các tham số truyền, hoặc loại tương tự) là cần thiết, số lượng bit trong khối mã hóa (được mã hóa) là tổng của số lượng bit tạo thành mã khối và số lượng bit trong thông tin điều khiển hoặc loại tương tự.

Fig.97 thể hiện cải biến về số lượng ký tự và số khe cần thiết cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối. Fig.97 "thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số khe cần thiết cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối" đối với trường hợp khi, ví dụ như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.4, hai dòng, s1 và s2, được truyền, và thiết bị truyền có một bộ mã hóa. (Trong trường hợp này, phương pháp truyền có thể là truyền đơn sóng mang, hoặc đa sóng mang như OFDM.)

Như được thể hiện trên Fig.97, số lượng bit cấu thành một khối mà được mã hóa bằng mã khối được thiết lập là 6000. Để truyền 6000 bit này, 3000 ký tự được yêu cầu khi phương pháp điều chế là QPSK, 1500 khi phương pháp điều chế là 16QAM, và 1000 khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Do thiết bị truyền trên Fig.4 truyền đồng thời hai dòng, 1500 trong số 3000 ký tự khi phương pháp điều chế là QPSK được cấp phát tới s1, và 1500 tới s2. Do đó, 1500 khe (thuật ngữ "khe" được sử dụng ở đây) được yêu cầu để truyền 1500 ký tự được truyền trong s1 và 1500 ký tự được truyền trong s2.

Vì lý do tương tự, khi phương pháp điều chế là 16QAM, 750 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), và khi phương pháp điều chế là 64QAM, 500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối.

Phần sau đây mô tả quan hệ giữa các khe được xác định nêu trên và các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Ở đây, năm ma trận tiền mã hóa để thực hiện phương pháp tiền mã hóa để

chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) năm khe, như được mô tả trong phương án C2, được biểu diễn là W[0], W[1], W[2], W[3], và W[4] (bộ tạo trọng số của thiết bị truyền lựa chọn một trong các ma trận tiền mã hóa và thực hiện việc tiền mã hóa đối với mỗi khe).

Khi phương pháp điều chế là QPSK, trong số 1500 khe được nêu trên để truyền 6000 bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3], và 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Đó là vì nếu việc sử dụng các ma trận tiền mã hóa bị chênh lệch, chất lượng thu của dữ liệu bị ảnh hưởng lớn bởi ma trận tiền mã hóa mà được sử dụng với số lần lớn hơn.

Khi phương pháp điều chế là 16QAM, trong số 750 khe được nêu trên để truyền 6000 bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3], và 150 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Khi phương pháp điều chế là 64QAM, trong số 500 khe được nêu trên để truyền 6000 bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3], và 100 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Như được nêu trên, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa theo phương án C2, giả thiết rằng các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], ... , W[2n − 1], và W[2n] (mà được cấu thành bởi F[0], F[1], F[2], ... , F[n − 1], và F[n]; xem phương án C2) được chuẩn bị để thu được chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, khi truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), điều kiện #115 sẽ được thỏa mãn, trong đó K_0 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], K_1 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], K_i là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[i] (i = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n), và K_{2n} là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2n].

Điều kiện #115

$K_0 = K_1 = ... = K_i = ... = K_{2n}$, tức là $K_a = K_b$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa theo phương án C2, giả thiết rằng các ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], ... , F[n − 1], và F[n] được chuẩn bị để thu được chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, khi truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), điều kiện #115 có thể được biểu diễn như sau, trong đó G_0 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], G_1 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], G_i là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[i] (i = 0, 1, 2, ... , n − 1, n), và G_n là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[n].

Điều kiện #116

$2 \times G_0 = G_1 = ... = G_i = ... = G_n$, tức là $2 \times G_0 = G_a$ (đối với ∀a, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Nếu hệ thống truyền thông hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, và phương pháp điều chế mà được sử dụng được lựa chọn từ trong số các phương pháp điều chế được hỗ trợ, sau đó phương pháp điều chế mà để điều kiện #115 (#116) được thỏa mãn sẽ được lựa chọn.

Khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ, điển hình cho số lượng bit mà có thể được truyền trong một ký tự thay đổi từ phương pháp điều chế này sang phương pháp điều chế khác (mặc dù cũng có thể cho số lượng bit là giống nhau), và do đó một vài phương pháp điều chế có thể không thỏa mãn điều kiện #115 (#116). Trong trường hợp này, thay vì điều kiện #115, điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #117

Độ chênh lệch giữa K_a và K_b là 0 hoặc 1, tức là $|K_a - K_b|$ là 0 hoặc 1 (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Điều kiện #117 cũng có thể được biểu diễn như sau.

Điều kiện #118

Độ chênh lệch giữa G_a và G_b là 0, 1 hoặc 2, tức là $|G_a - G_b|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối

với $\forall a$, $\forall b$, trong đó a, b, = 1, 2, ... , n − 1, n (mỗi trong số a và b là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n), và $a \neq b$); và

độ chênh lệch giữa $2 \times G_0$ và G_a là 0, 1 hoặc 2, tức là $|2 \times G_0 - G_a|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall a$, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Fig.98 thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số khe cần thiết cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối. Fig.98 "thể hiện cải biến của số lượng ký tự và số lượng khe cần thiết cho hai khối mã hóa (được mã hóa) khi sử dụng mã hóa khối" đối với trường hợp khi, ví dụ như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.3 và trên Fig.13, hai dòng được truyền, tức là s1 và s2, và thiết bị truyền có hai bộ mã hóa. (Trong trường hợp này, phương pháp truyền có thể là truyền đơn sóng mang, hoặc đa sóng mang như OFDM.)

Như được thể hiện trên Fig.98, số lượng bit cấu thành một khối mà được mã hóa bằng mã khối được thiết lập là 6000. Để truyền 6000 bit này, 3000 ký tự được yêu cầu khi phương pháp điều chế là QPSK, 1500 khi phương pháp điều chế là 16QAM, và 1000 khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Thiết bị truyền trên Fig.3 hoặc trên Fig.13 truyền hai dòng một cách đồng thời, và do hai bộ mã hóa được bố trí, các khối mã hóa (được mã hóa) khác nhau được truyền trong hai dòng. Do đó, khi phương pháp điều chế là QPSK, hai khối mã hóa (được mã hóa) được truyền trong s1 và s2 trong cùng khoảng thời gian. Ví dụ, khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất được truyền trong s1, và khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai được truyền trong s2, và do đó, 3000 khe được yêu cầu để truyền các khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và thứ hai.

Vì lý do tương tự, khi phương pháp điều chế là 16QAM, 1500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), và khi phương pháp điều chế là 64QAM, 1000 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành hai khối.

Phần sau đây mô tả quan hệ giữa các khe được xác định nêu trên và các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Dưới đây, năm ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị trong phương án C2 để thực hiện phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã

hóa với chu kỳ (chu trình) năm khe được biểu diễn là W[0], W[1], W[2], W[3], và W[4]. (Bộ tạo trọng số trong thiết bị truyền lựa chọn một trong các ma trận tiền mã hóa và thực hiện việc tiền mã hóa đối với mỗi khe).

Khi phương pháp điều chế là QPSK, trong số 3000 khe được nêu trên để truyền 6000 × 2 bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3], và 600 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Đó là vì nếu việc sử dụng các ma trận tiền mã hóa bị chênh lệch, chất lượng thu của dữ liệu bị ảnh hưởng lớn bởi ma trận tiền mã hóa mà được sử dụng với số lần lớn hơn.

Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, cần thiết để cho khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2] xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] xuất hiện 600 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4] xuất hiện 600 lần. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] sẽ xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] sẽ xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2] sẽ xuất hiện 600 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] sẽ xuất hiện 600 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4] sẽ xuất hiện 600 lần.

Tương tự, khi phương pháp điều chế là 16QAM, trong số 1500 khe được nêu trên để truyền 6000 × 2 bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3], và 300 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, cần thiết để cho khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2] xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] xuất hiện 300 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4] xuất hiện 300 lần. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] sẽ xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] sẽ xuất hiện 300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2] sẽ xuất hiện

300 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] sẽ xuất hiện 300 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4] sẽ xuất hiện 300 lần.

Tương tự, khi phương pháp điều chế là 64QAM, trong số 1000 khe được nêu trên để truyền 6000 × 2 bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), cần thiết cho 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3], và 200 khe để sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, cần thiết để cho khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2] xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] xuất hiện 200 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4] xuất hiện 200 lần. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] sẽ xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] sẽ xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2] sẽ xuất hiện 200 lần, khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] sẽ xuất hiện 200 lần, và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4] sẽ xuất hiện 200 lần.

Như được nêu trên, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa theo phương án C2, giả thiết rằng các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], ... , W[2n − 1], và W[2n] (mà được cấu thành bởi F[0], F[1], F[2], ... , F[n − 1], và F[n]; xem phương án C2) được chuẩn bị để thu được chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, khi truyền tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), điều kiện #119 sẽ được thỏa mãn, trong đó K_0 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], K_1 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], K_i là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[i] (i = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n), và K_{2n} là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2n].

Điều kiện #119

$K_0 = K_1 = ... = K_i = ... = K_{2n}$, tức là $K_a = K_b$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Khi truyền tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, điều kiện #120 sẽ được thỏa mãn, trong đó $K_{0,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[0] được sử dụng, $K_{1,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[1] được sử dụng, $K_{i,1}$ là số lần ma trận

tiền mã hóa W[i] được sử dụng (i = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n), và $K_{2n,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[2n] được sử dụng.

Điều kiện #120

$K_{0,1} = K_{1,1} = ... = K_{i,1} = ... = K_{2n,1}$, tức là $K_{a,1} = K_{b,1}$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Khi truyền tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, điều kiện #121 sẽ được thỏa mãn, trong đó $K_{0,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[0] được sử dụng, $K_{1,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[1] được sử dụng, $K_{i,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[i] được sử dụng (i = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n), và $K_{2n,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa W[2n] được sử dụng.

Điều kiện #121

$K_{0,2} = K_{1,2} = ... = K_{i,2} = ... = K_{2n,2}$, tức là $K_{a,2} = K_{b,2}$ (đối với ∀a, ∀b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa theo phương án C2, giả thiết rằng các ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], ... , F[n − 1], và F[n] được chuẩn bị để thu được chu kỳ (chu trình) N khe trong đó N = 2n + 1, khi truyền tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), điều kiện #119 có thể được biểu diễn như sau, trong đó G_0 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[0], G_1 là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[1], G_i là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[i] (i = 0, 1, 2, ... , n − 1, n), và G_n là số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa F[n].

Điều kiện #122

$2 \times G_0 = G_1 = ... = G_i = ... = G_n$, tức là $2 \times G_0 = G_a$ (đối với ∀a, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Khi truyền tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, điều kiện #123 sẽ được thỏa mãn, trong đó $G_{0,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[0] được sử dụng, $K_{1,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[1] được sử dụng, $G_{i,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[i] được sử dụng (i = 0, 1, 2, ... , n − 1, n), và $G_{n,1}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[n] được sử dụng.

Điều kiện #123

$2 \times G_{0,1} = G_{1,1} = ... = G_{i,1} = ... = G_{n,1}$, tức là $2 \times G_{0,1} = G_{a,1}$ (đối với $\forall a$, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Khi truyền tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, điều kiện #124 sẽ được thỏa mãn, trong đó $G_{0,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[0] được sử dụng, $G_{1,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[1] được sử dụng, $G_{i,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[i] được sử dụng (i = 0, 1, 2, ... , n − 1, n), và $G_{n,2}$ là số lần ma trận tiền mã hóa F[n] được sử dụng.

Điều kiện #124

$2 \times G_{0,2} = G_{1,2} = ... = G_{i,2} = ... = G_{n,2}$, tức là $2 \times G_{0,2} = G_{a,2}$ (đối với $\forall a$, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Nếu hệ thống truyền thông hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, và phương pháp điều chế mà được sử dụng được lựa chọn từ trong số các phương pháp điều chế được hỗ trợ, sau đó phương pháp điều chế mà để các điều kiện #119, #120 và #121 (#122, #123 và #124) được thỏa mãn sẽ được lựa chọn. Khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ, điển hình cho số lượng bit mà có thể được truyền trong một ký tự thay đổi từ phương pháp điều chế này sang phương pháp điều chế khác (mặc dù cũng có thể cho số lượng bit là giống nhau), và do đó một vài phương pháp điều chế có thể không thỏa mãn các điều kiện #119, #120, và #121 (#122, #123 và #124). Trong trường hợp này, thay vì Các điều kiện #119, #120, và #121, các điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #125

Độ chênh lệch giữa K_a và K_b là 0 hoặc 1, tức là $|K_a - K_b|$ là 0 hoặc 1 (đối với $\forall a$, $\forall$ b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Điều kiện #126

Độ chênh lệch giữa $K_{a,1}$ và $K_{b,1}$ là 0 hoặc 1, tức là $|K_{a,1} - K_{b,1}|$ là 0 hoặc 1 (đối với $\forall a$, $\forall$ b, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Điều kiện #127

Độ chênh lệch giữa $K_{a,2}$ và $K_{b,2}$ là 0 hoặc 1, tức là $|K_{a,2} - K_{b,2}|$ là 0 hoặc 1 (đối với $\forall a$, $\forall b$, trong đó a, b, = 0, 1, 2, ... , 2n − 1, 2n (a và b là số nguyên trong khoảng từ 0 đến 2n), và $a \neq b$).

Các điều kiện #125, #126 và #127 cũng có thể được biểu diễn như sau.

Điều kiện #128

Độ chênh lệch giữa G_a và G_b là 0, 1 hoặc 2, tức là $|G_a - G_b|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall a$, $\forall b$, trong đó a, b, = 1, 2, ... , n − 1, n (mỗi trong số a và b là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n), và $a \neq b$); và

độ chênh lệch giữa $2 \times G_0$ và G_a là 0, 1 hoặc 2, tức là $|2 \times G_0 - G_a|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall a$, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Điều kiện #129

Độ chênh lệch giữa $G_{a,1}$ và $G_{b,1}$ là 0, 1 hoặc 2, tức là $|G_{a,1} - G_{b,1}|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall a$, $\forall b$, trong đó a, b, = 1, 2, ... , n − 1, n (mỗi trong số a và b là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n), và $a \neq b$); và

độ chênh lệch giữa $2 \times G_{0,1}$ và $G_{a,1}$ là 0, 1 hoặc 2, tức là $|2 \times G_{0,1} - G_{a,1}|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall a$, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Điều kiện #130

Độ chênh lệch giữa $G_{a,2}$ và $G_{b,2}$ là 0, 1 hoặc 2, tức là $|G_{a,2} - G_{b,2}|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall a$, $\forall b$, trong đó a, b, = 1, 2, ... , n − 1, n (mỗi trong số a và b là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n), và $a \neq b$); và

độ chênh lệch giữa $2 \times G_{0,2}$ và $G_{a,2}$ là 0, 1 hoặc 2, tức là $|2 \times G_{0,2} - G_{a,2}|$ là 0, 1 hoặc 2 (đối với $\forall$ a, trong đó a = 1, 2, ... , n − 1, n (a là số nguyên trong khoảng từ 1 đến n)).

Việc kết hợp các khối mã hóa (được mã hóa) với các ma trận tiền mã hóa theo cách này loại bỏ sự chênh lệch trong các ma trận tiền mã hóa mà được sử dụng để truyền các khối mã hóa (được mã hóa), nhờ đó thu được hiệu quả của cải thiện chất

lượng thu dữ liệu bởi thiết bị thu.

Trong phương án này, các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2n] (lưu ý rằng W[0], W[1], ..., W[2n − 1], W[2n] bao gồm F[0], F[1], F[2], …, F[n − 1], F[n]) cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe như được mô tả trong phương án C2 (phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe) được sắp xếp theo thứ tự W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2] trong miền thời gian (hoặc miền tần số) trong phương pháp truyền đơn sóng mang. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2n] có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe được mô tả, nhưng hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2n]. Nói cách khác, các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2n] không cần được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) đều đặn. Trong trường hợp này, khi các điều kiện được mô tả trong phương án này được thỏa mãn, xác suất mà thiết bị thu đạt được chất lượng thu dữ liệu tốt là cao.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N = 2n + 1 trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất thu được chất lượng thu tốt tăng lên.

Như được mô tả trong phương án 15, có các chế độ như hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp mã hóa khối thời gian-không gian, phương pháp truyền một dòng và phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Thiết bị truyền (trạm phát rộng, trạm gốc) có thể lựa chọn một phương pháp truyền trong số các chế độ này. Trong trường hợp này, từ trong số hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hệ

thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp mã hóa khối thời gian-không gian, phương pháp truyền một dòng và phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp lựa chọn nhóm sóng mang (sóng mang con) chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể thực hiện phương án này.

Phương án C5

Như được thể hiện trong tài liệu không phải sáng chế 12 đến tài liệu không phải sáng chế 15, phương án này mô tả trường hợp mà phương án C3 và phương án C4 được tổng quát hóa khi sử dụng mã kiểm tra chẵn lẻ mật độ thấp gần vòng (Quasi-Cyclic Low-Density Parity-Check, viết tắt là QC-LDPC) (hoặc mã (khối) LDPC ngoài mã QC-LDPC), mã khối như mã ghép bao gồm mã LDPC và mã Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH), và mã khối như mã tubô. Phần sau đây mô tả trường hợp truyền hai dòng s1 và s2 như là ví dụ. Lưu ý rằng, khi thông tin điều khiển và loại tương tự không phải yêu cầu thực hiện việc mã hóa sử dụng mã khối, số lượng bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) là tương tự như số lượng bit cấu thành mã khối (tuy nhiên, thông tin điều khiển và loại tương tự được mô tả dưới đây có thể được bao gồm). Khi thông tin điều khiển và loại tương tự (ví dụ kiểm tra dư vòng (cyclic redundancy check, viết tắt là CRC), tham số truyền) được yêu cầu để thực hiện việc mã hóa sử dụng mã khối, số lượng bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) có thể là tổng của số lượng bit cấu thành mã khối và số lượng bit của thông tin điều khiển và loại tương tự.

Fig.97 thể hiện sự thay đổi về số lượng ký tự và số khe được yêu cầu cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi mã khối được sử dụng. Fig.97 thể hiện sự thay đổi về số lượng ký tự và số khe được yêu cầu cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi mã khối được sử dụng trong trường hợp mà hai dòng s1 và s2 được truyền và thiết bị truyền có một bộ mã hóa, như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.4 (lưu ý rằng, trong trường hợp này, hoặc việc truyền đơn sóng mang hoặc truyền đa sóng mang như OFDM có thể được sử dụng như là hệ thống truyền).

Như được thể hiện trên Fig.97, đặt số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa) trong mã khối là 6000 bit. Để truyền 6000 bit, 3000 ký tự, 1500 ký tự và 1000 ký tự là cần thiết khi phương pháp điều chế là QPSK, 16QAM và 64QAM, một cách tương ứng.

Do hai dòng được truyền một cách đồng thời trong thiết bị truyền được thể hiện trên Fig.4, khi phương pháp điều chế là QPSK, 1500 ký tự được cấp phát tới s1 và 1500 ký tự còn lại được cấp phát tới s2 trong số 3000 ký tự nêu trên. Do đó, 1500 khe (được gọi là các khe) là cần thiết để truyền 1500 ký tự bởi s1 và truyền 1500 ký tự bởi s2.

Với các xem xét tương tự, 750 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa) khi phương pháp điều chế là 16QAM, và 500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Phần sau đây mô tả quan hệ giữa các khe được xác định nêu trên và các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Ở đây, đặt các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) năm khe là W[0], W[1], W[2], W[3], W[4]. Lưu ý rằng ít nhất hai hoặc nhiều hơn các ma trận tiền mã hóa khác nhau được chứa trong W[0], W[1], W[2], W[3], W[4] (các ma trận tiền mã hóa giống nhau có thể được chứa trong W[0], W[1], W[2], W[3], W[4]). Trong bộ kết hợp trọng số của thiết bị truyền trên Fig.4, W[0], W[1], W[2], W[3], W[4] được sử dụng (bộ kết hợp trọng số lựa chọn một ma trận tiền mã hóa từ trong số các ma trận tiền mã hóa trong mỗi khe, và thực hiện việc tiền mã hóa).

Trong số 1500 khe nêu trên được yêu cầu để truyền 6000 bit, mà là số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), khi phương pháp điều chế là QPSK, 300 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Đó là bởi vì, nếu các ma trận tiền mã hóa được sử dụng bị chênh lệch, chất lượng dữ liệu thu bị ảnh hưởng lớn bởi số lượng lớn các ma trận tiền mã hóa được sử dụng.

Tương tự, trong số 750 khe nêu trên được yêu cầu để truyền 6000 bit, mà là số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), khi phương pháp điều chế là 16QAM, 150 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Tương tự, trong số 500 khe nêu trên được yêu cầu để truyền 6000 bit, mà là số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), khi phương pháp điều chế là 64QAM, 100 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Như được nêu trên, các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn là W[0], W[1], W[2], ... , W[N − 2], W[N − 1].

Lưu ý rằng W[0], W[1], W[2], …, W[N − 2], W[N − 1] bao gồm ít nhất hai hoặc nhiều hơn các ma trận tiền mã hóa khác nhau (các ma trận tiền mã hóa giống nhau có thể được chứa trong W[0], W[1], W[2], …, W[N − 2], W[N − 1]). Khi tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa) được truyền, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] là K_0, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] là K_1, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[i] là K_i (i = 0, 1, 2, …, N − 1), và đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[N − 1] là K_{N-1}, điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #131

$K_0 = K_1 = \ldots = K_i = \ldots = K_{N-1}$, tức là, $K_a = K_b$ đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); a ≠ b)

Khi hệ thống truyền thông hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, và phương pháp điều chế được lựa chọn và được sử dụng từ trong số các phương pháp điều chế được hỗ trợ, điều kiện #94 sẽ được thỏa mãn.

Khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ, tuy nhiên, do số lượng bit mà một ký tự có thể truyền nói chúng là khác nhau phụ thuộc vào các phương pháp điều chế (trong một vài trường hợp, số lượng bit có thể là giống nhau), có thể có phương pháp điều chế mà không thể thỏa mãn điều kiện #131. Trong trường hợp này, thay vì thỏa mãn điều kiện #131, điều kiện sau đây có thể được thỏa mãn.

Điều kiện #132

Độ chênh lệch giữa K_a và K_b là 0 hoặc 1, tức là, $|K_a - K_b|$ là 0 hoặc 1 đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); a ≠ b)

Fig.98 thể hiện sự thay đổi về số lượng ký tự và số khe được yêu cầu cho hai

khối mã hóa (được mã hóa) khi mã khối được sử dụng. Fig.98 thể hiện sự thay đổi về số lượng ký tự và số khe được yêu cầu cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi mã khối được sử dụng trong trường hợp mà hai dòng s1 và s2 được truyền và thiết bị truyền có hai bộ mã hóa, như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.3 và thiết bị truyền trên Fig.13 (lưu ý rằng, trong trường hợp này, hoặc việc truyền đơn sóng mang hoặc truyền đa sóng mang như OFDM có thể được sử dụng như là hệ thống truyền).

Như được thể hiện trên Fig.98, đặt số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa) trong mã khối là 6000 bit. Để truyền 6000 bit, 3000 ký tự, 1500 ký tự và 1000 ký tự là cần thiết khi phương pháp điều chế là QPSK, 16QAM và 64QAM, một cách tương ứng.

Do hai dòng được truyền một cách đồng thời trong thiết bị truyền được thể hiện trên Fig.3 và trong thiết bị truyền trên Fig.13, và có hai bộ mã hóa, các mã hóa (được mã hóa) khác nhau được truyền. Do đó, khi phương pháp điều chế là QPSK, s1 và s2 truyền hai khối mã hóa (được mã hóa) trong cùng khoảng thời gian. Ví dụ, s1 truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, và s2 truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Do đó, 3000 khe là cần thiết để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai.

Với các xem xét tương tự, 1500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa) khi phương pháp điều chế là 16QAM, và 1000 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành 22 khối khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Phần sau đây mô tả quan hệ giữa các khe được xác định nêu trên và các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Ở đây, đặt các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) năm khe là W[0], W[1], W[2], W[3], W[4]. Lưu ý rằng ít nhất hai hoặc nhiều hơn các ma trận tiền mã hóa khác nhau được chứa trong W[0], W[1], W[2], W[3], W[4] (các ma trận tiền mã hóa giống nhau có thể được chứa trong W[0], W[1], W[2], W[3], W[4]). Trong bộ kết hợp trọng số của thiết bị truyền trên Fig.3 và thiết bị truyền trên Fig.13, W[0], W[1], W[2], W[3], W[4] được sử dụng (bộ kết hợp trọng số lựa chọn một ma trận tiền mã

hóa từ trong số các ma trận tiền mã hóa trong mỗi khe, và thực hiện việc tiền mã hóa).

Trong số 3000 khe nêu trên được yêu cầu để truyền 6000 × 2 bit, mà là số lượng bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), khi phương pháp điều chế là QPSK, 600 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Đó là bởi vì, nếu các ma trận tiền mã hóa được sử dụng bị chênh lệch, chất lượng thu dữ liệu bị ảnh hưởng lớn bởi số lượng lớn các ma trận tiền mã hóa được sử dụng.

Ngoài ra, để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, 600 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, 600 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Tương tự, trong số 1500 khe nêu trên được yêu cầu để truyền 6000 × 2 bit, mà là số lượng bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), khi phương pháp điều chế là 64QAM, 300 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Ngoài ra, để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, 300 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, 300 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Tương tự, trong số 1000 khe nêu trên được yêu cầu để truyền 6000 × 2 bit, mà là số lượng bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa), khi phương pháp điều chế là 64QAM, 200 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử

dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Ngoài ra, để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, 200 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4]. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai, 200 khe là cần thiết cho mỗi khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[2], khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[3] và khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[4].

Như được nêu trên, các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được biểu diễn là W[0], W[1], W[2], ... , W[N − 2], W[N − 1].

Lưu ý rằng W[0], W[1], W[2], …, W[N − 2], W[N − 1] bao gồm ít nhất hai hoặc nhiều hơn các ma trận tiền mã hóa khác nhau (các ma trận tiền mã hóa giống nhau có thể được chứa trong W[0], W[1], W[2], …, W[N − 2], W[N − 1]). Khi tất cả các bit cấu thành hai khối mã hóa (được mã hóa) được truyền, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] là K_0, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] là K_1, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[i] là K_i (i = 0, 1, 2, …, N − 1), và đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[N − 1] là K_{N-1}, điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #133

$K_0 = K_1 = \ldots = K_i = \ldots = K_{N-1}$, tức là, $K_a = K_b$ đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); a ≠ b)

Khi tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất được truyền, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] là $K_{0,1}$, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] là $K_{1,1}$, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[i] là $K_{i,1}$ (i = 0, 1, 2, …, N − 1), và đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[N − 1] là $K_{N-1,1}$, điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #134

$K_{0,1} = K_{1,1} = \ldots = K_{i,1} = \ldots = K_{N-1,1}$, tức là, $K_{a,1} = K_{b,1}$ đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); a ≠ b)

Khi tất cả các bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai được truyền,

đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[0] là $K_{0,2}$, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[1] là $K_{1,2}$, đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[i] là $K_{i,2}$ (i = 0, 1, 2, …, N − 1), và đặt số lượng khe sử dụng ma trận tiền mã hóa W[N − 1] là $K_{N-1,2}$, điều kiện sau đây sẽ được thỏa mãn.

Điều kiện #135

$K_{0,2} = K_{1,2} = \ldots = K_{i,2} = \ldots = K_{N-1,2}$, tức là, $K_{a,2} = K_{b,2}$ đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); $a \neq b$)

Khi hệ thống truyền thông hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, và phương pháp điều chế được lựa chọn và được sử dụng từ trong số các phương pháp điều chế được hỗ trợ, điều kiện #133, điều kiện #134 và điều kiện #135 sẽ được thỏa mãn.

Khi các phương pháp điều chế được hỗ trợ, tuy nhiên, do số lượng bit mà một ký tự có thể truyền nói chúng là khác nhau phụ thuộc vào các phương pháp điều chế (trong một vài trường hợp, số lượng bit có thể là giống nhau), có thể có phương pháp điều chế mà không thể thỏa mãn điều kiện #133, điều kiện #134 và điều kiện #135. Trong trường hợp này, thay vì thỏa mãn điều kiện #133, điều kiện #134 và điều kiện #135, điều kiện sau đây có thể được thỏa mãn.

Điều kiện #136

Độ chênh lệch giữa K_a và K_b là 0 hoặc 1, tức là, $|K_a - K_b|$ là 0 hoặc 1 đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); $a \neq b$)

Điều kiện #137

Độ chênh lệch giữa $K_{a,1}$ và $K_{b,1}$ là 0 hoặc 1, tức là, $|K_{a,1} - K_{b,1}|$ là 0 hoặc 1 đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); $a \neq b$)

Điều kiện #138

Độ chênh lệch giữa $K_{a,2}$ và $K_{b,2}$ là 0 hoặc 1, tức là, $|K_{a,2} - K_{b,2}|$ là 0 hoặc 1 đối với ∀a, ∀b (a, b = 0, 1, 2, …, N − 1 (a, b là các số nguyên từ 0 đến N - 1); $a \neq b$)

Bằng cách kết hợp các khối mã hóa (được mã hóa) với các ma trận tiền mã hóa như được nêu trên, các ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khối mã hóa (được mã hóa) là không bị chênh lệch. Do đó, hiệu quả cải thiện chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu đạt được.

Trong phương án này, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, N các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], W[2], …, W[N − 2], W[N

– 1] được chuẩn bị cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe. Có phương pháp để sắp xếp các ma trận tiền mã hóa theo thứ tự W[0], W[1], W[2], …, W[N – 2], W[N – 1] trong miền tần số. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Như được mô tả trong phương án 1, các ma trận tiền mã hóa có thể được thay đổi bằng cách sắp xếp N ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], W[2], …, W[N – 2], W[N – 1] được tạo ra trong phương án này trong miền thời gian và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả, nhưng hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) đều đặn. Trong trường hợp này, khi các điều kiện được mô tả trong phương án này được thỏa mãn, xác suất mà thiết bị thu đạt được chất lượng thu dữ liệu tốt là cao.

Như được mô tả trong phương án 15, có các chế độ như hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp mã hóa khối thời gian-không gian, phương pháp truyền một dòng và phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Thiết bị truyền (trạm phát rộng, trạm gốc) có thể lựa chọn một phương pháp truyền trong số các chế độ này. Trong trường hợp này, từ trong số hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian, hệ thống MIMO với ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp mã hóa khối thời gian-không gian, phương pháp truyền một dòng và phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp lựa chọn nhóm sóng mang (sóng mang con) chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể thực hiện phương án này.

Giải thích bổ sung

Trong phần mô tả này, có xem xét rằng thiết bị truyền thông/phát rộng như trạm phát rộng, trạm gốc, điểm truy cập, thiết bị đầu cuối, điện thoại di động, hoặc loại tương tự được bố trí thiết bị truyền, và thiết bị truyền thông như tivi, radio, thiết bị đầu cuối, máy tính cá nhân, điện thoại di động, điểm truy cập, trạm gốc, hoặc loại tương tự được bố trí thiết bị thu. Ngoài ra, có xem xét rằng thiết bị truyền và thiết bị thu trong sáng chế có chức năng truyền thông và có khả năng được kết nối thông qua một vài loại giao diện (như USB) tới thiết bị để thực hiện các ứng dụng cho tivi, radio, máy tính cá nhân, điện thoại di động, hoặc loại tương tự.

Ngoài ra, trong phương án này, các ký tự ngoài các ký tự dữ liệu, như các ký tự hoa tiêu (đoạn đầu, từ duy nhất, thông tin nhanh, ký tự tham chiếu, và loại tương tự), các ký tự cho thông tin điều khiển, và loại tương tự có thể được sắp xếp trong khung theo cách bất kỳ. Trong khi thuật ngữ "ký tự hoa tiêu" và "các ký tự cho thông tin điều khiển" được sử dụng ở đây, thuật ngữ bất kỳ có thể được sử dụng, do bản thân chức năng của nó là gì mới là quan trọng.

Nó là đủ cho ký tự hoa tiêu, ví dụ, là ký tự đã biết được điều chế bằng điều chế PSK trong các thiết bị truyền và thu (hoặc cho thiết bị thu có thể đồng bộ để biết được ký tự được truyền bởi thiết bị truyền). Thiết bị thu sử dụng ký tự này cho việc đồng bộ tần số, đồng bộ thời gian, đánh giá kênh (đánh giá thông tin trạng thái kênh (CSI) đối với mỗi tín hiệu được điều chế), dò tìm các tín hiệu, và loại tương tự.

Ký tự cho thông tin điều khiển để truyền thông tin ngoài dữ liệu (của các ứng dụng hoặc loại tương tự) mà cần được truyền tới đối tác truyền thông để thực hiện việc truyền thông (ví dụ, phương pháp điều chế, phương pháp mã hóa sửa lỗi, tốc độ mã hóa của phương pháp mã hóa sửa lỗi, thông tin thiết lập trong lớp phía trên, và loại tương tự).

Lưu ý rằng sáng chế không bị giới hạn ở các phương án từ 1 đến 5 nêu trên và có thể được thực hiện với các cải biến đa dạng. Ví dụ, các phương án nêu trên mô tả các thiết bị truyền thông, nhưng sáng chế không bị giới hạn ở các thiết bị này và có thể được thực hiện như là phần mềm đối với phương pháp truyền thông tương ứng.

Ngoài ra, phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp truyền hai tín hiệu được điều chế từ hai anten được mô tả, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Sáng chế cũng có thể được thực hiện như là phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa để chuyển đổi một cách tương tự các trọng số (ma trận) tiền mã hóa trong hoàn cảnh của phương pháp nhờ đó bốn tín hiệu được ánh xạ được tiền mã hóa để tạo ra bốn tín hiệu được điều chế mà được truyền từ bốn anten, hoặc tổng quát hơn, nhờ đó N tín hiệu được ánh xạ được tiền mã hóa để tạo ra N tín hiệu được điều chế mà được truyền từ N anten.

Trong phần mô tả này, các thuật ngữ "tiền mã hóa", "trọng số tiền mã hóa", "ma trận tiền mã hóa" và và loại tương tự được sử dụng, nhưng thuật ngữ bất kỳ có thể được sử dụng (như "bảng mã", ví dụ) do bản thân việc xử lý tín hiệu là gì là quan

trọng trong sáng chế.

Ngoài ra, trong phần mô tả này, thiết bị thu được mô tả là sử dụng tính toán ML, APP, Max-log APP, ZF, MMSE, hoặc loại tương tự, mà thu được các kết quả quyết định mềm (likelihood-log, tỷ lệ likelihood-log) hoặc các kết quả quyết định cứng ("0" hoặc "1") đối với mỗi bit của dữ liệu được truyền bởi thiết bị truyền. Xử lý này có thể được gọi là dò tìm, giải điều chế, đánh giá, hoặc phân tách.

Giả thiết rằng các tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z1(i), z2(i) (trong đó i biểu diễn thứ tự về thời gian hoặc tần số (sóng mang)) được tạo ra bằng cách tiền mã hóa các tín hiệu dải gốc s1(i) và s2(i) đối với hai dòng trong khi chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Đặt thành phần cùng pha I và thành phần pha vuông góc Q của tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z1(i) là $I_1(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng, và đặt thành phần cùng pha I và thành phần pha vuông góc Q của tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z2(i) là $I_2(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng. Trong trường hợp này, các thành phần dải gốc có thể được chuyển đổi, và các tín hiệu được điều chế tương ứng với tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) và tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) có thể được truyền từ các anten khác nhau tại cùng thời điểm và trên cùng tần số bằng cách truyền tín hiệu được điều chế tương ứng với tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) từ anten truyền 1 và tín hiệu được điều chế tương ứng với tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) từ anten truyền 2 tại cùng thời điểm và trên cùng tần số. Các thành phần dải gốc có thể được chuyển đổi như sau.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i)$ và

$Q_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và

thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i)$ và $I_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i)$ và $I_2(i)$ một cách tương ứng. Trong phần mô tả ở trên, các tín hiệu trong hai dòng được tiền mã hóa, và các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu được tiền mã hóa được chuyển đổi, nhưng sáng chế không bị giới hạn theo cách này. Các tín hiệu trong nhiều hơn hai dòng có thể được tiền mã hóa, và các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu được tiền mã hóa có thể được chuyển đổi.

Trong ví dụ nêu trên, việc chuyển đổi giữa các tín hiệu dải gốc tại cùng thời điểm (tại cùng tần số (sóng mang (sóng mang con))) được mô tả, nhưng sáng chế không bị giới hạn ở việc chuyển đổi giữa các tín hiệu dải gốc tại cùng thời điểm. Như là ví dụ, phần mô tả sau đây có thể được đưa ra.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_1(i +$

v) và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_1(i + v)$ và $Q_2(i + w)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_2(i + w)$ và $Q_1(i + v)$ một cách tương ứng.

· Đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $Q_2(i + w)$ và $I_1(i + v)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng

pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $Q_1(i + v)$ và $I_2(i + w)$ một cách tương ứng.

Fig.96 giải thích phần mô tả ở trên. Như được thể hiện trên Fig.96, đặt thành phần cùng pha I và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z1(i) là $I_1(i)$ và $Q_1(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha I và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z2(i) là $I_2(i)$ và $Q_2(i)$ một cách tương ứng. Sau đó, đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) là $I_{r1}(i)$ và $Q_{r1}(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) là $I_{r2}(i)$ và $Q_{r2}(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha $I_{r1}(i)$ và thành phần pha vuông góc $Q_{r1}(i)$ của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) và thành phần cùng pha $I_{r2}(i)$ và thành phần pha vuông góc $Q_{r2}(i)$ của tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) được biểu diễn bởi bất kỳ trong số các phần mô tả ở trên. Lưu ý rằng, trong ví dụ này, việc chuyển đổi giữa các tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa tại cùng thời điểm (tại cùng tần số (sóng mang (sóng mang con))) được mô tả, nhưng sáng chế có thể là việc chuyển đổi giữa các tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa tại các thời điểm khác nhau (tại các tần số (sóng mang (sóng mang con)) khác nhau), như được nêu trên.

Trong trường hợp này, các tín hiệu được điều chế tương ứng với tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) và tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) có thể được truyền từ các anten khác nhau tại cùng thời điểm và trên cùng tần số bằng cách truyền tín hiệu được điều chế tương ứng với tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r1(i) từ anten truyền 1 và tín hiệu được điều chế tương ứng với tín hiệu dải gốc được chuyển đổi r2(i) từ anten truyền 2 tại cùng thời điểm và trên cùng tần số.

Mỗi anten truyền của thiết bị truyền và anten thu của thiết bị thu được thể hiện trên các hình vẽ có thể được tạo thành bởi nhiều ăn ten.

Trong phần mô tả này, ký tự "$\forall$" biểu diễn lượng hóa phổ biến, và ký tự "$\exists$" biểu diễn lượng hóa tồn tại.

Ngoài ra, trong phần mô tả này, các đơn vị của pha, như đối số, trong mặt phẳng phức là radian.

Khi sử dụng mặt phẳng phức, các số phức có thể được thực hiện dưới dạng

cực bởi các trục tọa độ cực. Nếu số phức z = a + jb (trong đó a và b là các số thực và j là phần ảo) tương ứng với điểm (a, b) trên mặt phẳng phức, và điểm này được biểu diễn trong các trục tọa độ cực là [r, θ], sau đó phép toán sau được thỏa mãn.

$a = r \times \cos\theta$

$b = r \times \sin\theta$

Phép toán 592

$$r = \sqrt{a^2 + b^2}$$

r là giá trị tuyệt đối của z (r = |z|), và θ là đối số. Ngoài ra, z = a + jb được biểu diễn là $re^{j\theta}$.

Trong phần mô tả của sáng chế, tín hiệu dải gốc, tín hiệu được điều chế s1, tín hiệu được điều chế s2, tín hiệu được điều chế z1, và tín hiệu được điều chế z2 là các tín hiệu phức. Các tín hiệu phức được biểu diễn là I + jQ (trong đó j là phần ảo), I là tín hiệu cùng pha, và Q là tín hiệu pha vuông góc. Trong trường hợp này, I có thể là zero (0), hoặc Q có thể là zero (0).

Fig.59 thể hiện ví dụ về hệ thống phát rộng mà sử dụng phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phần mô tả này. Trên Fig.59, bộ mã hóa viđeo 5901 thu các ảnh viđeo như là đầu vào, mã hóa các ảnh viđeo, và xuất ra các ảnh viđeo được mã hóa như là dữ liệu 5902. Bộ mã hóa auđio 5903 thu auđio như là đầu vào, mã hóa auđio, và xuất ra auđio được mã hóa như là dữ liệu 5904. Bộ mã hóa dữ liệu 5905 thu dữ liệu như là đầu vào, mã hóa dữ liệu này (ví dụ bằng cách nén dữ liệu), và xuất ra dữ liệu được mã hóa như là dữ liệu 5906. Cùng với nhau, các bộ mã hóa này được gọi là các bộ mã hóa nguồn thông tin 5900.

Bộ truyền 5907 thu, như là đầu vào, dữ liệu 5902 của viđeo được mã hóa, dữ liệu 5904 của auđio được mã hóa, và dữ liệu 5906 của dữ liệu được mã hóa, thiết lập một vài hoặc tất cả các đoạn dữ liệu như là dữ liệu truyền, và xuất ra các tín hiệu truyền 5908_1 đến 5908_N sau khi thực hiện xử lý như mã hóa sửa lỗi, điều chế và tiền mã hóa (ví dụ, xử lý tín hiệu của thiết bị truyền trên Fig.3). Các tín hiệu truyền 5908_1 đến 5908_N được truyền bởi các anten 5909_1 đến 5909_N như là các sóng vô tuyến.

Bộ thu 5912 thu, như là đầu vào, các tín hiệu thu 5911_1 đến 5911_M được

thu bởi các anten 5910_1 đến 5910_M, thực hiện xử lý như chuyển đổi tần số, giải mã tiền mã hóa, tính toán tỷ lệ logarit hợp lẽ, và giải mã sửa lỗi (xử lý bởi thiết bị thu trên Fig.7, ví dụ), và xuất ra dữ liệu được thu 5913, 5915, và 5917. Các bộ giải mã nguồn thông tin 5919 thu, như là đầu vào, dữ liệu thu 5913, 5915, và 5917. Bộ giải mã viđeo 5914 thu, như là đầu vào, dữ liệu thu 5913, thực hiện giải mã viđeo, và xuất ra tín hiệu viđeo. Các ảnh viđeo sau đó được thể hiện trên tivi hoặc màn hình hiển thị. Ngoài ra, bộ giải mã auđio 5916 thu, như là đầu vào, dữ liệu thu 5915, thực hiện giải mã auđio, và xuất ra tín hiệu auđio. Auđio sau đó được tạo ra bởi loa. Bộ mã hóa dữ liệu 5918 thu, như là đầu vào, dữ liệu thu 5917, thực hiện giải mã dữ liệu, và xuất ra thông tin trong dữ liệu.

Trong các phương án nêu trên mô tả sáng chế, số lượng bộ mã hóa trong thiết bị truyền khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM có thể là số lượng bất kỳ, như được nêu trên. Do đó, như trên Fig.4, ví dụ, tất nhiên có thể cho thiết bị truyền để có một bộ mã hóa và để áp dụng phương pháp phân phối đầu ra là phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM. Trong trường hợp này, các bộ vô tuyến 310A và 310B trên Fig.4 được thay thế bởi các bộ xử lý liên quan OFDM 1301A và 1301B trên Fig.13. Phần mô tả về các bộ xử lý liên quan OFDM là như trên phương án 1.

Phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5 và trong phương án 1 có thể được thực hiện tương tự là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa khác nhau, phương pháp tiền mã hóa khác với "phương pháp để chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa khác nhau" trong phần mô tả này. Điều tương tự được duy trì cũng là đúng đối với các phương án khác. Phần sau đây là giải thích bổ sung liên quan đến các ma trận tiền mã hóa khác nhau.

Đặt N ma trận tiền mã hóa được biểu diễn là F[0], F[1], F[2], ..., F[N − 3], F[N − 2], F[N − 1] cho phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Trong trường hợp này, "các ma trận tiền mã hóa khác nhau" được đề cập nêu trên giả thiết thỏa mãn hai điều kiện nêu trên (điều kiện *1 và điều kiện *2).

Phép toán 593

Điều kiện *1

$$F[x] \neq F[y] \qquad \text{for } \forall x, \forall y \ (x, y = 0,1,2, \cdots, N-3, N-2, N-1; \ x \neq y)$$

Ở đây, x là số nguyên từ 0 đến N − 1, y là số nguyên từ 0 đến N − 1 và x ≠ y. Đối với tất cả x và tất cả y thỏa mãn phần nêu trên, quan hệ F[x] ≠ F[y] được duy trì.

Phép toán 594

Điều kiện *2

$$F[x] = k \times F[y]$$

Đặt x là số nguyên từ 0 đến N − 1, y là số nguyên từ 0 đến N − 1, và x ≠ y, đối với tất cả x và tất cả y, không có số thực và số phức k thỏa mãn công thức tính nêu trên tồn tại.

Phần sau đây là giải thích bổ sung sử dụng ma trận 2 × 2 như là ví dụ. Đặt các ma trận 2 × 2 R và S được biểu diễn như sau:

Phép toán 595

$$R = \begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix}$$

Phép toán 596

$$S = \begin{pmatrix} e & f \\ g & h \end{pmatrix}$$

Đặt $a = Ae^{j\delta 11}$, $b = Be^{j\delta 12}$, $c = Ce^{j\delta 21}$ và $d = De^{j\delta 22}$, và $e = Ee^{j\gamma 11}$, $f = Fe^{j\gamma 12}$, $g = Ge^{j\gamma 21}$ và $h = He^{j\gamma 22}$. A, B, C, D, E, F, G, và H là các số thực 0 hoặc lớn hơn, và δ_{11}, δ_{12}, δ_{21}, δ_{22}, γ_{11}, γ_{12}, γ_{21}, và γ_{22} được biểu diễn theo radian. Trong trường hợp này, R ≠ S nghĩa là ít nhất một trong các phần sau đây được duy trì: (1) a ≠ e, (2) b ≠ f, (3) c ≠ g và (4) d ≠ h.

Ma trận tiền mã hóa có thể là ma trận R trong đó một trong a, b, c, và d là zero (0). Nói cách khác, ma trận tiền mã hóa có thể là sao cho (1) a là zero (0), và b, c, và d không phải là là zero (0); (2) b là zero (0), và a, c, và d không phải là là zero (0);

(3) c là zero (0), và a, b, và d không phải là là zero (0); hoặc (4) d là zero (0), và a, b, và c không phải là là zero (0).

Trong ví dụ hệ thống trong phần mô tả của sáng chế, hệ thống truyền thông sử dụng phương pháp MIMO được mô tả, trong đó hai tín hiệu được điều chế được truyền từ hai anten và được thu bởi hai anten. Sáng chế, tuy nhiên, tất nhiên có thể cũng được áp dụng trong hệ thống truyền thông sử dụng phương pháp đa đầu vào một đầu ra (Multiple Input Single Output, viết tắt là MISO). Trong trường hợp của phương pháp MISO, việc áp dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong thiết bị truyền là tương tự như được nêu trên. Mặt khác, thiết bị thu không được bố trí anten 701_Y, bộ vô tuyến 703_Y, bộ đánh giá dao động kênh 707_1 đối với tín hiệu được điều chế z1, hoặc bộ đánh giá dao động kênh 707_2 đối với tín hiệu được điều chế z2 trong cấu trúc được thể hiện trên Fig.7. Cũng trong trường hợp này, tuy nhiên, phần mô tả chi tiết trong phần mô tả này có thể được thực hiện để đánh giá dữ liệu được truyền bởi thiết bị truyền. Lưu ý rằng đã được biết đến rộng rãi rằng nhiều tín hiệu được truyền tại cùng tần số và cùng thời điểm có thể được thu bởi một anten và được giải mã (đối với một anten thu, nó là đủ để thực hiện việc tính toán như tính toán ML (Max-log APP hoặc loại tương tự)). Trong sáng chế, nó là đủ cho bộ xử lý tín hiệu 711 trên Fig.7 thực hiện việc giải điều chế (dò tìm) có xét đến phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn mà được sử dụng tại phía truyền.

Các chương trình để thực hiện phương pháp truyền thông nêu trên có thể, ví dụ, được lưu trữ trước trong bộ nhớ chỉ đọc (Read Only Memory, viết tắt là ROM) và được làm cho hoạt động bởi bộ xử lý trung tâm (CPU).

Ngoài ra, các chương trình để thực hiện phương pháp truyền thông nêu trên có thể được lưu trữ trong vật ghi đọc được bởi máy tính, các chương trình được lưu trữ trong vật ghi này có thể được tải trong bộ nhớ truy cập ngẫu nhiên (Random Access Memory, viết tắt là RAM) của máy tính, và máy tính có thể được làm cho hoạt động theo các chương trình này.

Các thành phần trong các phương án nêu trên và loại tương tự có thể được lắp ráp điển hình như là tích hợp tỷ lệ lớn (Large Scale Integration, viết tắt là LSI), loại mạch tích hợp. Các thành phần riêng biệt có thể một cách tương ứng được tạo thành

vào các con chip rời rạc, hoặc một phần hoặc tất cả các thành phần trong mỗi phương án có thể được tạo thành vào một con chip. Trong khi LSI được đề cập đến, các thuật ngữ mạch tích hợp (Integrated Circuit, viết tắt là IC), LSI hệ thống, siêu LSI, hoặc ultra LSI có thể được sử dụng phụ thuộc vào mức độ tích hợp. Ngoài ra, phương pháp lắp ráp các mạch tích hợp không bị giới hạn ở LSI, và mạch chuyên dụng hoặc bộ xử lý mục đích chung có thể được sử dụng. Mảng cổng có thể lập trình dạng trường (Field Programmable Gate Array, viết tắt là FPGA), mà có thể lập trình được sau khi LSI được sản xuất, hoặc bộ xử lý có thể tái cấu trúc, mà cho phép tái cấu trúc lại các kết nối và thiết lập của các ô mạch bên trong LSI, có thể được sử dụng.

Ngoài ra, nếu kỹ thuật để tạo ra các mạch tích hợp mà thay thế các LSI xuất hiện, do các tiến bộ trong kỹ thuật bán dẫn hoặc kỹ thuật liên quan khác, việc tích hợp các khối chức năng có thể một cách tự nhiên được thực hiện sử dụng kỹ thuật này. Việc áp dụng cả hai kỹ thuật hoặc loại tương tự là có thể.

Với phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5 và phương án 1, sáng chế có thể được thực hiện tương tự bằng cách thay thế "phương pháp chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa khác nhau" bằng "phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa khác nhau". Lưu ý rằng "các ma trận tiền mã hóa khác nhau" như được nêu trên.

Phần nêu trên mô tả rằng "với phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5 và phương án 1, sáng chế có thể được thực hiện tương tự bằng cách thay thế "phương pháp chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa khác nhau" với "phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa khác nhau". Đối với "phương pháp chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa khác nhau", phương pháp chuẩn bị N ma trận tiền mã hóa khác nhau được nêu trên, và việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau với chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn N) có thể được sử dụng (như là ví dụ, có phương pháp được mô tả trong phương án C2).

Với phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong phương án 1, sáng chế có thể được thực hiện tương tự sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ C1 đến C5.

Tương tự, sáng chế có thể được thực hiện tương tự sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ C1 đến C5 như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5.

Phương án D1

Phần sau đây mô tả phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các tài liệu không phải sáng chế từ 12 đến 15 khi sử dụng mã kiểm tra chẵn lẻ mật độ thấp gần vòng (QC-LDPC) (hoặc mã LDPC ngoài mã QC-LDPC), mã ghép bao gồm mã LDPC và mã Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH), và mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng bit đuôi. Lưu ý rằng phương án này có thể được thực hiện sử dụng hoặc phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số phức hoặc phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực, mà được mô tả dưới đây, như là phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Phần sau đây mô tả trường hợp truyền hai dòng s1 và s2 như là ví dụ. Lưu ý rằng, khi thông tin điều khiển và loại tương tự không phải yêu cầu thực hiện việc mã hóa sử dụng mã khối, số lượng bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) là tương tự như số lượng bit cấu thành mã khối (tuy nhiên, thông tin điều khiển và loại tương tự được mô tả dưới đây có thể được bao gồm). Khi thông tin điều khiển và loại tương tự (ví dụ kiểm tra vòng dư (cyclic redundancy check, viết tắt là CRC), tham số truyền) được yêu cầu để thực hiện việc mã hóa sử dụng mã khối, số lượng bit cấu thành khối mã hóa (được mã hóa) có thể là tổng của số lượng bit cấu thành mã khối và số lượng bit của thông tin điều khiển và loại tương tự.

Fig.97 thể hiện sự thay đổi trong số lượng ký tự và số khe được yêu cầu cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi mã khối được sử dụng. Fig.97 thể hiện sự thay đổi trong số lượng ký tự và số khe được yêu cầu cho một khối mã hóa (được mã hóa) khi mã khối được sử dụng trong trường hợp mà hai dòng s1 và s2 được truyền và thiết bị truyền có một bộ mã hóa, như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.4 (lưu ý rằng, trong trường hợp này, hoặc việc truyền đơn sóng mang hoặc truyền đa sóng mang như OFDM có thể được sử dụng như là hệ thống truyền).

Như được thể hiện trên Fig.97, đặt số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa) trong mã khối là 6000 bit. Để truyền 6000 bit, 3000 ký tự, 1500 ký tự và 1000 ký tự là cần thiết khi phương pháp điều chế là QPSK, 16QAM và 64QAM, một cách tương ứng.

Do hai dòng được truyền một cách đồng thời trong thiết bị truyền được thể hiện trên Fig.4, khi phương pháp điều chế là QPSK, 1500 ký tự được cấp phát tới s1 và 1500 ký tự còn lại được cấp phát tới s2 trong số 3000 ký tự nêu trên. Do đó, 1500 khe (được gọi là các khe) là cần thiết để truyền 1500 ký tự bởi s1 và truyền 1500 ký tự bởi s2.

Với các xem xét tương tự, 750 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa) khi phương pháp điều chế là 16QAM, và 500 khe là cần thiết để truyền tất cả các bit cấu thành một khối khi phương pháp điều chế là 64QAM.

Phương án này mô tả phương pháp khởi tạo các ma trận tiền mã hóa trong trường hợp mà thiết bị truyền trên Fig.4 là tương thích với phương pháp đa sóng mang, như phương pháp OFDM, khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phần mô tả này được sử dụng.

Tiếp theo, trường hợp mà thiết bị truyền truyền các tín hiệu được điều chế mỗi chúng có cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.99A và Fig.99B được xem xét. Fig.99A thể hiện cấu trúc khung trong miền thời gian và tần số đối với tín hiệu được điều chế z1 (được truyền bởi anten 312A). Fig.99B thể hiện cấu trúc khung trong miền thời gian và tần số đối với tín hiệu được điều chế z2 (được truyền bởi anten 312B). Trong trường hợp này, tín hiệu được điều chế z1 và tín hiệu được điều chế z2 được giả thiết chiếm giữ cùng tần số (băng thông), và tín hiệu được điều chế z1 và tín hiệu được điều chế z2 được giả thiết tồn tại tại cùng thời điểm.

Như được thể hiện trên Fig.99A, thiết bị truyền truyền đoạn đầu (ký tự điều khiển) trong khoảng thời gian A. Đoạn đầu là ký tự để truyền thông tin điều khiển tới đối tác truyền thông và giả thiết bao gồm thông tin về phương pháp điều chế để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất trong khoảng thời gian B. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai trong khoảng

thời gian C.

Thiết bị truyền truyền đoạn đầu (ký tự điều khiển) trong khoảng thời gian D. Đoạn đầu là ký tự để truyền thông tin điều khiển tới đối tác truyền thông và giả thiết bao gồm thông tin về phương pháp điều chế để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba, khối mã hóa (được mã hóa) thứ tư và v.v.. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba trong khoảng thời gian E. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ tư trong khoảng thời gian F.

Như được thể hiện trên Fig.99B, thiết bị truyền truyền đoạn đầu (ký tự điều khiển) trong khoảng thời gian A. Đoạn đầu là ký tự để truyền thông tin điều khiển tới đối tác truyền thông và giả thiết bao gồm thông tin về phương pháp điều chế để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất trong khoảng thời gian B. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai trong khoảng thời gian C.

Thiết bị truyền truyền đoạn đầu (ký tự điều khiển) trong khoảng thời gian D. Đoạn đầu là ký tự để truyền thông tin điều khiển tới đối tác truyền thông và giả thiết bao gồm thông tin về phương pháp điều chế để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba, khối mã hóa (được mã hóa) thứ tư và v.v.. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba trong khoảng thời gian E. Thiết bị truyền là để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ tư trong khoảng thời gian F.

Fig.100 thể hiện số lượng khe được sử dụng khi các khối mã hóa (được mã hóa) được truyền như được thể hiện trên Fig.97, và, cụ thể, khi 16QAM được sử dụng như là phương pháp điều chế trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, 750 khe là cần thiết.

Tương tự, Fig.100 thể hiện số lượng khe được sử dụng khi QPSK được sử dụng như là phương pháp điều chế trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, 1500 khe là cần thiết.

Fig.101 thể hiện số lượng khe được sử dụng khi khối mã hóa (được mã hóa) được truyền như được thể hiện trên Fig.97, và, cụ thể, khi QPSK được sử dụng như là phương pháp điều chế trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba. Để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba, 1500 khe là cần thiết.

Như được mô tả trong phần mô tả này, trường hợp mà việc dịch pha không được thực hiện đối với tín hiệu được điều chế z1, tức là tín hiệu được điều chế được truyền bởi anten 312A, và được thực hiện đối với tín hiệu được điều chế z2, tức là tín hiệu được điều chế được truyền bởi anten 312B, được xem xét. Trong trường hợp này, Fig.100 và Fig.101 thể hiện phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Đầu tiên, giả thiết rằng bảy ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và được gọi là #0, #1, #2, #3, #4, #5 và #6. Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng đều đặn và theo chu kỳ. Tức là, các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn và theo chu kỳ theo thứ tự #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, ….

Đầu tiên, như được thể hiện trên Fig.100, 750 khe tồn tại trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất. Do đó, bắt đầu từ #0, các ma trận tiền mã hóa được sắp xếp theo thứ tự #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, ..., #4, #5, #6, #0, và kết thúc sử dụng #0 đối với khe thứ 750.

Tiếp theo, các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới mỗi khe trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Do phần mô tả này dựa trên giả thiết rằng các ma trận tiền mã hóa được áp dụng cho việc truyền thông đa hướng và phát rộng, một khả năng đó là thiết bị đầu cuối thu không cần khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và tách chỉ khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Trong trường hợp này, ngay cả khi ma trận tiền mã hóa #0 được sử dụng để truyền khe cuối cùng trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, ma trận tiền mã hóa #1 được sử dụng đầu tiên để truyền khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai. Trong trường hợp này, hai phương pháp sau đây được xem xét:

(a) Thiết bị đầu cuối nêu trên giám sát làm thế nào khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất được truyền, tức là thiết bị đầu cuối giám sát mẫu của ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe cuối cùng trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, và đánh giá ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai; và

(b) Thiết bị truyền truyền thông tin về ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai mà không thực hiện (a).

Trong trường hợp của (a), do thiết bị đầu cuối phải giám sát việc truyền của khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, việc tiêu thụ công suất tăng lên. Trong trường hợp của (b), hiệu quả truyền dữ liệu bị giảm.

Do đó, có lý do để cải thiện việc cấp phát các ma trận tiền mã hóa như được nêu trên. Để giải quyết các vấn đề nêu trên, phương pháp cố định ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong mỗi khối mã hóa (được mã hóa) được đề xuất. Do đó, như được thể hiện trên Fig.100, ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai được thiết lập là #0 như là với ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất.

Tương tự, như được thể hiện trên Fig.101, ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba được thiết lập không phải là #3 mà là #0 như với ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất và trong khối mã hóa (được mã hóa) thứ hai.

Với phương pháp nêu trên, hiệu quả ngăn chặn các vấn đề xảy ra trong (a) và (b) thu được.

Lưu ý rằng, trong phương án này, phương pháp khởi tạo các ma trận tiền mã hóa trong mỗi khối mã hóa (được mã hóa), tức là phương pháp trong đó ma trận tiền mã hóa được sử dụng để truyền khe thứ nhất trong mỗi khối mã hóa (được mã hóa) được cố định là #0, được mô tả. Đối với phương pháp khác, tuy nhiên, các ma trận tiền mã hóa có thể được khởi tạo trong các đơn vị của các khung. Ví dụ, trong ký tự để truyền đoạn đầu và thông tin sau khi truyền ký tự điều khiển, ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong khe thứ nhất có thể được cố định là #0.

Ví dụ, trên Fig.99, khung được thể hiện là bắt đầu từ đoạn đầu, khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất trong khung thứ nhất là khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất, và khối mã hóa (được mã hóa) thứ nhất trong khung thứ hai là khối mã hóa (được mã hóa) thứ ba. Điều này lấy làm ví dụ trường hợp mà "ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong khe thứ nhất có thể được cố định (là #0) trong các đơn vị của các khung" như được nêu trên sử dụng Fig.100 và Fig.101.

Phần sau đây mô tả trường hợp mà phương pháp nêu trên được áp dụng tới hệ

thống phát rộng mà sử dụng tiêu chuẩn DVB-T2. Cấu trúc khung của hệ thống phát rộng mà sử dụng tiêu chuẩn DVB-T2 như được mô tả trong các phương án từ A1 đến A3. Như được mô tả trong các phương án từ A1 đến A3 sử dụng Fig.61 và Fig.70, bởi ký tự P1, ký tự P2 và nhóm ký tự điều khiển, thông tin về phương pháp truyền của mỗi PLP (ví dụ, phương pháp truyền để truyền một tín hiệu được điều chế, phương pháp truyền sử dụng mã khối thời gian-không gian và phương pháp truyền để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa) và phương pháp điều chế được sử dụng được truyền tới thiết bị đầu cuối. Trong trường hợp này, nếu thiết bị đầu cuối tách chỉ PLP mà cần thiết là thông tin để thực hiện việc giải điều chế (bao gồm việc tách của các tín hiệu và dò tìm tín hiệu) và giải mã sửa lỗi, việc tiêu thụ công suất của thiết bị đầu cuối được làm giảm. Do đó, như được mô tả sử dụng các hình vẽ từ Fig.99 đến Fig.101, phương pháp trong đó ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong khe thứ nhất trong PLP được truyền sử dụng, như là phương pháp truyền, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được cố định (là #0) được đề xuất.

Ví dụ, giả thiết rằng trạm phát rộng truyền mỗi ký tự có cấu trúc khung như được thể hiện trên Fig.61 và Fig.70. Trong trường hợp này, như là ví dụ, Fig.102 thể hiện cấu trúc khung trong miền thời gian-tần số khi trạm phát rộng truyền PLP $1 (để tránh nhầm lẫn, #1 được thay thế bằng $1) và PLP $K sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

Lưu ý rằng, trong phần mô tả sau đây, như là ví dụ, giả thiết rằng bảy ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và được gọi là #0, #1, #2, #3, #4, #5 và #6. Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng đều đặn và theo chu kỳ. Tức là, các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi đều đặn và theo chu kỳ theo thứ tự #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, ….

Như được thể hiện trên Fig.102, khe (ký tự) trong PLP $1 bắt đầu với thời gian T và sóng mang 3 (10201 trên Fig.102) và kết thúc với thời gian T + 4 và sóng mang 4 (10202 trên Fig.102) (xem Fig.102).

Tức là, trong PLP $1, khe thứ nhất là thời gian T và sóng mang 3, khe thứ hai là thời gian T và sóng mang 4, khe thứ ba là thời gian T và sóng mang 5, …, khe thứ

bảy là thời gian T + 1 và sóng mang 1, khe thứ tám là thời gian T + 1 và sóng mang 2, khe thứ chín là thời gian T + 1 và sóng mang 3, ..., khe thứ mười bốn là thời gian T + 1 và sóng mang 8, khe thứ mười lăm là thời gian T + 2 và sóng mang 0, ...

Khe (ký tự) trong PLP $K bắt đầu với thời gian S và sóng mang 4 (10203 trên Fig.102) và kết thúc với thời gian S + 8 và sóng mang 4 (10204 trên Fig.102) (xem Fig.102).

Tức là, trong PLP $K, khe thứ nhất là thời gian S và sóng mang 4, khe thứ hai là thời gian S và sóng mang 5, khe thứ ba là thời gian S và sóng mang 6, ..., khe thứ năm là thời gian S và sóng mang 8, khe thứ chín là thời gian S + 1 và sóng mang 1, khe thứ mười là thời gian S + 1 và sóng mang 2..., khe thứ mười sáu là thời gian S + 1 và sóng mang 8, khe thứ mười bảy là thời gian S + 2 và sóng mang 0, ...

Lưu ý rằng thông tin về khe mà bao gồm thông tin về khe thứ nhất (ký tự) và khe cuối cùng (ký tự) trong mỗi PLP và được sử dụng bởi mỗi PLP được truyền bởi ký tự điều khiển bao gồm ký tự P1, ký tự P2 và nhóm ký tự điều khiển.

Trong trường hợp này, như được mô tả sử dụng các hình vẽ từ Fig.99 đến Fig.101, khe thứ nhất trong PLP $1, mà là thời gian T và sóng mang 3 (10201 trên Fig.102), được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0. Tương tự, khe thứ nhất trong PLP $K, mà là thời gian S và sóng mang 4 (10203 trên Fig.102), được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0 mà không quan tâm đến số lượng ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong khe cuối cùng trong PLP $K − 1, mà là thời gian S và sóng mang 3 (10205 trên Fig.102).

Khe thứ nhất trong PLP khác được truyền sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa cũng được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0.

Với phương pháp nêu trên, hiệu quả ngăn chặn các vấn đề nêu trên xuất hiện trong (a) và (b) thu được.

Một cách tự nhiên, thiết bị thu tách PLP cần thiết từ thông tin về khe mà được chứa trong ký tự điều khiển bao gồm ký tự P1, ký tự P2 và nhóm ký tự điều khiển và được sử dụng bởi mỗi PLP để thực hiện việc giải điều chế (bao gồm việc tách của các tín hiệu và dò tìm tín hiệu) và giải mã sửa lỗi. Thiết bị thu học quy tắc của phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trước

(khi có nhiều quy tắc, thiết bị truyền truyền thông tin về quy tắc được sử dụng, và thiết bị thu học quy tắc được sử dụng bằng cách thu lấy thông tin được truyền). Bằng cách đồng bộ hóa thời điểm của các quy tắc chuyển đổi các ma trận tiền mã hóa dựa trên số lượng khe thứ nhất trong mỗi PLP, thiết bị thu có thể thực hiện việc giải điều chế của các ký tự thông tin (bao gồm việc tách của các tín hiệu và dò tìm tín hiệu).

Tiếp theo, trường hợp mà trạm phát rộng (trạm gốc) truyền tín hiệu được điều chế có cấu trúc khung được thể hiện trên Fig.103 được xem xét (khung bao gồm các nhóm ký tự được thể hiện trên Fig.103 được gọi là khung chính). Trên Fig.103, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.61 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn. Đặc điểm khác biệt đó là khung chính được tách biệt thành khung con để truyền một tín hiệu được điều chế và khung con để truyền các tín hiệu được điều chế để việc điều khiển tăng ích của các tín hiệu thu có thể được thực hiện dễ dàng. Lưu ý rằng cách diễn đạt "truyền một tín hiệu được điều chế" cũng chỉ báo rằng các tín hiệu điều chế mà tương tự như một tín hiệu được điều chế được truyền từ một anten được tạo ra, và các tín hiệu được tạo ra được truyền từ các anten tương ứng.

Trên Fig.103, PLP #1 (6105_1) đến PLP #N (6105_N) cấu thành khung con 10300 để truyền một tín hiệu điều chế. Khung con 10300 bao gồm chỉ các PLP, và không bao gồm PLP để truyền các tín hiệu được điều chế. Ngoài ra, PLP $1 (10302_1) đến PLP $M (10302_M) cấu thành khung con 10301 để truyền các tín hiệu được điều chế. Khung con 10301 bao gồm chỉ các PLP, và không bao gồm PLP cho việc truyền một tín hiệu được điều chế.

Trong trường hợp này, như được nêu trên, khi phương pháp tiền mã hóa nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong khung con 10301, khe thứ nhất trong PLP (PLP $1 (10302_1) đến PLP $M (10302_M)) giả thiết được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0 (được gọi là sự khởi tạo của các ma trận tiền mã hóa). Việc khởi tạo của các ma trận tiền mã hóa nêu trên, tuy nhiên, không liên quan đến PLP trong đó phương pháp truyền khác, ví dụ, một trong phương pháp truyền sử dụng ma trận tiền mã hóa cố định, phương pháp truyền sử dụng hệ thống MIMO ghép kênh theo không gian và phương pháp truyền sử dụng mã hóa khối thời gian-không gian như được mô tả trong các phương án từ A1 đến A3 được sử dụng trong PLP $1 (10302_1) đến PLP $M (10302_M).

Như được thể hiện trên Fig.104, PLP $1 được giả thiết là PLP thứ nhất trong khung con để truyền các tín hiệu được điều chế trong khung chính thứ X. Ngoài ra, PLP $1' được giả thiết là PLP thứ nhất trong khung con để truyền các tín hiệu được điều chế trong khung chính thứ Y. Cả PLP $1 và PLP $1' được giả thiết để sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Lưu ý rằng, trên Fig.104, các thành phần mà tương tự như các thành phần được thể hiện trên Fig.102 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn.

Trong trường hợp này, khe thứ nhất (10201 trên Fig.104 (thời gian T và sóng mang 3)) trong PLP $1, mà là PLP thứ nhất trong khung con để truyền các tín hiệu được điều chế trong khung chính thứ X, giả thiết được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0.

Tương tự, khe thứ nhất (10401 trên Fig.104 (thời gian T' và song mang 7)) trong PLP $1', mà là PLP thứ nhất trong khung con để truyền các tín hiệu được điều chế trong khung chính thứ Y, giả thiết được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0.

Như được nêu trên, trong mỗi khung chính, khe thứ nhất trong PLP thứ nhất trong khung con để truyền các tín hiệu được điều chế khác biệt bởi được tiền mã hóa sử dụng ma trận tiền mã hóa #0.

Điều này cũng là quan trọng để ngăn ngừa các vấn đề nêu trên xuất hiện trong (a) và (b).

Lưu ý rằng, trong phương án này, như được thể hiện trên Fig.97, trường hợp mà hai dòng s1 và s2 được truyền và thiết bị truyền có một bộ mã hóa như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.4 được lấy như là ví dụ. Việc khởi tạo các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án này, tuy nhiên, cũng có thể áp dụng được tới trường hợp mà hai dòng s1 và s2 được truyền và thiết bị truyền có hai bộ mã hóa như được thể hiện trong thiết bị truyền trên Fig.3, như được thể hiện trên Fig.98.

Giải thích bổ sung 2

Trong mỗi phương án nêu trên, các ma trận tiền mã hóa mà bộ kết hợp trọng số sử dụng cho việc tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số phức. Các ma trận tiền mã hóa cũng có thể được biểu diễn bởi các số thực (được gọi là phương pháp tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực).

Ví dụ, đặt hai tín hiệu dải gốc được ánh xạ (trong phương pháp điều chế được sử dụng) là s1(i) và s2(i) (trong đó i biểu diễn thời gian hoặc tần số), và đặt hai tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa thu được bằng việc tiền mã hóa là z1(i) và z2(i). Sau đó, đặt thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được ánh xạ s1(i) (trong phương pháp điều chế được sử dụng) là $I_{s1}(i)$ và $Q_{s1}(i)$ một cách tương ứng, thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được ánh xạ s2(i) (trong phương pháp điều chế được sử dụng) là $I_{s2}(i)$ và $Q_{s2}(i)$ một cách tương ứng, thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z1(i) là $I_{z1}(i)$ và $Q_{z1}(i)$ một cách tương ứng, và thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được tiền mã hóa z2(i) là $I_{z2}(i)$ và $Q_{z2}(i)$ một cách tương ứng. Khi ma trận tiền mã hóa bao gồm các số thực (ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực) H_r được sử dụng, quan hệ sau đây được duy trì.

Phép toán 597

$$\begin{pmatrix} I_{z1}(i) \\ Q_{z1}(i) \\ I_{z2}(i) \\ Q_{z2}(i) \end{pmatrix} = H_r \begin{pmatrix} I_{s1}(i) \\ Q_{s1}(i) \\ I_{s2}(i) \\ Q_{s2}(i) \end{pmatrix}$$

Ma trận tiền mã hóa bao gồm các số thực H_r, tuy nhiên, được biểu diễn như sau.

Phép toán 598

$$H_r = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{pmatrix}$$

Ở đây, a_{11}, a_{12}, a_{13}, a_{14}, a_{21}, a_{22}, a_{23}, a_{24}, a_{31}, a_{32}, a_{33}, a_{34}, a_{41}, a_{42}, a_{43} và a_{44} là các số thực. Tuy nhiên, $\{a_{11} = 0, a_{12} = 0, a_{13} = 0$ và $a_{14} = 0\}$ sẽ không được duy trì, $\{a_{21} = 0, a_{22} = 0, a_{23} = 0$ và $a_{24} = 0\}$ sẽ không được duy trì, $\{a_{31} = 0, a_{32} = 0, a_{33} = 0$ và $a_{34} = 0\}$ sẽ không được duy trì và $\{a_{41} = 0, a_{42} = 0, a_{43} = 0$ và $a_{44} = 0\}$ sẽ không

được duy trì. Ngoài ra, $\{a_{11} = 0, a_{21} = 0, a_{31} = 0$ và $a_{41} = 0\}$ sẽ không được duy trì, $\{a_{12} = 0, a_{22} = 0, a_{32} = 0$ và $a_{42} = 0\}$ sẽ không được duy trì, $\{a_{13} = 0, a_{23} = 0, a_{33} = 0$ và $a_{43} = 0\}$ sẽ không được duy trì và $\{a_{14} = 0, a_{24} = 0, a_{34} = 0$ và $a_{44} = 0\}$ sẽ không được duy trì.

"Phương pháp chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa khác nhau" như là ứng dụng của phương pháp tiền mã hóa của sáng chế, như phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5 và các phương án từ 1 và 7, cũng có thể một cách tự nhiên được thực hiện là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực khác nhau được mô tả như là "phương pháp tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực". Việc hữu ích của việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong sáng chế là tương tự như việc chuyển đổi trong trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số phức khác nhau. Lưu ý rằng "các ma trận tiền mã hóa khác nhau" như được nêu trên.

Phần nêu trên mô tả rằng "phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khác nhau" như là ứng dụng của phương pháp tiền mã hóa của sáng chế, như phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5 và các phương án từ 1 và 7, cũng có thể một cách tự nhiên được thực hiện như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực khác nhau được mô tả như là "phương pháp tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực". Đối với "phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi các số thực khác nhau", phương pháp chuẩn bị N ma trận tiền mã hóa khác nhau (được biểu diễn bởi các số thực), và việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau (được biểu diễn bởi các số thực) với chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn N) có thể được sử dụng (như là ví dụ, có phương pháp được mô tả trong phương án C2).

Với phương pháp sắp xếp ký tự được mô tả trong phương án 1, sáng chế có thể được thực hiện tương tự sử dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ C1 đến C5. Tương tự, sáng chế có thể được thực hiện tương tự sử dụng phương pháp tiền mã hóa

để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ C1 đến C5 như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ A1 đến A5.

Phương án F1

Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong các phương án từ 1 đến 26 và các phương án từ C1 đến C5 có thể được áp dụng tới các tín hiệu dải gốc bất kỳ s1 và s2 được ánh xạ trong mặt phẳng I-Q. Do đó, trong các phương án từ 1 đến 26 và các phương án từ C1 đến C5, các tín hiệu dải gốc s1 và s2 không được mô tả chi tiết. Mặt khác, khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới các tín hiệu dải gốc s1 và s2 được tạo ra từ dữ liệu được mã hóa sửa lỗi, chất lượng thu cao có thể thu được bằng cách điều khiển công suất trung bình của các tín hiệu dải gốc s1 và s2. Trong phương án này, phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình của s1 và s2 khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới các tín hiệu dải gốc s1 và s2 được tạo ra từ dữ liệu được mã hóa sửa lỗi.

Như là ví dụ, các phương pháp điều chế đối với s1 và s2 được mô tả như là QPSK và 16QAM, một cách tương ứng.

Do phương pháp điều chế đối với s1 là QPSK, s1 truyền hai bit trên ký tự. Đặt hai bit được truyền là b0 và b1. Do phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, s2 truyền bốn bit trên ký tự. Đặt bốn bit được truyền là b2, b3, b4 và b5. Thiết bị truyền truyền truyền một khe bao gồm một ký tự cho s1 và một ký tự cho s2, tức là sáu bit b0, b1, b2, b3, b4 và b5 trên khe.

Ví dụ, trên Fig.94 như là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM, (b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (3 × g, 3 × g), (b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (3 × g, 1 × g), (b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 1, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (1 × g, 3 × g), (b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 1, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (1 × g, 1 × g), (b2, b3, b4, b5) = (0, 1, 0, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (3 × g, −3 × g), …, (b2, b3, b4, b5) = (1, 1, 1, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (−1 × g, −3 × g), và (b2, b3, b4, b5) = (1, 1, 1, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (−1 × g, −1 × g).

Ngoài ra, trên Fig.95 như là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q

đối với QPSK, (b0, b1) = (0, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (1 × h, 1 × h), (b0, b1) = (0, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (1 × h, −1 × h), (b0, b1) = (1, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (−1 × h, 1 × h), và (b0, b1) = (1, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (−1 × h, −1 × h).

Ở đây, giả thiết rằng công suất trung bình (giá trị trung bình) của s1 là bằng công suất trung bình (giá trị trung bình) của s2, tức là h được biểu diễn bởi công thức tính 273 và g được biểu diễn bởi công thức tính 272. Fig.105 thể hiện các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b0 đến b5 được nêu trên khi thiết bị thu thu được tỷ lệ likelihood-log.

Trên Fig.105, 10500 là giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b0, 10501 là giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b1, 10502 là giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b2, 10503 là giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b3, 10504 là giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b4, và 10505 là giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b5. Trong trường hợp này, khi các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b0 và b1 được truyền trong QPSK được so sánh với các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b2 đến b5 được truyền trong 16QAM, các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b0 và b1 là cao hơn so với các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b2 đến b5, tức là, độ tin cậy của b0 và b1 trong thiết bị thu là cao hơn độ tin cậy của b2 đến b5 trong thiết bị thu. Đó là bởi vì lý do sau đây. Khi h được biểu diễn bởi công thức tính 273 trên Fig.95, khoảng cách Ơclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với QPSK là như sau.

Phép toán 599

Công thức tính 476

$$\sqrt{2}z$$

Mặt khác, khi g được biểu diễn bởi công thức tính 272 trên Fig.94,

Phép toán 600

Công thức tính 477

$$\frac{2}{\sqrt{10}}z$$

biểu diễn khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM.

Nếu thiết bị thu sau đó thực hiện giải mã sửa lỗi (ví dụ giải mã lan truyền tin cậy như giải mã tổng tích trong trường hợp mà hệ thống truyền thông sử dụng mã hóa LDPC) theo trường hợp này, do sự khác biệt trong độ tin cậy mà "các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b0 và b1 là cao hơn so với các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b2 đến b5", vấn đề rằng chất lượng thu dữ liệu suy giảm trong thiết bị thu bởi ảnh hưởng bởi các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b2 đến b5 nảy sinh.

Để giải quyết vấn đề này, độ chênh lệch giữa các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b0 và b1 và các giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log đối với b2 đến b5 sẽ được làm giảm so với Fig.105, như được thể hiện trên Fig.106.

Có xem xét rằng công suất trung bình của s1 được tạo ra khác với công suất trung bình của s2. Mỗi Fig.107 và 108 thể hiện ví dụ về cấu trúc của bộ xử lý tín hiệu liên quan đến bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, bộ thay đổi công suất cũng có thể được gọi là bộ thay đổi biên độ hoặc bộ tạo trọng số) và bộ kết hợp trọng số. Lưu ý rằng, trên Fig.107, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3 và Fig.6 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn. Ngoài ra, trên Fig.108, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3, Fig.6 và Fig.107 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn.

Ví dụ 1

Đầu tiên, ví dụ về thao tác được mô tả sử dụng Fig.107. Đặt s1(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế QPSK. Phương pháp ánh xạ như được thể hiện trên Fig.95, và h như được biểu diễn bởi công thức tính 273. Ngoài ra, đặt s2(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế 16QAM. Phương pháp ánh xạ là như được thể hiện trên Fig.94, và g như được biểu diễn bởi công thức tính 272. Lưu ý rằng t là thời gian. Trong phương án này, phần mô tả được thực hiện lấy miền thời gian như là ví dụ.

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào.

Đặt giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) là u, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702B) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 16QAM với u. Đặt u là số thực, và u > 1,0. Đặt ma trận tiền mã hóa trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là F[t] (được biểu diễn là hàm của t, là các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi bởi miền thời gian t), công thức tính sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 601

Công thức tính 478

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t] \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= F[t] \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Do đó, tỷ lệ của công suất trung bình đối với QPSK trên công suất trung bình đối với 16QAM được thiết lập là $1:u^2$. Với cấu trúc này, thiết bị thu là trong điều kiện thu trong đó giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log được thể hiện trên Fig.106 thu được. Do đó, chất lượng thu dữ liệu được cải thiện trong thiết bị thu.

Phần sau đây mô tả trường hợp mà u trong tỷ lệ của công suất trung bình đối với QPSK trên công suất trung bình đối với 16QAM $1:u^2$ được thiết lập như được thể hiện trong công thức tính sau đây.

Phép toán 602

Công thức tính 479

$$u = \sqrt{5}$$

Trong trường hợp này, khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với QPSK và khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 16QAM có thể là giống nhau. Do đó, chất lượng thu cao có thể thu được.

Điều kiện mà các khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với hai phương pháp điều chế khác nhau được cân bằng, tuy nhiên, chỉ là ví dụ về phương pháp thiết lập tỷ lệ của công suất trung bình đối với QPSK trên công suất trung bình đối với 16QAM. Ví dụ, theo các điều kiện khác như độ dài mã và tốc độ mã hóa của mã sửa lỗi được sử dụng cho mã hóa sửa lỗi, chất lượng thu cao có thể thu được khi giá trị u đối với việc thay đổi công suất được thiết lập là giá trị (giá trị cao hơn hoặc giá trị thấp hơn) khác với giá trị mà tại đó các khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với hai phương pháp điều chế khác nhau được làm cân bằng.

Để làm tăng khoảng cách nhỏ nhất giữa các điểm tín hiệu ứng viên thu được tại thời điểm thu, phương pháp thiết lập giá trị u như được thể hiện trong công thức tính sau đây được xem xét, ví dụ.

Phép toán 603

Công thức tính 480

$$u = \sqrt{2}$$

Giá trị, tuy nhiên, được thiết lập một cách hợp lý theo các điều kiện được yêu cầu như là hệ thống. Theo kỹ thuật thông thường, việc điều khiển công suất truyền nói chung được thực hiện dựa trên thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Sáng chế khác biệt ở chỗ công suất truyền được điều khiển mà không quan tâm đến thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông trong phương án này. Phần mô tả chi tiết được đưa ra về điểm này.

Phần nêu trên mô tả rằng giá trị u đối với việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700). Phần sau đây mô tả việc thiết lập giá trị u đối với việc thay đổi công suất dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) để cải thiện chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu một cách chi tiết.

Ví dụ 1-1

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối (số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), và cũng được gọi là độ dài mã) cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng

để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các độ dài khối cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các độ dài khối được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà độ dài khối của nó được lựa chọn từ trong số các độ dài khối được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo độ dài khối được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Ví dụ 1-1 khác biệt ở chỗ bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo độ dài khối được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700).

Ở đây, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo độ dài khối X được gọi là u_{LX}.

Ví dụ, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L1000}. Khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L1500}. Khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L3000}. Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi độ dài mã. Phụ thuộc vào độ dài mã được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi độ dài mã được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{L1000} = u_{L1500}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000}). Mặc dù trường hợp của ba độ dài mã được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai độ dài mã

hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị cho việc thay đổi công suất khi độ dài mã được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 1-2

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà tốc độ mã hóa của nó được lựa chọn từ trong số các tốc độ mã hóa được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo tốc độ mã hóa được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Ví dụ 1-2 khác biệt ở chỗ bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700).

Ở đây, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo tốc độ mã hóa rx được gọi là u_{rX}.

Ví dụ, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r1}. Khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r2}. Khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r3}. Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập u_{r1}, u_{r2} và u_{r3} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi tốc độ mã hóa. Phụ thuộc vào tốc độ mã hóa được thiết lập, tuy nhiên,

hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi tốc độ mã hóa được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{r1} = u_{r2}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong u_{r1}, u_{r2} và u_{r3}).

Lưu ý rằng, như các ví dụ về r1, r2 và r3 được nêu trên, các tốc độ mã hóa 1/2, 2/3 và 3/4 được xem xét khi mã sửa lỗi là mã LDPC.

Mặc dù trường hợp của ba tốc độ mã hóa được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị cho việc thay đổi công suất khi tốc độ mã hóa được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 1-3

Để cho thiết bị thu đạt được chất lượng thu dữ liệu cao, quan trọng phải thực hiện phần sau đây.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế.

Ở đây, như là ví dụ, trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là QPSK và phương pháp điều chế đối với s2 được thay đổi từ 16QAM thành 64QAM bằng tín hiệu điều khiển (hoặc có thể được thiết lập là hoặc 16QAM hoặc 64QAM) được xem xét. Lưu ý rằng, trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s2(t) là 64QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.109, và k được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 604

Công thức tính 481

$$k = \frac{z}{\sqrt{42}}$$

Bằng cách thực hiện việc ánh xạ theo cách này, công suất trung bình (giá trị trung bình) thu được khi h được biểu diễn bởi công thức tính 273 trên Fig.95 trong QPSK trở nên bằng với công suất trung bình (giá trị trung bình) thu được khi g được biểu diễn bởi công thức tính 272 trên Fig.94 trong 16QAM. Trong việc ánh xạ trong 64QAM, các giá trị I và Q được xác định từ sáu bit đầu vào. Về điểm này, việc ánh xạ 64QAM có thể được thực hiện tương tự như việc ánh xạ trong QPSK và 16QAM.

Tức là, trên Fig.109 như là ví dụ về bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q đối với 64QAM, (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 0, 0, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (7 × k, 7 × k), (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 0, 0, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (7 × k, 5 × k), (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 0, 1, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (5 × k, 7 × k), (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 0, 1, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (5 × k, 5 × k), (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (0, 0, 0, 1, 0, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (7 × k, 1 × k), …, (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (1, 1, 1, 1, 1, 0) được ánh xạ lên (I, Q) = (−3 × k, −1 × k), và (b0, b1, b2, b3, b4, b5) = (1, 1, 1, 1, 1, 1) được ánh xạ lên (I, Q) = (−3 × k, −3 × k).

Trên Fig.107, bộ thay đổi công suất 10701B thiết lập sao cho $u = u_{16}$ khi phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, và thiết lập sao cho $u = u_{64}$ khi phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM. Trong trường hợp này, do quan hệ giữa các khoảng cách Oclit nhỏ nhất, bằng cách thiết lập sao cho $u_{16} < u_{64}$, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong thiết bị thu khi phương pháp điều chế đối với s2 là hoặc 16QAM hoặc 64QAM.

Lưu ý rằng, trong phần mô tả ở trên, "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là QPSK". Cũng có xem xét rằng phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là QPSK. Trong trường hợp này, việc thay đổi công suất giả thiết không được thực hiện đối với phương pháp điều chế cố định (ở đây, QPSK), và được thực hiện đối với các phương pháp điều chế mà có thể được thiết lập (ở đây, 16QAM và 64QAM). Tức là, trong trường hợp này, thiết bị truyền không có cấu trúc được thể hiện trên Fig.107, nhưng có cấu trúc trong đó bộ thay đổi công suất 10701B được loại bỏ khỏi cấu trúc trên Fig.107 và bộ thay đổi công suất được bố trí tới phía s1(t). Khi phương pháp điều chế cố định (Ở đây, QPSK) được thiết lập là s2, công thức tính sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 605

Công thức tính 482

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ue^{j0} & 0 \\ 0 & e^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= F[t]\begin{pmatrix} u & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Khi phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là QPSK và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ 16QAM thành 64QAM (được thiết lập là hoặc 16QAM hoặc 64QAM), quan hệ $u_{16} < u_{64}$ sẽ được thỏa mãn (lưu ý rằng giá trị được nhân cho việc thay đổi công suất trong 16QAM là u_{16}, giá trị được nhân cho việc thay đổi công suất trong 64QAM là u_{64}, và việc thay đổi công suất không được thực hiện trong QPSK).

Ngoài ra, khi tập của phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là bất kỳ trong số tập của QPSK và 16QAM, tập của 16QAM và QPSK, tập của QPSK và 64QAM và tập của 64QAM và QPSK, quan hệ $u_{16} < u_{64}$ sẽ được thỏa mãn.

Phần sau đây mô tả trường hợp mà phần mô tả ở trên được tổng quát hóa.

Đặt phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là phương pháp điều chế C trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là c. Đặt phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là hoặc phương pháp điều chế A trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là a hoặc phương pháp điều chế B trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là b ($a > b > c$) (tuy nhiên, đặt công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s2 trong phương pháp điều chế A bằng với công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s2 trong phương pháp điều chế B). Trong trường hợp này, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập khi phương pháp điều chế A được thiết lập là phương pháp điều chế đối với s2 là u_a. Ngoài ra, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập khi phương pháp điều chế B được thiết lập là phương pháp điều chế đối với s2 là u_b. Trong trường hợp này, khi quan hệ $u_b < u_a$ được thỏa mãn, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong thiết bị thu.

Việc thay đổi công suất giả thiết không được thực hiện đối với phương pháp điều chế cố định (Ở đây, phương pháp điều chế C), và được thực hiện đối với các

phương pháp điều chế mà có thể được thiết lập (ở đây, các phương pháp điều chế A và B). Khi phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ phương pháp điều chế A thành phương pháp điều chế B (được thiết lập là hoặc các phương pháp điều chế A hoặc B), quan hệ $u_b < u_a$ sẽ được thỏa mãn. Ngoài ra, khi tập của phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là bất kỳ trong số tập của phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế A, tập của phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế C, tập của phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế B và tập của phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế C, quan hệ $u_b < u_a$ sẽ được thỏa mãn.

Ví dụ 2

Phần sau đây mô tả ví dụ về thao tác khác với thao tác được mô tả trong ví dụ 1, sử dụng Fig.107. Đặt s1(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế 64QAM. Phương pháp ánh xạ như được thể hiện trên Fig.109, và k như được biểu diễn bởi công thức tính 481. Ngoài ra, đặt s2(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế 16QAM. Phương pháp ánh xạ như được thể hiện trên Fig.94, và g như được biểu diễn bởi công thức tính 272. Lưu ý rằng t là thời gian. Trong phương án này, phần mô tả được thực hiện lấy miền thời gian như là ví dụ.

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Đặt giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) là u, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702B) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 16QAM với u. Đặt u là số thực, và $u < 1,0$. Đặt ma trận tiền mã hóa trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là F[t], công thức tính sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 606

Công thức tính 483

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Do đó, tỷ lệ của công suất trung bình đối với 64QAM trên công suất trung bình đối với 16QAM được thiết lập là $1:u^2$. Với cấu trúc này, thiết bị thu là trong điều kiện thu như được thể hiện trên Fig.106. Do đó, chất lượng thu dữ liệu được cải thiện trong thiết bị thu.

Theo kỹ thuật thông thường, việc điều khiển công suất truyền nói chung được thực hiện dựa trên thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Sáng chế khác biệt ở chỗ công suất truyền được điều khiển mà không quan tâm đến thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông trong phương án này. Phần mô tả chi tiết được đưa ra về điểm này.

Phần nêu trên mô tả rằng giá trị u đối với việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700). Phần sau đây mô tả việc thiết lập giá trị u đối với việc thay đổi công suất dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) để cải thiện chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu một cách chi tiết.

Ví dụ 2-1

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối (số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), và cũng được gọi là độ dài mã) cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các độ dài khối cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các độ dài khối được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà độ dài khối của nó được lựa chọn từ trong số các độ dài khối được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo độ dài khối được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo độ dài khối được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo độ dài khối X được gọi là u_{LX}.

Ví dụ, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L1000}. Khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L1500}. Khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L3000}. Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi độ dài mã. Phụ thuộc vào độ dài mã được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi độ dài mã được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{L1000} = u_{L1500}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000}). Mặc dù trường hợp của ba độ dài mã được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai độ dài mã hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị cho việc thay đổi công suất khi độ dài mã được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 2-2

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ

thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà tốc độ mã hóa của nó được lựa chọn từ trong số các tốc độ mã hóa được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo tốc độ mã hóa được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo tốc độ mã hóa rx được gọi là u_{rx}.

Ví dụ, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r1}. Khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r2}. Khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r3}. Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập u_{r1}, u_{r2} và u_{r3} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi tốc độ mã hóa. Phụ thuộc vào tốc độ mã hóa được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi tốc độ mã hóa được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{r1} = u_{r2}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong u_{r1}, u_{r2} và u_{r3}).

Lưu ý rằng, như các ví dụ về r1, r2 và r3 được nêu trên, các tốc độ mã hóa 1/2, 2/3 và 3/4 được xem xét khi mã sửa lỗi là mã LDPC. Mặc dù trường hợp của ba tốc độ mã hóa được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị cho việc thay đổi công suất khi tốc độ mã hóa được

thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 2-3

Để cho thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao, quan trọng phải thực hiện phần sau đây.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế.

Ở đây, như là ví dụ, trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 64QAM và phương pháp điều chế đối với s2 được thay đổi từ 16QAM thành QPSK bởi tín hiệu điều khiển (hoặc có thể được thiết lập là hoặc 16QAM hoặc QPSK) được xem xét.

Trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s1 là 64QAM, phương pháp ánh xạ đối với s1(t) như được thể hiện trên Fig.109, và k được biểu diễn bởi công thức tính 481 trên Fig.109. Trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.94, và g được biểu diễn bởi công thức tính 272 trên Fig.94. Ngoài ra, trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s2(t) là QPSK, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.95, và h được biểu diễn bởi công thức tính 273 trên Fig.95.

Bằng cách thực hiện việc ánh xạ theo cách này, công suất trung bình trong 16QAM trở nên bằng với công suất trung bình trong QPSK.

Trên Fig.107, bộ thay đổi công suất 10701B thiết lập sao cho $u = u_{16}$ khi phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, và thiết lập sao cho $u = u_4$ khi phương pháp điều chế đối với s2 là QPSK. Trong trường hợp này, do quan hệ giữa các khoảng cách Ơclit nhỏ nhất, bằng cách thiết lập sao cho $u_4 < u_{16}$, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong thiết bị thu khi phương pháp điều chế đối với s2 là hoặc 16QAM hoặc QPSK.

Lưu ý rằng, trong phần mô tả ở trên, phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 64QAM. Khi phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là 64QAM và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ 16QAM thành QPSK (được thiết lập là hoặc 16QAM hoặc QPSK), quan hệ $u_4 < u_{16}$ sẽ được thỏa mãn (các xem xét tương tự được thực hiện như là ví dụ 1-3) (lưu ý rằng giá trị được nhân cho việc thay

đổi công suất trong 16QAM là u_{16}, giá trị được nhân cho việc thay đổi công suất trong QPSK là u_4, và việc thay đổi công suất không được thực hiện trong 64QAM). Ngoài ra, khi tập của phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là bất kỳ trong số tập của 64QAM và 16QAM, tập của 16QAM và 64QAM, tập của 64QAM và QPSK và tập của QPSK và 64QAM, quan hệ $u_4 < u_{16}$ sẽ được thỏa mãn.

Phần sau đây mô tả trường hợp mà phần mô tả ở trên được tổng quát hóa.

Đặt phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là phương pháp điều chế C trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là c. Đặt phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là hoặc phương pháp điều chế A trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là a hoặc phương pháp điều chế B trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là b ($c > b > a$) (tuy nhiên, đặt công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s2 trong phương pháp điều chế A bằng với công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s2 trong phương pháp điều chế B).

Trong trường hợp này, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập khi phương pháp điều chế A được thiết lập như là phương pháp điều chế đối với s2 là u_a. Ngoài ra, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập khi phương pháp điều chế B được thiết lập là phương pháp điều chế đối với s2 là u_b. Trong trường hợp này, khi quan hệ $u_a < u_b$ được thỏa mãn, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong thiết bị thu.

Việc thay đổi công suất giả thiết không được thực hiện đối với phương pháp điều chế cố định (ở đây, phương pháp điều chế C), và được thực hiện đối với các phương pháp điều chế mà có thể được thiết lập (ở đây, các phương pháp điều chế A và B). Khi phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ phương pháp điều chế A thành phương pháp điều chế B (được thiết lập là hoặc các phương pháp điều chế A hoặc B), quan hệ $u_a < u_b$ sẽ được thỏa mãn. Ngoài ra, khi tập của phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là bất kỳ trong số tập của phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế A, tập của phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế C, tập của phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế B và tập của phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế C, quan hệ $u_a < u_b$ sẽ được thỏa mãn.

Ví dụ 3

Phần sau đây mô tả ví dụ về thao tác khác với thao tác được mô tả trong ví dụ 1, sử dụng Fig.107. Đặt s1(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế 16QAM. Phương pháp ánh xạ như được thể hiện trên Fig.94, và g như được biểu diễn bởi công thức tính 272. Đặt s2(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế 64QAM. Phương pháp ánh xạ như được thể hiện trên Fig.109, và k như được biểu diễn bởi công thức tính 481. Lưu ý rằng t là thời gian. Trong phương án này, phần mô tả được thực hiện lấy miền thời gian như là ví dụ.

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 64QAM và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Đặt giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) là u, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702B) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 64QAM với u. Đặt u là số thực, và u > 1,0. Đặt ma trận tiền mã hóa trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là F[t], công thức tính sau đây được thỏa mãn.

Phép toán 607

Công thức tính 484

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t] \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= F[t] \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Do đó, tỷ lệ của công suất trung bình đối với 16QAM trên công suất trung bình đối với 64QAM được thiết lập là $1:u^2$. Với cấu trúc này, thiết bị thu là trong điều kiện thu như được thể hiện trên Fig.106. Do đó, chất lượng thu dữ liệu được cải thiện trong thiết bị thu.

Theo kỹ thuật thông thường, việc điều khiển công suất truyền nói chung được thực hiện dựa trên thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Sáng chế khác biệt ở chỗ công suất truyền được điều khiển mà không quan tâm đến thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông trong phương án này. Phần mô tả chi tiết được đưa ra về điểm

này.

Phần nêu trên mô tả rằng giá trị u đối với việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700). Phần sau đây mô tả việc thiết lập giá trị u đối với việc thay đổi công suất dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) để cải thiện chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu một cách chi tiết.

Ví dụ 3-1

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối (số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), và cũng được gọi là độ dài mã) cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các độ dài khối cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các độ dài khối được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà độ dài khối của nó được lựa chọn từ trong số các độ dài khối được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo độ dài khối được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo độ dài khối được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo độ dài khối X được gọi là u_{LX}.

Ví dụ, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L1000}. Khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L1500}. Khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{L3000}. Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000} là khác nhau, khả năng sửa lỗi

cao có thể thu được đối với mỗi độ dài mã. Phụ thuộc vào độ dài mã được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi độ dài mã được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{L1000} = u_{L1500}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000}). Mặc dù trường hợp của ba độ dài mã được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai độ dài mã hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị cho việc thay đổi công suất khi độ dài mã được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 3-2

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà tốc độ mã hóa của nó được lựa chọn từ trong số các tốc độ mã hóa được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo tốc độ mã hóa được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo tốc độ mã hóa rx được gọi là u_{rx}.

Ví dụ, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r1}. Khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r2}. Khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r3}. Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập u_{r1}, u_{r2} và u_{r3} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi tốc độ mã hóa. Phụ thuộc vào tốc độ mã hóa được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi tốc độ mã hóa được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{r1} = u_{r2}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong u_{r1}, u_{r2} và u_{r3}).

Lưu ý rằng, như các ví dụ về r1, r2 và r3 được nêu trên, các tốc độ mã hóa 1/2, 2/3 và 3/4 được xem xét khi mã sửa lỗi là mã LDPC. Mặc dù trường hợp của ba tốc độ mã hóa được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị cho việc thay đổi công suất khi tốc độ mã hóa được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 3-3

Để cho thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao, quan trọng phải thực hiện phần sau đây.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế.

Ở đây, như là ví dụ, trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 16QAM và phương pháp điều chế đối với s2 được thay đổi từ 64QAM thành QPSK bởi tín hiệu điều khiển (hoặc có thể được thiết lập là hoặc 64QAM hoặc QPSK) được xem xét.

Trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s1 là 16QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.94, và g được biểu diễn bởi

công thức tính 272 trên Fig.94. Trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM, phương pháp ánh xạ đối với s1(t) như được thể hiện trên Fig.109, và k được biểu diễn bởi công thức tính 481 trên Fig.109. Ngoài ra, trong trường hợp mà phương pháp điều chế đối với s2(t) là QPSK, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.95, và h được biểu diễn bởi công thức tính 273 trên Fig.95.

Bằng cách thực hiện việc ánh xạ theo cách này, công suất trung bình trong 16QAM trở nên bằng với công suất trung bình trong QPSK.

Trên Fig.107, bộ thay đổi công suất 10701B thiết lập sao cho $u = u_{64}$ khi phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM, và thiết lập sao cho $u = u_4$ khi phương pháp điều chế đối với s2 là QPSK. Trong trường hợp này, do quan hệ giữa các khoảng cách Oclit nhỏ nhất, bằng cách thiết lập sao cho $u_4 < u_{64}$, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong thiết bị thu khi phương pháp điều chế đối với s2 là hoặc 16QAM hoặc 64QAM.

Lưu ý rằng, trong phần mô tả ở trên, phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 16QAM. Khi phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là 16QAM và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ 64QAM thành QPSK (được thiết lập là hoặc 64QAM hoặc QPSK), quan hệ $u_4 < u_{64}$ sẽ được thỏa mãn (các xem xét tương tự được thực hiện như là ví dụ 1-3) (lưu ý rằng giá trị được nhân cho việc thay đổi công suất trong 64QAM là u_{64}, giá trị được nhân cho việc thay đổi công suất trong QPSK là u_4, và việc thay đổi công suất không được thực hiện trong 16QAM). Ngoài ra, khi tập của phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là bất kỳ trong số tập tập của 16QAM và 64QAM, tập của 64QAM và 16QAM, tập của 16QAM và QPSK và tập của QPSK và 16QAM, quan hệ $u_4 < u_{64}$ sẽ được thỏa mãn.

Phần sau đây mô tả trường hợp mà phần mô tả ở trên được tổng quát hóa.

Đặt phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là phương pháp điều chế C trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là c. Đặt phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là hoặc phương pháp điều chế A trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là a hoặc phương pháp điều chế B trong đó số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là b ($c > b > a$) (tuy nhiên, đặt công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s2 trong phương pháp điều chế A là bằng với

công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s2 trong phương pháp điều chế B).

Trong trường hợp này, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập khi phương pháp điều chế A được thiết lập như là phương pháp điều chế đối với s2 là u_a. Ngoài ra, giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập khi phương pháp điều chế B được thiết lập là phương pháp điều chế đối với s2 là u_b. Trong trường hợp này, khi quan hệ $u_a < u_b$ được thỏa mãn, chất lượng thu dữ liệu tốt thu được trong thiết bị thu.

Việc thay đổi công suất giả thiết không được thực hiện đối với phương pháp điều chế cố định (Ở đây, phương pháp điều chế C), và được thực hiện đối với các phương pháp điều chế mà có thể được thiết lập (Ở đây, các phương pháp điều chế A và B). Khi phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ phương pháp điều chế A thành phương pháp điều chế B (được thiết lập là hoặc các phương pháp điều chế A hoặc B), quan hệ $u_a < u_b$ sẽ được thỏa mãn. Ngoài ra, khi tập của phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 có thể được thiết lập là bất kỳ trong số tập của phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế A, tập của phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế C, tập của phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế B và tập của phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế C, quan hệ $u_a < u_b$ sẽ được thỏa mãn.

Ví dụ 4

Trường hợp mà việc thay đổi công suất được thực hiện đối với một trong số các phương pháp điều chế đối với s1 và s2 được nêu trên. Phần sau đây mô tả trường hợp mà việc chuyển đổi công suất được thực hiện cho cả của các phương pháp điều chế đối với s1 và s2.

Ví dụ về thao tác được mô tả sử dụng Fig.108. Đặt s1(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế QPSK. Phương pháp ánh xạ như được thể hiện trên Fig.95, và h như được biểu diễn bởi công thức tính 273. Ngoài ra, đặt s2(t) là tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) đối với phương pháp điều chế 16QAM. Phương pháp ánh xạ là như được thể hiện trên Fig.94, và g như được biểu diễn bởi công thức tính 272. Lưu ý rằng t là thời gian. Trong phương án này, phần mô tả được thực hiện lấy miền thời gian như là ví dụ.

Bộ thay đổi công suất (10701A) thu tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307A đối

với phương pháp điều chế QPSK và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Đặt giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) là v, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702A) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307A đối với phương pháp điều chế QPSK với v.

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Đặt giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) là u, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702B) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) 307B đối với phương pháp điều chế 16QAM với u. Sau đó, đặt $u = v \times w$ ($w > 1,0$).

Đặt ma trận tiền mã hóa trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là F[t], công thức tính sau đây 485 được thỏa mãn.

Phép toán 608

Công thức tính 485

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & v \times w \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Do đó, tỷ lệ của công suất trung bình đối với QPSK trên công suất trung bình đối với 16QAM được thiết lập là $v^2:u^2 = v^2:v^2 \times w^2 = 1:w^2$. Với cấu trúc này, thiết bị thu là trong điều kiện thu như được thể hiện trên Fig.106. Do đó, chất lượng thu dữ liệu được cải thiện trong thiết bị thu.

Lưu ý rằng, đối với các công thức tính 479 và 480, các ví dụ hiệu quả về tỷ lệ của công suất trung bình đối với QPSK trên công suất trung bình đối với 16QAM được xem là $v^2:u^2 = v^2:v^2 \times w^2 = 1:w^2 = 1:5$ hoặc $v^2:u^2 = v^2:v^2 \times w^2 = 1:w^2 = 1:2$. Tỷ lệ, tuy nhiên, được thiết lập một cách hợp lý theo các điều kiện được yêu cầu như là hệ thống.

Theo kỹ thuật thông thường, việc điều khiển công suất truyền nói chung được thực hiện dựa trên thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Sáng chế khác biệt ở

chỗ công suất truyền được điều khiển mà không quan tâm đến thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông trong phương án này. Phần mô tả chi tiết được đưa ra về điểm này.

Phần nêu trên mô tả rằng các giá trị v và u cho việc thay đổi công suất được thiết lập dựa trên tín hiệu điều khiển (10700). Phần sau đây mô tả thiết lập của các giá trị v và u cho việc thay đổi công suất dựa trên tín hiệu điều khiển (10700) để cải thiện chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu một cách chi tiết.

Ví dụ 4-1

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối (số lượng bit cấu thành một khối mã hóa (được mã hóa), và cũng được gọi là độ dài mã) cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các độ dài khối cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các độ dài khối được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà độ dài khối của nó được lựa chọn từ trong số các độ dài khối được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo độ dài khối được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700). Tương tự, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ các bộ thay đổi công suất (10701A và 10701B) một cách tương ứng thiết lập các giá trị v và u cho việc thay đổi công suất theo độ dài khối được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, các giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo độ dài khối X được gọi là v_{LX} và u_{LX}.

Ví dụ, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành v_{L1000}. Khi 1500 được lựa chọn là

độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành v_{L1500}. Khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành v_{L3000}.

Mặt khác, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất là u_{L1000}. Khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất là u_{L1500}. Khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất là u_{L3000}.

Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập v_{L1000}, v_{L1500} và v_{L3000} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi độ dài mã. Tương tự, bằng cách thiết lập u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi độ dài mã. Phụ thuộc vào độ dài mã được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi độ dài mã được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $u_{L1000} = u_{L1500}$ có thể được thỏa mãn, và $v_{L1000} = v_{L1500}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của v_{L1000}, v_{L1500} và v_{L3000}, và hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000}). Lưu ý rằng, như được nêu trên, v_{LX} và u_{LX} được thiết lập để thỏa mãn tỷ lệ của của công suất trung bình $1:w^2$.

Mặc dù trường hợp của ba độ dài mã được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Một điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn u_{LX} cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai độ dài mã hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị u_{LX} cho việc thay đổi công suất khi độ dài mã được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất. Điểm quan trọng khác đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn v_{LX} cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai độ dài mã hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị v_{LX} cho việc thay đổi công suất khi độ dài mã được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 4-2

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi được sử dụng để tạo ra s1 và s2 khi thiết bị truyền hỗ trợ các tốc độ mã hóa cho việc mã hóa sửa lỗi.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Trong nhiều hệ thống truyền thông và hệ thống phát rộng, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ. Dữ liệu mã hóa mà dùng cho mã hóa sửa lỗi mà tốc độ mã hóa của nó được lựa chọn từ trong số các tốc độ mã hóa được hỗ trợ được thực hiện được phân phối tới hai hệ thống. Dữ liệu được mã hóa được phân phối tới hai hệ thống được điều chế trong phương pháp điều chế đối với s1 và trong phương pháp điều chế đối với s2 để tạo ra các tín hiệu dải gốc (được ánh xạ) s1(t) và s2(t).

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo tốc độ mã hóa được lựa chọn cho việc mã hóa sửa lỗi được nêu trên. Bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700). Ngoài ra, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u cho việc thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ các bộ thay đổi công suất (10701A và 10701B) một cách tương ứng thiết lập các giá trị v và u cho việc thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa được lựa chọn được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, các giá trị cho việc thay đổi công suất được thiết lập theo tốc độ mã hóa rx được gọi là v_{rx} và u_{rx}.

Ví dụ, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành v_{r1}. Khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành v_{r2}. Khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành v_{r3}.

Ngoài ra, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r1}. Khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r2}. Khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị cho việc thay đổi công suất thành u_{r3}.

Trong trường hợp này, ví dụ, bằng cách thiết lập v_{r1}, v_{r2} và v_{r3} là khác nhau,

khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi độ dài mã. Tương tự, bằng cách thiết lập u_{r1}, u_{r2} và u_{r3} là khác nhau, khả năng sửa lỗi cao có thể thu được đối với mỗi tốc độ mã hóa. Phụ thuộc vào tốc độ mã hóa được thiết lập, tuy nhiên, hiệu quả có thể không thu được ngay cả nếu giá trị cho việc thay đổi công suất được thay đổi. Trong trường hợp này, ngay cả khi tốc độ mã hóa được thay đổi, không cần thiết phải thay đổi giá trị cho việc thay đổi công suất (ví dụ, $v_{r1} = v_{r2}$ có thể được thỏa mãn, và $u_{r1} = u_{r2}$ có thể được thỏa mãn. Điều quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của v_{r1}, v_{r2} và v_{r3}, và hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của u_{r1}, u_{r2} và u_{r3}). Lưu ý rằng, như được nêu trên, v_{rX} và u_{rX} được thiết lập để thỏa mãn tỷ lệ của công suất trung bình $1:w^2$.

Như các ví dụ về r1, r2 và r3 được nêu trên, các tốc độ mã hóa 1/2, 2/3 và 3/4 được xem xét khi mã sửa lỗi là mã LDPC.

Mặc dù trường hợp của ba tốc độ mã hóa được lấy như là ví dụ trong phần mô tả ở trên, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Một điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn u_{rx} cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị u_{rx} cho việc thay đổi công suất khi tốc độ mã hóa được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất. Điểm quan trọng khác đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn v_{rX} cho việc thay đổi công suất tồn tại khi có hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn mà có thể được thiết lập, và thiết bị truyền lựa chọn bất kỳ trong số các giá trị cho việc thay đổi công suất từ trong số hai hoặc nhiều hơn các giá trị v_{rX} cho việc thay đổi công suất khi tốc độ mã hóa được thiết lập, và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 4-3

Để thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao, quan trọng phải thực hiện phần sau đây.

Phần sau đây mô tả, đối với trường hợp mà thiết bị truyền hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, làm thế nào để thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo các phương pháp điều chế mà được sử dụng để tạo ra s1 và s2.

Ví dụ, phần sau đây mô tả trường hợp trong đó phương pháp điều chế đối với

s1 được cố định là QPSK, và phương pháp điều chế đối với s2 được thay đổi từ 16QAM thành 64QAM (hoặc hoặc 16QAM hoặc 64QAM có thể được áp dụng). Khi phương pháp điều chế đối với s1 là QPSK, phương pháp ánh xạ đối với s1(t) như được thể hiện trên Fig.95. Trên Fig.95, h được biểu diễn bởi công thức tính 273. Khi phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.94. Trên Fig 94, g được biểu diễn bởi công thức tính 272. Khi phương pháp điều chế đối với s2(t) là 64QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) là như được thể hiện trên Fig.109. Trên Fig.109, k được biểu diễn bởi công thức tính 481.

Trên Fig.108, khi phương pháp điều chế đối với s1 là QPSK và phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, giả thiết rằng $v=\alpha$ và $u=\alpha\times w_{16}$. Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của QPSK và công suất trung bình của 16QAM là $v^2:u^2=\alpha^2:\alpha^2\times w_{16}^2=1:w_{16}^2$.

Trên Fig.108, khi phương pháp điều chế đối với s1 là QPSK và phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM, giả thiết rằng $v=\beta$ và $u=\beta\times w_{64}$. Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của QPSK và công suất trung bình của 64QAM là $v:u=\beta^2:\beta^2\times w_{64}^2=1:w_{64}^2$. Trong trường hợp này, theo quan hệ khoảng cách Ơclit nhỏ nhất, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao khi $1,0<w_{16}<w_{64}$, mà không quan tâm đến phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM hoặc 64QAM.

Lưu ý rằng mặc dù "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là QPSK" trong phần mô tả ở trên, có thể rằng "phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là QPSK". Nếu đây là trường hợp này, giả thiết rằng việc thay đổi công suất không được thực hiện đối với phương pháp điều chế cố định (QPSK trong ví dụ này), nhưng được thực hiện đối với các phương pháp điều chế có thể được lựa chọn (16QAM và 64QAM trong ví dụ này). Do đó, khi phương pháp điều chế cố định (QPSK trong ví dụ này) được thiết lập là s2, công thức tính sau đây 486 được thỏa mãn.

Phép toán 609

Công thức tính 486

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ue^{j0} & 0 \\ 0 & ve^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} u & 0 \\ 0 & v \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v \times w & 0 \\ 0 & v \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Giả thiết rằng, ngay cả khi "phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là QPSK và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ 16QAM thành 64QAM (được thiết lập thành 16QAM hoặc 64QAM)", $1,0<w_{16}<w_{64}$ sẽ được thỏa mãn. (Lưu ý rằng giá trị được sử dụng cho phép nhân đối với thay đổi công suất trong trường hợp của 16QAM là $u=\alpha\times w_{16}$, giá trị được sử dụng cho phép nhân đối với thay đổi công suất trong trường hợp của 64QAM là $u=\beta\times w_{64}$, giá trị được sử dụng đối với thay đổi công suất trong trường hợp của QPSK là $v=\alpha$ khi phương pháp điều chế có thể được lựa chọn là 16QAM và $v=\beta$ khi phương pháp điều chế có thể được lựa chọn là 64QAM.) Ngoài ra, khi tập của (phương pháp điều chế đối với s1, phương pháp điều chế đối với s2) có thể được lựa chọn từ các tập của (QPSK, 16QAM), (16QAM, QPSK), (QPSK, 64QAM) và (64QAM, QPSK), $1,0<w_{16}<w_{64}$ sẽ được thỏa mãn.

Phần sau đây tổng quát hóa phần mô tả ở trên.

Cho việc tổng quát hóa, giả thiết rằng phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là phương pháp điều chế C mà với số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là c. Cũng giả thiết rằng phương pháp điều chế đối với s2 có thể được lựa chọn từ phương pháp điều chế A mà với số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là a và phương pháp điều chế B mà với số lượng các điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q là b (a>b>c). Trong trường hợp này, khi phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là phương pháp điều chế A, giả thiết rằng tỷ lệ giữa công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s1, mà là phương pháp điều chế C, và công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s2, mà là phương pháp điều chế A, là $1:w_a^2$. Ngoài ra, khi phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là phương pháp điều chế B, giả thiết rằng tỷ lệ giữa công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s1, mà là phương pháp điều chế C, và công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s2, mà là phương pháp điều chế B, là $1:w_b^2$. Nếu đây là trường

hợp này, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao khi $w_b<w_a$ được thỏa mãn.

Lưu ý rằng mặc dù "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là C" trong phần mô tả ở trên, ngay cả khi "phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ phương pháp điều chế A thành phương pháp điều chế B (được thiết lập thành phương pháp điều chế A hoặc phương pháp điều chế B), các công suất trung bình sẽ thỏa mãn $w_b<w_a$. (Nếu đây là trường hợp này, như với phần mô tả ở trên, khi công suất trung bình của phương pháp điều chế C là 1, công suất trung bình của phương pháp điều chế A là w_a^2, và công suất trung bình của phương pháp điều chế B là w_b^2.) Ngoài ra, khi tập của (phương pháp điều chế đối với s1, phương pháp điều chế đối với s2) có thể được lựa chọn từ các tập của (phương pháp điều chế C, phương pháp điều chế A), (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế C), (phương pháp điều chế C, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế C), các công suất trung bình sẽ thỏa mãn $w_b<w_a$.

Ví dụ 5

Phần sau đây giải thích ví dụ thao tác khác mà khác với ví dụ 4, có viện dẫn tới Fig.108. Lưu ý rằng s1(t) ký hiệu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 64QAM, và phương pháp ánh xạ là như được thể hiện trên Fig.109, và k như được biểu diễn bởi công thức tính 481. s2(t) ký hiệu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM, và phương pháp ánh xạ là như được thể hiện trên Fig.94, và g như được biểu diễn bởi công thức tính 272. Ký hiệu t ký hiệu thời gian. Trong phương án này, việc chuyển đổi trong miền thời gian được giải thích như là ví dụ.

Các đầu vào tới bộ thay đổi công suất (10701A) là tín hiệu dải gốc 307A (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 64QAM và tín hiệu điều khiển (10700). Khi giá trị mà đã được thiết lập đối với thay đổi công suất là v, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702A) được tạo ra bằng cách nhân tín hiệu dải gốc 307A (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 64QAM với v, theo tín hiệu điều khiển (10700).

Các đầu vào tới bộ thay đổi công suất (10701B) là tín hiệu dải gốc 307B (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700).

Khi giá trị mà đã được thiết lập đối với thay đổi công suất là u, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702B) được tạo ra bằng cách nhân tín hiệu dải gốc 307B (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM với u, theo tín hiệu điều khiển (10700). Sau đó, $u=v\times w$ ($w<1,0$) được thỏa mãn.

Khi các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi F[t], công thức tính 86 nêu trên được thỏa mãn.

Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của 64QAM và công suất trung bình của 16QAM được thiết lập để thỏa mãn $v^2:u^2=v^2:v^2\times w^2=1:w^2$. Do đó, trạng thái thu sẽ là trạng thái được thể hiện trên Fig.106, mà thể hiện rằng chất lượng thu dữ liệu của thiết bị thu được cải thiện.

Thông thường, việc điều khiển công suất truyền nói chung được thực hiện dựa trên thông tin phản hồi thu được từ đối tác truyền thông. Phương án này của sáng chế khác biệt ở chỗ công suất truyền được điều khiển mà không quan tâm đến thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Phần sau đây giải thích điểm này một cách chi tiết.

Trong phần nêu trên, có mô tả rằng các giá trị v và u đối với thay đổi công suất được xác định dựa trên tín hiệu điều khiển (10700). Trong phần sau đây, việc xác định, dựa trên tín hiệu điều khiển (10700), của các giá trị v và u đối với thay đổi công suất được mô tả một cách chi tiết, particularly đối với việc thiết lập để cải thiện hơn nữa chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu.

Ví dụ 5-1

Phần sau đây giải thích làm thế nào để xác định công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s1 và s2 theo độ dài khối của việc mã hóa sửa lỗi được áp dụng tới dữ liệu được sử dụng để tạo ra s1 và s2, giả thiết rằng thiết bị truyền hỗ trợ mã hóa sửa lỗi đối với nhiều độ dài khối (số lượng bit cấu thành một khối sau khi mã hóa, mà cũng được gọi là độ dài mã).

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Nhiều hệ trống truyền thông và hệ thống phát rộng hỗ trợ các độ dài khối. Dữ liệu sau khi mã hóa sửa lỗi với độ dài khối được lựa chọn từ các độ dài khối được hỗ trợ nhờ đó được phân phối thông qua hai đường. Các đoạn dữ liệu được phân phối bằng hai đường

một cách tương ứng được điều chế bằng phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2, và các tín hiệu dải gốc (các tín hiệu được ánh xạ) s1(t) và s2(t) được tạo ra.

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo độ dài khối của mã hóa sửa lỗi được lựa chọn. Bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700). Tương tự, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở các chỗ bộ thay đổi công suất (10701A, 10701B) thiết lập các giá trị v và u đối với thay đổi công suất theo độ dài khối được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, các giá trị đối với thay đổi công suất theo độ dài khối X được ký hiệu là v_{LX} và u_{LX}.

Ví dụ, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{L1000} đối với thay đổi công suất, và khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{L1500} đối với thay đổi công suất, và khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{L3000} đối với thay đổi công suất.

Mặt khác, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{L1000} đối với thay đổi công suất, và khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{L1500} đối với thay đổi công suất, và khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{L3000} đối với thay đổi công suất.

Trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị v_{L1000}, v_{L1500} và v_{L3000} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi độ dài mã. Tương tự, trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi độ dài mã. Tuy nhiên, có khả năng rằng việc thay đổi giá trị đối với thay đổi công suất là không hiệu quả, phụ thuộc vào độ dài mã mà đã được thiết lập. Trong các trường hợp này, không cần thiết phải thay đổi các giá trị đối với thay đổi công suất ngay cả khi độ dài mã được thay đổi. (Ví dụ, $u_{L1000}=u_{L1500}$ hoặc $v_{L1000}=v_{L1500}$ có thể được thỏa mãn. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (v_{L1000}, v_{L1500}, v_{L3000}), và hai giá trị hoặc

nhiều hơn tồn tại trong tập của (u_{L1000}, u_{L1500}, u_{L3000})). Lưu ý rằng các giá trị v_{LX} và u_{LX} được thiết lập để thỏa mãn tỷ lệ công suất trung bình $1:w^2$, như được nêu trên.

Mặc dù phần mô tả được đưa ra đối với trường hợp ví dụ mà có ba độ dài mã, điều này là không cần thiết. Một điểm quan trọng đó là có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn u_{LX} đối với thay đổi công suất khi hai độ dài mã hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị u_{LX} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất. Cũng quang trọng rằng có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn v_{LX} đối với thay đổi công suất khi hai độ dài mã hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị v_{LX} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 5-2

Phần sau đây mô tả, đối với trường hợp mà thiết bị truyền hỗ trợ mã hóa sửa lỗi với nhiều tốc độ mã hóa, làm thế nào để thiết lập công suất trung bình (giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa của việc mã hóa sửa lỗi mà được sử dụng để tạo ra s1 và s2.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Nhiều hệ trống truyền thông và hệ thống phát rộng hỗ trợ các tốc độ mã hóa. Dữ liệu sau khi mã hóa sửa lỗi với tốc độ mã hóa được lựa chọn từ các tốc độ mã hóa được hỗ trợ nhờ đó được phân phối thông qua hai đường. Các đoạn dữ liệu được phân phối bằng hai đường một cách tương ứng được điều chế bằng phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2, và các tín hiệu dải gốc (các tín hiệu được ánh xạ) s1(t) và s2(t) được tạo ra.

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo tốc độ mã hóa của mã hóa sửa lỗi được lựa chọn. Bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700). Tương tự, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ các bộ thay đổi công suất (10701A, 10701B) thiết lập các giá trị v và u đối với thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa được chỉ báo bởi

tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, các giá trị đối với thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa rx được ký hiệu là v_{rx} và u_{rx}.

Ví dụ, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{r1} đối với thay đổi công suất, và khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{r2} đối với thay đổi công suất, và khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{r3} đối với thay đổi công suất.

Tương tự, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{r1} đối với thay đổi công suất, và khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{r2} đối với thay đổi công suất, và khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{r3} đối với thay đổi công suất.

Trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị v_{r1}, v_{r2} và v_{r3} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi tốc độ mã hóa. Tương tự, trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị u_{r1}, u_{r2} và u_{r3} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi tốc độ mã hóa. Tuy nhiên, có khả năng rằng việc thay đổi giá trị đối với thay đổi công suất là không hiệu quả, phụ thuộc vào tốc độ mã hóa mà đã được thiết lập. Trong các trường hợp này, không cần thiết phải thay đổi các giá trị đối với thay đổi công suất ngay cả khi tốc độ mã hóa được thay đổi. (Ví dụ, $v_{r1}=v_{r2}$ hoặc $u_{r1}=u_{r2}$ có thể được thỏa mãn. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (v_{r1}, v_{r2}, v_{r3}), và hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (u_{r1}, u_{r2}, u_{r3})). Lưu ý rằng các giá trị v_{rX} và u_{rX} được thiết lập để thỏa mãn tỷ lệ công suất trung bình $1:w^2$, như được nêu trên.

Ví dụ, các tốc độ mã hóa r1, r2 và r3 có thể là 1/2, 2/3 và 3/4 khi việc mã hóa sửa lỗi là mã hóa LDPC.

Mặc dù phần mô tả được đưa ra đối với trường hợp ví dụ mà có ba tốc độ mã hóa, điều này là không cần thiết. Một điểm quan trọng đó là có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn u_{rx} đối với thay đổi công suất khi hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi tốc độ mã hóa được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị u_{rx} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất. Cũng quang trọng rằng có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể

được lựa chọn v_{rX} đối với thay đổi công suất khi hai độ dài mã hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị v_{rX} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 5-3

Để thu được chất lượng thu dữ liệu cao hơn trong thiết bị thu, các điểm sau đây là quan trọng.

Phần sau đây mô tả, đối với trường hợp mà thiết bị truyền hỗ trợ nhiều phương pháp điều chế, làm thế nào để thiết lập công suất trung bình (giá trị trung bình) của s1 và s2 theo phương pháp điều chế mà được sử dụng để tạo ra s1 và s2.

Ví dụ, phần sau đây mô tả trường hợp trong đó phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 64QAM, và phương pháp điều chế đối với s2 được thay đổi từ 16QAM thành 64QAM (hoặc hoặc 16QAM hoặc 64QAM có thể được áp dụng). Khi phương pháp điều chế đối với s1 là 64QAM, phương pháp ánh xạ đối với s1(t) là như được thể hiện trên Fig.109. Trên Fig.109, k được biểu diễn bởi công thức tính 481. Khi phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) là như được thể hiện trên Fig.94. Trên Fig 94, g được biểu diễn bởi công thức tính 272. Khi phương pháp điều chế đối với s2(t) là QPSK, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) là như được thể hiện trên Fig.95. Trên Fig.95, h được biểu diễn bởi công thức tính 273.

Trên Fig.108, khi phương pháp điều chế đối với s1 là 64QAM và phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM, giả thiết rằng $v=\alpha$ và $u=\alpha\times w_{16}$. Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của 64QAM và công suất trung bình của 16QAM là $v^2:u^2=\alpha^2:\alpha^2\times w_{16}^2=1:w_{16}^2$.

Trên Fig.108, khi phương pháp điều chế đối với s1 là 64QAM và phương pháp điều chế đối với s2 là QPSK, giả thiết rằng $v=\beta$ và $u=\beta\times w_4$. Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của 64QAM và công suất trung bình của QPSK là $v^2:u^2=\beta^2:\beta^2\times w_4^2=1:w_4^2$. Trong trường hợp này, theo quan hệ khoảng cách Ơclit nhỏ nhất, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao khi $w_4<w_{16}<1,0$, mà không quan tâm đến phương pháp điều chế đối với s2 là 16QAM hoặc QPSK.

Lưu ý rằng mặc dù "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 64QAM" trong phần mô tả ở trên, có thể rằng "phương pháp điều chế đối với s2

được cố định là 64QAM và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ 16QAM thành QPSK (được thiết lập thành 16QAM hoặc QPSK)", $w_4<w_{16}<1,0$ sẽ được thỏa mãn. (Điều tương tự như được mô tả trong ví dụ 4-3.) (Lưu ý rằng giá trị được sử dụng cho phép nhân đối với thay đổi công suất trong trường hợp của 16QAM là $u=\alpha\times w_{16}$, giá trị được sử dụng cho phép nhân đối với thay đổi công suất trong trường hợp của QPSK là $u=\beta\times w_4$, giá trị được sử dụng đối với thay đổi công suất trong trường hợp của 64QAM là $v=\alpha$ khi phương pháp điều chế có thể được lựa chọn là 16QAM và $v=\beta$ khi phương pháp điều chế có thể được lựa chọn là QPSK.) Ngoài ra, khi tập của (phương pháp điều chế đối với s1, phương pháp điều chế đối với s2) có thể được lựa chọn từ các tập của (64QAM, 16QAM), (16QAM, 64QAM), (64QAM, QPSK) và (QPSK, 64QAM), $w_4<w_{16}<1,0$ sẽ được thỏa mãn.

Phần sau đây tổng quát hóa phần mô tả ở trên.

Cho việc tổng quát hóa, giả thiết rằng phương pháp điều chế đối với s1 được cố định, và phương pháp điều chế đối với s1 này là phương pháp điều chế C mà với số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q là c. Cũng giả thiết rằng phương pháp điều chế đối với s2 có thể được lựa chọn từ phương pháp điều chế A mà với số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q là a và phương pháp điều chế B mà với số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q là b (c>b>a). Trong trường hợp này, khi phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là phương pháp điều chế A, giả thiết rằng tỷ lệ giữa công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s1, mà là phương pháp điều chế C, và công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s2, mà là phương pháp điều chế A, là $1:w_a^2$. Ngoài ra, khi phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là phương pháp điều chế B, giả thiết rằng tỷ lệ giữa công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s1, mà là phương pháp điều chế C, và công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s2, mà là phương pháp điều chế B là $1:w_b^2$. Nếu đây là trường hợp này, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao khi $w_a<w_b$ được thỏa mãn.

Lưu ý rằng mặc dù "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là C" trong phần mô tả ở trên, ngay cả khi "phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ phương pháp điều chế A thành phương pháp điều chế B (được thiết lập thành

phương pháp điều chế A hoặc phương pháp điều chế B), các công suất trung bình sẽ thỏa mãn $w_a<w_b$. (Nếu đây là trường hợp này, như với phần mô tả ở trên, khi công suất trung bình của phương pháp điều chế là C, công suất trung bình của phương pháp điều chế A là w_a^2, và công suất trung bình của phương pháp điều chế B là w_b^2.) Ngoài ra, khi tập của (phương pháp điều chế đối với s1, phương pháp điều chế đối với s2) có thể được lựa chọn từ các tập của (phương pháp điều chế C, phương pháp điều chế A), (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế C), (phương pháp điều chế C, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế C), các công suất trung bình sẽ thỏa mãn $w_a<w_b$.

Ví dụ 6

Phần sau đây giải thích ví dụ thao tác khác mà khác với ví dụ 4, có viện dẫn tới Fig.108. s1(t) ký hiệu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM, và phương pháp ánh xạ là như được thể hiện trên Fig.94, và g như được biểu diễn bởi công thức tính 272. s2(t) ký hiệu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 64QAM, và phương pháp ánh xạ là như được thể hiện trên Fig.109, và k như được biểu diễn bởi công thức tính 481. Dấu hiệu t ký hiệu thời gian. Trong phương án này, miền thời gian được lấy như là ví dụ.

Các đầu vào tới bộ thay đổi công suất (10701A) là tín hiệu dải gốc 307A (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển 10700. Khi giá trị mà đã được thiết lập đối với thay đổi công suất là v, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702A) được tạo ra bằng cách nhân tín hiệu dải gốc 307A (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM với v, theo tín hiệu điều khiển (10700).

Các đầu vào tới bộ thay đổi công suất (10701B) là tín hiệu dải gốc 307B (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 64QAM và tín hiệu điều khiển (10700). Khi giá trị mà đã được thiết lập đối với thay đổi công suất là u, bộ thay đổi công suất xuất ra tín hiệu (10702B) được tạo ra bằng cách nhân tín hiệu dải gốc 307B (tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 64QAM với u, theo tín hiệu điều khiển (10700). Sau đó, $u=v\times w$ ($w<1,0$) được thỏa mãn.

Khi các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi F[t], công thức tính 86 nêu

trên được thỏa mãn.

Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của 64QAM và công suất trung bình của 16QAM được thiết lập để thỏa mãn $v^2:u^2=v^2:v^2\times w^2=1:w^2$. Do đó, trạng thái thu sẽ là trạng thái được thể hiện trên Fig.106, mà thể hiện rằng chất lượng thu dữ liệu của thiết bị thu được cải thiện.

Thông thường, việc điều khiển công suất truyền nói chung được thực hiện dựa trên thông tin phản hồi thu được từ đối tác truyền thông. Phương án này của sáng chế khác biệt ở chỗ công suất truyền được điều khiển mà không quan tâm đến thông tin phản hồi từ đối tác truyền thông. Phần sau đây giải thích điểm này một cách chi tiết.

Trong phần nêu trên, có mô tả rằng các giá trị v và u đối với thay đổi công suất được xác định dựa trên tín hiệu điều khiển (10700). Trong phần sau đây, việc xác định, dựa trên tín hiệu điều khiển (10700), của các giá trị v và u đối với thay đổi công suất được mô tả một cách chi tiết, cụ thể đối với việc thiết lập để cải thiện hơn nữa chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu.

Ví dụ 6-1

Phần sau đây giải thích làm thế nào để xác định công suất trung bình (giá trị trung bình) đối với s1 và s2 theo độ dài khối của việc mã hóa sửa lỗi được áp dụng tới dữ liệu được sử dụng để tạo ra s1 và s2, giả thiết rằng thiết bị truyền hỗ trợ mã hóa sửa lỗi đối với nhiều độ dài khối (số lượng bit cấu thành một khối sau khi mã hóa, mà cũng được gọi là độ dài mã).

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Nhiều hệ trống truyền thông và hệ thống phát rộng hỗ trợ các độ dài khối. Dữ liệu sau khi mã hóa sửa lỗi với độ dài khối được lựa chọn từ các độ dài khối được hỗ trợ nhờ đó được phân phối thông qua hai đường. Các đoạn dữ liệu được phân phối bằng hai đường một cách tương ứng được điều chế bằng phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2, và các tín hiệu dải gốc (các tín hiệu được ánh xạ) s1(t) và s2(t) được tạo ra.

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo độ dài khối của mã hóa sửa lỗi được lựa chọn. Bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700). Tương tự, bộ thay đổi công suất

(10701B) thiết lập giá trị u đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở các chỗ bộ thay đổi công suất (10701A, 10701B) thiết lập các giá trị v và u đối với thay đổi công suất theo độ dài khối được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, các giá trị đối với thay đổi công suất theo độ dài khối X được ký hiệu là v_{LX} và u_{LX}.

Ví dụ, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{L1000} đối với thay đổi công suất, và khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{L1500} đối với thay đổi công suất, và khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{L3000} đối với thay đổi công suất.

Mặt khác, khi 1000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{L1000} đối với thay đổi công suất, và khi 1500 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{L1500} đối với thay đổi công suất, và khi 3000 được lựa chọn là độ dài khối, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{L3000} đối với thay đổi công suất.

Trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị v_{L1000}, v_{L1500} và v_{L3000} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi độ dài mã. Tương tự, trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị u_{L1000}, u_{L1500} và u_{L3000} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi độ dài mã. Tuy nhiên, có khả năng rằng việc thay đổi giá trị đối với thay đổi công suất là không hiệu quả, phụ thuộc vào độ dài mã mà đã được thiết lập. Trong các trường hợp này, không cần thiết phải thay đổi các giá trị đối với thay đổi công suất ngay cả khi độ dài mã được thay đổi. (Ví dụ, $u_{L1000}=u_{L1500}$ hoặc $v_{L1000}=v_{L1500}$ có thể được thỏa mãn. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (v_{L1000}, v_{L1500}, v_{L3000}), và hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (u_{L1000}, u_{L1500}, u_{L3000})). Lưu ý rằng các giá trị v_{LX} và u_{LX} được thiết lập để thỏa mãn tỷ lệ công suất trung bình $1:w^2$, như được nêu trên.

Mặc dù phần mô tả được đưa ra đối với trường hợp ví dụ mà có ba độ dài mã, điều này là không cần thiết. Một điểm quan trọng đó là có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn u_{LX} đối với thay đổi công suất khi hai độ dài mã hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon

một trong số các giá trị u_{LX} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất. Cũng quang trọng rằng có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn v_{LX} đối với thay đổi công suất khi hai độ dài mã hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị v_{LX} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 6-2

Phần sau đây mô tả, đối với trường hợp mà thiết bị truyền hỗ trợ mã hóa sửa lỗi với nhiều tốc độ mã hóa, làm thế nào để thiết lập công suất trung bình của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa của việc mã hóa sửa lỗi mà được sử dụng để tạo ra s1 và s2.

Các ví dụ về mã hóa sửa lỗi bao gồm mã khối như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự. Nhiều hệ trống truyền thông và hệ thống phát rộng hỗ trợ các tốc độ mã hóa. Dữ liệu sau khi mã hóa sửa lỗi với tốc độ mã hóa được lựa chọn từ các tốc độ mã hóa được hỗ trợ nhờ đó được phân phối thông qua hai đường. Các đoạn dữ liệu được phân phối bằng hai đường một cách tương ứng được điều chế bằng phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2, và các tín hiệu dải gốc (các tín hiệu được ánh xạ) s1(t) và s2(t) được tạo ra.

Tín hiệu điều khiển (10700) là tín hiệu chỉ báo tốc độ mã hóa của mã hóa sửa lỗi được lựa chọn. Bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700). Tương tự, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u đối với thay đổi công suất theo tín hiệu điều khiển (10700).

Sáng chế khác biệt ở chỗ các bộ thay đổi công suất (10701A, 10701B) thiết lập các giá trị v và u đối với thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa được chỉ báo bởi tín hiệu điều khiển (10700). Ở đây, các giá trị đối với thay đổi công suất theo tốc độ mã hóa rx được ký hiệu là v_{rx} và u_{rx}.

Ví dụ, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{r1} đối với thay đổi công suất, và khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{r2} đối với thay đổi công suất, và khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701A) thiết lập giá trị v_{r3} đối với thay đổi công suất.

Tương tự, khi r1 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{r1} đối với thay đổi công suất, và khi r2 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{r2} đối với thay đổi công suất, và khi r3 được lựa chọn là tốc độ mã hóa, bộ thay đổi công suất (10701B) thiết lập giá trị u_{r3} đối với thay đổi công suất.

Trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị v_{r1}, v_{r2} và v_{r3} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi tốc độ mã hóa. Tương tự, trong một vài trường hợp, việc thiết lập các giá trị u_{r1}, u_{r2} và u_{r3} là khác nhau có thể thu được khả năng sửa lỗi cao đối với mỗi tốc độ mã hóa. Tuy nhiên, có khả năng rằng việc thay đổi giá trị đối với thay đổi công suất là không hiệu quả, phụ thuộc vào tốc độ mã hóa mà đã được thiết lập. Trong các trường hợp này, không cần thiết phải thay đổi các giá trị đối với thay đổi công suất ngay cả khi tốc độ mã hóa được thay đổi. (Ví dụ, $v_{r1}=v_{r2}$ hoặc $u_{r1}=u_{r2}$ có thể được thỏa mãn. Điểm quan trọng đó là hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (v_{r1}, v_{r2}, v_{r3}), và hai giá trị hoặc nhiều hơn tồn tại trong tập của (u_{r1}, u_{r2}, u_{r3})). Lưu ý rằng các giá trị v_{rX} và u_{rX} được thiết lập để thỏa mãn tỷ lệ công suất trung bình $1:w^2$, như được nêu trên.

Ví dụ, các tốc độ mã hóa r1, r2 và r3 có thể là 1/2, 2/3 và 3/4 khi việc mã hóa sửa lỗi là mã hóa LDPC.

Mặc dù phần mô tả được đưa ra đối với trường hợp ví dụ mà có ba tốc độ mã hóa, điều này là không cần thiết. Một điểm quan trọng đó là có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn u_{rx} đối với thay đổi công suất khi hai tốc độ mã hóa hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi tốc độ mã hóa được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị u_{rx} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất. Cũng quang trọng rằng có hai giá trị hoặc nhiều hơn có thể được lựa chọn v_{rX} đối với thay đổi công suất khi hai độ dài mã hoặc nhiều hơn là có thể được lựa chọn, và khi độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền lựa chon một trong số các giá trị v_{rX} đối với thay đổi công suất và thực hiện việc thay đổi công suất.

Ví dụ 6-3

Để thu được chất lượng thu dữ liệu cao hơn trong thiết bị thu, các điểm sau đây là quan trọng.

Phần sau đây mô tả, đối với trường hợp mà thiết bị truyền hỗ trợ nhiều

phương pháp điều chế, làm thế nào để thiết lập công suất trung bình (giá trị trung bình) của s1 và s2 theo phương pháp điều chế mà được sử dụng để tạo ra s1 và s2.

Ví dụ, phần sau đây mô tả trường hợp trong đó phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 16QAM, và phương pháp điều chế đối với s2 được thay đổi từ 64QAM thành QPSK (hoặc hoặc 16QAM hoặc QPSK có thể được áp dụng). Khi phương pháp điều chế đối với s1 là 16QAM, phương pháp ánh xạ đối với s1(t) là như được thể hiện trên Fig.94. Trên Fig.94, g được biểu diễn bởi công thức tính 272. Khi phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) là như được thể hiện trên Fig.109. Trên Fig 109, k được biểu diễn bởi công thức tính 481. Khi phương pháp điều chế đối với s2(t) là QPSK, phương pháp ánh xạ đối với s2(t) như được thể hiện trên Fig.95. Trên Fig.95, h được biểu diễn bởi công thức tính 273.

Trên Fig.108, khi phương pháp điều chế đối với s1 là 16QAM và phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM, giả thiết rằng $v=\alpha$ và $u=\alpha\times w_{64}$. Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của 64QAM và công suất trung bình của 16QAM là $v^2:u^2=\alpha^2:\alpha^2\times w_{64}^2=1:w_{64}^2$.

Trên Fig.108, khi phương pháp điều chế đối với s1 là 16QAM và phương pháp điều chế đối với s2 là QPSK, giả thiết rằng $v=\beta$ và $u=\beta\times w_4$. Trong trường hợp này, tỷ lệ giữa công suất trung bình của 64QAM và công suất trung bình của QPSK là $v^2:u^2=\beta^2:\beta^2\times w_4^2=1:w_4^2$. Trong trường hợp này, theo quan hệ khoảng cách Ơclit nhỏ nhất, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao khi $w_4<w_{64}$, mà không quan tâm đến phương pháp điều chế đối với s2 là 64QAM hoặc QPSK.

Lưu ý rằng mặc dù "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là 16QAM" trong phần mô tả ở trên, có thể rằng "phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là 16QAM và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ 64QAM thành QPSK (được thiết lập thành 16QAM hoặc QPSK)", $w_4<w_{64}$ sẽ được thỏa mãn. (Điều tương tự như được mô tả trong ví dụ 4-3.) (Lưu ý rằng giá trị được sử dụng cho phép nhân đối với thay đổi công suất trong trường hợp của 16QAM là $u=\alpha\times w_{16}$, giá trị được sử dụng cho phép nhân đối với thay đổi công suất trong trường hợp của QPSK là $u=\beta\times w_4$, giá trị được sử dụng đối với thay đổi công suất trong trường hợp của 64QAM là $v=\alpha$ khi phương pháp điều chế có thể được lựa chọn là 16QAM và $v=\beta$ khi phương pháp điều chế có thể được lựa chọn là QPSK.) Ngoài ra,

khi tập của (phương pháp điều chế đối với s1, phương pháp điều chế đối với s2) có thể được lựa chọn từ các tập của (16QAM, 64QAM), (64QAM, 16QAM), (16QAM, QPSK) và (QPSK, 16QAM), $w_4<w_{64}$ sẽ được thỏa mãn.

Phần sau đây tổng quát hóa phần mô tả ở trên.

Cho việc tổng quát hóa, giả thiết rằng phương pháp điều chế đối với s1 được cố định, và phương pháp điều chế đối với s1 này là phương pháp điều chế C mà với số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q là c. Cũng giả thiết rằng phương pháp điều chế đối với s2 có thể được lựa chọn từ phương pháp điều chế A mà với số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q là a và phương pháp điều chế B mà với số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q là b (c>b>a). Trong trường hợp này, khi phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là phương pháp điều chế A, giả thiết rằng tỷ lệ giữa công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s1, mà là phương pháp điều chế C, và công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s2, mà là phương pháp điều chế A, là $1:w_a^2$. Ngoài ra, khi phương pháp điều chế đối với s2 được thiết lập là phương pháp điều chế B, giả thiết rằng tỷ lệ giữa công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s1, mà là phương pháp điều chế C, và công suất trung bình của phương pháp điều chế đối với s2, mà là phương pháp điều chế B là $1:w_b^2$. Nếu đây là trường hợp này, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao khi $w_a<w_b$ được thỏa mãn.

Lưu ý rằng mặc dù "phương pháp điều chế đối với s1 được cố định là C" trong phần mô tả ở trên, ngay cả khi "phương pháp điều chế đối với s2 được cố định là phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế đối với s1 được thay đổi từ phương pháp điều chế A thành phương pháp điều chế B (được thiết lập là hoặc phương pháp điều chế A hoặc phương pháp điều chế B), các công suất trung bình sẽ thỏa mãn $w_a<w_b$. (Nếu đây là trường hợp này, như với phần mô tả ở trên, khi công suất trung bình của phương pháp điều chế là C, công suất trung bình của phương pháp điều chế A là w_a^2, và công suất trung bình của phương pháp điều chế B là w_b^2.) Ngoài ra, khi tập của (phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2) có thể được lựa chọn từ các tập của (phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế A), (phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế C), (phương pháp điều chế C và phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B và phương

pháp điều chế C), các công suất trung bình sẽ thỏa mãn $w_a<w_b$.

Công suất điện

Trong phần mô tả này bao gồm "phương án 8", "phương án 9", "phương án 10", "phương án 18", "phương án 19", "phương án C1" và "phương án C2", việc tiêu thụ công suất bởi thiết bị truyền có thể được làm giảm bằng cách thiết lập $\alpha=1$ trong công thức tính của ma trận tiền mã hóa được sử dụng đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Đó là bởi vì công suất trung bình của z1 và công suất trung bình của z2 là giống nhau ngay cả khi "công suất trung bình (giá trị trung bình) của s1 và công suất trung bình (giá trị trung bình) của s2 được thiết lập là khác nhau khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau", và việc thiết lập $\alpha=1$ không dẫn đến việc tăng tỷ lệ công suất đỉnh trên trung bình (Peak-to-Average Power Ratio, viết tắt là PAPR) của bộ khuếch đại công suất truyền được bố trí trong thiết bị truyền. Ví dụ, các ma trận tiền mã hóa được sử dụng với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được thiết lập theo công thức tính #3, công thức tính #14, công thức tính #15 và công thức tính #16 trong phương án C1 hoặc công thức tính #20, công thức tính #24, công thức tính #25 và công thức tính #26 trong phương án C2. Ngoài ra, $\alpha=1$ được thỏa mãn khi, ví dụ, các ma trận tiền mã hóa được sử dụng với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được tổng quát hóa như được thể hiện trong công thức tính 268 và công thức tính 269 trong phương án 18, hoặc trong công thức tính #1, công thức tính #2, công thức tính #9, công thức tính #10, công thức tính #12 và công thức tính #13 trong phương án C1, hoặc trong công thức tính #18, công thức tính #19, công thức tính #21, công thức tính #22 và công thức tính #23 trong phương án C2. Điều tương tự áp dụng đối với các phương án khác. (Lưu ý rằng số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) không bị giới hạn ở số lẻ.)

Tuy nhiên, ngay cả khi $\alpha\neq1$, có một vài các ma trận tiền mã hóa mà có thể được sử dụng với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa và giới hạn ảnh hưởng đối với PAPR. Ví dụ, khi các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính 279 và công thức tính 280 trong phương án 19 được sử dụng, phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn các ma trận tiền mã

hóa, các ma trận tiền mã hóa giới hạn ảnh hưởng đối với PAPR ngay cả khi $\alpha \neq 1$. (Lưu ý rằng phương pháp tiền mã hóa liên quan đến phương án 19 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa cũng được mô tả trong phương án 10. Ngoài ra, trong phương án 13 và phương án 20, các ma trận tiền mã hóa chỉ giới hạn ảnh hưởng đối với PAPR ngay cả khi $\alpha \neq 1$.)

Thiết bị thu

Trong trường hợp của ví dụ 1, ví dụ 2 và ví dụ 3, quan hệ sau đây được suy ra từ Fig.5.

Phép toán 610

Công thức tính 487

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, như được giải thích trong ví dụ 1, ví dụ 2, và ví dụ 3, quan hệ có thể là như sau:

Phép toán 611

Công thức tính 488

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} ue^{j0} & 0 \\ 0 & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} u & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Thiết bị thu thực hiện việc giải điều chế (dò tìm) (tức là đánh giá các bit được truyền bởi thiết bị truyền) bằng cách sử dụng các quan hệ được nêu trên (theo cách tương tự như được mô tả trong phương án 1, các phương án từ A1 đến A5, và v.v.).

Trong trường hợp của ví dụ 4, ví dụ 5 và ví dụ 6, quan hệ sau đây được suy ra từ Fig.5.

Phép toán 612

Công thức tính 489

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & v \times w \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Ngoài ra, như được giải thích trong ví dụ 4, ví dụ 5, và ví dụ 6, quan hệ có thể là như sau:

Phép toán 613

Công thức tính 490

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} ue^{j0} & 0 \\ 0 & ve^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} u & 0 \\ 0 & v \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} v \times w & 0 \\ 0 & v \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Thiết bị thu thực hiện việc giải điều chế (dò tìm) (tức là đánh giá các bit được truyền bởi thiết bị truyền) bằng cách sử dụng các quan hệ được nêu trên (theo cách tương tự như được mô tả trong phương án 1, các phương án từ A1 đến A5, và v.v.).

Quan hệ giữa việc thay đổi công suất và ánh xạ

Như được mô tả trong ví dụ 1, ví dụ 2, và ví dụ 3, và như được thể hiện cụ thể trong công thức tính 487, bộ ánh xạ 306B trên Fig.4 có thể xuất ra u×s2(t), và bộ

thay đổi công suất có thể được bỏ qua trong các trường hợp này. Nếu đây là trường hợp này, có thể nói rằng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới tín hiệu s1(t) sau khi ánh xạ và tín hiệu u×s2(t) sau khi ánh xạ.

Như được mô tả trong ví dụ 1, ví dụ 2, và ví dụ 3, và như được thể hiện cụ thể trong công thức tính 488, bộ ánh xạ 306A trên Fig.3 và Fig.4 có thể xuất ra u×s1(t), và bộ thay đổi công suất có thể được bỏ qua trong các trường hợp này. Nếu đây là trường hợp này, có thể nói rằng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới tín hiệu u×s1(t) sau khi ánh xạ và tín hiệu s2(t) sau khi ánh xạ.

Trong ví dụ 4, ví dụ 5, và ví dụ 6, như được thể hiện cụ thể trong công thức tính 489, bộ ánh xạ 306A trên Fig.3 và Fig.4 có thể xuất ra v×s1(t), và bộ ánh xạ 306B có thể xuất ra u×s2(t), và bộ thay đổi công suất có thể được bỏ qua trong các trường hợp này. Nếu đây là trường hợp này, có thể nói rằng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới tín hiệu v×s1(t) sau khi ánh xạ và tín hiệu u×s2(t) sau khi ánh xạ.

Trong ví dụ 4, ví dụ 5, và ví dụ 6, như được thể hiện cụ thể trong công thức tính 490, bộ ánh xạ 306A trên Fig.3 và Fig.4 có thể xuất ra u×s1(t), và bộ ánh xạ 306B có thể xuất ra v×s2(t), và bộ thay đổi công suất có thể được bỏ qua trong các trường hợp này. Nếu đây là trường hợp này, có thể nói rằng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng tới tín hiệu u×s1(t) sau khi ánh xạ và tín hiệu v×s2(t) sau khi ánh xạ.

Tức là, F[t] trong phương án này ký hiệu các ma trận tiền mã hóa được sử dụng bởi phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và các ví dụ của F[t] phù hợp với một trong công thức tính #3, công thức tính #14, công thức tính #15 và công thức tính #16 trong phương án C1 và công thức tính #20, công thức tính #24, công thức tính #25 và công thức tính #26 trong phương án C2. Ngoài ra, các ví dụ của F[t] phù hợp với một trong các công thức tính 268 và công thức tính 269 trong phương án 18, công thức tính #1, công thức tính #2, công thức tính #9, công thức tính #10, công thức tính #12 và công thức tính #13 trong phương án C1, và công thức tính #18, công thức tính #19, công thức tính #21, công

thức tính #22 và công thức tính #23 trong phương án C2. (Lưu ý rằng số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) không bị giới hạn ở số lẻ.)

Ngoài ra, F[t] có thể là phương pháp tiền mã hóa mà sử dụng các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính 279 và công thức tính 280 trong phương án 19 và chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. (Lưu ý rằng phương pháp tiền mã hóa liên quan đến phương án 19 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa cũng được mô tả trong phương án 10, phương án 13, và phương án 20. Ngoài ra, F[t] có thể là phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong phương án 10, phương án 13, và phương án 20.)

Lưu ý rằng F[t] ký hiệu a các ma trận tiền mã hóa được sử dụng tại thời gian t khi phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng. Thiết bị thu thực hiện việc giải điều chế (dò tìm) bằng cách sử dụng các quan hệ giữa r1(t), r2(t) và s1(t), s2(t) được nêu trên (theo cách tương tự như được mô tả trong phương án 1, các phương án A1 đến A5, và v.v.). Tuy nhiên, các thành phần méo dạng, như các thành phần tạp âm, độ dịch vị tần số, sai số đánh giá kênh, và loại tương tự không được xem xét trong các công thức tính được nêu trên. Do đó, việc giải điều chế (dò tìm) được thực hiện với chúng. Liên quan đến các giá trị u và v mà thiết bị truyền sử dụng để thực hiện việc thay đổi công suất, thiết bị truyền truyền thông tin về các giá trị này, hoặc truyền thông tin về chế độ truyền (như phương pháp truyền, phương pháp điều chế và phương pháp sửa lỗi) được sử dụng. Thiết bị thu dò tìm các giá trị được sử dụng bởi thiết bị truyền bằng cách thu lấy thông tin này, thu được các quan hệ được nêu trên, và thực hiện việc giải điều chế (dò tìm).

Trong phương án này, việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền thời gian. Tuy nhiên, khi phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM được sử dụng, sáng chế có thể được áp dụng tới trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền tần số, như được mô tả trong các phương án khác. Nếu đây là trường hợp này, t được sử dụng trong phương án này để được thay thế cho f (tần số (sóng mang (sóng mang con)).

Do đó, trong trường hợp của thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong miền thời gian, z1(t) và z2(t) tại cùng thời điểm được truyền từ các

anten khác nhau bằng cách sử dụng cùng tần số. Mặt khác, trong trường hợp của thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong miền tần số, z1(f) và z2(f) tại cùng tần số được truyền từ các anten khác nhau tại cùng thời điểm.

Ngoài ra, ngay cả trong trường hợp của việc thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong các miền thời gian và tần số, sáng chế có thể được áp dụng như được mô tả trong các phương án khác. Phương pháp tiền mã hóa theo phương án này, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, không bị giới hạn ở phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong phần mô tả này. Ngay cả khi các ma trận tiền mã hóa được cố định (theo phương pháp trong đó các ma trận tiền mã hóa không được biểu diễn bởi F(t) (tức là không phải hàm của t (hoặc f)), áp dụng công suất trung bình của s1(t) và công suất trung bình của s2(t) như được mô tả trong phương án này cải thiện hiệu quả chất lượng thu dữ liệu trong thiết bị thu.

Phương án G1

Phương án này mô tả trường hợp mà, khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau, phương pháp thiết lập để tạo ra các công suất trung bình của s1 và s2 là khác nhau được áp dụng kết hợp với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mà sử dụng ma trận đơn nguyên mà được dựa trên phương án 9 và được mô tả trong phương án 18. Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe như được mô tả trong phương án 8, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe có viện dẫn tới các công thức tính từ (82) đến (85) được biểu diễn như sau.

Phép toán 614

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \quad (268)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Do ma trận đơn nguyên được sử dụng trong phương án này, các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính 268 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 615

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(} \text{ cho} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \quad (269)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 616

Điều kiện #53

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \text{ cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y; x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 617

Điều kiện #54

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \text{ cho } \forall x,\forall y\,(x\neq y; x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N − 1] được tạo ra dựa trên công thức tính 269 (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[N − 1] có thể thay thứ tự bất kỳ đối với N khe trong chu kỳ (chu trình). Ký tự số Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Khi N = 5, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe, dựa trên công thức tính 269 được biểu diễn như sau, ví dụ.

Phép toán 618

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix} \quad (274)$$

Phép toán 619

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (275)$$

Phép toán 620

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (276)$$

Phép toán 621

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (277)$$

Phép toán 622

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{5}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{5}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (278)$$

Như được nêu trên, để làm giảm quy mô tính toán của việc tiền mã hóa bởi thiết bị truyền, $\theta_{11}(i) = 0$ rađian và $\lambda=0$ rađian sẽ được thỏa mãn trong công thức tính 269. Lưu ý rằng λ trong công thức tính 269 có thể được thay đổi theo i, hoặc được cố định. Tức là, trong công thức tính 269, λ trong F[i=x] và λ trong F[i=y] ($x\neq y$) có thể là giống nhau hoặc khác nhau.

Liên quan đến giá trị được thiết lập là α, mặc dù sử dụng giá trị được nêu trên là hiệu quả, điều này là không cần thiết. Ví dụ, α có thể được xác định theo giá trị của i trong các ma trận F[i], như được mô tả trong phương án 17. (Tức là, α trong F[i] không cần thiết là là giá trị cố định khi i được thay đổi).

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau

cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Khi phương pháp truyền đơn sóng mang được áp dụng, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian (Ngoài ra, nó có thể được sắp xếp trong miền tần số khi phương pháp truyền đa sóng mang được áp dụng). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất chất lượng thu cao tăng lên. Trong trường hợp này, điều kiện #55 và điều kiện #56 có thể được thay thế bởi các điều kiện sau đây. (Số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) được xem là N.)

Phép toán 623

Điều kiện #55'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \exists x, \exists y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Phép toán 624

Điều kiện #56'

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)} \neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho} \quad \exists x, \exists y \, (x \neq y; x, y = 0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; y là 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1; và $x \neq y$.)

Trong phương án này, trường hợp mà $\lambda = 0$ radian được giải thích như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa khi λ là giá trị cố định. Xét đến việc ánh xạ của phương pháp điều chế, λ có thể được cố định là $\lambda = \pi/2$ radian, $\lambda = \pi$ radian, hoặc $\lambda = (3\pi)/2$ radian. (Giả thiết rằng, ví dụ, $\lambda = \pi$ radian trong các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa). Thiết lập này làm giảm quy mô mạch như với trường hợp mà $\lambda = 0$ radian.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 được thiết lập là phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong phương án 18 ví dụ khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau (chi tiết, xem phương án F1).

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi các phương pháp điều chế đối với s1 và s2 là khác nhau" có thể áp dụng được tới tất cả các phương pháp tiền mã hóa được mô tả trong phần mô tả này, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Các điểm quan trọng là:

- Đối với mã hóa khối mã hóa (được mã hóa) sửa lỗi như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự được sử dụng, và các độ dài khối (số lượng bit mà cấu thành một khối) (độ dài khối) được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong số các độ dài mã và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài mã được lựa chọn khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau. Với mã hóa sửa lỗi, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong các tốc độ mã hóa và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với tốc độ mã hóa được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa được lựa chọn khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.
- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s2 được hỗ trợ, và các

phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s2 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.

- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s1 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s2 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s1.

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau" được mô tả trong phương án này không cần thiết là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được giải thích trong phần mô tả này. Các phương pháp tiền mã hóa bất kỳ mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được áp dụng.

Trong phương án này, việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền thời gian. Tuy nhiên, khi phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM được sử dụng, sáng chế có thể được áp dụng tới trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền tần số, như được mô tả trong các phương án khác. Nếu đây là trường hợp này, t được sử dụng trong phương án này để được thay thế cho f (tần số (sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, ngay cả trong trường hợp của thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong các miền thời gian và tần số, sáng chế có thể được áp dụng.

Phương án G2

Phương án này mô tả trường hợp mà, khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau, phương pháp thiết lập để tạo ra các công suất trung bình của s1 và s2 là khác nhau được áp dụng kết hợp với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mà sử dụng ma trận đơn nguyên mà dựa trên phương án 10 và được mô tả trong phương án 19.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 625

Công thức tính 279

đối với i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0.

Phép toán 626

Công thức tính 280

đối với i = N, N + 1, N + 2, …, 2N − 2, 2N − 1:

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix}$$

Đặt α là giá trị cố định (không phụ thuộc vào i), trong đó α > 0.

(Đặt α trong công thức tính 279 và α trong công thức tính 280 là cùng giá trị.)

(α <0 có thể được thỏa mãn.)

Từ điều kiện #5 (phép toán 106) và điều kiện #6 (phép toán 107) trong phương án 3, điều kiện sau đây là quan trọng để thu được chất lượng thu dữ liệu cao.

Phép toán 627

Điều kiện #57

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y))} \quad \text{cho} \quad \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1;

y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Phép toán 628

Điều kiện #58

$$e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x)-\pi)}\neq e^{j(\theta_{11}(y)-\theta_{21}(y)-\pi)} \quad \text{cho} \quad \forall x,\forall y\,(x\neq y;\, x,y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

(x là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1;
y là 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1; và x ≠ y.)

Ngoài ra điều kiện sau đây được xem xét.

Phép toán 629

Điều kiện #59

$$\theta_{11}(x)=\theta_{11}(x+N) \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

và

$$\theta_{21}(y)=\theta_{21}(y+N) \quad \text{cho} \quad \forall y\,(y=0,1,2,\cdots,N-2,N-1)$$

Các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] được tạo ra dựa trên công thức tính 279 và công thức tính 280 (các ma trận tiền mã hóa F[0]–F[2N − 1] có thể theo thứ tự bất kỳ đối với 2N khe trong chu kỳ (chu trình). Ký tự số 2Ni có thể được tiền mã hóa sử dụng F[0], ký tự số 2Ni + 1 có thể được tiền mã hóa sử dụng F[1], …, và ký tự số 2N × i + h có thể được tiền mã hóa sử dụng F[h], ví dụ (h = 0, 1, 2, …, 2N − 2, 2N − 1). (Trong trường hợp này, như được mô tả trong các phương án trước đó, giữa các ma trận tiền mã hóa không cần phải được chuyển đổi đều đặn.)

Khi N = 15, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho 2N khe, dựa trên công thức tính 279 và công thức tính 280 được biểu diễn như sau, ví dụ.

Phép toán 630

$$F[i=0]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix} \tag{281}$$

Phép toán 631

$$F[i=1]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{2}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \tag{282}$$

Phép toán 632

$$F[i=2]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{4}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (283)$$

Phép toán 633

$$F[i=3]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{6}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (284)$$

Phép toán 634

$$F[i=4]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{8}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (285)$$

Phép toán 635

$$F[i=5]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{10}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (286)$$

Phép toán 636

$$F[i=6]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{12}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (287)$$

Phép toán 637

$$F[i=7]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{14}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (288)$$

Phép toán 638

$$F[i=8]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{16}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (289)$$

Phép toán 639

$$F[i=9]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{18}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{18}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (290)$$

Phép toán 640

$$F[i=10]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{20}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{20}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (291)$$

Phép toán 641

$$F[i=11]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{22}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{22}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (292)$$

Phép toán 642

$$F[i=12]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{24}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{24}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (293)$$

Phép toán 643

$$F[i=13]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{26}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{26}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (294)$$

Phép toán 644

$$F[i=14]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\frac{28}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{28}{15}\pi+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (295)$$

Phép toán 645

$$F[i=15]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix} \quad (296)$$

Phép toán 646

$$F[i=16]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} \alpha\times e^{j\frac{2}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{2}{15}\pi+\pi\right)} \\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \end{pmatrix} \quad (297)$$

Phép toán 647

$$F[i=17]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{4}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{4}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (298)$$

Phép toán 648

$$F[i=18]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{6}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{6}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (299)$$

Phép toán 649

$$F[i=19]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{8}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{8}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (300)$$

Phép toán 650

$$F[i=20]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{10}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{10}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (301)$$

Phép toán 651

$$F[i=21]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{12}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{12}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (302)$$

Phép toán 652

$$F[i=22]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{14}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{14}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (303)$$

Phép toán 653

$$F[i=23]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{16}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{16}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (304)$$

Phép toán 654

$$F[i=24]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{18}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{18}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (305)$$

Phép toán 655

$$F[i=25]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{20}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{20}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (306)$$

Phép toán 656

$$F[i=26]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{22}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{22}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (307)$$

Phép toán 657

$$F[i=27]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{24}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{24}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (308)$$

Phép toán 658

$$F[i=28]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{26}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{26}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (309)$$

Phép toán 659

$$F[i=29]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\frac{28}{15}\pi} & e^{j\left(\frac{28}{15}\pi+\pi\right)}\\ e^{j0} & \alpha\times e^{j0}\end{pmatrix} \quad (310)$$

Như được nêu trên, để làm giảm quy mô tính toán của việc tiền mã hóa bởi thiết bị truyền, $\theta_{11}(i) = 0$ rađian và $\lambda=0$ rađian sẽ được thỏa mãn trong công thức tính 279, và $\theta_{21}(i) = 0$ rađian và $\lambda=0$ sẽ được thỏa mãn trong công thức tính 280.

Lưu ý rằng λ trong công thức tính 279 và công thức tính 280 có thể được thay đổi theo i, hoặc được cố định. Tức là, trong công thức tính 279 và công thức tính 280, λ trong F[i=x] và λ trong F[i=y] ($x\neq y$) có thể là giống nhau hoặc khác nhau. Ngoài ra, λ may là giá trị cố định trong công thức tính 279 và trong công thức tính 280, và giá trị cố định λ trong công thức tính 279 và giá trị cố định λ trong công thức tính 280 có thể khác nhau. (Ngoài ra, nó có thể là giá trị cố định λ trong công thức tính 279 và giá trị cố định λ trong công thức tính 280).

Liên quan đến giá trị được thiết lập là α, mặc dù sử dụng giá trị được nêu trên là hiệu quả, điều này là không cần thiết. Ví dụ, α có thể được xác định theo giá trị của i trong các ma trận F[i], như được mô tả trong phương án 17. (Tức là, α trong F[i] không cần thiết là là giá trị cố định khi i được thay đổi).

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Khi phương pháp truyền đơn sóng mang được áp dụng, các ký tự được sắp xếp theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] trong miền thời gian (Ngoài ra, nó có thể được sắp xếp trong miền tần số khi phương pháp truyền đa sóng mang được áp dụng). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[2N − 2], F[2N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian 2N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe 2N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi 2N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất chất lượng thu cao tăng lên.

Trong phương án này, trường hợp mà $\lambda = 0$ radian được giải thích như là ví dụ về các ma trận tiền mã hóa khi λ là giá trị cố định. Xét đến việc ánh xạ của phương pháp điều chế, λ có thể được cố định là $\lambda = \pi/2$ radian, $\lambda = \pi$ radian, hoặc $\lambda = (3\pi)/2$ radian. (giả thiết, ví dụ, rằng $\lambda = \pi$ radian trong các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa).

Thiết lập này làm giảm quy mô mạch như với trường hợp mà $\lambda = 0$ radian.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 được thiết lập là phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong phương án 19 ví dụ khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau (chi tiết, xem phương án F1).

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi các phương pháp điều chế đối với s1 và s2 là khác nhau" có thể áp dụng được tới tất cả các phương pháp tiền mã hóa được mô tả trong phần mô tả này, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Các điểm quan trọng là:

- Đối với mã hóa khối mã hóa (được mã hóa) sửa lỗi như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự được sử dụng, và các độ dài khối (số lượng bit mà cấu thành một khối) (độ dài khối) được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong số các độ dài mã và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.
- Với mã hóa sửa lỗi, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong các tốc độ mã hóa và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với tốc độ mã hóa được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa được lựa chọn khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.
- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s2 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s2 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.
- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s1 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s2 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau" được mô tả trong phương án này không cần thiết là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được giải thích trong phần mô tả này. Các phương pháp tiền mã hóa bất kỳ mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được áp dụng.

Trong phương án này, việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền thời gian. Tuy nhiên, khi phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM được sử dụng, sáng chế có thể được áp dụng tới trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền tần số, như được mô tả trong các phương án khác. Nếu đây là trường hợp này, t được sử dụng trong phương án này để được thay thế cho f (tần số (sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, ngay cả trong trường hợp của thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong các miền thời gian và tần số, sáng chế có thể được áp dụng.

Phương án G3

Phương án này mô tả trường hợp mà, khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau, phương pháp thiết lập để tạo ra các công suất trung bình của s1 và s2 là khác nhau được áp dụng tới phương án C1. Phương án C1 là tổng quát của ví dụ 1 và ví dụ 2 của phương án 2.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 660

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \qquad (\#1)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, ..., N − 2, N − 1. ($\alpha > 0$.) Ma trận đơn nguyên được sử dụng trong phương án này, và các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính #1 được biểu diễn như sau.

Phép toán 661

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \quad (\#2)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Để đơn giản việc ánh xạ được thực hiện trong thiết bị truyền và thiết bị thu, λ có thể là 0 rađian, π/2 rađian hoặc (3π)/2 rađian, và được cố định là một trong ba giá trị này. Cụ thể, α = 1 được thỏa mãn trong phương án 2, và công thức tính #2 được biểu diễn như sau.

Phép toán 662

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \quad (\#3)$$

Để phân phối các điểm thu kém đồng đều về pha trong mặt phẳng phức, như được mô tả trong phương án 2, điều kiện #101 và điều kiện #102 được đưa ra đối với công thức tính #1 và công thức tính #2.

Phép toán 663

Điều kiện #101

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}}=e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 664

Điều kiện #102

$$\frac{e^{j(\theta_{11}(x+1)-\theta_{21}(x+1))}}{e^{j(\theta_{11}(x)-\theta_{21}(x))}}=e^{j\left(-\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Cụ thể, khi $\theta_{11}(i)$ là giá trị cố định không phụ thuộc vào i, điều kiện #103 hoặc điều kiện #104 có thể được đưa ra.

Phép toán 665

Điều kiện #103

$$\frac{e^{j\theta_{21}(x+1)}}{e^{j\theta_{21}(x)}}=e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x=0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 666

Điều kiện #104

$$\frac{e^{j\theta_{21}(x+1)}}{e^{j\theta_{21}(x)}} = e^{j\left(-\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Tương tự, khi $\theta_{21}(i)$ là giá trị cố định không phụ thuộc vào i, điều kiện #105 hoặc điều kiện #106 có thể được đưa ra.

Phép toán 667

Điều kiện #105

$$\frac{e^{j\theta_{11}(x+1)}}{e^{j\theta_{11}(x)}} = e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Phép toán 668

Điều kiện #106

$$\frac{e^{j\theta_{11}(x+1)}}{e^{j\theta_{11}(x)}} = e^{j\left(\frac{\pi}{N}\right)} \quad \text{cho} \quad \forall x\,(x = 0,1,2,\cdots,N-2)$$

Tiếp theo, đối với phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, phần sau đây thể hiện các ma trận tiền mã hóa ví dụ sử dụng ma trận đơn nguyên được nêu trên. Các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe dựa trên công thức tính #2 được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ được thiết lập là 0 radian và $\theta_{11}(i)$ được thiết lập là 0 radian.)

Phép toán 669

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha \times e^{j0} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix} \qquad (\#10)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1 (α > 0), và điều kiện #103 hoặc điều kiện # 104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 radian.

Mặc khác, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã

hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ được thiết lập là 0 rađian và $\theta_{11}(i)$ được thiết lập là 0 rađian.)

Phép toán 670

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j\pi} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix} \quad (\#9)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1 (α > 0), và điều kiện #103 hoặc điều kiện # 104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 rađian.

Mặc khác, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ được thiết lập là 0 rađian và $\theta_{21}(i)$ được thiết lập là 0 rađian.)

Phép toán 671

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i))} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix} \quad (\#12)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1 (α > 0), và điều kiện #105 hoặc điều kiện # 106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 rađian.

Mặc khác, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #2, λ được thiết lập là π rađian và $\theta_{21}(i)$ được thiết lập là 0 rađian.)

Phép toán 672

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\pi)} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix} \quad (\#13)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1 (α > 0), và điều kiện #105 hoặc điều kiện # 106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị

bất kỳ, như 0 rađian.

Trong trường hợp ví dụ theo phương án 2, mặc khác, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ được thiết lập là 0 rađian và $\theta_{11}(i)$ được thiết lập là 0 rađian.)

Phép toán 673

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix} \quad (\#14)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1, và điều kiện #103 hoặc điều kiện # 104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 rađian.

Mặc khác, trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ được thiết lập là π rađian và $\theta_{11}(i)$ được thiết lập là 0 rađian.)

Phép toán 674

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j\theta_{21}(i)} \end{pmatrix} \quad (\#15)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1, và điều kiện #103 hoặc điều kiện # 104 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{21}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 rađian.

Mặc khác, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ được thiết lập là 0 rađian và $\theta_{21}(i)$ được thiết lập là 0 rađian.)

Phép toán 675

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i))} \\ e^{j0} & e^{j\pi} \end{pmatrix} \quad (\#16)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1, và điều kiện #105 hoặc điều kiện # 106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 radian.

Mặc khác, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau. (Trong công thức tính #3, λ được thiết lập là π radian và $\theta_{21}(i)$ được thiết lập là 0 radian.)

Phép toán 676

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\pi)} \\ \alpha\times e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix} \qquad (\#17)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1, và điều kiện #105 hoặc điều kiện # 106 được thỏa mãn. Ngoài ra, $\theta_{11}(i=0)$ có thể được thiết lập là giá trị bất kỳ, như 0 radian.

Khi được so sánh với phương pháp tiền mã hóa được mô tả trong phương án 9 để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp tiền mã hóa của phương án này có khả năng thu được chất lượng dữ liệu thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu. Để nâng cao hiệu quả được nêu trên, thiết bị truyền hoặc thiết bị thu có thể được tạo cấu hình để có một bộ mã hóa và có chức năng phân phối dữ liệu được mã hóa, như được thể hiện trên Fig.4.

Như ví dụ ưu tiên của α trong ví dụ nêu trên, phương pháp được mô tả trong phương án 18 có thể được áp dụng. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này.

Trong phương án này, phương pháp cấu trúc N ma trận tiền mã hóa khác nhau cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được mô tả. Trong trường hợp này, như là N ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được chuẩn bị. Trong phương án này, ví dụ về phương pháp truyền đơn sóng mang được mô tả, và do đó trường hợp của sắp xếp các ký tự theo thứ tự F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] trong miền thời gian

(hoặc miền tần số) được mô tả. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và N ma trận tiền mã hóa khác nhau F[0], F[1], F[2], …, F[N − 2], F[N − 1] được tạo ra trong phương án này có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng N ma trận tiền mã hóa khác nhau. Nói cách khác, N ma trận tiền mã hóa khác nhau không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi N ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất chất lượng thu cao tăng lên.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 được thiết lập là phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong phương án C1 ví dụ khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau (chi tiết, xem phương án F1).

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi các phương pháp điều chế đối với s1 và s2 là khác nhau" có thể áp dụng được tới tất cả các phương pháp tiền mã hóa được mô tả trong phần mô tả này, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Các điểm quan trọng là:

- Đối với mã hóa khối mã hóa (được mã hóa) sửa lỗi như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự được sử dụng, và các độ dài khối (số lượng bit mà cấu thành một khối) (độ dài khối) được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong số các độ dài mã và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.
- Với mã hóa sửa lỗi, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn

một trong các tốc độ mã hóa và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với tốc độ mã hóa được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa được lựa chọn khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.

- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s2 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s2 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.

- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s1 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s1 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau" được mô tả trong phương án này không cần thiết là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được giải thích trong phần mô tả này. Các phương pháp tiền mã hóa bất kỳ mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được áp dụng.

Trong phương án này, việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền thời gian. Tuy nhiên, khi phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM được sử dụng, sáng chế có thể được áp dụng tới trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền tần số, như được mô tả trong các phương án khác. Nếu đây là trường hợp này, t được sử dụng trong phương án này để được thay thế cho f (tần số (sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, ngay cả trong trường hợp của thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong các miền thời gian và tần số, sáng chế có thể được áp dụng.

Phương án G4

Phương án này mô tả trường hợp mà, khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau, phương pháp thiết lập đối với việc tạo các công

suất trung bình của s1 và s2 là khác nhau được áp dụng tới phương án C2. Phương án C2 là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn các ma trận tiền mã hóa mà là kết hợp của phương án C1 và phương án 9 và là khác với phương án C1. Tức là, sáng chế phương pháp để thực hiện phương án C1 áp dụng trường hợp mà số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) trong phương án 9 là số lẻ.

Trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe, các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị cho N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 677

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \quad (\#18)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Ma trận đơn nguyên được sử dụng trong phương án này, và các ma trận tiền mã hóa trong công thức tính #1 được biểu diễn như sau.

Phép toán 678

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \quad (\#19)$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. (α > 0.) Để đơn giản việc ánh xạ được thực hiện trong thiết bị truyền và thiết bị thu, λ có thể là 0 radian, π/2 radian hoặc (3π)/2 radian, và được cố định là một trong ba giá trị này. Cụ thể, α = 1 được thỏa mãn, và công thức tính #19 được biểu diễn như sau.

Phép toán 679

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \quad (\#20)$$

Các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa của phương án này, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, như được nêu trên. Đặc điểm khác biệt của nó là N, mà biểu diễn số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp tiền mã hóa của phương án này chuyển đổi đều đặn giữa các

ma trận tiền mã hóa, là số lẻ (N = 2n+1). Số lượng ma trận tiền mã hóa khác nhau được chuẩn bị để thu được N = 2n + 1 khe là n + 1. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau, n ma trận tiền mã hóa được sử dụng hai lần trong một chu kỳ (chu trình), và một ma trận tiền mã hóa được sử dụng một lần. N = 2n+1 do đó thu được. Phần sau đây mô tả một cách chi tiết các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong trường hợp này.

n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau được yêu cầu để thực hiện phương pháp tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, có thể được biểu diễn là F[0], F[1], … F[i], …, F[n - 1], F[n](i = 0, 1, 2, ..., n -2, n - 1, n). Nếu đây là trường hợp này, n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau, F[0], F[1], … F[i], …, F[n - 1], F[n], dựa trên công thức tính #19 được biểu diễn như sau.

Phép toán 680

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix} \qquad (\#21)$$

Lưu ý rằng i= 0, 1, 2, ..., n-2, n-1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau công thức tính #21, đó là F[0], F[1], … F[i], …, F[n - 1] và F[n], F[0] được sử dụng một lần, và F[1] - F[n] mỗi chúng được sử dụng hai lần (F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ..., F[n-1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe. Kết quả là, như với phương pháp tiền mã hóa trong phương án 9 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Nếu đây là trường hợp này, phương pháp tiền mã hóa được nêu trên có khả năng thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu. Để nâng cao hiệu quả được nêu trên, thiết bị truyền hoặc thiết bị thu có thể được tạo cấu hình để có một bộ mã hóa và có chức năng phân phối dữ liệu được mã hóa, như được thể hiện trên Fig.4.

Cụ thể, khi λ=0 rađian và θ_{11}=0 rađian, công thức tính nêu trên có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 681

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j0} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}+\pi\right)} \end{pmatrix} \quad (\#22)$$

Lưu ý rằng i= 0, 1, 2, ..., n-2, n-1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau công thức tính #22, đó là F[0], F[1], ... F[i], ..., F[n - 1] và F[n], F[0] được sử dụng một lần, và F[1] - F[n] mỗi chúng được sử dụng hai lần (F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ..., F[n-1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe. Kết quả là, như với phương pháp tiền mã hóa trong phương án 9 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Nếu đây là trường hợp này, phương pháp tiền mã hóa được nêu trên có khả năng thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu. Khi λ=0 rađian và θ_{11}=0 rađian, công thức tính nêu trên có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 682

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j0} & \alpha\times e^{j\pi} \\ \alpha\times e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} \end{pmatrix} \quad (\#23)$$

Lưu ý rằng i= 0, 1, 2, ..., n-2, n-1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau công thức tính #23, đó là F[0], F[1], ... F[i], ..., F[n - 1] và F[n], F[0] được sử dụng một lần, và F[1] - F[n] mỗi chúng được sử dụng hai lần (F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ..., F[n-1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe. Kết quả là, như với phương pháp tiền mã hóa trong phương án 9 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi số

lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Nếu đây là trường hợp này, phương pháp tiền mã hóa được nêu trên có khả năng thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu.

Khi α=1, công thức tính #21 có thể được biểu diễn như sau, như với quan hệ giữa công thức tính #19 và công thức tính #20,

Phép toán 683

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}} & e^{j(\theta_{11}+\lambda)} \\ e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\theta_{11}+\frac{2i\pi}{2n+1}+\lambda+\pi\right)} \end{pmatrix} \qquad (\#24)$$

Lưu ý rằng i= 0, 1, 2, ..., n-2, n-1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau công thức tính #24, đó là F[0], F[1], ... F[i], ..., F[n - 1] và F[n], F[0] được sử dụng một lần, và F[1] - F[n] mỗi chúng được sử dụng hai lần (F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ..., F[n-1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe. Kết quả là, như với phương pháp tiền mã hóa trong phương án 9 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Nếu đây là trường hợp này, phương pháp tiền mã hóa được nêu trên có khả năng thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu.

Tương tự, khi α=1, công thức tính #22 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 684

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}+\pi\right)} \end{pmatrix} \qquad (\#25)$$

Lưu ý rằng i= 0, 1, 2, ..., n-2, n-1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác

nhau công thức tính #25, đó là F[0], F[1], … F[i], …, F[n - 1] và F[n], F[0] được sử dụng một lần, và F[1] - F[n] mỗi chúng được sử dụng hai lần (F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ..., F[n-1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe. Kết quả là, như với phương pháp tiền mã hóa trong phương án 9 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Nếu đây là trường hợp này, phương pháp tiền mã hóa được nêu trên có khả năng thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu.

Tương tự, khi α=1, công thức tính #23 có thể được biểu diễn như sau.

Phép toán 685

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j\pi} \\ e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} & e^{j\left(\frac{2i\pi}{2n+1}\right)} \end{pmatrix} \qquad (\#26)$$

Lưu ý rằng i= 0, 1, 2, ..., n-2, n-1, n. Trong số n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau công thức tính #26, đó là F[0], F[1], … F[i], …, F[n - 1] và F[n], F[0] được sử dụng một lần, và F[1] - F[n] mỗi chúng được sử dụng hai lần (F[1] được sử dụng hai lần, F[2] được sử dụng hai lần, ..., F[n-1] được sử dụng hai lần, và F[n] được sử dụng hai lần). Phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe. Kết quả là, như với phương pháp tiền mã hóa trong phương án 9 mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là số lẻ, thiết bị thu thu được chất lượng thu dữ liệu cao. Nếu đây là trường hợp này, phương pháp tiền mã hóa được nêu trên có khả năng thu được chất lượng thu dữ liệu cao ngay cả khi chu kỳ (chu trình) bằng xấp xỉ một nửa của chu kỳ (chu trình) trong phương án 9, và cần ít hơn các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị. Do đó, phương án này thu được hiệu quả làm giảm quy mô mạch trong thiết bị truyền và thiết bị thu.

Như là ví dụ ưu tiên của α trong ví dụ nêu trên, phương pháp được mô tả trong

phương án 18 có thể được áp dụng. Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này.

Trong phương án này, khi phương pháp truyền đơn sóng mang được áp dụng, các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], ..., W[2n-1] và W[2n] (lưu ý rằng W[0], W[1], ..., W[2n-1] và W[2n] được cấu thành từ F[0], F[1], F[2], ..., F[n-1] và F[n]) cho phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe (tức là, phương pháp tiền mã hóa chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) của N = 2n + 1 khe) được sắp xếp theo thứ tự W[0], W[1], …, W[2n − 1] và W[2n] trong miền thời gian (hoặc miền tần số). Tuy nhiên, sáng chế không bị giới hạn theo cách này, và các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1] và W[2n] có thể được áp dụng tới phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp truyền OFDM hoặc loại tương tự. Như trong phương án 1, là phương pháp áp dụng trong trường hợp này, các trọng số tiền mã hóa có thể được chuyển đổi bằng cách sắp xếp các ký tự trong miền tần số và trong miền thời gian-tần số. Lưu ý rằng phương pháp chuyển đổi tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) N khe (N = 2n + 1) được mô tả, nhưng các hiệu quả tương tự có thể thu được bằng cách sử dụng ngẫu nhiên các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2n]. Nói cách khác, các ma trận tiền mã hóa W[0], W[1], …, W[2n − 1], W[2n] không cần thiết phải được sử dụng trong chu kỳ (chu trình) tuần tự.

Ngoài ra, trong phương pháp chuyển đổi ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) H khe (H là số tự nhiên lớn hơn số lượng khe N = 2n + 1 trong chu kỳ (chu trình) của phương pháp nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa), khi n + 1 ma trận tiền mã hóa khác nhau của phương án này được bao gồm, xác suất chất lượng thu cao tăng lên.

Phần sau đây mô tả phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 được thiết lập là phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong phương án C2 ví dụ khi các phương pháp điều chế được sử dụng để tạo ra s1 và s2 là khác nhau (chi tiết, xem phương án F1).

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi các phương pháp điều chế đối với s1 và s2 là khác nhau" có thể áp dụng được tới tất cả các phương pháp tiền mã hóa được mô tả trong phần mô tả này, mà chuyển đổi đều

đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Các điểm quan trọng là:

- Đối với mã hóa khối mã hóa (được mã hóa) sửa lỗi như mã tubô hoặc mã tubô nhị phân bộ đôi sử dụng đánh bit đuôi, mã LDPC, hoặc loại tương tự được sử dụng, và các độ dài khối (số lượng bit mà cấu thành một khối) (độ dài khối) được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong số các độ dài mã và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với độ dài mã được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo độ dài khối khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.
- Với mã hóa sửa lỗi, các tốc độ mã hóa được hỗ trợ, và khi thiết bị truyền lựa chọn một trong các tốc độ mã hóa và thực hiện việc mã hóa sửa lỗi với tốc độ mã hóa được lựa chọn, thiết bị truyền chuyển đổi phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình (các giá trị trung bình) của s1 và s2 theo tốc độ mã hóa được lựa chọn khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau.
- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s2 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s2 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.
- Khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau, các phương pháp điều chế có thể lựa chọn được đối với s1 được hỗ trợ, và các phương pháp thiết lập các công suất trung bình (các giá trị trung bình) đối với s1 và s1 được chuyển đổi theo phương pháp điều chế mà thiết bị truyền sử dụng để tạo ra s2.

"Phương pháp thiết lập đối với các công suất trung bình của s1 và s2 khi phương pháp điều chế đối với s1 và phương pháp điều chế đối với s2 là khác nhau" được mô tả trong phương án này không cần thiết là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được giải thích trong phần mô tả này. Các phương pháp tiền mã hóa bất kỳ mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể được áp dụng.

Trong phương án này, việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền thời gian. Tuy nhiên, khi phương pháp truyền đa sóng mang như

phương pháp OFDM được sử dụng, sáng chế có thể được áp dụng tới trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền tần số, như được mô tả trong các phương án khác. Nếu đây là trường hợp này, t được sử dụng trong phương án này để được thay thế cho f (tần số (sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, ngay cả trong trường hợp của thực hiện việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong các miền thời gian và tần số, sáng chế có thể được áp dụng.

Phương án H1

Phương án này mô tả phương pháp được sử dụng khi tín hiệu điều chế được ánh xạ QPSK và tín hiệu điều chế được ánh xạ 16QAM được truyền, ví dụ, và được sử dụng để thiết lập công suất trung bình của tín hiệu điều chế được ánh xạ QPSK và công suất trung bình của tín hiệu điều chế được ánh xạ 16QAM sao cho các công suất trung bình sẽ khác nhau. Phương pháp này khác với phương án F1.

Như được giải thích trong phương án F1, khi phương pháp điều chế đối với tín hiệu điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế đối với tín hiệu điều chế của s2 là 16QAM (hoặc phương pháp điều chế đối với tín hiệu điều chế s1 là 16QAM và phương pháp điều chế đối với tín hiệu điều chế s2 là QPSK), nếu công suất trung bình của tín hiệu điều chế được ánh xạ QPSK và công suất trung bình của tín hiệu điều chế được ánh xạ 16QAM được thiết lập là khác nhau, tỷ lệ công suất đỉnh trên trung bình (Peak-to-Average Power Ratio, viết tắt là PAPR) của bộ khuếch đại công suất truyền được bố trí trong thiết bị truyền có thể tăng lên, phụ thuộc vào phương pháp tiền mã hóa được sử dụng bởi thiết bị truyền, mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Việc tăng PAPR có thể dẫn đến tăng việc tiêu thụ công suất bởi thiết bị truyền.

Cụ thể hơn, trong phần mô tả này, mà bao gồm "phương án 8", "phương án 9", "phương án 18", "phương án 19", "phương án C1", và "phương án C2", khi $\alpha \neq 1$ trong công thức tính của ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các ảnh hưởng sau đây được đưa ra. Tức là, công suất trung bình của tín hiệu được điều chế z1 và tín hiệu được điều chế z2 được làm cho khác nhau, mà tác động đến PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền. Kết quả là, vấn đề nảy sinh của việc tiêu thụ công suất của thiết bị truyền bị tăng lên (tuy nhiên, như đã được đề cập nêu

trên, các ma trận tiền mã hóa nào đó trong phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa tác động đến PAPR chỉ ở mức độ tối thiểu ngay cả khi $\alpha \neq 1$).

Do đó, trong phương án này, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, trong đó, khi $\alpha \neq 1$ trong công thức tính của ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa, tác động tới PAPR được làm giảm tới mức nhỏ nhất. Như đã được đề cập nêu trên, phần mô tả được thực hiện về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong phần mô tả này, cụ thể hơn, trong "phương án 8", "phương án 9", "phương án 18", "phương án 19", "phương án C1", và "phương án C2".

Trong phương án này, phần mô tả được đưa ra như là ví dụ trường hợp mà phương pháp điều chế được áp dụng tới các dòng s1 và s2 là QPSK hoặc 16QAM.

Đầu tiên, phần giải thích được đưa ra về phương pháp ánh xạ đối với điều chế QPSK và phương pháp ánh xạ đối với điều chế 16QAM. Lưu ý rằng, trong phương án này, các ký tự s1 và s2 liên quan đến các tín hiệu mà hoặc theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK hoặc việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM.

Đầu tiên, phần mô tả được đưa ra liên quan đến việc ánh xạ đối với 16QAM có viện dẫn tới Fig.94 kèm theo. Fig.94 minh họa ví dụ về bố trí điểm tín hiệu trong mặt phẳng thành phần cùng pha I – thành phần pha vuông góc Q đối với 16QAM. Liên quan đến điểm tín hiệu 9400 trên Fig.94, khi các bit được truyền (các bit đầu vào) là b0–b3, tức là, khi các bit được truyền được chỉ báo bởi (b0, b1, b2, b3) = (1, 0, 0, 0) (giá trị này được minh họa trên Fig.94), các trục tọa độ trong mặt phẳng thành phần cùng pha I – thành phần pha vuông góc Q tương ứng với đó được ký hiệu là $(I, Q) = (-3 \times g, 3 \times g)$. Các giá trị của các trục tọa độ I và Q trong tập của các trục tọa độ này chỉ báo các tín hiệu được ánh xạ. Lưu ý rằng, khi các bit được truyền (b0, b1, b2, b3) lấy các giá trị khác ngoài các giá trị nêu trên, tập của các giá trị I và Q được xác định theo các giá trị của các bit được truyền (b0, b1, b2, b3) và theo Fig.94. Ngoài ra, tương tự như phần nêu trên, các giá trị của các trục tọa độ I và Q trong tập này chỉ báo các tín hiệu được ánh xạ (s1 và s2).

Sau đó, phần mô tả được đưa ra liên quan đến việc ánh xạ đối với điều chế QPSK có viện dẫn tới Fig.95 kèm theo. Fig.95 minh họa ví dụ về bố trí điểm tín hiệu

trong mặt phẳng thành phần cùng pha I – thành phần pha vuông góc Q đối với QPSK. Liên quan đến điểm tín hiệu 9500 trên Fig.95, khi các bit được truyền (các bit đầu vào) là b0 và b1, tức là, khi các bit được truyền được chỉ báo bởi (b0, b1) = (1, 0) (giá trị này được minh họa trên Fig.95), các trục tọa độ trong mặt phẳng thành phần cùng pha I – thành phần pha vuông góc Q tương ứng với đó được ký hiệu là (I, Q) = (−1 × h, 1 × h). Ngoài ra, các giá trị của các trục tọa độ I và Q trong tập của các trục tọa độ này chỉ báo các tín hiệu được ánh xạ. Lưu ý rằng, khi các bit được truyền (b0, b1) lấy các giá trị khác ngoài các giá trị nêu trên, tập của các trục tọa độ (I, Q) được xác định theo các giá trị của các bit được truyền (b0, b1) và theo Fig.95. Ngoài ra, tương tự như phần nêu trên, các giá trị của các trục tọa độ I và Q trong tập này chỉ báo các tín hiệu được ánh xạ (s1 và s2).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và s2 là QPSK hoặc 16QAM, và khi cân bằng công suất trung bình của tín hiệu được điều chế z1 và tín hiệu được điều chế z2, h biểu diễn công thức tính (273), và g biểu diễn công thức tính (272).

Fig.110 và Fig.111 minh họa ví dụ về phương pháp chuyển đổi phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và ma trận tiền mã hóa trong miền thời gian (hoặc trong miền tần số, hoặc trong miền thời gian và miền tần số) khi sử dụng bộ xử lý tín hiệu liên quan tiền mã hóa được minh họa trên Fig.108.

Trên Fig.110, biểu đồ được đưa ra chỉ báo phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và phương pháp tiền mã hóa được thiết lập tại mỗi thời điểm t = 0 đến t = 11. Lưu ý rằng, liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t), các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t) tại cùng thời điểm được truyền đồng thời từ các anten truyền khác nhau tại cùng tần số. (Mặc dù biểu đồ trên Fig.110 dựa trên miền thời gian, khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như phương pháp OFDM, việc chuyển đổi giữa các phương pháp có thể được thực hiện theo miền tần số (sóng mang con), ngoài theo miền thời gian. Trong trường hợp này, việc thay thế được thực hiện của t = 0 bằng f = f0, t = 1 bằng f = f1, ⋯, như được thể hiện trên Fig.110. (Lưu ý rằng ở đây, f ký hiệu các tần số (các sóng mang con), và do đó, f0, f1, ⋯, chỉ báo các tần số (các sóng mang con) khác nhau được sử dụng.) Ngoài ra, lưu ý rằng liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) trong trường hợp này, các tín hiệu

được điều chế z1(f) và z2(f) có cùng tần số được truyền cùng lúc từ các anten truyền khác nhau.

Như được minh họa trên Fig.110, khi phương pháp điều chế được áp dụng là QPSK, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại hoặc bộ tạo trọng số) nhân a (a là số thực) với tín hiệu được điều chế theo QPSK. Tương tự, khi phương pháp điều chế được áp dụng là 16QAM, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại hoặc bộ tạo trọng số) nhân b (b là số thực) với tín hiệu được điều chế theo 16QAM.

Trong ví dụ được minh họa trên Fig.110, ba ma trận tiền mã hóa, là F[0], F[1], và F[2] được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, chu kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là 3 (do đó, mỗi trong số t0–t2, t3–t5, ⋯ bao gồm một chu kỳ (chu trình)).

Ngoài ra, trên Fig.110, phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) là QPSK trong chu kỳ (chu trình) t0–t2, 16QAM trong chu kỳ (chu trình) t3–t5 và v.v., trong khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là 16QAM trong chu kỳ (chu trình) t0–t2, QPSK trong chu kỳ (chu trình) t3–t5 và v.v.. Do đó, tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) là (QPSK, 16QAM) hoặc (16QAM, QPSK).

Ở đây, quan trọng rằng:

khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[0], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[1], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), và tương tự, khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[2], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s1(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × s1(t). Mặt khác,

khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s1(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × s1(t).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân s2(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × s2(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân s2(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × s2(t).

Lưu ý rằng, liên quan đến phương pháp thiết lập khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, phần mô tả được đưa ra trong phương án F1.

Do đó, khi xem xét tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa và việc chuyển đổi giữa các phương pháp điều chế là 6 = 3 × 2 (trong đó 3: số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và 2: cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa).

Như phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, bằng cách bố trí sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), và sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các hiệu quả sau đây thu được. Tức là, ngay cả khi thiết lập một cách khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, ảnh hưởng đối với PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, và do đó ảnh hưởng đối với công suất tiêu thụ của thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, trong khi chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu trong

môi trường LOS được cải thiện, như phần giải thích đã được đưa ra trong phần mô tả này.

Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, lấy như là ví dụ trường hợp mà tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) là (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK), các tập có thể của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) không bị giới hạn ở điều này. Cụ thể hơn, tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) có thể là một trong: (QPSK, 64QAM), (64QAM, QPSK); (16QAM, 64QAM), (64QAM, 16QAM); (128QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM); (256QAM, 64QAM), (64QAM, 256QAM), và loại tương tự. Tức là, sáng chế được thực hiện tương tự giả thiết rằng hai phương pháp điều chế khác nhau được chuẩn bị, và một trong các phương pháp điều chế khác được áp dụng tới mỗi s1(t) và s2(t).

Trên Fig.111, biểu đồ được đưa ra chỉ báo phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và ma trận tiền mã hóa được thiết lập tại mỗi thời điểm t = 0 đến t = 11. Lưu ý rằng, liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t), các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t) tại cùng thời điểm được truyền đồng thời từ các anten truyền khác nhau tại cùng tần số. (Mặc dù biểu đồ trên Fig.111 dựa trên miền thời gian, khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang là phương pháp OFDM, việc chuyển đổi giữa các phương pháp có thể được thực hiện theo miền tần số (sóng mang con), ngoài theo miền thời gian. Trong trường hợp này, việc thay thế được thực hiện của t = 0 bằng f = f0, t = 1 bằng f = f1, ·· , như được thể hiện trên Fig.111. (Lưu ý rằng ở đây, f ký hiệu các tần số (các sóng mang con), và do đó, f0, f1, ···, chỉ báo các tần số (các sóng mang con) khác nhau được sử dụng.) Ngoài ra, lưu ý rằng liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) trong trường hợp này, các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) có cùng tần số được truyền cùng lúc từ các anten truyền khác nhau. Lưu ý rằng ví dụ được minh họa trên Fig.111 là ví dụ mà khác với ví dụ được minh họa trên Fig.110, nhưng thỏa mãn các yêu cầu được giải thích có viện dẫn tới Fig.110.

Như được minh họa trên Fig.111, khi phương pháp điều chế được áp dụng là QPSK, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại, hoặc bộ tạo trọng số) nhân a (a là số thực)

với tín hiệu được điều chế theo QPSK. Tương tự, khi phương pháp điều chế được áp dụng là 16QAM, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại hoặc bộ tạo trọng số) nhân b (b là số thực) với tín hiệu được điều chế theo 16QAM.

Trong ví dụ được minh họa trên Fig.111, ba ma trận tiền mã hóa, là F[0], F[1], và F[2] được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là 3 (do đó, mỗi trong số t0–t2, t3–t5, ⋯ bao gồm một chu kỳ (chu trình)).

Ngoài ra, QPSK và 16QAM được thiết lập luân phiên như là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) trong miền thời gian, và điều tương tự áp dụng đối với phương pháp điều chế đượcthiết lập là s2(t). Do đó, tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) là (QPSK, 16QAM) hoặc (16QAM, QPSK).

Ở đây, quan trọng rằng:

khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[0], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[1], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), và tương tự, khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[2], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s1(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × s1(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s1(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × s1(t).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân s2(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × s2(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân s2(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × s2(t).

Do đó, khi xem xét tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa và việc chuyển đổi giữa các phương pháp điều chế là 6 = 3 × 2 (trong đó 3: số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và 2: cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa).

Như phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, bằng cách bố trí sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), và sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các hiệu quả sau đây thu được. Tức là, ngay cả khi thiết lập một cách khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, ảnh hưởng đối với PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, và do đó ảnh hưởng đối với công suất tiêu thụ của thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, trong khi chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu trong môi trường LOS được cải thiện, như phần giải thích đã được đưa ra trong phần mô tả này.

Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, lấy như là ví dụ trường hợp mà tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) là (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK), các tập có thể của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) không bị giới hạn ở điều này. Cụ thể hơn, tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) có thể là một trong: (QPSK, 64QAM), (64QAM, QPSK); (16QAM, 64QAM), (64QAM, 16QAM); (128QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM); (256QAM, 64QAM), (64QAM, 256QAM), và loại tương tự. Tức là, sáng chế được thực hiện tương tự giả

thiết rằng hai phương pháp điều chế khác nhau được chuẩn bị, và một trong các phương pháp điều chế được khác nhau áp dụng tới mỗi trong số s1(t) và s2(t).

Ngoài ra, quan hệ giữa phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và ma trận tiền mã hóa được thiết lập tại mỗi thời điểm (hoặc đối với mỗi tần số) không bị giới hạn ở các ma trận được mô tả trong phần nêu trên có viện dẫn tới Fig.110 và Fig.111.

Để tóm tắt phần giải thích được đưa ra trong phần nêu trên, các điểm sau đây là cần thiết.

Các bố trí được thực hiện sao cho tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) có thể là hoặc (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) hoặc (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A), và sao cho công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM được thiết lập khác nhau.

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) là phương pháp điều chế A, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s1(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × s1(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là phương pháp điều chế B, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s1(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × s1(t). Tương tự, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là phương pháp điều chế A, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân s2(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × s2(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) là phương pháp điều chế B, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân s2(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × s2(t).

Ngoài ra, cách bố trí được thực hiện sao cho các ma trận tiền mã hóa F[0], F[1], ⋯, F[n – 2], và F[n – 1] (hoặc F[k], trong đó k thỏa mãn $0 \leq k \leq n - 1$) tồn tại như là các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị để sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, cách bố trí được thực hiện sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với F[k]. (Ở đây, cách bố trí có thể được thực hiện sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và

(phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với F[k] cho tất cả các giá trị của k, hoặc sao cho giá trị k tồn tại trong đó cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với F[k].)

Như phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, bằng cách bố trí sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)), và sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của s1(t), phương pháp điều chế của s2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các hiệu quả sau đây thu được. Tức là, ngay cả khi thiết lập một cách khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với phương pháp điều chế A và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với phương pháp điều chế B, ảnh hưởng đối với PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, và do đó ảnh hưởng đối với công suất tiêu thụ của thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, trong khi chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu trong môi trường LOS được cải thiện, như phần giải thích đã được đưa ra trong phần mô tả này.

Liên quan phần nêu trên, phần giải thích được đưa ra về phương pháp để tạo ra các tín hiệu dải gốc s1(t) và s2(t) trong phần sau đây. Như được minh họa trên cácFig.3 và 4, tín hiệu dải gốc s1(t) được tạo ra bởi bộ ánh xạ 306a và tín hiệu dải gốc s2(t) được tạo ra bởi bộ ánh xạ 306b. Như vậy, trong các ví dụ được đưa ra trong phần nêu trên có viện dẫn tới Fig.110 và Fig.111, các bộ ánh xạ 306a và 306b chuyển đổi giữa ánh xạ theo QPSK và ánh xạ theo 16QAM bằng cách viện dẫn đến các biểu đồ được minh họa trên Fig.110 và Fig.110.

Ở đây, lưu ý rằng, mặc dù các bộ ánh xạ riêng biệt để tạo ra mỗi tín hiệu dải gốc s1(t) và tín hiệu dải gốc s2(t) như được bố trí trong các minh họa trên Fig.3 và

Fig.4, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Ví dụ, bộ ánh xạ (11202) có thể thu đầu vào là dữ liệu số (11201), tạo ra s1(t) và s2(t) theo Fig.110 và Fig.111, và một cách tương ứng xuất ra s1(t) như là tín hiệu được ánh xạ 307A và s2(t) như là tín hiệu được ánh xạ 307B.

Fig.113 minh họa một ví dụ cấu trúc ngoại vi của bộ kết hợp trọng số (bộ tiền mã háo), mà khác với các cấu trúc được minh họa trên Fig.108 và Fig.112. Trên Fig.113, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3 và Fig.107 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn. Trên Fig.114, biểu đồ được đưa ra chỉ báo phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và ma trận tiền mã hóa được thiết lập tại mỗi thời điểm t = 0 đến t = 11 đối với ví dụ cấu trúc được minh họa trên Fig.113. Lưu ý rằng, liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t), các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t) tại cùng thời điểm được truyền đồng thời từ các anten truyền khác nhau tại cùng tần số. (Mặc dù biểu đồ trên Fig.114 dựa trên miền thời gian, khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như là phương pháp OFDM, việc chuyển đổi giữa các phương pháp có thể được thực hiện theo miền tần số (sóng mang con), ngoài theo miền thời gian. Trong trường hợp này, việc thay thế được thực hiện của t = 0 bằng f = f0, t = 1 bằng f = f1, ·· , như được thể hiện trên Fig.114. (Lưu ý rằng ở đây, f ký hiệu các tần số (các sóng mang con), và do đó, f0, f1, ···, chỉ báo các tần số (các sóng mang con) khác nhau được sử dụng.) Ngoài ra, lưu ý rằng liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) trong trường hợp này, các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) có cùng tần số được truyền cùng lúc từ các anten truyền khác nhau.

Như được minh họa trên Fig.114, khi phương pháp điều chế được áp dụng là QPSK, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại, hoặc bộ tạo trọng số) nhân a (a là số thực) với tín hiệu được điều chế theo QPSK. Tương tự, khi phương pháp điều chế được áp dụng là 16QAM, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại hoặc bộ tạo trọng số) nhân b (b là số thực) với tín hiệu được điều chế theo 16QAM.

Trong ví dụ được minh họa trên Fig.114, ba ma trận tiền mã hóa, là F[0], F[1], và F[2] được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, chù

kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là 3 (do đó, mỗi trong số t0–t2, t3–t5, ⋯ bao gồm một chu kỳ (chu trình)).

Ngoài ra, phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) được cố định là QPSK, và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) được cố định là 16QAM. Ngoài ra, bộ chuyển đổi tín hiệu (11301) được minh họa trên Fig.113 thu các tín hiệu được ánh xạ 307A và 307B và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào tới đó. Bộ chuyển đổi tín hiệu (11301) thực hiện việc chuyển đổi đối với các tín hiệu được ánh xạ 307A và 307B theo tín hiệu điều khiển (10700) (cũng có các trường hợp mà việc chuyển đổi không được thực hiện), và xuất ra các tín hiệu được chuyển đổi (11302A: Ω1(t), và 11302B: Ω2(t)).

Ở đây, quan trọng rằng:

khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[0], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[1], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), và tương tự, khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[2], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω1(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân Ω1(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × Ω1(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω1(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân Ω1(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × Ω1(t).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω2(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân Ω2(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × Ω2(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω2(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân Ω2(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × Ω2(t).

Lưu ý rằng, liên quan đến phương pháp thiết lập khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, phần mô tả được đưa ra trong phương án F1.

Do đó, khi xem xét tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa và việc chuyển đổi giữa các phương pháp điều chế là 6 = 3 × 2 (trong đó 3: số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và 2: cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa).

Như phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, bằng cách bố trí sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), và sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các hiệu quả sau đây thu được. Tức là, ngay cả khi thiết lập khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, ảnh hưởng đối với PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, và do đó ảnh hưởng đối với công suất tiêu thụ của thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, trong khi chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu trong môi trường LOS được cải thiện.

Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, lấy như là ví dụ trường hợp mà tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) là (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK), các tập có thể của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) không bị giới hạn ở điều này. Cụ thể hơn, tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) có thể là một trong: (QPSK, 64QAM), (64QAM, QPSK); (16QAM, 64QAM), (64QAM, 16QAM); (128QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM); (256QAM, 64QAM), (64QAM, 256QAM), và loại tương tự. Tức là, sáng chế được thực hiện tương tự giả thiết rằng hai phương pháp điều chế khác nhau được chuẩn bị,

và một trong các phương pháp điều chế khác nhau được áp dụng tới mỗi trong số Ω1(t) và Ω2(t).

Trên Fig.115, biểu đồ được đưa ra chỉ báo phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và ma trận tiền mã hóa được thiết lập tại mỗi thời điểm t = 0 đến t = 11 đối với ví dụ cấu trúc được minh họa trên Fig.113. Lưu ý rằng biểu đồ trên Fig.115 khác với biểu đồ trên Fig.114. Ngoài ra, liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t), các tín hiệu được điều chế z1(t) và z2(t) tại cùng thời điểm được truyền đồng thời từ các anten truyền khác nhau tại cùng tần số. (Mặc dù biểu đồ trên Fig.115 dựa trên miền thời gian, khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như là phương pháp OFDM, việc chuyển đổi giữa các phương pháp có thể được thực hiện theo miền tần số (sóng mang con), ngoài theo miền thời gian. Trong trường hợp này, việc thay thế được thực hiện của t = 0 bằng f = f0, t = 1 bằng f = f1, ⋯ , như được thể hiện trên Fig.115. (Lưu ý rằng ở đây, f ký hiệu các tần số (các sóng mang con), và do đó, f0, f1, ⋯, chỉ báo các tần số (các sóng mang con) khác nhau được sử dụng.) Ngoài ra, lưu ý rằng liên quan đến các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) trong trường hợp này, các tín hiệu được điều chế z1(f) và z2(f) có cùng tần số được truyền cùng lúc từ các anten truyền khác nhau.

Như được minh họa trên Fig.115, khi phương pháp điều chế được áp dụng là QPSK, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại, hoặc bộ tạo trọng số) nhân a (a là số thực) với tín hiệu được điều chế theo QPSK. Tương tự, khi phương pháp điều chế được áp dụng là 16QAM, bộ thay đổi công suất (mặc dù được gọi là bộ thay đổi công suất ở đây, cũng có thể được gọi là bộ thay đổi khuếch đại hoặc bộ tạo trọng số) nhân b (b là số thực) với tín hiệu được điều chế theo 16QAM.

Trong ví dụ được minh họa trên Fig.115, ba ma trận tiền mã hóa, là F[0], F[1], và F[2] được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi trong phương pháp chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa là 3 (do đó, mỗi t0–t2, t3–t5, ⋯ bao gồm một chu kỳ (chu trình)).

Ngoài ra, phương pháp điều chế được áp dụng tới s1(t) được cố định là QPSK, và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2(t) được cố định là 16QAM. Ngoài ra,

bộ chuyển đổi tín hiệu (11301) được minh họa trên Fig.113 thu là các tín hiệu được ánh xạ 307A và 307A và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào tới đó. Bộ chuyển đổi tín hiệu (11301) thực hiện việc chuyển đổi đối với các tín hiệu được ánh xạ 307A và 307B theo tín hiệu điều khiển (10700) (cũng có các trường hợp mà việc chuyển đổi không được thực hiện), và xuất ra các tín hiệu được chuyển đổi (11302A: Ω1(t), và 11302B: Ω2(t)).

Ở đây, quan trọng rằng:

khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[0], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[1], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), và tương tự, khi thực hiện việc tiền mã hóa theo ma trận F[2], cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω1(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân Ω1(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × Ω1(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω1(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân Ω1(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × Ω1(t).

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω2(t) là QPSK, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân Ω2(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × Ω2(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω2(t) là 16QAM, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân Ω2(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × Ω2(t).

Lưu ý rằng, liên quan đến phương pháp thiết lập khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, phần mô tả được đưa ra trong phương án F1.

Do đó, khi xem xét tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), chù kỳ (chu trình) cho việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa và việc chuyển đổi giữa các phương pháp điều chế là 6 = 3 × 2 (trong đó 3: số lượng ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã

hóa, và 2: cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) có thể là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa).

Như phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, bằng cách bố trí sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), và sao cho cả (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các hiệu quả sau đây thu được. Tức là, ngay cả khi thiết lập khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM, ảnh hưởng đối với PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, và do đó ảnh hưởng đối với công suất tiêu thụ của thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, trong khi chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu trong môi trường LOS được cải thiện.

Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, lấy như là ví dụ trường hợp mà tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) là (QPSK, 16QAM) và (16QAM, QPSK), các tập có thể của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) không bị giới hạn ở điều này. Cụ thể hơn, tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) có thể là một trong: (QPSK, 64QAM), (64QAM, QPSK); (16QAM, 64QAM), (64QAM, 16QAM); (128QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM); (256QAM, 64QAM), (64QAM, 256QAM), và loại tương tự. Tức là, sáng chế được thực hiện tương tự giả thiết rằng hai phương pháp điều chế khác nhau được chuẩn bị, và một trong các phương pháp điều chế khác nhau được áp dụng tới mỗi trong số Ω1(t) và Ω2(t).

Ngoài ra, quan hệ giữa phương pháp điều chế, giá trị thay đổi công suất, và ma trận tiền mã hóa được thiết lập tại mỗi thời điểm (hoặc đối với mỗi tần số) không bị giới hạn ở các ma trận được mô tả trong phần nêu trên có viện dẫn tới Fig.114 và

Fig.115.

Để tóm tắt phần giải thích được đưa ra trong phần nêu trên, các điểm sau đây là cần thiết.

Các bố trí được thực hiện sao cho tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) có thể là hoặc (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) hoặc (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A), và sao cho công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế QPSK và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với điều chế 16QAM được thiết lập khác nhau.

Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω1(t) là phương pháp điều chế A, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân Ω1(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × Ω1(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω1(t) là phương pháp điều chế B, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân Ω1(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × Ω1(t). Ngoài ra, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω2(t) là phương pháp điều chế A, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân Ω2(t) với a và bằng cách đó xuất ra a × Ω2(t). Mặt khác, khi phương pháp điều chế được áp dụng tới Ω2(t) là phương pháp điều chế B, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân Ω2(t) với b và bằng cách đó xuất ra b × Ω2(t).

Ngoài ra, cách bố trí được thực hiện sao cho các ma trận tiền mã hóa F[0], F[1], ⋯, F[n – 2], và F[n – 1] (hoặc F[k], trong đó k thỏa mãn $0 \leq k \leq n - 1$) tồn tại như là các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị để sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Ngoài ra, cách bố trí được thực hiện sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với F[k]. (Ở đây, cách bố trí có thể được thực hiện sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với F[k] cho tất cả các giá trị của k, hoặc sao cho giá trị k tồn tại trong đó cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t))

đối với F[k].)

Như phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên, bằng cách bố trí sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)), và sao cho cả (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) và (phương pháp điều chế B, phương pháp điều chế A) tồn tại như là tập của (phương pháp điều chế của Ω1(t), phương pháp điều chế của Ω2(t)) đối với mỗi trong số các ma trận tiền mã hóa được chuẩn bị như là các ma trận tiền mã hóa được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các hiệu quả sau đây thu được. Tức là, ngay cả khi thiết lập một cách khác nhau công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với phương pháp điều chế A và công suất trung bình của các tín hiệu theo việc ánh xạ đối với phương pháp điều chế B, ảnh hưởng đối với PAPR của bộ khuếch đại công suất truyền được chứa trong thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, và do đó ảnh hưởng đối với công suất tiêu thụ của thiết bị truyền được làm giảm tới mức nhỏ nhất, trong khi chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu trong môi trường LOS được cải thiện, như phần giải thích đã được đưa ra trong phần mô tả này.

Sau đó, phần giải thích được đưa ra về các thao tác của bộ thu. Phần giải thích về thiết bị thu đã được đưa ra trong phương án 1, các phương án từ A1 đến A5 và loại tương tự, và cấu trúc của bộ thu được minh họa trên Fig.7, Fig.8, Fig.9, Fig.56, Fig.73, Fig.74, và Fig.75, ví dụ.

Theo quan hệ được minh họa trên Fig.5, khi thiết bị truyền truyền các tín hiệu điều chế được đưa ra trên Fig.110, Fig.111, Fig.114, và Fig.115, một quan hệ trong số hai quan hệ được ký hiệu bởi hai công thức tính dưới đây được thỏa mãn. Lưu ý rằng trong hai công thức tính dưới đây, r1(t) và r2(t) chỉ báo các tín hiệu thu, trong khi $h_{11}(t)$, $h_{12}(t)$, $h_{21}(t)$, và $h_{22}(t)$ chỉ báo các giá trị đánh giá kênh.

Phép toán 686

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} \quad \text{(H1)}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} a & 0 \\ 0 & b \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Phép toán 687

$$\begin{pmatrix} r1(t) \\ r2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} \quad \text{(H2)}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= \begin{pmatrix} h_{11}(t) & h_{12}(t) \\ h_{21}(t) & h_{22}(t) \end{pmatrix} F[t] \begin{pmatrix} b & 0 \\ 0 & a \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Ở đây, lưu ý rằng F[t] là ma trận tiền mã hóa sử dụng tham số thời gian t khi được áp dụng cho phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa. Thiết bị thu thực hiện việc giải điều chế (dò tìm) của các tín hiệu bằng cách sử dụng quan hệ được xác định trong hai công thức tính nêu trên (tức là, việc giải điều chế được thực hiện theo cách tương tự như phần giải thích được đưa ra trong phương án 1 và các phương án từ A1 đến A5). Tuy nhiên, hai công thức tính nêu trên không xét đến các thành phần méo dạng như các thành phần tạp âm, độ dịch vị tần số, và sai số đánh giá kênh, và do đó, việc giải điều chế (dò tìm) được thực hiện với các thành phần méo dạng này được chứa trong các tín hiệu. Như đối với các giá trị u và v được sử dụng bởi thiết bị truyền trong việc thực hiện thay đổi công suất, thiết bị truyền có thể truyền thông tin liên quan đến thông tin này hoặc mặt khác, thiết bị truyền có thể truyền thông tin liên quan đến chế độ truyền được áp dụng (như phương pháp truyền, phương pháp điều chế, và phương pháp sửa lỗi). Bằng cách thu

được thông tin này, thiết bị thu có khả năng xác nhận các giá trị u và v được sử dụng bởi thiết bị truyền. Như vậy, thiết bị thu suy ra hai công thức tính nêu trên, và thực hiện việc giải điều chế (dò tìm).

Mặc dù phần mô tả được đưa ra trong sáng chế lấy như là ví dụ trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền thời gian, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự khi sử dụng phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM và loại tương tự và khi việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa trong miền tần số, như phần mô tả được đưa ra trong các phương án khác. Trong trường hợp này, tham số t được sử dụng trong phương án này để được thay thế cho tham số f (tần số (sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự trong trường hợp mà việc chuyển đổi giữa các ma trận tiền mã hóa được thực hiện trong miền tần số-thời gian. Ngoài ra, trong phương án này, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phần giải thích của nó đã được đưa ra trong các phần khác của phần mô tả này. Ngoài ra, hiệu quả tương tự để tối thiểu hóa ảnh hưởng đối với PAPR là thu được khi áp dụng phương án này đối với phương pháp tiền mã hóa trong đó ma trận tiền mã hóa cố định được sử dụng.

Phương án H2

Trong phương án này, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, ứng dụng của nó thu được hiệu quả làm giảm kích cỡ mạch khi hệ thống phát rộng (hoặc truyền thông) hỗ trợ cả trường hợp mà phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 là QPSK và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 là 16QAM, và trường hợp mà phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 là 16QAM và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 là 16QAM.

Đầu tiên, phần giải thích được đưa ra về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong trường hợp mà 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế đối với cả s1 và s2.

Như là ví dụ, các phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mà đã được mô tả trong các phương án 9, 10, 18, 19 và loại tương tự của phần mô tả này được áp dụng như là ví dụ về phương pháp tiền mã hóa

để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong trường hợp mà 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế đối với cả s1 và s2. (Tuy nhiên, các phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không cần thiết bị giới hạn ở các phương pháp được mô tả trong các phương án 9, 10, 18, và 19.) Ở đây, lấy làm ví dụ các phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án 8 và 18, ma trận tiền mã hóa (F[i]) với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe được biểu diễn bởi công thức tính sau đây.

Phép toán 688

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \quad \text{(H3)}$$

Trong trường hợp này, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. Ở đây, lưu ý rằng $\theta_{11}(i)$, $\theta_{21}(i)$, α, λ, và δ là tương tự như trong phần mô tả được đưa ra trong các phương án 8 và 18. (Ngoài ra, các điều kiện được mô tả trong các phương án 8 và 18 mà được thỏa mãn bởi $\theta_{11}(i)$, $\theta_{21}(i)$, α, λ, và δ đưa ra ví dụ tốt.) Ngoài ra, ma trận đơn nguyên được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe. Do đó, công thức tính sau đây biểu diễn ma trận tiền mã hóa (F[i]) với chu kỳ (chu trình) thời gian N khe.

Phép toán 689

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \quad \text{(H4)}$$

Trong phần sau đây, phần mô tả được đưa ra về ví dụ trong đó công thức tính (H4) được sử dụng như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trong trường hợp mà 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế đối với cả s1 và s2. Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần sau đây lấy công thức tính (H4) như là ví dụ, ví dụ cụ thể hơn là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mà một trong các công thức tính (#1), (#2), (#9), (#10), (#12), (#13), và (#17), tất cả trong số đó được mô tả trong

phương án C1, được áp dụng. Ngoài ra, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa được xác định bởi hai công thức tính (279) và (280) trong phương án 19.

Đầu tiên, Fig.116 minh họa ví dụ cấu trúc ngoại vi của bộ kết hợp trọng số (các bộ tiền mã hóa) mà hỗ trợ cả trường hợp mà phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 là QPSK và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 là 16QAM, và trường hợp mà phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 là 16QAM và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 là 16QAM. Trên Fig.116, các thành phần mà hoạt động theo cách tương tự như Fig.3, Fig.6, và Fig.107 mang cùng các ký hiệu chỉ dẫn và phần giải thích của nó được bỏ qua trong phần sau đây.

Trên Fig.116, bộ chuyển đổi tín hiệu dải gốc 11601 thu tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)), tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)), và tín hiệu điều khiển 10700 như là đầu vào. Khi tín hiệu điều khiển 10700 chỉ báo "không thực hiện chuyển đổi của các tín hiệu", tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)) được xuất ra như là tín hiệu 11602A(z1'(t)), và tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)) được xuất ra như là tín hiệu 11602B(z2'(t)).

Ngược lại, khi tín hiệu điều khiển 10700 chỉ báo "thực hiện chuyển đổi của các tín hiệu", bộ chuyển đổi tín hiệu dải gốc 11601 thực hiện phần sau đây:
khi thời gian = 2k (k là số nguyên),
xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k)), và
xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k)),
khi thời gian = 2k + 1 (k là số nguyên),
xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k+1)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k+1)), và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k+1)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k+1)), và ngoài ra,
khi thời gian = 2k (k là số nguyên),
xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k)), và
xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k)), và
khi thời gian = 2k + 1 (k là số nguyên),
xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k+1)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k+1)), và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k+1)) như là tín hiệu

11602B(z2'(2k+1)). (Mặc dù phần mô tả ở trên đưa ra ví dụ về việc chuyển đổi giữa các tín hiệu, việc chuyển đổi giữa các tín hiệu được thực hiện theo phương án này không bị giới hạn ở điều này. Lưu ý rằng điều quan trọng nằm ở chỗ việc chuyển đổi giữa các tín hiệu được thực hiện khi tín hiệu điều khiển chỉ báo "thực hiện chuyển đổi của các tín hiệu".)

Ở đây, lưu ý rằng phương án này là cải biến của phương án H1, và ngoài ra, việc chuyển đổi của các tín hiệu như được mô tả trong phần nêu trên được thực hiện đối với chỉ các ký tự được tiền mã hóa. Tức là, việc chuyển đổi của các tín hiệu không được thực hiện đối với các ký tự được chèn khác như các ký tự hoa tiêu và các ký tự để truyền thông tin chưa được tiền mã hóa (ví dụ các ký tự thông tin điều khiển), ví dụ. Ngoài ra, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên về trường hợp mà phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong miền thời gian, sáng chế không bị giới hạn ở điều này. Phương án này cũng có thể được áp dụng tương tự trong các trường hợp mà phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong miền tần số và trong miền tần số-thời gian. Tương tự, việc chuyển đổi của các tín hiệu có thể được thực hiện trong miền tần số hoặc miền tần số-thời gian, ngay cả mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên trong đó việc chuyển đổi các tín hiệu được thực hiện trong miền thời gian.

Sau đó, giải thích được đưa ra liên quan đến thao tác của mỗi bộ phận trên Fig.116 trong trường hợp mà 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế cho cả s1 và s2. Do s1(t) và s2(t) là các tín hiệu dải gốc (các tín hiệu được ánh xạ) được ánh xạ bằng phương pháp điều chế 16QAM, phương pháp ánh xạ được áp dụng tới là như được minh họa trên Fig.94, và g biểu diễn công thức tính (272).

Bộ thay đổi công suất (10701A) thu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM, và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Ngoài ra, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với hệ số v, và xuất ra tín hiệu thu được như là kết quả của phép nhân (tín hiệu được thay đổi công suất: 10702A). Hệ số v là giá trị để thực hiện việc điều khiển công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM, và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Ngoài ra, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với hệ số u, và xuất ra tín hiệu thu được như là kết quả của phép nhân (tín hiệu được thay đổi công suất: 10702B). Hệ số u là giá trị để thực hiện việc điều khiển công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Ở đây, các hệ số v và u thỏa mãn: $v = u = \Omega$, $v^2 : u^2 = 1 : 1$. Bằng cách tạo ra cách bố trí này, dữ liệu được thu với chất lượng thu cao bởi thiết bị thu.

Bộ kết hợp trọng số 600 thu tín hiệu được thay đổi công suất 10702A (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ bằng phương pháp điều chế 16QAM với hệ số v), tín hiệu được thay đổi công suất 10702B (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ bằng phương pháp điều chế 16QAM với hệ số u) và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số như là đầu vào. Ngoài ra, bộ kết hợp trọng số 600 thực hiện việc tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)) và tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)). Ở đây, khi F[t] biểu diễn ma trận tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, công thức tính sau đây được duy trì.

Phép toán 690

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} \qquad \text{(H5)}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} \Omega & 0 \\ 0 & \Omega \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Khi ma trận tiền mã hóa F[t], mà là ma trận tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, được biểu diễn bởi công thức tính (H4) và khi 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế của cả s1 và s2,

công thức tính (270) là thích hợp như là giá trị của α, như được mô tả trong phương án 18. Khi α được biểu diễn bởi công thức tính (270), mỗi z1(t) và z2(t) là các tín hiệu dải gốc tương ứng với một trong 256 điểm tín hiệu trong mặt phẳng I-Q, như được minh họa trên Fig.117. Lưu ý rằng Fig.117 minh họa ví dụ về cách bố trí của 256 điểm tín hiệu, và bố cục này có thể là bố cục được quay pha của 256 thành phần tín hiệu.

Ở đây, do phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 là 16QAM và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 cũng là 16QAM, các tín hiệu được tạo trọng số và được kết hợp z1(t) và z2(t) mỗi chúng được truyền như là 4 bit theo 16QAM. Do đó tổng số 8 bit được truyền như được chỉ báo bởi 256 điểm tín hiệu được minh họa trên Fig.117. Trong trường hợp này, do khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu là tương đối lớn, chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi bộ thu được cải thiện.

Bộ chuyển đổi tín hiệu dải gốc 11601 thu tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)), tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)), và tín hiệu điều khiển 10700 như là đầu vào. Do 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế của cả s1 và s2, tín hiệu điều khiển 10700 chỉ báo "không thực hiện chuyển đổi của các tín hiệu". Do đó, tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)) được xuất ra như là tín hiệu 11602A(z1'(t)) và tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)) được xuất ra như là tín hiệu 11602B(z2'(t)).

Sau đó, giải thích được đưa ra liên quan đến thao tác của mỗi bộ phận trên Fig.12 trong trường hợp mà QPSK được áp dụng là phương pháp điều chế đối với s1 và 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế đối với s2.

Ở đây, s1(t) là tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) được ánh xạ bằng phương pháp điều chế QPSK, và phương pháp ánh xạ được áp dụng tới là như được minh họa trên Fig.95. Ngoài ra, h biểu diễn công thức tính (273). Ngoài ra, s2(t) là tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) được ánh xạ bằng phương pháp điều chế 16QAM, và phương pháp ánh xạ được áp dụng tới là như được minh họa trên Fig.94. Ngoài ra, g biểu diễn công thức tính (272).

Bộ thay đổi công suất (10701A) thu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế QPSK, và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Ngoài ra, bộ thay đổi công suất (10701A) nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế QPSK với hệ số v,

và xuất ra tín hiệu thu được như là kết quả của phép nhân (tín hiệu được thay đổi công suất: 10702A). Hệ số v là giá trị để thực hiện việc điều khiển công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM, và tín hiệu điều khiển (10700) như là đầu vào. Ngoài ra, bộ thay đổi công suất (10701B) nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với hệ số u, và xuất ra tín hiệu thu được như là kết quả của phép nhân (tín hiệu được thay đổi công suất: 10702B). Hệ số u là giá trị để thực hiện việc điều khiển công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Trong phương án H1, phần mô tả được giả thiết rằng một ví dụ mẫu là trong đó "tỷ lệ giữa công suất trung bình của QPSK và công suất trung bình của 16QAM được thiết lập để thỏa mãn công thức tính $v^2 : u^2 = 1 : 5$". Bằng cách tạo ra cách bố trí này, dữ liệu được thu với chất lượng thu cao bởi thiết bị thu. Trong phần sau đây, phần giải thích được đưa ra về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi cách bố trí này được thực hiện.

Bộ kết hợp trọng số 600 thu tín hiệu được thay đổi công suất 10702A (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ bằng phương pháp điều chế QPSK với hệ số v), tín hiệu được thay đổi công suất 10702B (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ bằng phương pháp điều chế 16QAM với hệ số u) và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số như là đầu vào. Ngoài ra, bộ kết hợp trọng số 600 thực hiện việc tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa dựa trên thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)) và tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)). Ở đây, khi F[t] biểu diễn ma trận tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, công thức tính sau đây được duy trì.

Phép toán 691

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} \quad \text{(H6)}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & \sqrt{5}v \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Khi ma trận tiền mã hóa F[t], mà là ma trận tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, được biểu diễn bởi công thức tính (H4) và khi 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế của cả s1 và s2, công thức tính (270) là thích hợp như là giá trị của α, như được mô tả trong phương án 18. Lý do cho điều này được giải thích trong phần sau đây.

Fig.118 minh họa quan hệ giữa 16 điểm tín hiệu của 16QAM và 4 điểm tín hiệu của QPSK trên mặt phẳng I-Q khi trạng thái truyền là như được mô tả trong phần nêu trên. Trên Fig.118, mỗi ký hiệu ○ thể hiện điểm tín hiệu của 16QAM, trong khi mỗi ký hiệu ● thể hiện điểm tín hiệu của QPSK. Như có thể được thấy trên Fig.118, bốn điểm tín hiệu trong số 16 điểm tín hiệu của 16QAM trùng với 4 điểm tín hiệu của QPSK. Theo các trường hợp này, khi ma trận tiền mã hóa F[t], mà là ma trận tiền mã hóa theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, được biểu diễn bởi công thức tính (H4) và khi công thức tính (270) là giá trị của α, mỗi z1(t) và z2(t) là tín hiệu dải gốc tương ứng với 64 điểm tín hiệu được tách từ 256 điểm tín hiệu được minh họa trên Fig.117 của trường hợp mà phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 là 16QAM và phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 là 16QAM. Lưu ý rằng Fig.117 minh họa ví dụ về cách bố trí của 256 điểm tín hiệu, và bố cục này có thể là bố cục được quay pha của 256 thành phần tín hiệu.

Do QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2, các tín hiệu được tạo trọng số và được kết hợp z1(t) và z2(t) một cách tương ứng được truyền là 2 bit theo QPSK, và 4 bit theo 16QAM. Do đó tổng số 6 bit được truyền như được chỉ báo bởi 64 điểm tín hiệu. Do khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa 64 điểm tín hiệu như được mô tả trong phần nêu trên là tương đối lớn, chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu được cải

thiện.

Bộ chuyển đổi tín hiệu dải gốc 11601 thu tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(t)), tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(t)), và tín hiệu điều khiển 10700 như là đầu vào. Do QPSK là phương pháp điều chế đối với s1 và 16QAM là phương pháp điều chế đối với s2 và do đó, tín hiệu điều khiển 10700 chỉ báo "thực hiện chuyển đổi của các tín hiệu", bộ chuyển đổi tín hiệu dải gốc 11601 thực hiện, ví dụ, phần sau đây:

khi thời gian = 2k (k là số nguyên),

xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k)), và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k)),

khi thời gian = 2k + 1 (k là số nguyên),

xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k+1)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k+1)), và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k+1)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k+1)), và ngoài ra,

khi thời gian = 2k (k là số nguyên),

xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k)), và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k)), và

khi thời gian = 2k + 1 (k là số nguyên),

xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309A(z1(2k+1)) như là tín hiệu 11602A(z1'(2k+1)), và xuất ra tín hiệu được tiền mã hóa 309B(z2(2k+1)) như là tín hiệu 11602B(z2'(2k+1)).

Lưu ý rằng, trong phần nêu trên, phần mô tả được đưa ra về việc chuyển đổi của các tín hiệu được thực hiện khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2. Bằng cách tạo ra cách bố trí này, việc làm giảm PAPR thu được và ngoài ra, việc tiêu thụ điện bởi bộ truyền được làm giảm, như phần mô tả được đưa ra trong phương án F1. Tuy nhiên, khi việc tiêu thụ điện bởi thiết bị truyền không cần được tính đến, cách bố trí có thể được thực hiện sao cho việc chuyển đổi của các tín hiệu không được thực hiện tương tự như trường hợp mà 16QAM được áp dụng là phương pháp điều chế cho cả s1 và s2.

Ngoài ra, phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên về trường hợp mà

QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2, và ngoài ra, điều kiện $v^2 : u^2 = 1 : 5$ được thỏa mãn, do trường hợp này được xem là ví dụ. Tuy nhiên, có tồn tại trường hợp mà chất lượng thu cao thu được khi (i) phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 và (ii) phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 được xem là đồng nhất dưới điều kiện $v^2 < u^2$. Do đó, điều kiện được thỏa mãn bởi các giá trị v và u không bị giới hạn ở $v^2 : u^2 = 1 : 5$.

Bằng cách xem xét (i) phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 và (ii) phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 là đồng nhất như được giải thích trong phần nêu trên, việc làm giảm kích cỡ mạch thu được. Ngoài ra, trong trường hợp này, thiết bị thu thực hiện việc giải điều chế theo các công thức tính (H5) và (H6), và theo phương pháp chuyển đổi giữa các tín hiệu, và do các điểm tín hiệu trùng nhau như được giải thích trong phần nêu trên, việc chia sẻ một bộ tính toán để tính toán các điểm tín hiệu ứng viên thu là có thể, và do đó, kích cỡ mạch của thiết bị thu có thể thu được ở mức độ lớn hơn.

Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong sáng chế lấy công thức tính (H4) như là ví dụ của phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở điều này.

Các khía cạnh cần thiết của sáng chế được mô tả trong phần sau đây:

·Khi cả trường hợp mà QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 và trường hợp mà 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2 được hỗ trợ, phương pháp tiền mã hóa giống nhau để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong tất cả các trường hợp. ·Điều kiện $v^2 = u^2$ được duy trì khi 16QAM là

phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2, và điều kiện $v^2 < u^2$ được duy trì khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2.

Ngoài ra, các ví dụ mẫu mà chất lượng thu cao của thiết bị thu thu được được mô tả trong phần sau đây.

Ví dụ 1 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

·điều kiện $v^2 = u^2$ được duy trì khi 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2, và điều kiện $v^2 : u^2 = 1 : 5$ được duy trì khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2, và

·phương pháp tiền mã hóa giống nhau để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong cả các trường hợp trong đó 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2 và QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2.

Ví dụ 2 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

·điều kiện $v^2=u^2$ được duy trì khi 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2, và điều kiện $v^2 < u^2$ được duy trì khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2, và

·khi cả trường hợp mà QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 và trường hợp mà 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2 được hỗ trợ, phương pháp tiền mã hóa tương tự được biểu diễn bởi công thức tính (H4) để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong tất cả các trường hợp. Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên lấy ví dụ trong đó phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính (H4), phương pháp tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa áp dụng bất kỳ trng số các công thức tính (#1), (#2), (#9), (#10), (#12), (#13), và (#17), tất cả trong số chúng được mô tả trong phương án C1. Ngoài ra, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa được xác định bởi hai công thức tính (279) và (280) được mô tả trong phương án 19. (phần mô tả

chi tiết được đưa ra trong các phương án 9, 10, 18, 19, và v.v.).

Ví dụ 3 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

·điều kiện $v^2 = u^2$ được duy trì khi 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2, và điều kiện $v^2 < u^2$ được duy trì khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2, và

·khi cả trường hợp mà QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 và trường hợp mà 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2 được hỗ trợ, phương pháp tiền mã hóa tương tự được biểu diễn bởi công thức tính (H4) để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong tất cả các trường hợp và công thức tính (270) là giá trị của α. Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu trên lấy làm ví dụ trong đó phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính (H4), phương pháp tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa áp dụng một trong các công thức tính (#1), (#2), (#9), (#10), (#12), (#13), và (#17), tất cả trong số đó được mô tả trong phương án C1. Ngoài ra, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa được xác định bởi hai công thức tính (279) và (280) được mô tả trong phương án 19 (phần mô tả chi tiết được đưa ra trong các phương án 9, 10, 18, 19, và v.v.). Trong các trường hợp, có ưu tiên rằng công thức tính (270) là giá trị của α.

Ví dụ 4 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

·điều kiện $v^2 = u^2$ được duy trì khi 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2, và điều kiện $v^2 : u^2 = 1 : 5$ được duy trì khi QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2, và

·khi cả trường hợp mà QPSK là phương pháp điều chế được áp dụng tới s1 và 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng tới s2 và trường hợp mà 16QAM là phương pháp điều chế được áp dụng cho cả s1 và s2 được hỗ trợ, phương pháp tiền mã hóa tương tự được biểu diễn bởi công thức tính (H4) để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng trong tất cả các trường hợp và công thức tính (270) là giá trị của α. Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phần nêu

trên lấy ví dụ trong đó phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính (H4), phương pháp tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa áp dụng một trong các công thức tính (#1), (#2), (#9), (#10), (#12), (#13), và (#17), tất cả trong số đó được mô tả trong phương án C1. Ngoài ra, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa có thể là phương pháp tiền mã hóa được xác định bởi hai công thức tính (279) và (280) được mô tả trong phương án 19 (phần mô tả chi tiết được đưa ra trong các phương án 9, 10, 18, 19, và v.v.). Trong các trường hợp, có ưu tiên rằng công thức tính (270) là giá trị của α.

Lưu ý rằng, mặc dù phương án này được mô tả với ví dụ trong đó các phương pháp điều chế là QPSK và 16QAM, phương án này không bị giới hạn ở ví dụ này. Phạm vi của phương án này có thể được mở rộng như được mô tả dưới đây. Xem xét phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế B. Đặt a là số lượng điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q của phương pháp điều chế A, và đặt b là số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q của phương pháp điều chế B, trong đó a<b. Sau đó, các điểm cần thiết của sáng chế được mô tả như sau.

Hai điều kiện sau đây được thỏa mãn.

· Nếu trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B đều được hỗ trợ, phương pháp tiền mã hóa giống nhau được sử dụng chung trong các trường hợp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa.

· Khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

Ở đây, việc chuyển đổi tín hiệu dải gốc như được mô tả có viện dẫn tới Fig.116 có thể được thực hiện một cách tùy chọn. Tuy nhiên, khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, có ưu tiên thực hiện việc chuyển đổi tín hiệu dải gốc được nêu trên

với ảnh hưởng của PAPR được tính đến.

Ngoài ra, hai điều kiện sau đây được thỏa mãn.

· Nếu trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B đều được hỗ trợ, phương pháp tiền mã hóa giống nhau được sử dụng chung trong các trường hợp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và phương pháp tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính H4. Lưu ý rằng, mặc dù trong phương án này phần mô tả được đưa ra về trường hợp mà phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được biểu diễn bởi công thức tính H4, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sử dụng bất kỳ trong số các công thức tính #1, #2, #9, #10, #12, #13, và #17 cũng có thể được sử dụng. Phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được xác định bởi cả các công thức tính 279 và 280, như được mô tả trong phương án 19, cũng có thể được sử dụng (chi tiết được thể hiện trong các phương án 9, 10, 18, và 19).

· Khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $\theta = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

Ở đây, việc chuyển đổi tín hiệu dải gốc như được mô tả có viện dẫn tới Fig.116 có thể được thực hiện một cách tùy chọn. Tuy nhiên, khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, có ưu tiên thực hiện việc chuyển đổi tín hiệu dải gốc được nêu trên với ảnh hưởng của PAPR được tính đến.

Như tập ví dụ của phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế B, (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) là một trong (QPSK, 16QAM), (16QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM), và (64QAM, 256QAM).

Trong phương án này, phần mô tả được đưa ra về trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi trong miền thời gian như là ví dụ. Tuy nhiên, tương tự như phần mô tả của các phương án khác, trường hợp mà phương pháp truyền đa sóng

mang như OFDM được sử dụng, và trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi trong miền thời gian có thể được thực hiện tương tự. Trong các trường hợp này, t, mà được sử dụng trong phương án này, được thay thế bởi f (tần số (sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi trong miền tần số-thời gian có thể được thực hiện tương tự. Lưu ý rằng, trong phương án này, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong bản mô tả này.

Ngoài ra, trong bất kỳ trong số hai mẫu để thiết lập phương pháp điều chế theo phương án này, thiết bị thu thực hiện giải điều chế và dò tìm sử dụng phương pháp thu được mô tả trong phương án F1.

Phương án H3

Trong phương án này, phương pháp khác với phương pháp trong phương án H2 được mô tả, như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa mà có thể làm giảm kích cỡ mạch khi hệ thống phát rộng (hoặc truyền thông) hỗ trợ cả trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

Đầu tiên, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong các phương án 8 và 18 được áp dụng. Do đó, trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các ma trận tiền mã hóa F[i] trên chu kỳ (chu trình) của N khe được biểu diễn như sau.

Phép toán 692

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \quad \text{(H7)}$$

Ở đây, i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1. Lưu ý rằng $\theta_{11}(i)$, θ_{21}, α, λ, δ là tương tự như những gì được mô tả trong các phương án 8 và 18 (như là một ví dụ ưu tiên, các yêu cầu của $\theta_{11}(i)$, θ_{21}, α, λ, δ được mô tả trong các phương án 8 và 18 được thỏa mãn). Ngoài ra, ma trận đơn nguyên được sử dụng như là ma trận tiền mã hóa đối với chu kỳ(chu trình) của N khe. Do đó, các ma trận tiền mã hóa F[i] đối với chu kỳ(chu trình) của N khe được biểu diễn bởi công thức tính sau đây (i = 0, 1, 2, …, N − 2, N − 1).

Phép toán 693

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha\times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)} \end{pmatrix} \qquad \text{(H8)}$$

Fig.108 và Fig.112 thể hiện cấu trúc của bộ tạo trọng số (tiền mã hóa) và các phần lân cận của nó nếu trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM đều được hỗ trợ trong phương án này (lưu ý rằng các thao tác của Fig.108 và Fig.112 đã được mô tả trong các phương án khác).

Phần mô tả được đưa ra về s1(t) và s2(t) khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

Do s1(t) và s2(t) là các tín hiệu dải gốc (các tín hiệu được ánh xạ) của phương pháp điều chế 16QAM, phương pháp ánh xạ được thể hiện trên Fig.94, và g được biểu diễn bởi công thức tính 272.

Tiếp theo, các thao tác bởi các thành phần được thể hiện trên Fig.108 và Fig.112 được mô tả.

Bộ thay đổi công suất (10701A) thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700), và xuất ra tín hiệu (tín hiệu là kết quả từ việc thay đổi công suất: 10702A) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với v, trong đó v ký hiệu giá trị để thực hiện việc thay đổi công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700), và xuất ra tín hiệu (tín hiệu được thay đổi công suất: 10702B) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với u, trong đó u ký hiệu giá trị để thực hiện việc thay đổi công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Trong trường hợp này, $v = u = \Omega$, và $v^2 : u^2 = 1 : 1$. Kết quả là, chất lượng thu dữ liệu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu được cải thiện.

Bộ tạo trọng số 600 thu tín hiệu 10702A là kết quả từ việc thay đổi công suất (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với v) và tín hiệu 10702B là kết quả từ việc thay đổi công suất (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với u), và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và dựa trên thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, thực hiện việc tiền mã hóa dựa trên phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa và xuất ra tín hiệu 309A (z1(t)) và tín hiệu 309B(z2(t)) là kết quả từ việc tiền mã hóa. Ở đây, đặt F[t] là các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, công thức tính sau đây được duy trì.

Phép toán 694

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} \qquad \text{(H9)}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} \Omega & 0 \\ 0 & \Omega \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Nếu phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và các ma trận tiền mã hóa F[t] được biểu diễn bởi công thức tính H8 khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng, như được thể hiện trong phương án 18, công thức tính 270 là giá trị thích hợp như α. Như được thể hiện trên Fig.117, khi α được biểu diễn bởi công thức tính

270, mỗi z1(t) và z2(t) là tín hiệu dải gốc tương ứng với một trong 256 điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q. Lưu ý rằng Fig.117 chỉ thể hiện một ví dụ, và cách sắp xếp khác của 256 điểm tín hiệu có thể được thể hiện trong đó pha được quay quanh điểm gốc.

Do phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và do tổng số 8 bit (16QAM: 4 bit và 16QAM: 4 bit) của mỗi z1(t) và z2(t) là kết quả từ việc tạo trọng số được truyền, có 256 điểm tín hiệu như được thể hiện trên Fig.117. Do khoảng cách Oclit ngắn nhất giữa các điểm tín hiệu là lớn, chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu được cải thiện.

Tiếp theo, phần mô tả được đưa ra về s1(t) và s2(t) trong trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

Lưu ý rằng s1(t) là tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) theo phương pháp điều chế QPSK, phương pháp ánh xạ được thể hiện trên Fig.95, và h được biểu diễn bởi công thức tính 273. Do s2(t) là tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) theo phương pháp điều chế 16QAM, phương pháp ánh xạ được thể hiện trên Fig.94, và g được biểu diễn bởi công thức tính 272.

Tiếp theo, các thao tác bởi các thành phần được thể hiện trên Fig.108 và Fig.112 được mô tả.

Bộ thay đổi công suất (10701A) thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế QPSK và tín hiệu điều khiển (10700), và xuất ra tín hiệu (tín hiệu là kết quả của việc thay đổi công suất: 10702A) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế QPSK với v, trong đó v ký hiệu giá trị để thực hiện việc thay đổi công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Bộ thay đổi công suất (10701B) thu, như là các đầu vào, tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM và tín hiệu điều khiển (10700), và xuất ra tín hiệu (tín hiệu là kết quả từ việc thay đổi công suất: 10702B) thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307B được ánh xạ theo phương pháp điều chế 16QAM với u, trong đó u ký hiệu giá trị để thực hiện thay đổi công suất và được thiết lập theo tín hiệu điều khiển (10700).

Ở đây, như được mô tả trong phương án H1, một ví dụ ưu tiên mà "tỷ lệ giữa công suất QPSK trung bình và công suất 16QAM trung bình là $v^2 : u^2 = 1 : 5$ (kết quả

là, chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu được cải thiện). Phần sau đây mô tả phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa ở đây.

Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa sao cho phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, N ma trận tiền mã hóa sau đây được thêm vào, ngoài N ma trận tiền mã hóa của công thức tính H8 được sử dụng khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM. Do đó, phương pháp để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe được đưa ra.

Phép toán 695

$$F[i]=\frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}}\begin{pmatrix}\alpha\times e^{j\theta_{11}(i)} & e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)}\\ e^{j\theta_{21}(i)} & \alpha\times e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\pi)}\end{pmatrix} \qquad \text{(H10)}$$

Trong trường hợp này, i = N, N+1, N+2, …, 2N-2, 2N-1 (như là một ví dụ ưu tiên, các yêu cầu của $\theta_{11}(i)$, θ_{21}, α, λ, và δ được mô tả trong các phương án 10 và 19 được thỏa mãn).

Như đã được đề cập, các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với 2N khe khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM được biểu diễn bởi các công thức tính H8 và 10. Công thức tính H8 biểu diễn các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM. Do đó, các ma trận tiền mã hóa đối với phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa trên chu kỳ (chu trình) với N khe khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM có thể được sử dụng trong phương pháp tiền mã hóa mà chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

Bộ tạo trọng số 600 thu tín hiệu 10702A là kết quả của việc thay đổi công suất

(tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế QPSK với v) và tín hiệu 10702A là kết quả của việc thay đổi công suất (tín hiệu thu được bằng cách nhân tín hiệu dải gốc (tín hiệu được ánh xạ) 307A được ánh xạ theo phương pháp điều chế với u), và thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, và theo thông tin 315 liên quan đến phương pháp tạo trọng số, thực hiện việc tiền mã hóa dựa trên phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, và xuất ra tín hiệu 309A (z1(t)) là kết quả từ việc tiền mã hóa và tín hiệu 309B (z2(t)) là kết quả từ việc tiền mã hóa. Ở đây, đặt F[t] là các ma trận tiền mã hóa trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, công thức tính sau đây được duy trì.

Phép toán 696

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = F[t]\begin{pmatrix} ve^{j0} & 0 \\ 0 & ue^{j0} \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & u \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} \qquad \text{(H11)}$$
$$= F[t]\begin{pmatrix} v & 0 \\ 0 & \sqrt{5}v \end{pmatrix}\begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Trong trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa F[t] được biểu diễn bởi các công thức tính H8 và 10 nếu phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, như được mô tả trong phương án 18, công thức tính 270 là giá trị thích hợp như α, tương tự như trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM. Lý do được mô tả sau đây.

Fig.118 thể hiện quan hệ bố trí của 16 điểm tín hiệu của 16QAM và 4 điểm tín hiệu của QPSK trên mặt phẳng I-Q khi trạng thái truyền là như được mô tả trong phần nêu trên. Trên Fig.118, mỗi ký hiệu ○ thể hiện điểm tín hiệu của 16QAM, và mỗi ký hiệu ● thể hiện điểm tín hiệu của QPSK. Như có thể được thấy từ Fig.118, 4 điểm tín hiệu trong số 16 điểm tín hiệu của 16QAM trùng với 4 điểm tín hiệu của QPSK. Theo các trường hợp này, khi các ma trận tiền mã hóa F[t] của phương pháp tiền mã hóa được áp dụng để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được

biểu diễn bởi các công thức tính H8 và 10, và khi công thức tính 270 là α, mỗi trong số z1(t) và z2(t) là tín hiệu dải gốc tương ứng với 64 điểm tín hiệu được tách từ 256 điểm tín hiệu được minh họa trên Fig.117 của trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM. Lưu ý rằng Fig.117 chỉ thể hiện một ví dụ, và cách sắp xếp khác của 256 điểm tín hiệu có thể thu được trong đó pha được quay quanh điểm gốc.

Do phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và tổng số 6 bit (QPSK: 2 bit và 16QAM: 4 bit) của mỗi z1(t) và z2(t) là kết quả từ việc tạo trọng số được truyền, có 64 điểm tín hiệu như nêu trên. Do khoảng cách Ơclit ngắn nhất giữa 64 điểm tín hiệu này là lớn, chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu được cải thiện.

Lưu ý rằng phần mô tả được đưa ra nêu trên về trường hợp mà v^2: u^2 = 1: 5 khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM chỉ như là ví dụ vì trường hợp này được ưu tiên. Tuy nhiên, ngay cả nếu, dưới điều kiện $v^2 < u^2$, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và công thức tính H8 được sử dụng như là phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, chất lượng thu có thể được cải thiện trong tất cả các trường hợp. Do đó, phương án này không bị giới hạn ở trường hợp mà v^2: u^2 = 1: 5.

Như đã được đề cập trong phương án F1, trong trường hợp mà phương pháp tiền mã hóa nêu trên để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được sử dụng khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, $v^2 < u^2$. Ở đây, công suất (giá trị) trung bình của z1(t) và công suất (giá trị) trung bình của z2(t) là bằng nhau, và PAPR được giảm, nhờ đó tiêu thụ công suất của thiết bị truyền dữ liệu cũng được làm giảm.

Ngoài ra, bằng cách chia sẻ một phần của các ma trận chung trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi

phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, kích cỡ mạch của thiết bị truyền được làm giảm. Ngoài ra, trong trường hợp này, thiết bị thu thực hiện việc giải điều chế dựa trên các công thức tính H8 và/hoặc H10, trong khi chia sẻ các điểm tín hiệu như được đề cập nêu trên. Do đó, việc chia sẻ của bộ tính toán tìm kiếm các điểm tín hiệu ứng viên thu là có thể, mà cung cấp hiệu quả về kích cỡ mạch của thiết bị thu được làm giảm.

Lưu ý rằng, mặc dù phần mô tả được đưa ra trong phương án này lấy các công thức tính H8 và/hoặc H10 như là ví dụ về phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở ví dụ này.

Các điểm cần thiết của sáng chế được mô tả sau đây.

· Nếu trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM đều được hỗ trợ, một phần của các ma trận được chia sẻ chung trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

· Khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

Ngoài ra, các ví dụ mẫu mà chất lượng thu cao của thiết bị thu đạt được được mô tả trong phần sau đây.

Ví dụ 1 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

· Khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2: u^2 = 1: 5$ được thỏa mãn.

· Nếu trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và

phương pháp điều chế của s2 là 16QAM đều được hỗ trợ, một phần của các ma trận được chia sẻ chung trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, và trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM.

Ví dụ 2 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

· Khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

· Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng, và đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, công thức tính H8 được sử dụng.

Ví dụ 3 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

· Khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện v^2: u^2 = 1: 5 được thỏa mãn.

· Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng, và đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, công thức tính H8 được sử dụng.

Ví dụ 4 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

· Khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

· Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng, và đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, công thức tính H8 được sử dụng. Ngoài ra, α trong các công thức tính H8 và 10 được biểu diễn bởi công thức tính 270.

Ví dụ 5 (hai điều kiện sau đây được thỏa mãn):

· Khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, điều kiện $v^2: u^2 = 1: 5$ được thỏa mãn.

· Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là QPSK và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng, và đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là 16QAM và phương pháp điều chế của s2 là 16QAM, công thức tính H8 được sử dụng. Ngoài ra, α trong các công thức tính H8 và 10 được biểu diễn bởi công thức tính 270.

Lưu ý rằng, mặc dù trong phương án này phần mô tả được đưa ra với các ví dụ về QPSK và 16QAM như là phương pháp điều chế, sáng chế không bị giới hạn ở các ví dụ này. Phạm vi của phương án này có thể được mở rộng như được mô tả dưới đây. Xem xét phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế B. Đặt a là số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q của phương pháp điều chế A, và đặt b là số lượng các điểm tín hiệu trên mặt phẳng I-Q của phương pháp điều chế B, trong đó a<b. Sau đó, các điểm cần thiết của sáng chế được mô tả như sau.

Hai điều kiện sau đây được thỏa mãn.

· Nếu trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, và trường hợp mà phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B đều được hỗ trợ, một phần của các ma trận tiền mã hóa

được sử dụng chung trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, và trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B.

· Khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

Ngoài ra, hai điều kiện sau đây được thỏa mãn.

· Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng, và đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, công thức tính H8 được sử dụng.

· Khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

Như tập ví dụ của phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế B, (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) là một trong (QPSK, 16QAM), (16QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM), và (64QAM, 256QAM).

Trong khi đó, nếu, trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa, các điều kiện sau đây được thỏa mãn mà không chia sẻ các ma trận tiền mã hóa, chất lượng thu của dữ liệu được thu bởi thiết bị thu có thể trở nên đồng đều hơn trong khi mức ưu tiên không được đặt vào việc làm giảm kích cỡ mạch trong các thiết bị truyền và thu.

· Đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp

điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, các công thức tính H8 và 10 được sử dụng, và đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, công thức tính H8 được sử dụng. Lưu ý rằng, tuy nhiên, giá trị của α của ma trận tiền mã hóa trong các công thức tính H8 và 10 trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B là khác với giá trị của α của ma trận tiền mã hóa trong công thức tính H8 trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B.

· Số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là N trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B. Mặt khác, số lượng khe trong chu kỳ (chu trình) là 2N trong phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B.

· Khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế B và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 = u^2$ được thỏa mãn, và khi phương pháp điều chế của s1 là phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế của s2 là phương pháp điều chế B, điều kiện $v^2 < u^2$ được thỏa mãn.

Như là tập ví dụ của phương pháp điều chế A và phương pháp điều chế B, (phương pháp điều chế A, phương pháp điều chế B) là một trong (QPSK, 16QAM), (16QAM, 64QAM), (64QAM, 128QAM), và (64QAM, 256QAM).

Trong phương án này, phần mô tả được đưa ra về trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi trong miền thời gian như là ví dụ. Tuy nhiên, như phần mô tả được đưa ra trong các phương án khác, trường hợp mà phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM được sử dụng, và trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi trong miền thời gian có thể được thực hiện tương tự. Trong các trường hợp này, t, mà được sử dụng trong phương án này, được thay thế bởi f (tần số

(sóng mang (sóng mang con)). Ngoài ra, trường hợp mà các ma trận tiền mã hóa được chuyển đổi trong miền tần số-thời gian có thể được thực hiện tương tự. Lưu ý rằng, trong phương án này, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa không bị giới hạn ở phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa như được mô tả trong bản mô tả này.

Ngoài ra, trong bất kỳ trong số hai mẫu để thiết lập phương pháp điều chế theo phương án này, thiết bị thu thực hiện giải điều chế và dò tìm sử dụng phương pháp thu được mô tả trong phương án F1.

Liên quan đến trễ vuông góc tuần hoàn (Cyclic Q Delay)

Phần mô tả được đưa ra về việc áp dụng trễ vuông góc tuần hoàn được mô tả trong bản mô tả này. Tài liệu không phải sáng chế 10 đưa ra tổng quát về trễ vuông góc tuần hoàn. Phần sau đây mô tả các ví dụ cụ thể để tạo ra s1 và s2 khi trễ vuông góc tuần hoàn được sử dụng.

Fig.119 thể hiện một ví dụ về cách sắp xếp điểm tín hiệu trên mặt phẳng các thành phần cùng pha I – các thành phần pha vuông góc Q. Đặt các bit đầu vào là b0, b1, b2, b3. Sau đó, b0 b1 b2 b3 là một trong các giá trị từ 0000 đến 1111. Ví dụ, khi b0 b1 b2 b3 được biểu diễn là 0000, điểm tín hiệu là 11901 được minh họa trên Fig.119 được lựa chọn, giá trị của thành phần cùng pha dựa trên 11901 được thiết lập như là thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc, và giá trị của thành phần pha vuông góc dựa trên 11901 được thiết lập như là thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc. Tương tự, khi b0 b1 b2 b3 là giá trị khác, thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được tạo ra theo cách tương tự.

Fig.120 thể hiện ví dụ về cấu trúc của bộ tạo tín hiệu để tạo ra tín hiệu được điều chế s1(t) (t: thời gian) (hoặc s1(f), f: tần số) và tín hiệu được điều chế s2(t) (t: thời gian) (hoặc s2(f), f: tần số) từ dữ liệu (nhị phân) khi trễ vuông góc tuần hoàn được áp dụng.

Bộ ánh xạ 12002 thu dữ liệu 12001 và tín hiệu điều khiển 12006 như là các đầu vào, và nếu phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12006, như 16QAM, được lựa chọn, thực hiện việc ánh xạ theo các thủ tục trên Fig.119, và xuất ra thành phần cùng pha 12003_A và thành phần pha vuông góc 12203_B của tín hiệu dải gốc được ánh xạ. Lưu ý rằng phương pháp điều chế không bị giới hạn ở 16QAM,

và sáng chế được thực hiện một cách tương tự sử dụng các phương pháp điều chế khác.

Trong trường hợp này, dữ liệu tại thời gian 1 tương ứng với b0, b1, b2, b3 trên Fig.119 được biểu diễn là b01, b11, b21, b31. Dựa trên dữ liệu b01, b11, b21, b31 tại thời gian 1, bộ ánh xạ 12002 xuất ra thành phần cùng pha I1 và thành phần pha vuông góc Q1 của tín hiệu dải gốc tại thời gian 1. Bộ ánh xạ 12002 cũng xuất ra thành phần cùng pha I2, thành phần pha vuông góc Q2, ...của tín hiệu dải gốc tại thời gian 2.

Bộ chuyển đổi tín hiệu và lưu trữ 12004 thu, như là các đầu vào, thành phần cùng pha 12003_A và thành phần pha vuông góc 12203_B của tín hiệu dải gốc, và tín hiệu điều khiển 12006. Sau đó, theo tín hiệu điều khiển 12006, bộ chuyển đổi tín hiệu và lưu trữ 12004 lưu trữ thành phần cùng pha 12003_A và thành phần pha vuông góc 12003_B của tín hiệu dải gốc và chuyển đổi các tín hiệu, và sau đó xuất ra tín hiệu được điều chế s1(t) (12005_A) và tín hiệu được điều chế s2(t) (12005_B). Lưu ý rằng phương pháp tạo ra các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t) được mô tả dưới đây một cách chi tiết.

Như được mô tả trong bản mô tả, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng đối với các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t). Trong trường hợp này, như được đề cập trong bản mô tả, việc xử lý tín hiệu như thay đổi pha, thay đổi công suất, và chuyển đổi tín hiệu có thể được thực hiện trong tầng bất kỳ. Các tín hiệu được điều chế r1(t) và r2(t), mà thu được bằng cách áp dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đối với các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t), được truyền tại cùng thời điểm (chia sẻ/dùng chung) trên cùng tần số.

Trong khi đó, mặc dù phần mô tả ở trên được đưa ra sử dụng miền thời gian t, khi phương pháp truyền đa sóng mang như OFDM được sử dụng, s1(t) và s2(t) có thể được xem là s1(f) và s2(f) (f: sóng mang (sóng mang con)). Các tín hiệu được điều chế r1(f) và r2(f), mà thu được bằng cách áp dụng phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa đối với các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t), được truyền tại cùng thời điểm (chia sẻ/dùng chung) (lưu ý rằng r1(f) và r2(f) là các tín hiệu của cùng tần số). Ngoài ra, như được thể hiện trong bản mô tả

này, s1(t) và s2(t) có thể được xem là s1(t, f) và s2(t, f).

Tiếp theo, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t). Fig.121 là ví dụ thứ nhất về phương pháp tạo ra s1(t) và s2(t) khi trễ vuông góc tuần hoàn được sử dụng.

Trên Fig.121, phần (a) thể hiện các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc thu được bởi bộ ánh xạ 12002 trên Fig.120. Như được thể hiện trên Fig.121(a) và như phần mô tả được đưa ra về bộ ánh xạ 12002 trên Fig.120, bộ ánh xạ 12002 xuất ra các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc theo thứ tự bắt đầu từ thành phần cùng pha I1 và thành phần pha vuông góc Q1 của tín hiệu dải gốc tại thời gian 1, thành phần cùng pha I2 và thành phần pha vuông góc Q2 của tín hiệu dải gốc tại thời gian 2, thành phần cùng pha I3 và thành phần pha vuông góc Q3 của tín hiệu dải gốc tại thời gian 3, ...

Trên Fig.121, phần (b) thể hiện các tập ví dụ của các thành phần cùng pha và pha vuông góc của của các tín hiệu dải gốc khi bộ chuyển đổi tín hiệu và lưu trữ 12004 trên Fig.120 thực hiện việc chuyển đổi tín hiệu. Trên Fig.121(b), tập của thời gian 1 và thời gian 2, tập của thời gian 3 và thời gian 4, và tập của thời gian 5 và thời gian 6 được tạo thành. Nói cách khác, các tập của thời gian 2i+1 và thời gian 2i+2 (i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không) được tạo thành. Trong mỗi tập này, ví dụ tại thời gian 1 và tại thời gian 2, các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc được chuyển đổi.

Liên quan đến các thành phần cùng pha của các tín hiệu dải gốc, việc chuyển đổi tín hiệu không được thực hiện, và do đó, thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc tại thời gian 1 là I1, thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc tại thời gian 2 là I2, thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc tại thời gian 3 là I3, ...

Mặt khác, liên quan đến các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc, việc chuyển đổi tín hiệu được thực hiện trong mỗi tập, và do đó, thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc tại thời gian 1 là Q2, thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc tại thời gian 2 là Q1, thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc tại thời gian 3 là Q4, thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc tại thời gian 4 là Q3, ...

Trên Fig.121, phần (c) thể hiện một ví dụ về cấu trúc của các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t) trước khi tiền mã hóa khi phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng. Ví dụ, như được thể hiện trên Fig.121(c), các tín hiệu dải gốc được tạo ra như trên Fig.121(b) được cấp phát luân phiên tới s1(t) và s2(t). Do đó, khe thứ nhất của s1(t) là (I1, Q2), và khe thứ nhất của s2(t) là (I2, Q1). Khe thứ hai của s1(t) là (I3, Q4), khe thứ hai của s2(t) là (I4, Q3), ….

Mặc dù ví dụ về miền thời gian được minh họa trên Fig.121, phương án này có thể được thực hiện tương tự trong miền tần số (như được nêu trên). Trong trường hợp này, s1(f) và s2(f) được mô tả.

Việc tiền mã hóa được thực hiện theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn các phương pháp tiền mã hóa đối với s1(t) của khe thứ N và s2(t) của khe thứ N, và các tín hiệu r1(t) và r2(t) là kết quả từ việc tiền mã hóa của khe thứ N thu được. Điểm nêu trên được mô tả được mô tả trong bản mô tả này.

Fig.122 thể hiện phương pháp cấu trúc để thu được s1(t) và s2(t) của khe thứ N được minh họa trên Fig.121, phương pháp mà khác với phương pháp của Fig.120. Bộ ánh xạ 12202 thu dữ liệu 12201 và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12204, ví dụ việc ánh xạ mà xét đến việc chuyển đổi của Fig.121, để tạo ra tín hiệu được ánh xạ (thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc). Dựa trên tín hiệu được ánh xạ, bộ ánh xạ 12202 cũng tạo ra tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) và tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B), và xuất ra tín hiệu điều chế được tạo ra s1(t) (12203_A) và tín hiệu điều chế được tạo ra s2(t) (12203_B). Lưu ý rằng tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là đồng nhất với tín hiệu được điều chế 12005_A trên Fig.120, và tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là đồng nhất với tín hiệu được điều chế 12005_B trên Fig.120 và được thể hiện trên Fig.121(c). Do đó, khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I1, Q2), khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I2, Q1), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I3, Q4), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s2 (t) (12203_B) là (I4, Q3), ….

Ngoài ra, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra khe thứ nhất (I1, Q2)

của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A), và khe thứ nhất (I2, Q1) của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B).

Trên Fig.122, dữ liệu được biểu diễn là 12201. Ở đây, đặt dữ liệu tại thời gian 1 là b01, b11, b21, b31, và đặt dữ liệu tại thời gian 2 là b02, b12, b22, b32. Bộ ánh xạ 12202 trên Fig.122 tạo ra I1, Q1, I2, Q2 nêu trên từ b01, b11, b21, b31 và b02, b12, b22, b32. Sau đó, từ I1, Q1, I2, Q2, bộ ánh xạ 12202 trên Fig.122 có thể tạo ra các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t).

Fig.123 thể hiện phương pháp cấu trúc để thu được s1(t) và s2(t) của khe thứ N được minh họa trên Fig.121, phương pháp mà khác với các phương pháp của Fig.120 và Fig.122. Bộ ánh xạ 12301_A thu dữ liệu 12201 và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12204, ví dụ việc ánh xạ mà xét đến việc chuyển đổi của Fig.121, để tạo ra tín hiệu được ánh xạ (thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc). Dựa trên tín hiệu được ánh xạ, bộ ánh xạ 12301_A cũng tạo ra tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A), và xuất ra tín hiệu điều chế được tạo ra s1(t) (12203_A). Bộ ánh xạ 12301_B thu dữ liệu 12201 và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12204, ví dụ việc ánh xạ mà xét đến việc chuyển đổi của Fig.121, để tạo ra tín hiệu được ánh xạ (thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc). Dựa trên tín hiệu được ánh xạ, bộ ánh xạ 12301_B cũng tạo ra tín hiệu được điều chế s2 (t) (12203_B), và xuất ra tín hiệu điều chế được tạo ra s2 (t) (12203_B).

Lưu ý rằng dữ liệu 12201 như là đầu vào của bộ ánh xạ 12301_A và dữ liệu 12201_B như là đầu vào của bộ ánh xạ 12301 là đồng nhất với nhau. Ngoài ra, tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là đồng nhất với tín hiệu được điều chế 12005_A trên Fig.120, và tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là đồng nhất với tín hiệu được điều chế 12005_B trên Fig.120 và được thể hiện trên Fig.121(c).

Do đó, khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I1, Q2), khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I2, Q1), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I3, Q4), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I4, Q3), ….

Ngoài ra, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra khe thứ nhất (I1, Q2) của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) trong bộ ánh xạ 12301_A trên Fig.123. Trên Fig.123, dữ liệu được biểu diễn là 12201. Đặt dữ liệu tại thời gian 1 là b01, b11, b21, b31, và đặt dữ liệu tại thời gian 2 là b02, b12, b22, b32. Bộ ánh xạ 12301_A trên Fig.123 tạo ra I1, Q2 nêu trên từ b01, b11, b21, b31 và b02, b12, b22, b32. Sau đó, từ I1, Q2, bộ ánh xạ 12301_A trên Fig.123 có thể tạo ra tín hiệu được điều chế s1(t).

Phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra khe thứ nhất (I2, Q1) của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) trong bộ ánh xạ 12301_B trên Fig.123. Trên Fig.123, dữ liệu được biểu diễn là 12201. Đặt dữ liệu tại thời gian 1 là b01, b11, b21, b31, và đặt dữ liệu tại thời gian 2 là b02, b12, b22, b32. Bộ ánh xạ 12301_B trên Fig.123 tạo ra I2, Q1 nêu trên từ b01, b11, b21, b31 và b02, b22, b22, b31. Sau đó, từ I2, Q1, bộ ánh xạ 12301_B trên Fig.123 có thể tạo ra s2(t).

Tiếp theo, dựa trên Fig.124, ví dụ thứ hai về phương pháp tạo ra s1(t) và s2(t) sử dụng Trễ vuông góc tuần hoàn được thể hiện, phương pháp mà khác với phương pháp của Fig.121. Trong khi đó, các số tham chiếu giống nhau được sử dụng trên Fig.124 để viện dẫn đến các thành phần tương tự (ví dụ thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc) như Fig.121.

Trên Fig.124, phần (a) thể hiện các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc thu được bởi bộ ánh xạ 12002 trên Fig.120. Fig.124(a) là tương tự như Fig.121(a) và phần giải thích của nó được bỏ qua ở đây.

Trên Fig.124, phần (b) thể hiện cấu trúc của các thành phần cùng pha và các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc s1(t) và s2(t) trước khi chuyển đổi tín hiệu. Trên Fig.124(b), tín hiệu dải gốc tại thời gian 2i+1 được gán tới s1(t), và tín hiệu dải gốc tại thời gian 2i+2 được gán tới s2(t) (trong đó i là số nguyên lớn hơn hoặc bằng không).

Trên Fig.124, phần (c) thể hiện các tập ví dụ của các thành phần cùng pha và pha vuông góc của của các tín hiệu dải gốc khi bộ chuyển đổi tín hiệu và lưu trữ 12004 trên Fig.120 thực hiện việc chuyển đổi tín hiệu. Fig.124(c) khác biệt (khác với Fig.121) ở chỗ việc chuyển đổi tín hiệu được thực hiện trong s1(t) và trong s2(t).

Cụ thể, trên Fig.124(c), so sánh với Fig.124(b), Q1 và Q3 được chuyển đổi

trong s1(t), và Q5 và Q7 cũng được chuyển đổi trong s1(t). Sau đó, việc chuyển đổi tương tự được thực hiện. Ngoài ra, trên Fig.124(c), so sánh với Fig.124(b), Q2 và Q4 được chuyển đổi trong s2(t), và Q6 và Q8 cũng được chuyển đổi trong s2(t). Sau đó, việc chuyển đổi tương tự được thực hiện.

Kết quả là, thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc s1(t) trong khe thứ nhất là I1, thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc s1(t) trong khe thứ nhất là Q3. Thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc s2(t) trong khe thứ nhất là I2, và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc s2(t) trong khe thứ nhất là Q4. Ngoài ra, thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc s1(t) trong khe thứ hai là I3, thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc s1(t) trong khe thứ hai là Q1. Thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc s2(t) trong khe thứ hai là I4, và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc s2(t) trong khe thứ hai là Q2. Liên quan đến khe thứ ba và khe thứ tư, minh họa được đưa ra trên Fig.124(c). Điều này cũng áp dụng tới các khe tiếp theo.

Việc tiền mã hóa được thực hiện theo phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn các phương pháp tiền mã hóa đối với s1(t) của khe thứ N và s2(t) của khe thứ N, và các tín hiệu r1(t) và r2(t) là kết quả từ việc tiền mã hóa của khe thứ N thu được. Điểm nêu trên được mô tả được mô tả trong bản mô tả này.

Fig.125 thể hiện phương pháp cấu trúc để thu được s1(t) và s2(t) của khe thứ N được minh họa trên Fig.124, phương pháp mà khác với phương pháp của Fig.120. Bộ ánh xạ 12202 thu dữ liệu 12201 và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12204, ví dụ việc ánh xạ mà xem xét việc chuyển đổi của Fig.124, để tạo ra tín hiệu được ánh xạ (thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc). Dựa trên tín hiệu được ánh xạ, bộ ánh xạ 12202 cũng tạo ra tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) và tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B), và xuất ra tín hiệu điều chế được tạo ra s1(t) (12203_A) và tín hiệu điều chế được tạo ra s2(t) (12203_B). Lưu ý rằng tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là đồng nhất với tín hiệu được điều chế 12005_A trên Fig.120, và tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là đồng nhất với tín hiệu được điều chế 12005_B trên Fig.120 và được thể hiện trên Fig.124(c). Do đó, khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I1, Q3), khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I2, Q4), khe thứ hai

của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I3, Q1), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I4, Q2), ….

Ngoài ra, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra khe thứ nhất (I1, Q3) của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A), khe thứ nhất (I2, Q4) của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B), khe thứ hai (I3, Q1) của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A), và khe thứ nhất (I4, Q2) của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) trong bộ ánh xạ 12202 trên Fig.125.

Trên Fig.125, dữ liệu được biểu diễn là 12201. Đặt dữ liệu tại thời gian 1 là b01, b11, b21, b31, đặt dữ liệu tại thời gian 2 là b02, b12, b22, b32, đặt dữ liệu tại thời gian 3 là b03, b13, b23, b33, và đặt dữ liệu tại thời gian 4 là b04, b14, b24, b34. Bộ ánh xạ 12202 trên Fig.125 tạo ra I1, Q1, I2, Q2, I3, Q3, I4, Q4 nêu trên từ b01, b11, b21, b31, và b02, b12, b22, b32, và b03, b13, b23, b33, và b04, b14, b24, b34. Sau đó, từ I1, Q1, I2, Q2, I3, Q3, I4, Q4, bộ ánh xạ 12202 trên Fig.125 có thể tạo ra các tín hiệu được điều chế s1(t) và s2(t).

Fig.126 thể hiện phương pháp cấu trúc để thu được s1(t) và s2(t) của khe thứ N được minh họa trên Fig.124, phương pháp mà khác với các phương pháp của Fig.120 và Fig.125. Bộ phân chia 12601 thu dữ liệu 12201 và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và theo tín hiệu điều khiển 12204, phân chia dữ liệu, và xuất ra dữ liệu thứ nhất 12602_A và dữ liệu thứ hai 12602_B. Bộ ánh xạ 12301_A thu dữ liệu thứ nhất 12602_A và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12204, ví dụ việc ánh xạ mà xem xét việc chuyển đổi của Fig.124, để tạo ra tín hiệu được ánh xạ (thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc). Dựa trên tín hiệu được ánh xạ, bộ ánh xạ 12301_A cũng tạo ra tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A), và xuất ra tín hiệu điều chế được tạo ra s1(t) (12203_A). Bộ ánh xạ 12301_B thu dữ liệu thứ hai 12602_B và tín hiệu điều khiển 12204 như là các đầu vào, và thực hiện việc ánh xạ theo phương pháp điều chế dựa trên tín hiệu điều khiển 12204, ví dụ việc ánh xạ mà xem xét việc chuyển đổi của Fig.124, để tạo ra tín hiệu được ánh xạ (thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc). Dựa trên tín hiệu được ánh xạ, bộ ánh xạ 12301_B cũng tạo ra tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B), và xuất ra tín hiệu điều chế được tạo ra s2(t) (12203_B).

Do đó, khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I1, Q3), khe thứ nhất của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I2, Q4), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) là (I3, Q1), khe thứ hai của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) là (I4, Q2), ….

Ngoài ra, phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra khe thứ nhất (I1, Q3) và khe thứ hai (I3, Q1) của tín hiệu được điều chế s1(t) (12203_A) trong bộ ánh xạ 12301_A trên Fig.126. Trên Fig.126, dữ liệu được biểu diễn là 12201. Đặt dữ liệu tại thời gian 1 là b01, b11, b21, b31, đặt dữ liệu tại thời gian 2 là b02, b12, b22, b32, đặt dữ liệu tại thời gian 3 là b03, b13, b23, b33, và đặt dữ liệu tại thời gian 4 là b04, b14, b24, b34. Bộ phân chia 12601 xuất ra dữ liệu b01, b11, b21, b31 tại thời gian 1, và dữ liệu b03, b13, b23, b33 tại thời gian 3, như là dữ liệu thứ nhất 12602_A. Bộ phân chia 12601 còn xuất ra dữ liệu b02, b12, b22, b32 tại thời gian 2, và dữ liệu b04, b14, b24, b34 tại thời gian 4, như là dữ liệu thứ hai 802_B. Bộ ánh xạ 12301_A trên Fig.126 tạo ra khe thứ nhất (I1, Q3) và khe thứ hai (I3, Q1) từ b01, b11, b21, b31, và b03, b13, b23, b33. Các thao tác tương tự được thực hiện đối với các khe thứ ba và tiếp theo.

Phần mô tả được đưa ra về phương pháp tạo ra khe thứ nhất (I2, Q4) của tín hiệu được điều chế s2(t) (12203_B) và khe thứ hai (I4, Q2) trong bộ ánh xạ 12301_B trên Fig.126. Bộ ánh xạ 12301_B trên Fig.126 tạo ra khe thứ nhất (I2, Q4) và khe thứ hai (I4, Q2) từ cả của dữ liệu b02, b12, b22, b32 tại thời gian 2, và dữ liệu b04, b14, b24, b34 tại thời gian 4. Các thao tác tương tự được thực hiện đối với các khe thứ ba và tiếp theo.

Như nêu trên, hai phương pháp trễ vuông góc tuần hoàn được mô tả. Khi việc chuyển đổi tín hiệu được thực hiện trong các khe như được thể hiện trên Fig.121, số lượng các điểm tín hiệu ứng viên được giảm trong bộ giải điều chế (bộ dò tìm) của thiết bị thu. Do đó, hiệu quả làm giảm quy mô tính toán (kích cỡ mạch) thu được. Mặt khác, như được thể hiện trên Fig.124, khi việc chuyển đổi tín hiệu được thực hiện trong tín hiệu s1(t) và trong tín hiệu s2(t), số lượng điểm tín hiệu ứng viên được tăng lên trong bộ giải điều chế (bộ dò tìm) của thiết bị thu. Tuy nhiên, loại phương pháp này có thể thu được hiệu quả về tăng ích phân tập thời gian) (hoặc tăng ích phân tập tần số, nếu việc chuyển đổi được thực hiện trong miền tần số), dẫn đến khả

năng cải thiện hơn nữa chất lượng thu dữ liệu.

Mặc dù phần mô tả được đưa ra nêu trên lấy làm ví dụ trong đó phương pháp điều chế là 16QAM, sáng chế có thể được thực hiện một cách tương tự ngay cả nếu phương pháp điều chế là ví dụ một trong QPSK, 8QAM, 32QAM, 64QAM, 128QAM, và 256QAM.

Ngoài ra, phương pháp của trễ vuông góc tuần hoàn không bị giới hạn ở hai loại nêu trên. Ví dụ, mặc dù việc chuyển đổi được thực hiện đối với các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc trong hai ví dụ nêu trên, các thành phần cùng pha có thể được chuyển đổi thay vì đó. Ngoài ra, mặc dù việc chuyển đổi được thực hiện tại hai điểm thời gian (ví dụ các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc được chuyển đổi tại thời gian 1 và thời gian 2), các thành phần cùng pha hoặc (hoặc có thể là, và) các thành phần pha vuông góc của các tín hiệu dải gốc có thể được chuyển đổi tại các điểm thời gian. Khi trễ vuông góc tuần hoàn được thực hiện trong khi thành phần cùng pha và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc được tạo ra như được thể hiện trên Fig.121(a), ba khả năng sau được duy trì. Một là "ký tự tồn tại trong đó thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc sau trễ vuông góc tuần hoàn tại thời gian i được biểu diễn là Ii, và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc sau trễ vuông góc tuần hoàn tại thời gian i được biểu diễn là Qj ($i \neq j$)". Hai là "ký tự tồn tại trong đó thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc sau trễ vuông góc tuần hoàn tại thời gian i được biểu diễn là Ij, và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc sau trễ vuông góc tuần hoàn tại thời gian i được biểu diễn là Qi ($i \neq j$)". Ba là "thành phần cùng pha của tín hiệu dải gốc sau trễ vuông góc tuần hoàn tại thời gian i được biểu diễn là Ij, và thành phần pha vuông góc của tín hiệu dải gốc sau trễ vuông góc tuần hoàn tại thời gian i được biểu diễn là Qk ($i \neq j$, $i \neq k$, $j \neq k$).

Ngoài ra, phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được áp dụng đối với tín hiệu được điều chế s1(t) (hoặc s1(f), hoặc s1(t, f)) và tín hiệu được điều chế s2(t) (hoặc s2(f), hoặc s2(t, f)) mà thu được bằng cách thực hiện trễ vuông góc tuần hoàn nêu trên (lưu ý rằng, như được đề cập trong bản mô tả, việc xử lý tín hiệu, như thay đổi pha, thay đổi công suất, và chuyển đổit tín hiệu, có thể được thực hiện trong tầng bất kỳ). Trong trường hợp này, đối với phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được

áp dụng đối với các tín hiệu được điều chế thu được bằng cách thực hiện trễ vuông góc tuần hoàn, bất kỳ trong số các phương pháp tiền mã hóa để chuyển đổi đều đặn giữa các ma trận tiền mã hóa được mô tả trong bản mô tả này có thể được áp dụng.

Khả năng ứng dụng trong công nghiệp

Sáng chế có thể áp dụng rộng rãi cho các hệ thống vô tuyến mà truyền các tín hiệu được điều chế khác nhau từ nhiều anten, như hệ thống OFDM-MIMO. Ngoài ra, trong các hệ thống truyền thông hữu tuyến với nhiều trạm truyền (ví dụ như hệ thống truyền thông đường điện (Power Line Communication, viết tắt là PLC), hệ thống truyền thông quang, hoặc hệ thống đường dây thuê bao số (Digital Subscriber Line, viết tắt là DSL)), sáng chế có thể được thích ứng cho MIMO, trong đó trường hợp nhiều trạm truyền được sử dụng để truyền các tín hiệu điều chế như được mô tả bởi sáng chế. Tín hiệu được điều chế cũng có thể được truyền từ nhiều trạm truyền.

Danh mục ký hiệu chỉ dẫn

302A, 302B bộ mã hóa

304A, 304B bộ đan xen

306A,306B bộ ánh xạ

314 bộ tạo thông tin trọng số

308A,308B bộ tạo trọng số

310A,310B bộ vô tuyến

312A,312B anten

402 bộ mã hóa

404 bộ phân phối

504#1,504#2 anten truyền

505#1,505#2 anten truyền

600 bộ tạo trọng số

703_X bộ vô tuyến

701_X anten

705_1 bộ đánh giá dao động kênh

705_2 bộ đánh giá dao động kênh

707_1 bộ đánh giá dao động kênh

707_2 bộ đánh giá dao động kênh

709 bộ giải mã thông tin điều khiển

711 bộ xử lý tín hiệu

803 Bộ dò tìm MIMO INNER

805A,805B bộ tính toán likelihood-log

807A,807B bộ giải đan xen

809A,809B bộ tính toán tỷ lệ likelihood-log

811A,811B bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài

813A,813B bộ đan xen

815 bộ lưu trữ

819 bộ tạo hệ số trọng số

901 bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài

903 bộ phân phối

1301A,1301B bộ xử lý liên quan OFDM

1402A,1402A bộ chuyển đổi nối tiếp/song song

1404A,1404B bộ sắp xếp lại

1406A,1406B bộ biến đổi Fourier ngược nhanh

1408A,1408B bộ vô tuyến

2200 bộ tạo trọng số tiền mã hóa

2300 bộ sắp xếp lại

4002 nhóm bộ mã hóa

YÊU CẦU BẢO HỘ

1. Phương pháp truyền dùng cho thiết bị trạm gốc bao gồm các bước:

tạo ra thông tin điều khiển chỉ báo liệu có thực hiện quy trình tiền mã hóa hay không mà thường xuyên thay đổi pha với các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và các ký tự được điều biến thứ hai s2;

ánh xạ thông tin điều khiển để điều khiển các ký hiệu thông tin bằng cách sử dụng bộ ánh xạ; và

truyền các ký hiệu thông tin điều khiển từ một hoặc nhiều anten tới thiết bị đầu cuối, trong đó

trong trường hợp thực hiện quy trình tiền mã hóa, các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 được truyền từ một hoặc nhiều anten tới thiết bị đầu cuối được tạo ra bằng cách:

áp dụng quy trình tiền mã hóa, bằng cách sử dụng bộ tiền mã hóa, đối với các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và các ký tự được điều biến thứ hai s2 bằng cách sử dụng ma trận được lựa chọn từ trong số 2 ma trận F[i] để tạo ra các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2, i bằng với số nguyên 0 và 1; và

áp dụng truyền tới các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 từ một hoặc nhiều anten, trong đó:

2 ma trận F[i] thường xuyên thay đổi pha của các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và pha của các ký tự được điều biến thứ hai s2,

mỗi trong số 2 ma trận F[i] được lựa chọn ít nhất một lần trong 2 ký hiệu,

các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 thỏa mãn $(z1, z2)^T = F[i] (s1, s2)^T$, và

2 ma trận F[i] được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix}$$

$$\theta_{21}(0) = 0,\ \theta_{21}(1) = \frac{\pi}{2}$$

2. Thiết bị trạm gốc bao gồm:

khi vận hành, mạch tạo thông tin điều khiển tạo ra thông tin điều khiển chỉ báo liệu có thực hiện quy trình tiền mã hóa hay không mà thường xuyên thay đổi pha với các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và các ký tự được điều biến thứ hai s2;

khi vận hành, mạch ánh xạ ánh xạ thông tin điều khiển để điều khiển các ký hiệu thông tin; và

khi vận hành, mạch truyền truyền các ký hiệu thông tin điều khiển từ một hoặc nhiều anten tới thiết bị đầu cuối, trong đó

trong trường hợp thực hiện quy trình tiền mã hóa, các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 được truyền tới thiết bị đầu cuối được tạo ra bằng cách:

áp dụng quy trình tiền mã hóa, bằng cách sử dụng bộ tiền mã hóa, đối với các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và các ký tự được điều biến thứ hai s2 bằng cách sử dụng ma trận được lựa chọn từ trong số 2 ma trận F[i] để tạo ra các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2, i bằng với số nguyên 0 và 1; và

áp dụng truyền tới các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 từ một hoặc nhiều anten, trong đó:

2 ma trận F[i] thường xuyên thay đổi pha của các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và pha của các ký tự được điều biến thứ hai s2,

mỗi trong số 2 ma trận F[i] được lựa chọn ít nhất một lần trong 2 ký hiệu,

các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 thỏa mãn $(z1, z2)^T = F[i] (s1, s2)^T$, và

2 ma trận F[i] được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix}$$

$$\theta_{21}(0) = 0,\ \theta_{21}(1) = \frac{\pi}{2}$$

3. Phương pháp thu dùng cho thiết bị đầu cuối bao gồm các bước:

thu các ký hiệu thông tin điều khiển và các ký hiệu dữ liệu với một hoặc nhiều anten;

phát hiện, từ các ký hiệu thông tin điều khiển, thông tin điều khiển chỉ báo liệu quy trình tiền mã hóa có được thực hiện với các ký hiệu dữ liệu hay không; và

áp dụng quy trình giải mã, bằng cách sử dụng bộ giải mã, đối với các ký hiệu dữ liệu dựa vào kết quả phát hiện của các ký hiệu thông tin điều khiển, trong đó

trong trường hợp thực hiện quy trình tiền mã hóa, thiết bị trạm gốc tạo ra các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2, được truyền từ một hoặc nhiều anten của thiết bị trạm gốc tới thiết bị đầu cuối, bằng cách:

áp dụng quy trình tiền mã hóa, bằng cách sử dụng bộ tiền mã hóa, đối với các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và các ký tự được điều biến thứ hai s2 bằng cách sử dụng ma trận được lựa chọn từ trong số 2 ma trận F[i] để tạo ra các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2, i bằng với số nguyên 0 và 1; và

áp dụng truyền tới các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 từ một hoặc nhiều anten của thiết bị trạm gốc, trong đó:

2 ma trận F[i] thường xuyên thay đổi pha của các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và pha của các ký tự được điều biến thứ hai s2,

mỗi trong số 2 ma trận F[i] được lựa chọn ít nhất một lần trong 2 ký hiệu,

các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 thỏa mãn $(z1, z2)^T = F[i] (s1, s2)^T$, và

2 ma trận F[i] được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix}$$

$$\theta_{21}(0) = 0,\ \theta_{21}(1) = \frac{\pi}{2}$$

4. Thiết bị đầu cuối bao gồm:

khi vận hành, mạch thu thu các ký hiệu thông tin điều khiển và các ký hiệu dữ liệu với một hoặc nhiều anten;

khi vận hành, mạch phát hiện phát hiện, từ các ký hiệu thông tin điều khiển,

thông tin điều khiển chỉ báo liệu quy trình tiền mã hóa có được thực hiện với các ký hiệu dữ liệu hay không; và

khi vận hành, mạch giải mã áp dụng quy trình giải mã cho các ký hiệu dữ liệu dựa vào kết quả phát hiện của các ký hiệu thông tin điều khiển, trong đó

trong trường hợp thực hiện quy trình tiền mã hóa, thiết bị trạm gốc tạo ra các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2, được truyền từ một hoặc nhiều anten của thiết bị trạm gốc tới thiết bị đầu cuối, bằng cách:

áp dụng quy trình tiền mã hóa, bằng cách sử dụng bộ tiền mã hóa, đối với các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và các ký tự được điều biến thứ hai s2 bằng cách sử dụng ma trận được lựa chọn từ trong số 2 ma trận F[i] để tạo ra các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2, i bằng với số nguyên 0 và 1; và

áp dụng truyền tới các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 từ một hoặc nhiều anten của thiết bị trạm gốc, trong đó:

2 ma trận F[i] thường xuyên thay đổi pha của các ký tự được điều biến thứ nhất s1 và pha của các ký tự được điều biến thứ hai s2,

mỗi trong số 2 ma trận F[i] được lựa chọn ít nhất một lần trong 2 ký hiệu,

các ký hiệu thứ nhất z1 và các ký hiệu thứ hai z2 thỏa mãn $(z1, z2)^T = F[i] (s1, s2)^T$, và

2 ma trận F[i] được biểu diễn bởi các công thức tính sau đây:

$$F[i] = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\pi)} \end{pmatrix}$$

$$\theta_{21}(0) = 0,\ \theta_{21}(1) = \frac{\pi}{2}$$

FIG. 1

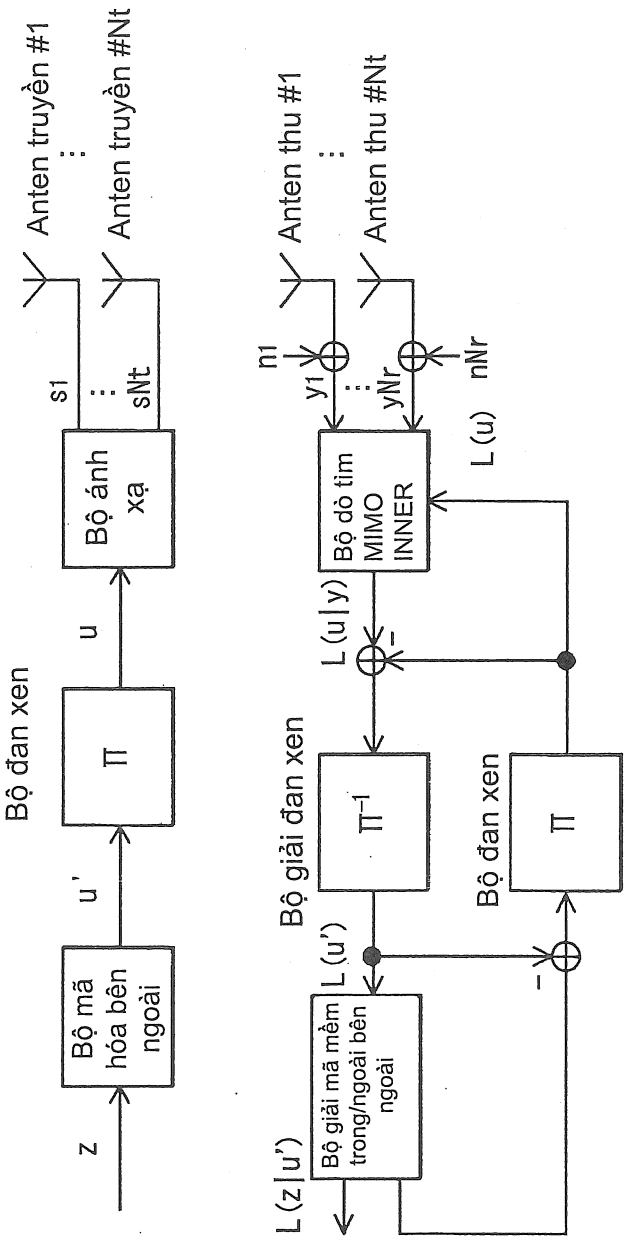

Anten truyền #1
Anten truyền #Nt
s1
sNt
Bộ ánh xạ
u
Bộ đan xen
Π
u'
Bộ mã hóa bên ngoài
z
Anten thu #1
Anten thu #Nt
n1
nNr
y1
yNr
Bộ dò tìm MIMO INNER
L(u)
L(u|y)
Bộ giải đan xen
Π⁻¹
L(u')
Bộ đan xen
Π
Bộ giải mã mềm trong/ngoài bên ngoài
L(z|u')

FIG. 2

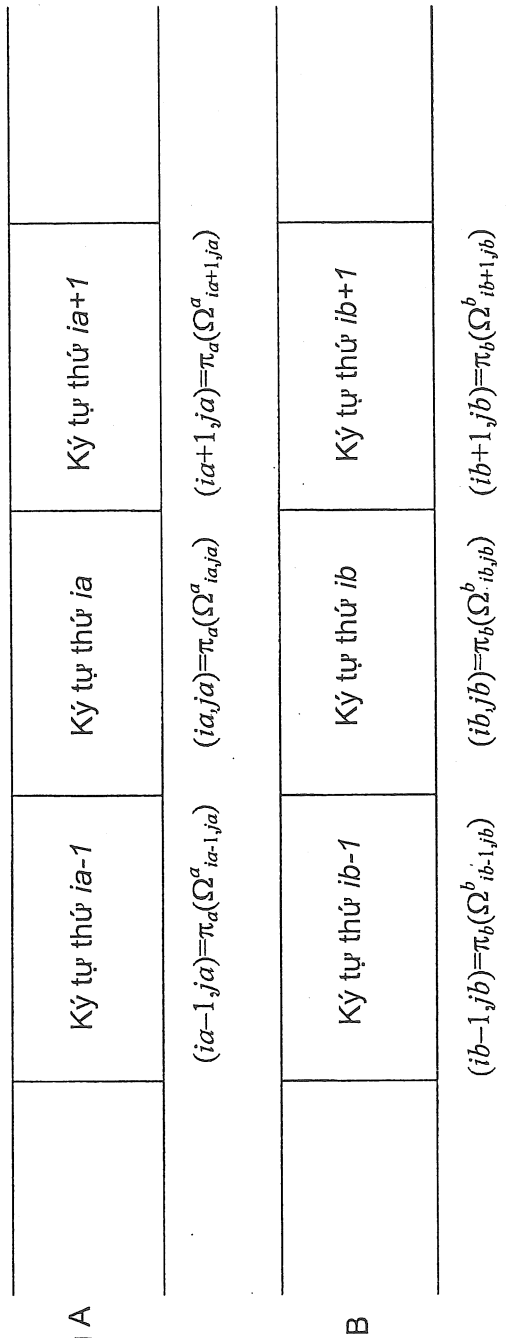
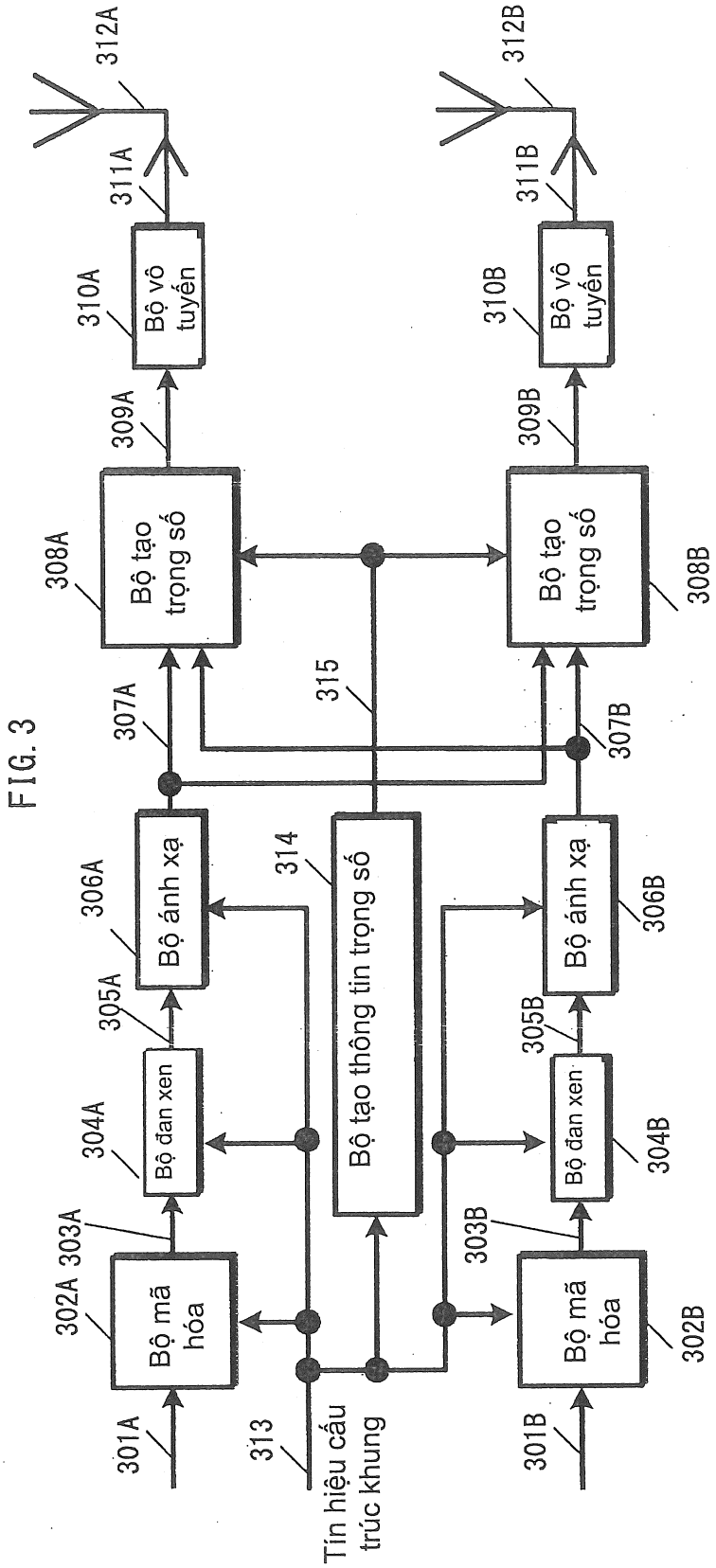

Dòng A
Ký tự thứ ia-1
Ký tự thứ ia
Ký tự thứ ia+1
(ia−1,ja)=πa(Ωa ia-1,ja)
(ia,ja)=πa(Ωa ia,ja)
(ia+1,ja)=πa(Ωa ia+1,ja)
Dòng B
Ký tự thứ ib-1
Ký tự thứ ib
Ký tự thứ ib+1
(ib−1,jb)=πb(Ωb ib-1,jb)
(ib,jb)=πb(Ωb ib,jb)
(ib+1,jb)=πb(Ωb ib+1,jb)
Thời gian

FIG. 3


312A
312B
311A
311B
310A
310B
Bộ vô tuyến
Bộ vô tuyến
309A
309B
308A
308B
Bộ tạo trọng số
Bộ tạo trọng số
315
307A
307B
306A
306B
314
Bộ ánh xạ
Bộ ánh xạ
Bộ tạo thông tin trọng số
305A
305B
304A
304B
Bộ đan xen
Bộ đan xen
303A
303B
302A
302B
Bộ mã hóa
Bộ mã hóa
301A
301B
313
Tín hiệu cấu trúc khung

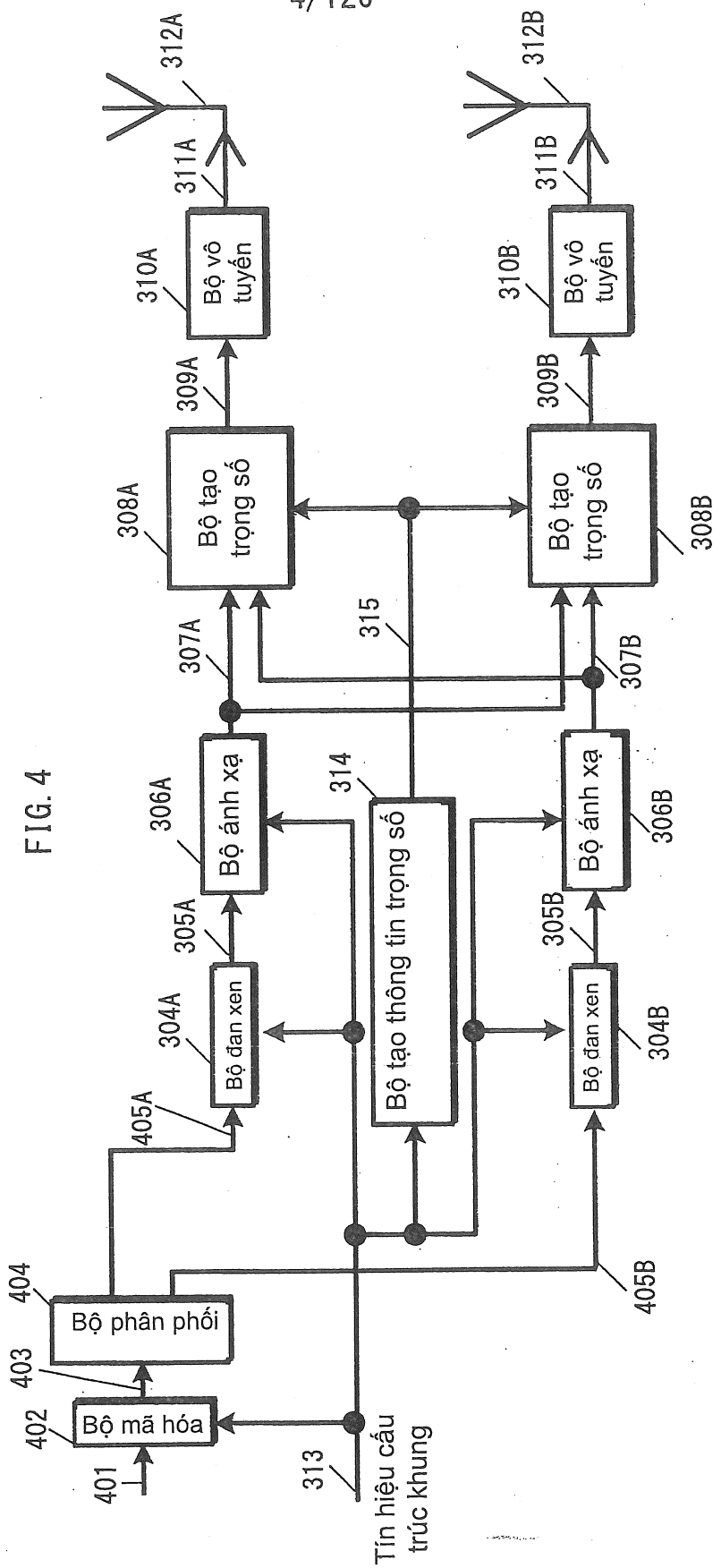

312A
312B
311A
311B
310A
310B
Bộ vô tuyến
Bộ vô tuyến
309A
309B
308A
308B
Bộ tạo trọng số
Bộ tạo trọng số
315
307A
307B
306A
306B
314
Bộ ánh xạ
Bộ ánh xạ
Bộ tạo thông tin trọng số
305A
305B
304A
304B
Bộ đan xen
Bộ đan xen
405A
405B
404
Bộ phân phối
403
402
Bộ mã hóa
401
313
Tín hiệu cấu trúc khung

FIG. 4

FIG. 5

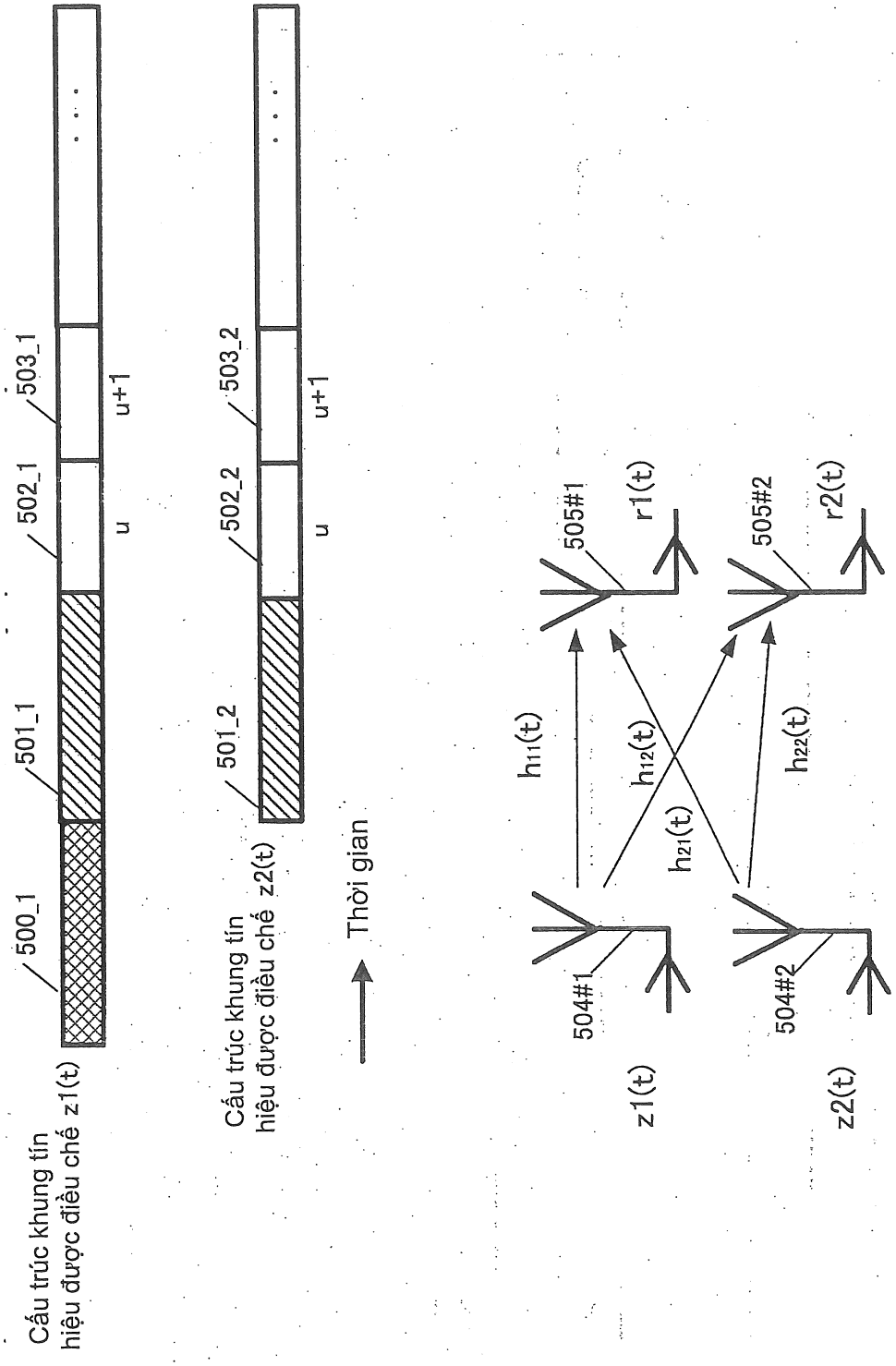
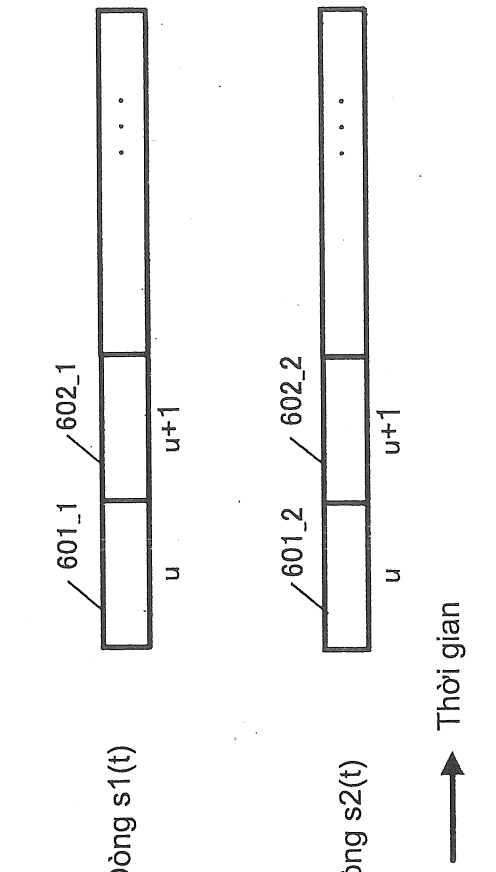

Cấu trúc khung tín hiệu được điều chế z1(t)
500_1
501_1
502_1
503_1
u
u+1
Cấu trúc khung tín hiệu được điều chế z2(t)
501_2
502_2
503_2
u
u+1
Thời gian
504#1
504#2
505#1
505#2
z1(t)
z2(t)
r1(t)
r2(t)
h11(t)
h12(t)
h21(t)
h22(t)

FIG. 6



Thời gian 4i

$$W(4i)=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j0} & e^{j\frac{3}{4}\pi} \end{pmatrix}$$

Thời gian 4i + 1

$$W(4i+1)=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j0} \\ e^{j\frac{3}{4}\pi} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

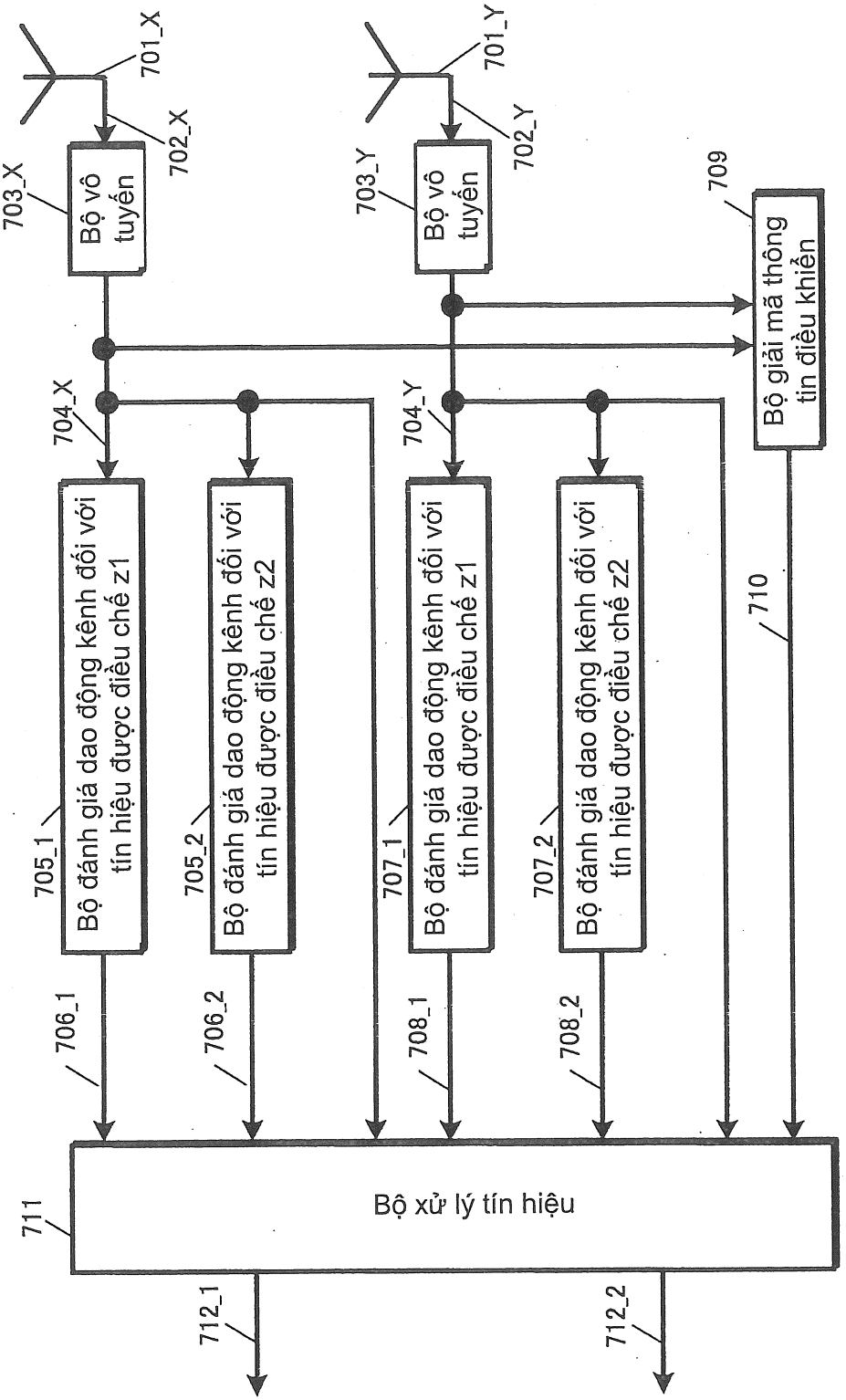
Thời gian 4i + 2

$$W(4i+2)=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j0} & e^{j\frac{3}{4}\pi} \\ e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

Thời gian 4i + 3

$$W(4i+3)=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{pmatrix} e^{j\frac{3}{4}\pi} & e^{j0} \\ e^{j0} & e^{j0} \end{pmatrix}$$

FIG. 7


701_X
701_Y
702_X
702_Y
703_X
703_Y
Bộ vô tuyến
Bộ vô tuyến
709
Bộ giải mã thông tin điều khiển
704_X
704_Y
Bộ đánh giá dao động kênh đối với tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh đối với tín hiệu được điều chế z2
Bộ đánh giá dao động kênh đối với tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh đối với tín hiệu được điều chế z2
705_1
705_2
707_1
707_2
710
706_1
706_2
708_1
708_2
Bộ xử lý tín hiệu
711
712_1
712_2

8/126

FIG. 8

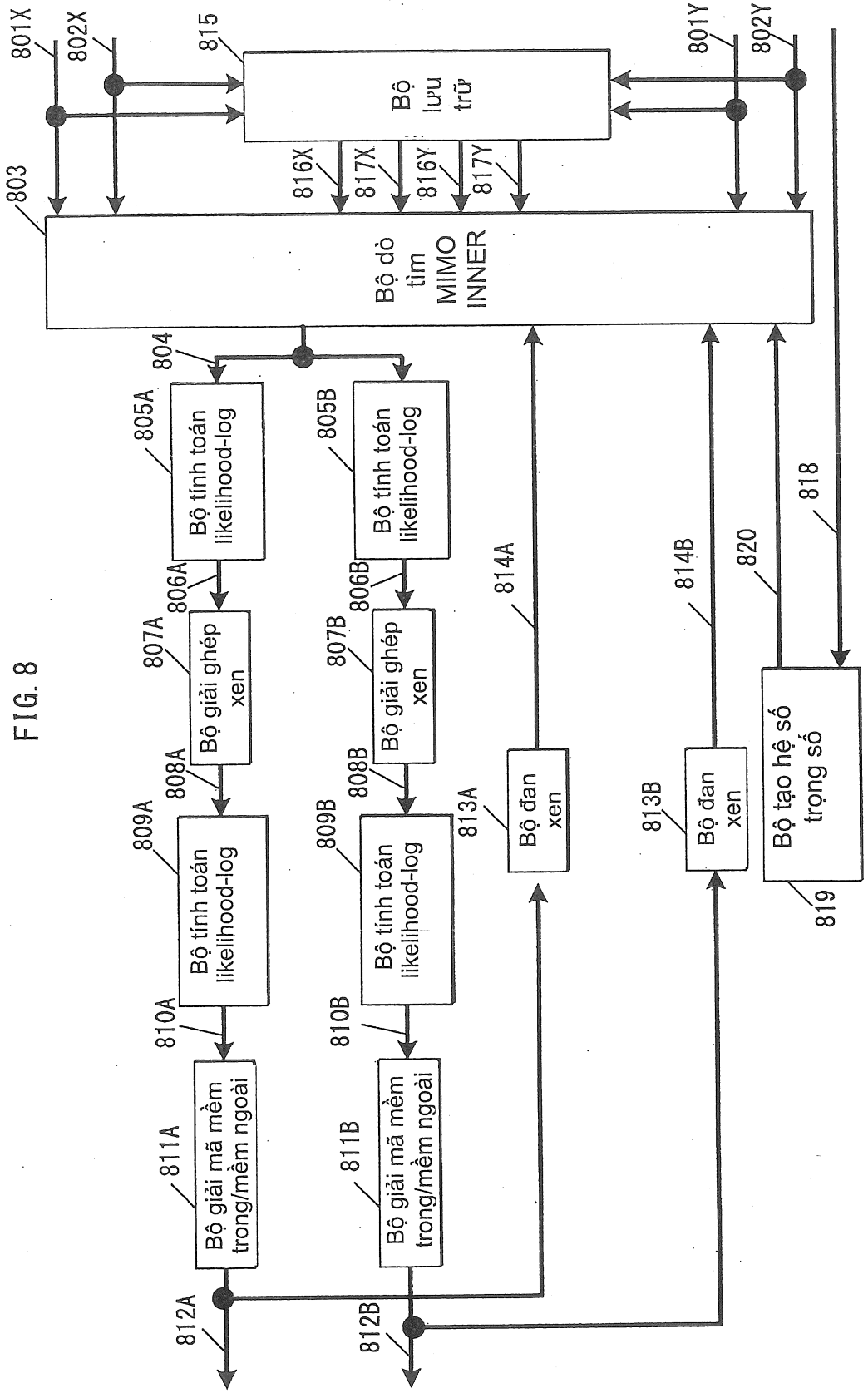

801X
802X
815
Bộ lưu trữ
801Y
802Y
816X
817X
816Y
817Y
803
Bộ dò tìm MIMO INNER
804
805A
Bộ tính toán likelihood-log
805B
Bộ tính toán likelihood-log
806A
806B
807A
Bộ giải ghép xen
807B
Bộ giải ghép xen
808A
808B
809A
Bộ tính toán likelihood-log
809B
Bộ tính toán likelihood-log
810A
810B
811A
Bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài
811B
Bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài
812A
812B
813A
Bộ đan xen
813B
Bộ đan xen
814A
814B
818
820
Bộ tạo hệ số trọng số
819

FIG. 9

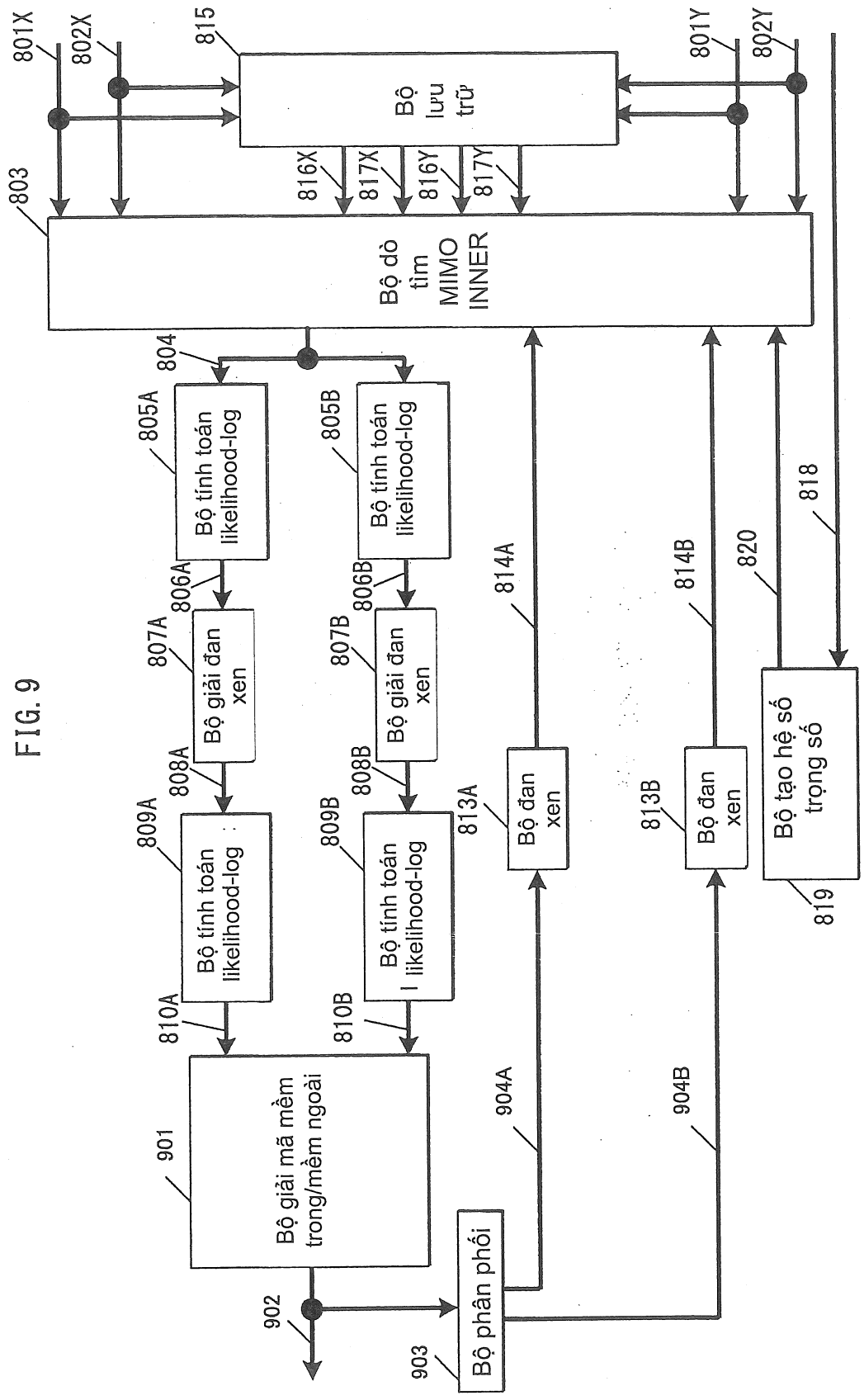

801X
802X
815
Bộ lưu trữ
801Y
802Y
816X
817X
816Y
817Y
803
Bộ dò tìm MIMO INNER
804
805A
Bộ tính toán likelihood-log
805B
Bộ tính toán likelihood-log
806A
806B
807A
Bộ giải đan xen
807B
Bộ giải đan xen
808A
808B
809A
Bộ tính toán likelihood-log
809B
Bộ tính toán likelihood-log
810A
810B
901
Bộ giải mã mềm trong/mềm ngoài
902
903
Bộ phân phối
904A
904B
814A
814B
820
818
813A
Bộ đan xen
813B
Bộ đan xen
Bộ tạo hệ số trọng số
819

FIG. 10

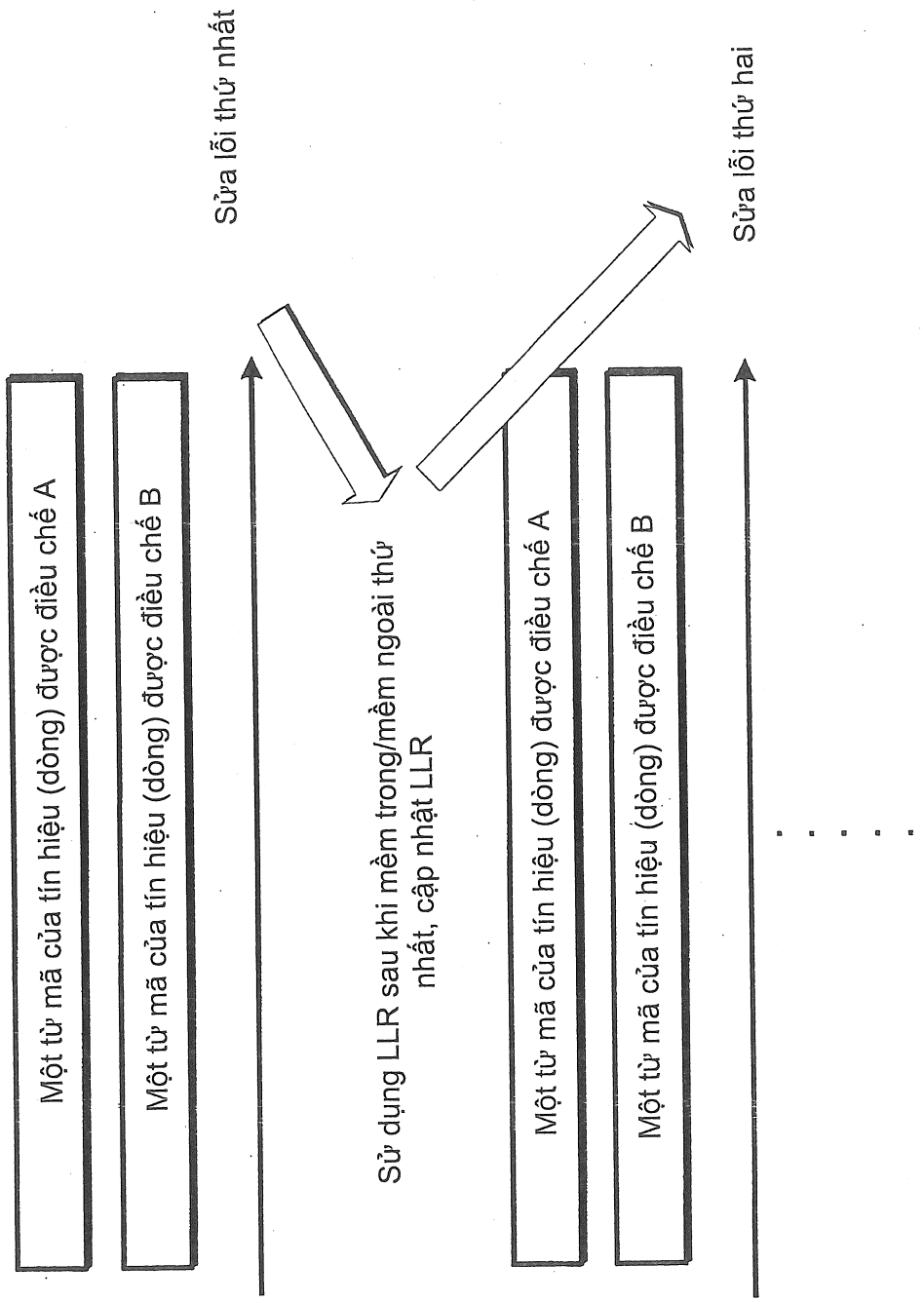

Một từ mã của tín hiệu (dòng) được điều chế A
Một từ mã của tín hiệu (dòng) được điều chế B
Sửa lỗi thứ nhất
Sử dụng LLR sau khi mềm trong/mềm ngoài thứ nhất, cập nhật LLR
Một từ mã của tín hiệu (dòng) được điều chế A
Một từ mã của tín hiệu (dòng) được điều chế B
Sửa lỗi thứ hai

FIG. 11

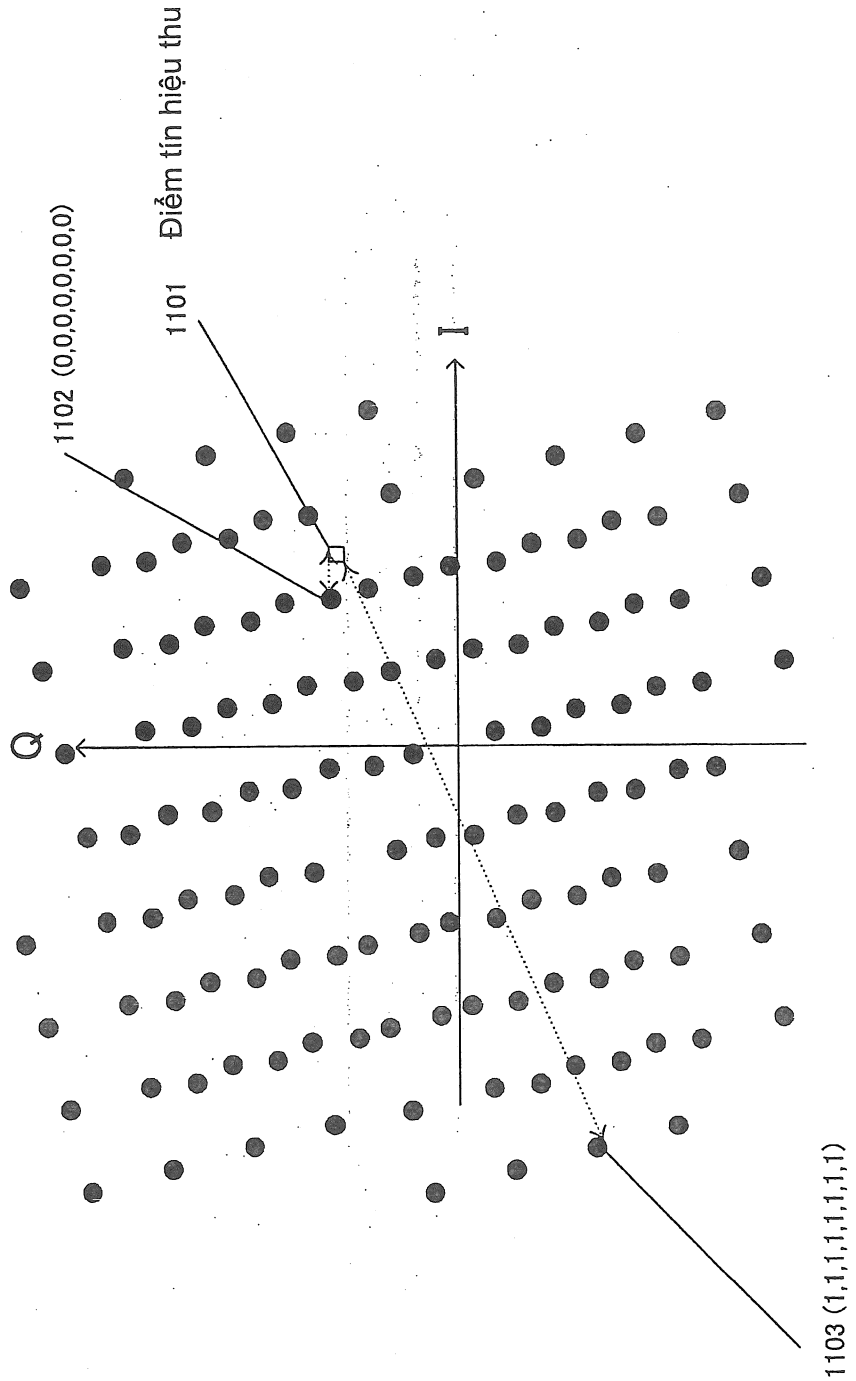


FIG. 12B

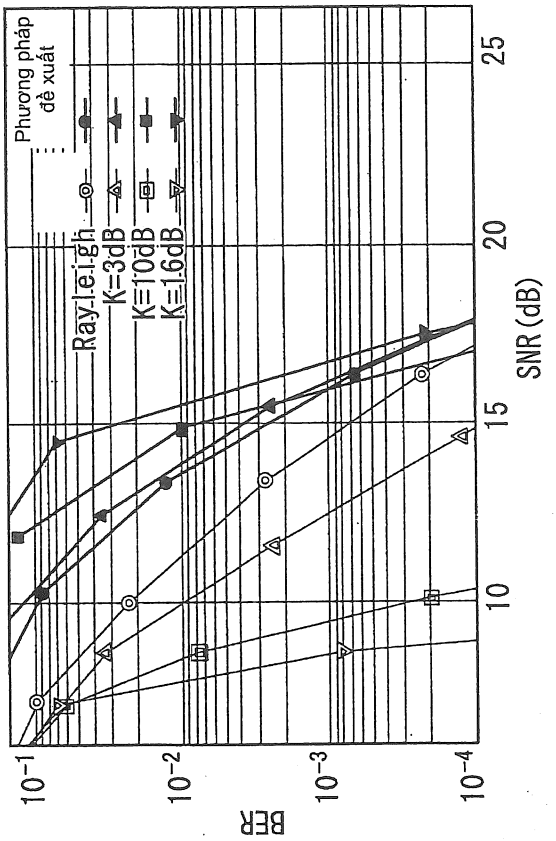


FIG. 12A

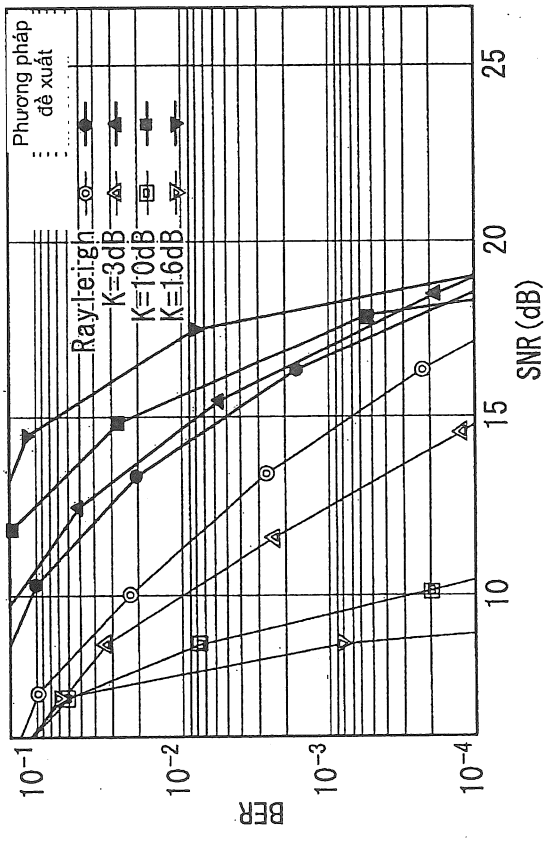


FIG. 13

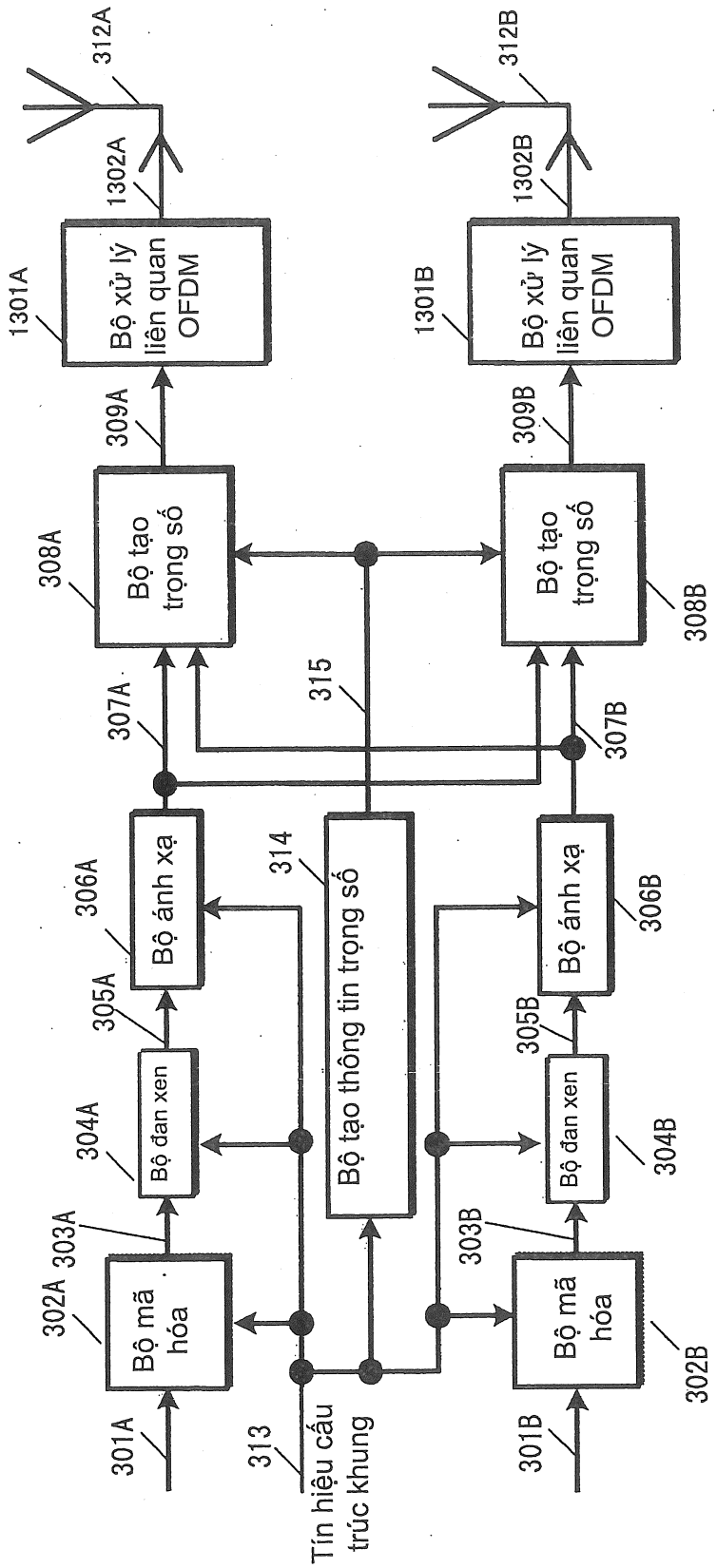

312A
312B
1302A
1302B
1301A
1301B
Bộ xử lý liên quan OFDM
309A
309B
308A
308B
Bộ tạo trọng số
315
307A
307B
306A
306B
Bộ ánh xạ
314
Bộ tạo thông tin trọng số
305A
305B
304A
304B
Bộ đan xen
303A
303B
302A
302B
Bộ mã hóa
301A
301B
313
Tín hiệu cấu trúc khung

FIG. 14

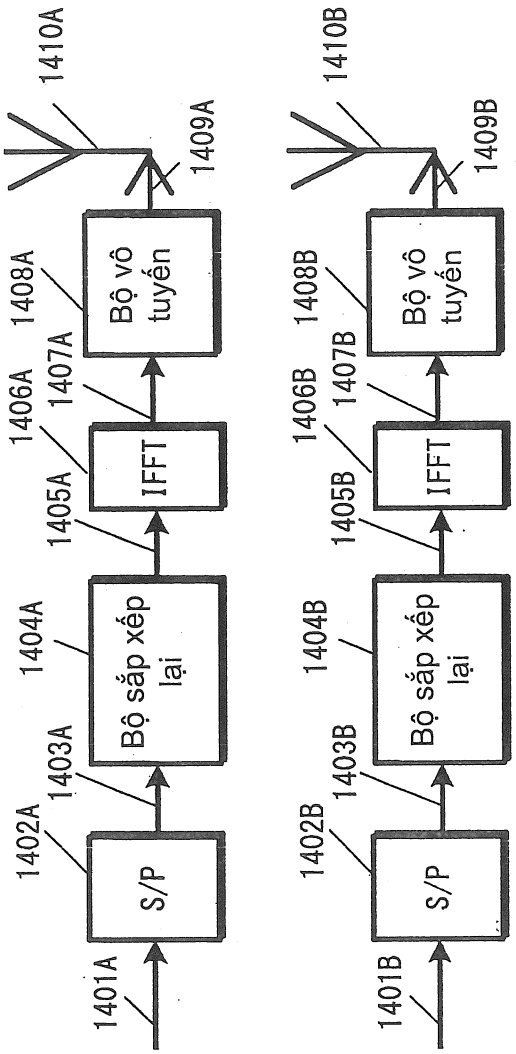

1401A
1401B
S/P
1402A
1402B
1403A
1403B
Bộ sắp xếp lại
1404A
1404B
1405A
1405B
IFFT
1406A
1406B
1407A
1407B
Bộ vô tuyến
1408A
1408B
1409A
1409B
1410A
1410B

FIG. 15A

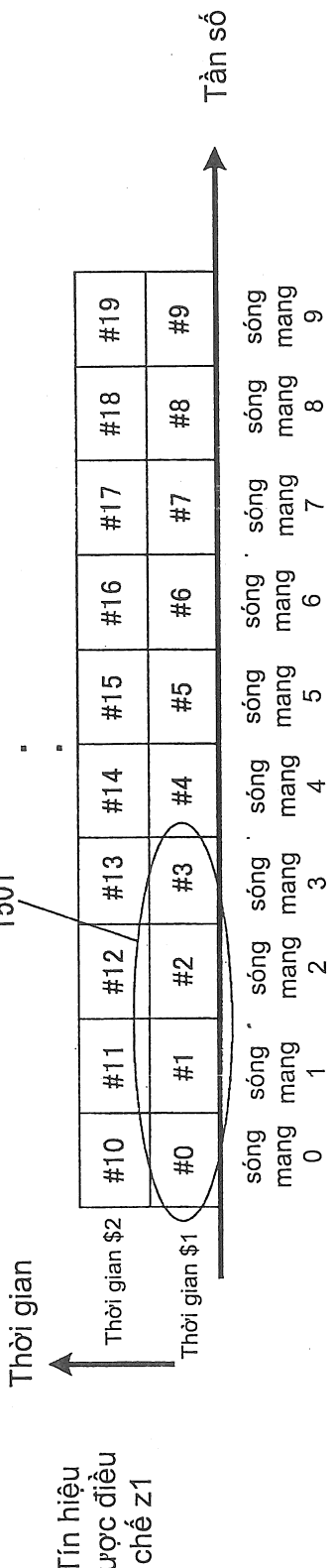


FIG. 15B

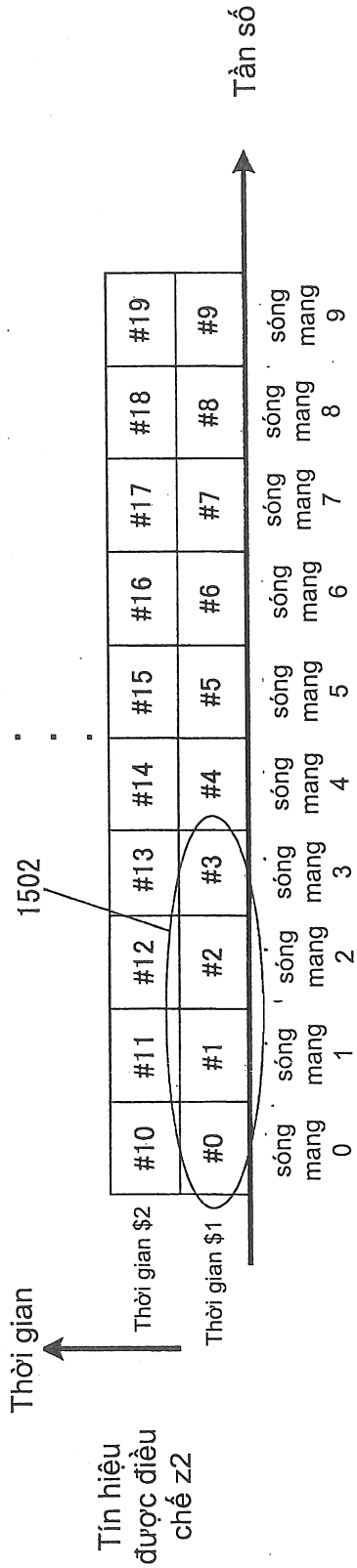


FIG. 16A

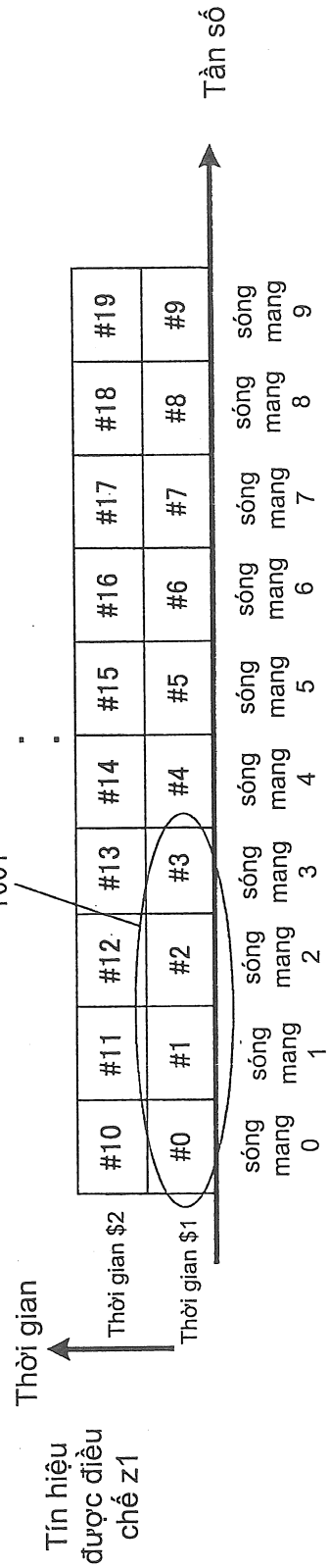


FIG. 16B

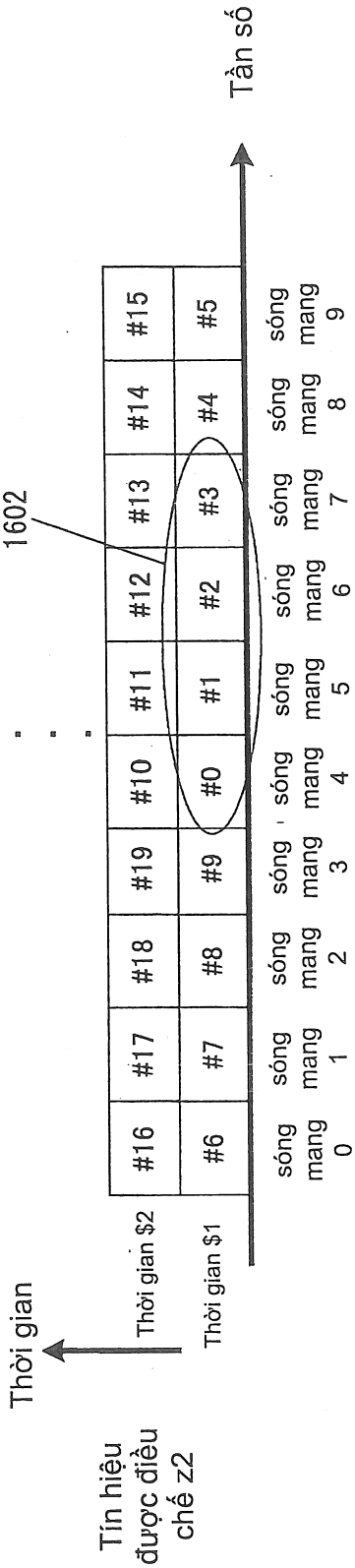


FIG. 17A

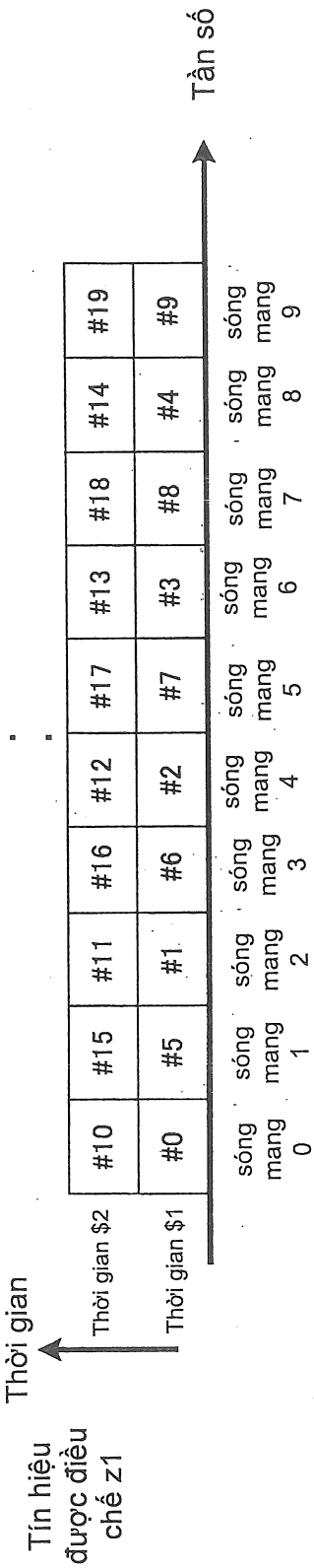


FIG. 17B

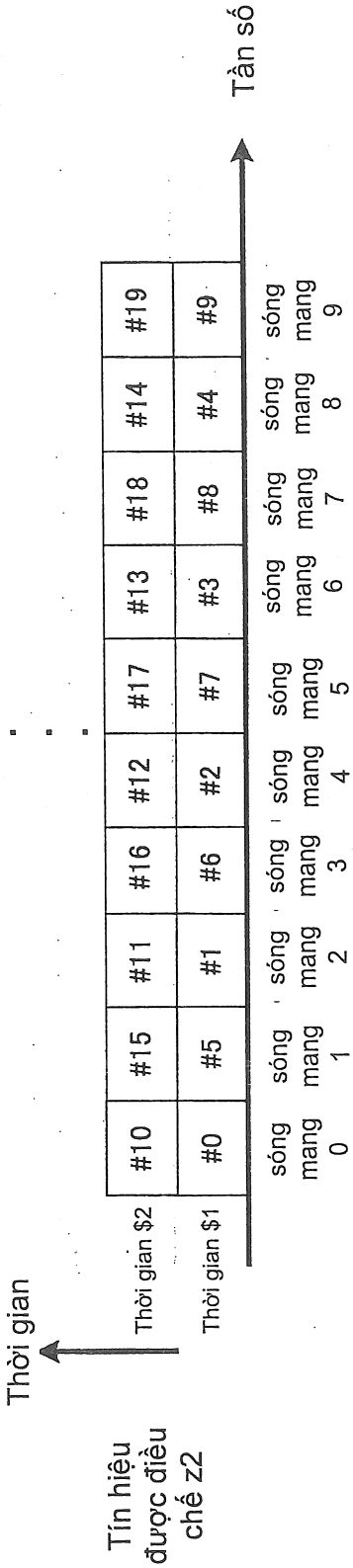


FIG. 18A

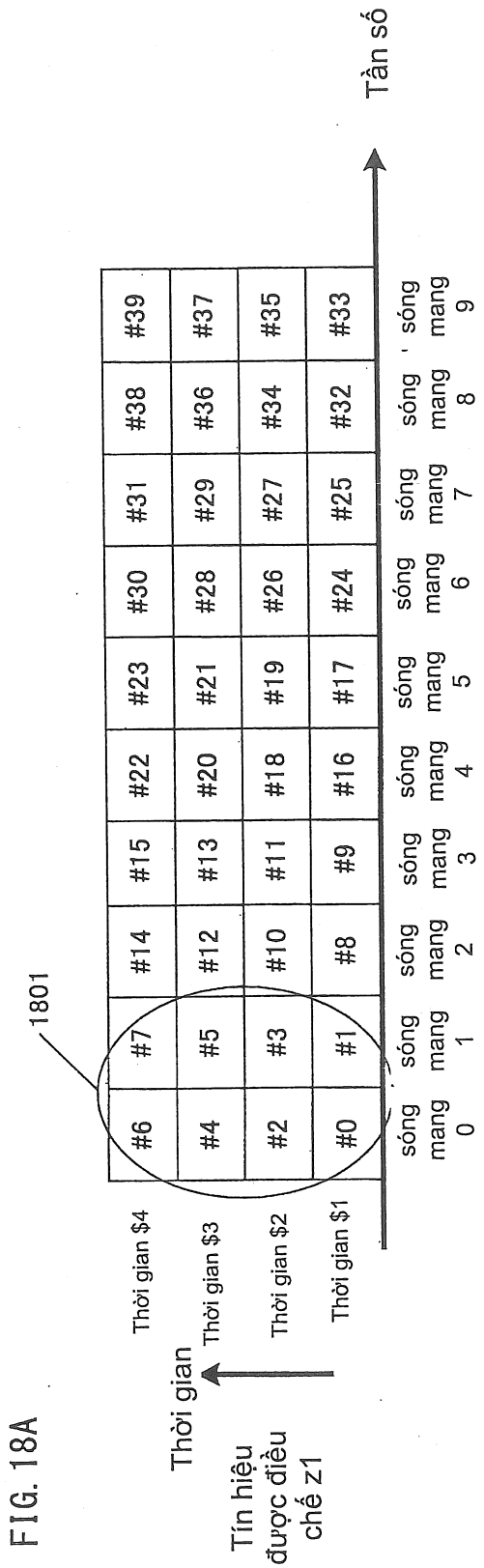


FIG. 18B

FIG. 19A

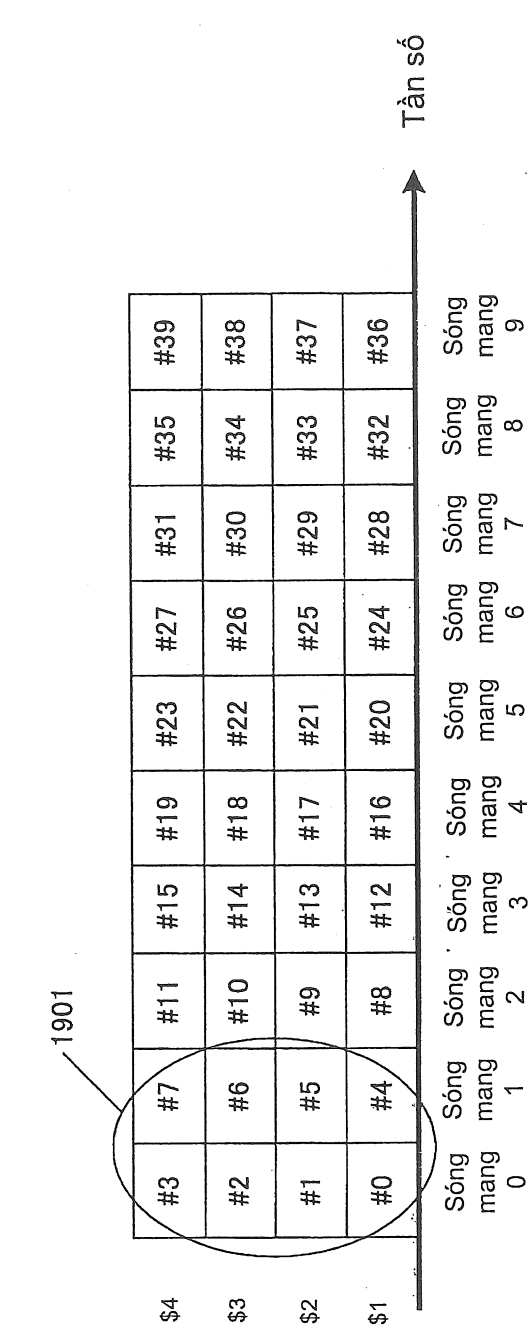


FIG. 19B

FIG. 20

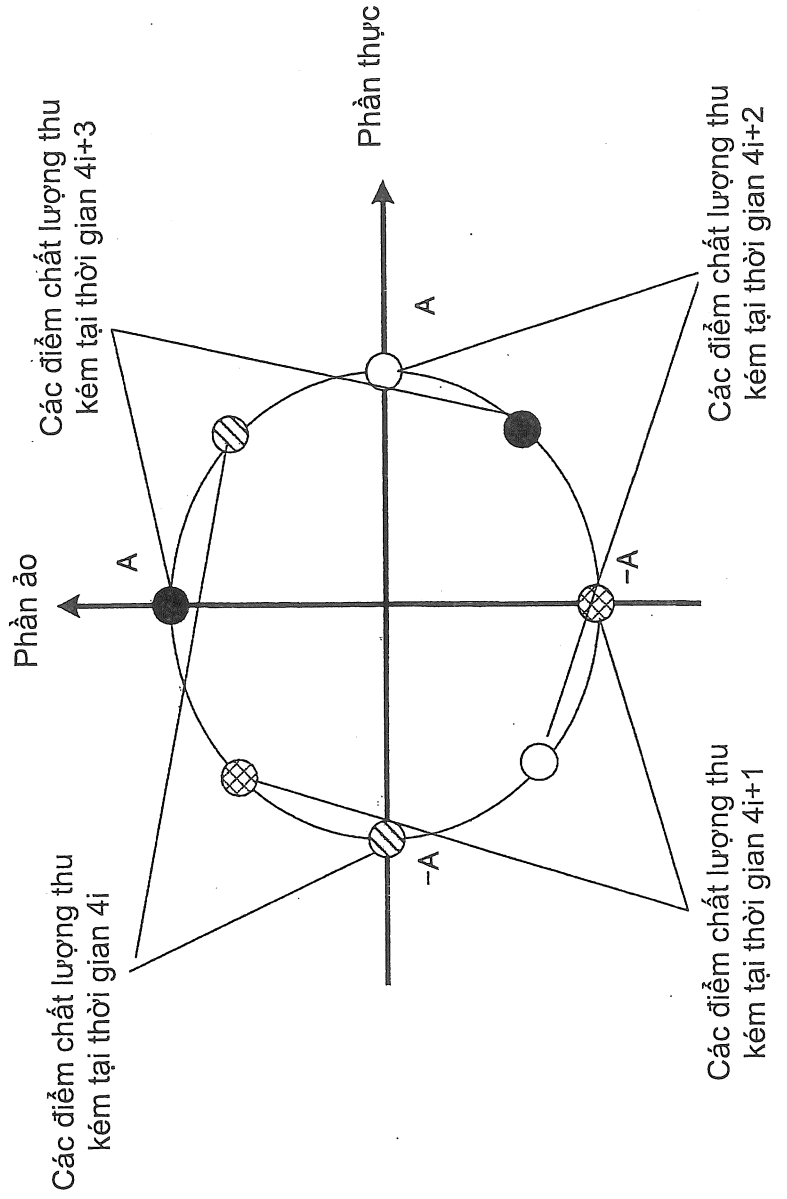

Phần thực
Phần ảo
A
-A
A
-A
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i+3
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i+2
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i+1

FIG. 21

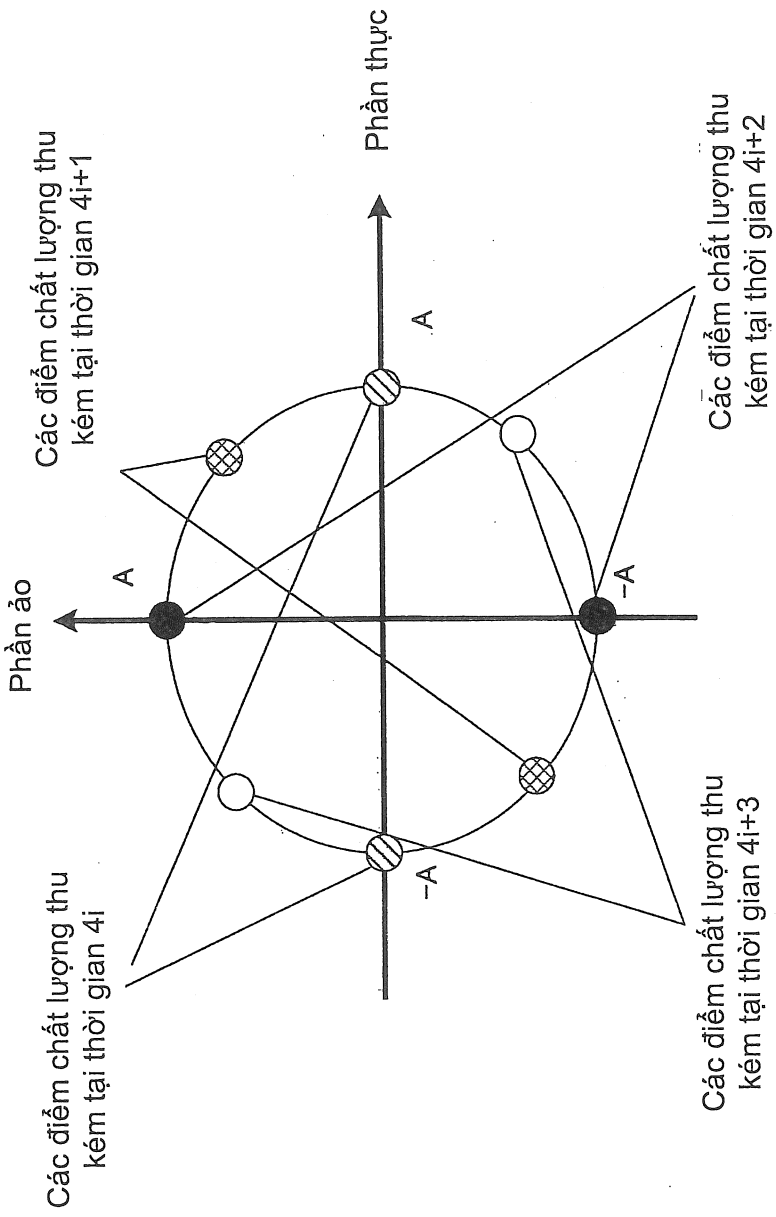

Phần thực
Phần ảo
A
-A
A
-A
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i+1
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i+2
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i
Các điểm chất lượng thu kém tại thời gian 4i+3

FIG. 22

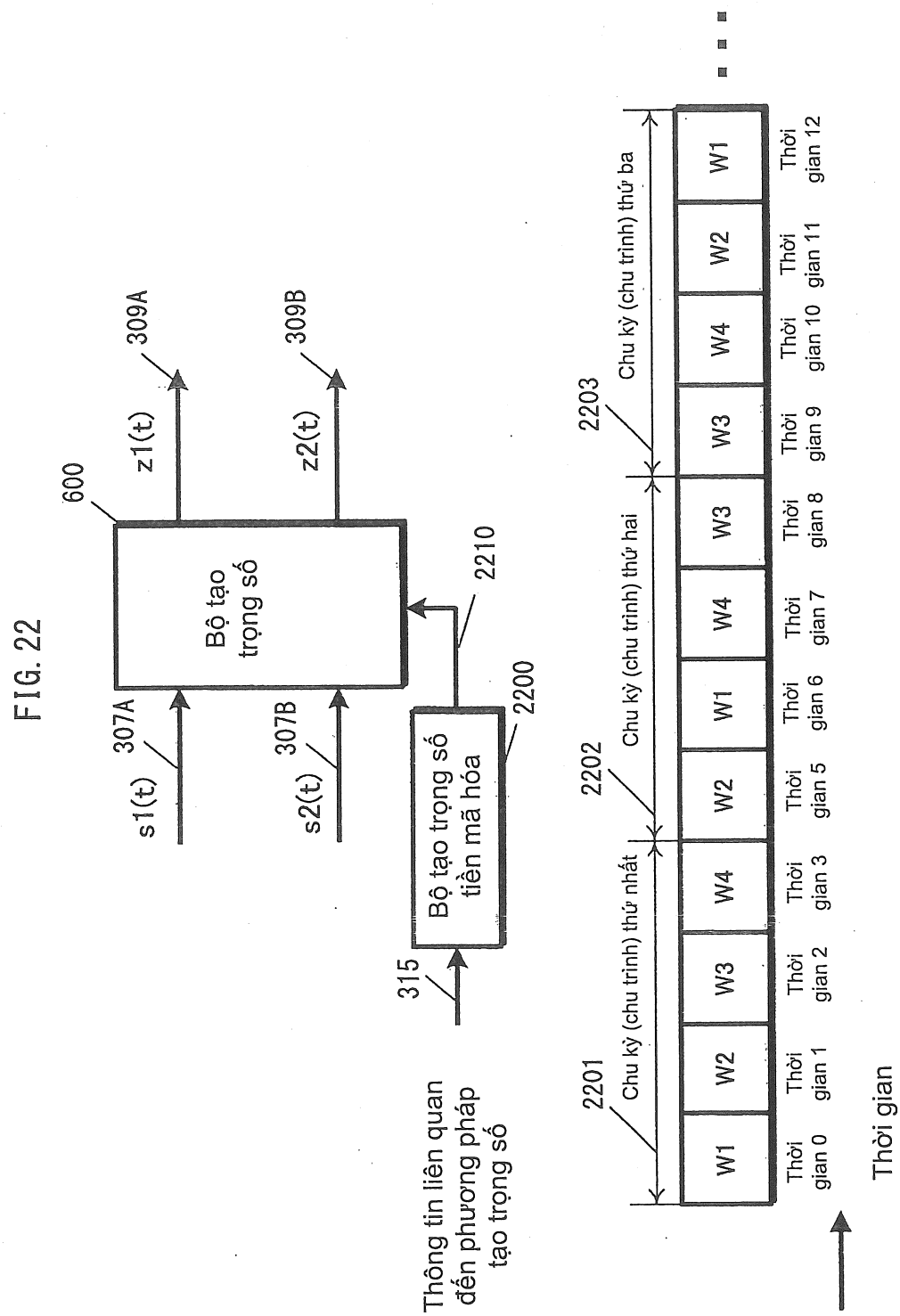

600
Bộ tạo trọng số
z1(t)
z2(t)
309A
309B
s1(t)
s2(t)
307A
307B
2210
2200
Bộ tạo trọng số tiền mã hóa
315
Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
2201
2202
2203
Chu kỳ (chu trình) thứ nhất
Chu kỳ (chu trình) thứ hai
Chu kỳ (chu trình) thứ ba
W1
W2
W3
W4
Thời gian 0
Thời gian 1
Thời gian 2
Thời gian 3
Thời gian 5
Thời gian 6
Thời gian 7
Thời gian 8
Thời gian 9
Thời gian 10
Thời gian 11
Thời gian 12
Thời gian

FIG. 23

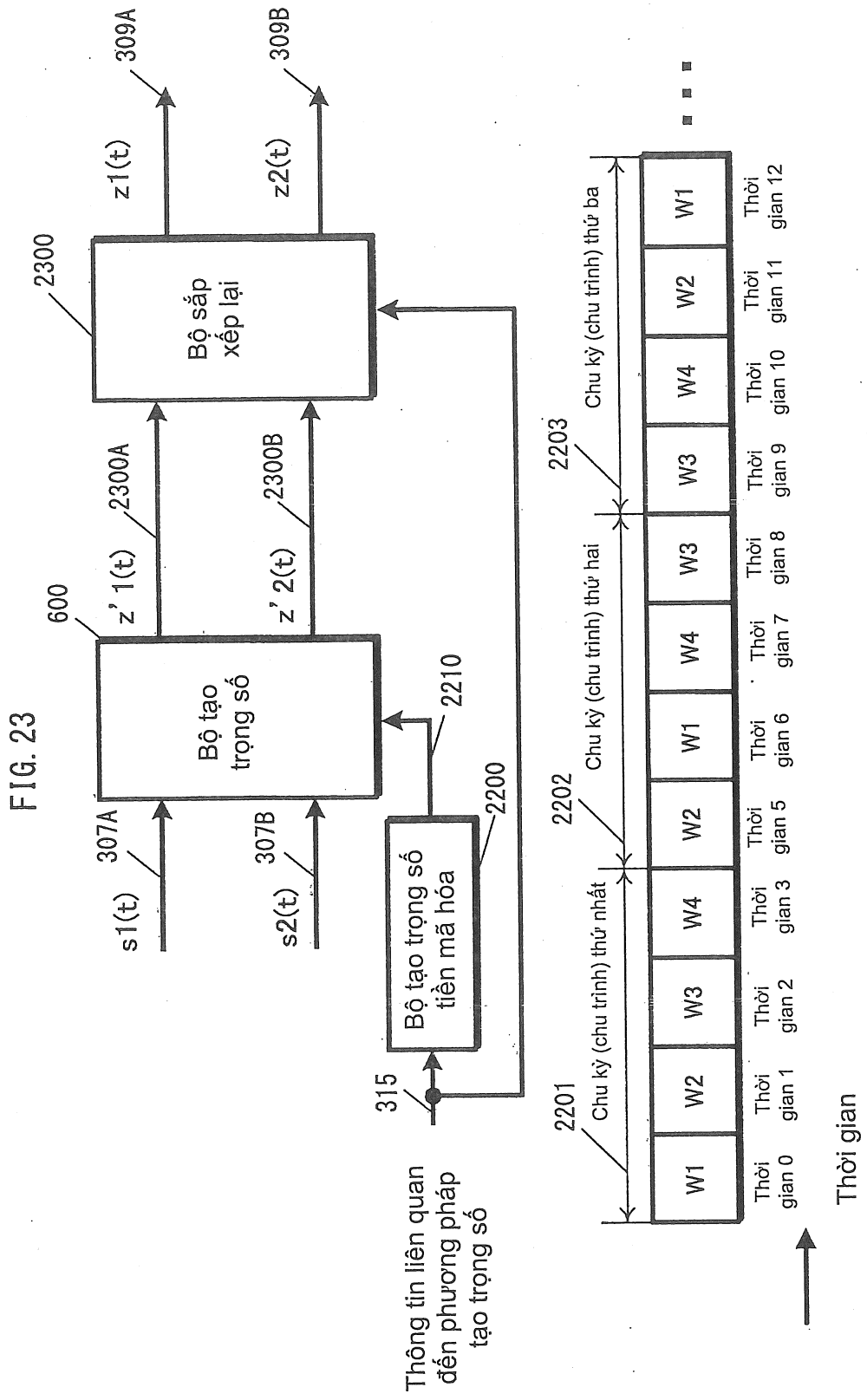

309A
309B
z1(t)
z2(t)
2300
Bộ sắp xếp lại
2300A
2300B
z' 1(t)
z' 2(t)
600
Bộ tạo trọng số
2210
2200
307A
307B
s1(t)
s2(t)
Bộ tạo trọng số tiền mã hóa
315
Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
2201
Chu kỳ (chu trình) thứ nhất
2202
Chu kỳ (chu trình) thứ hai
2203
Chu kỳ (chu trình) thứ ba
W1
W2
W3
W4
Thời gian 0
Thời gian 1
Thời gian 2
Thời gian 3
Thời gian 5
Thời gian 6
Thời gian 7
Thời gian 8
Thời gian 9
Thời gian 10
Thời gian 11
Thời gian 12
Thời gian

FIG. 24B

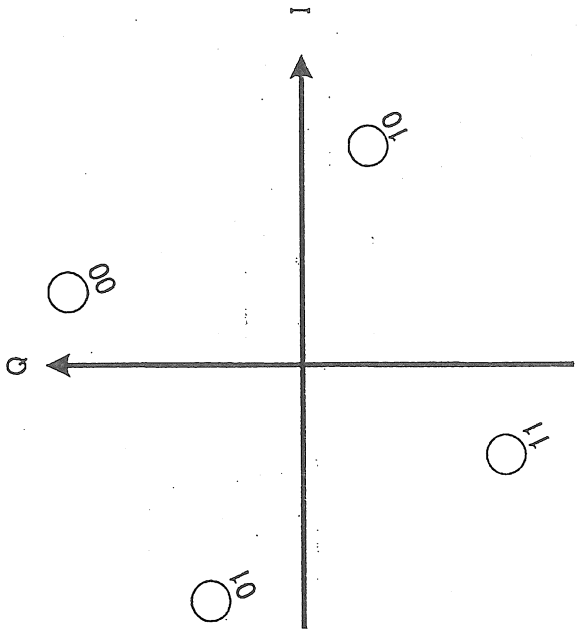


FIG. 24A

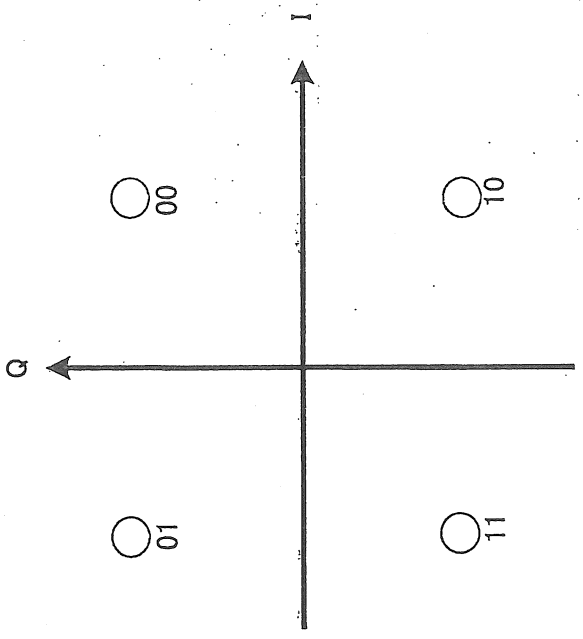


FIG. 25B

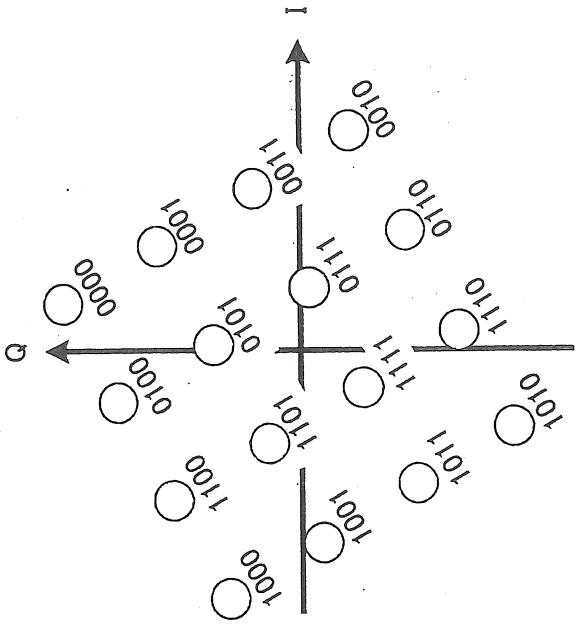


FIG. 25A

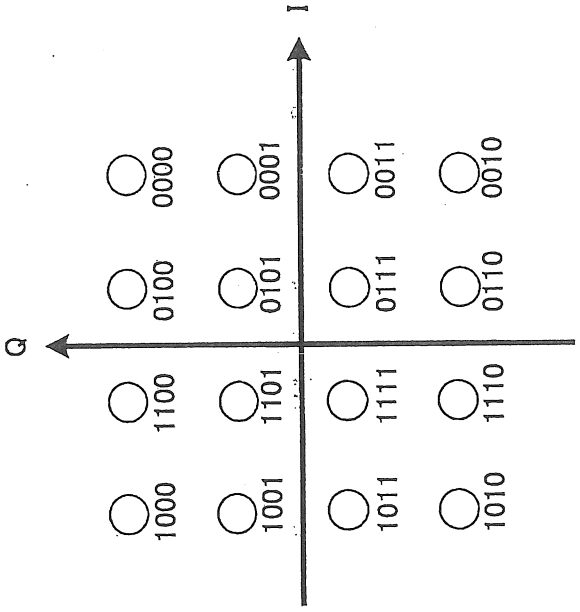


FIG. 26

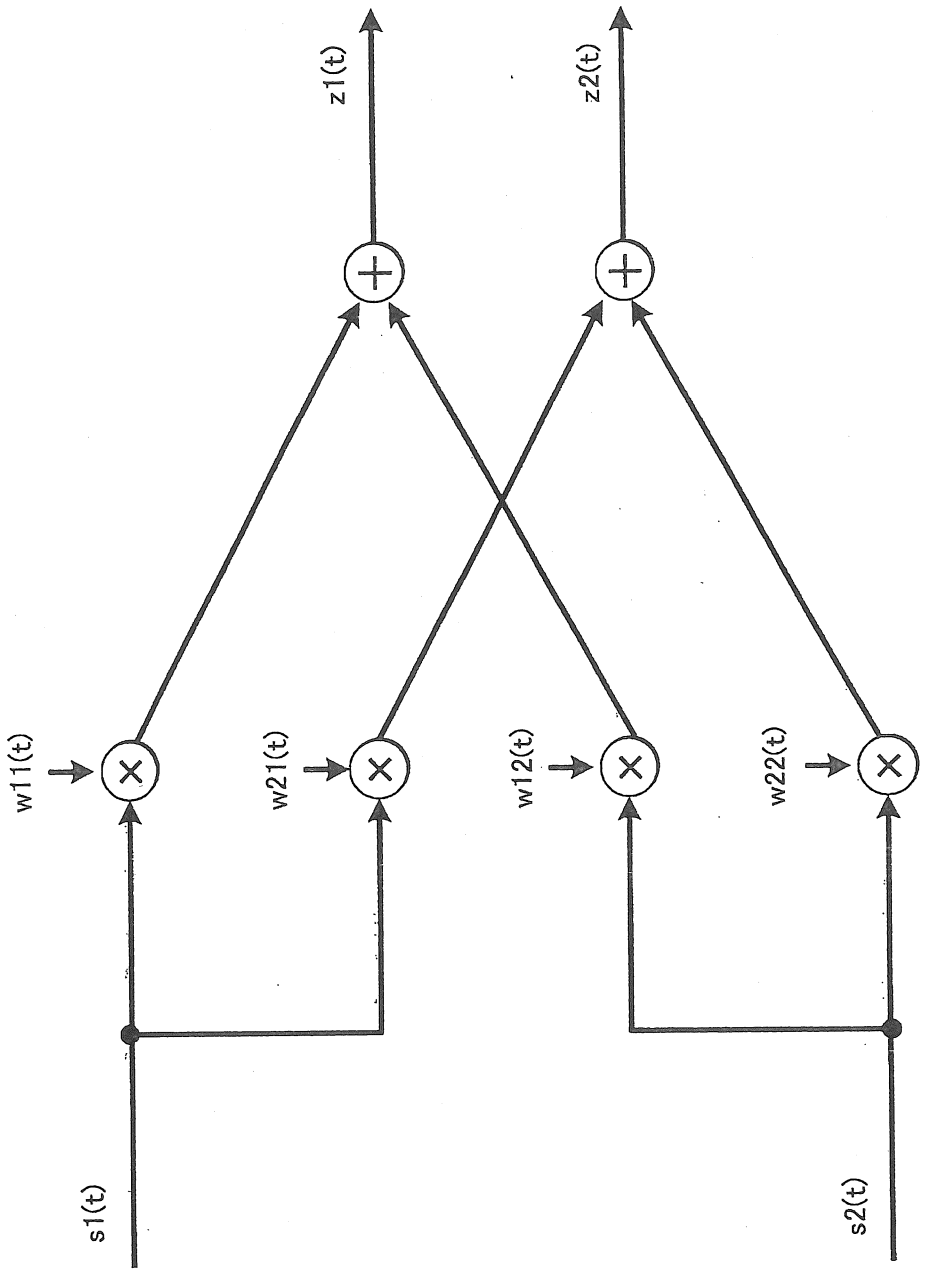
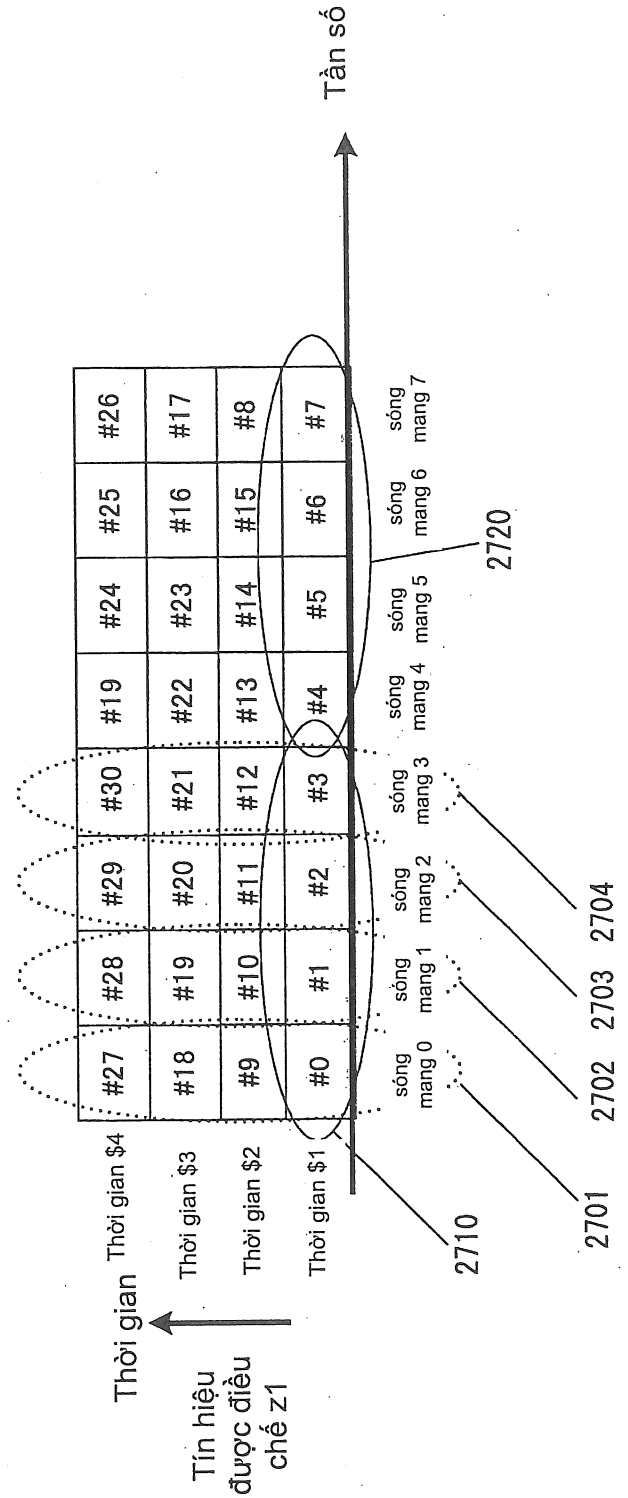


FIG. 27


Tần số
sóng mang 7
sóng mang 6
sóng mang 5
sóng mang 4
sóng mang 3
sóng mang 2
sóng mang 1
sóng mang 0
2720
2704
2703
2702
2701
2710
Thời gian $4
Thời gian $3
Thời gian $2
Thời gian $1
Thời gian
Tín hiệu được điều chế z1
#27
#28
#29
#30
#19
#24
#25
#26
#18
#19
#20
#21
#22
#23
#16
#17
#9
#10
#11
#12
#13
#14
#15
#8
#0
#1
#2
#3
#4
#5
#6
#7

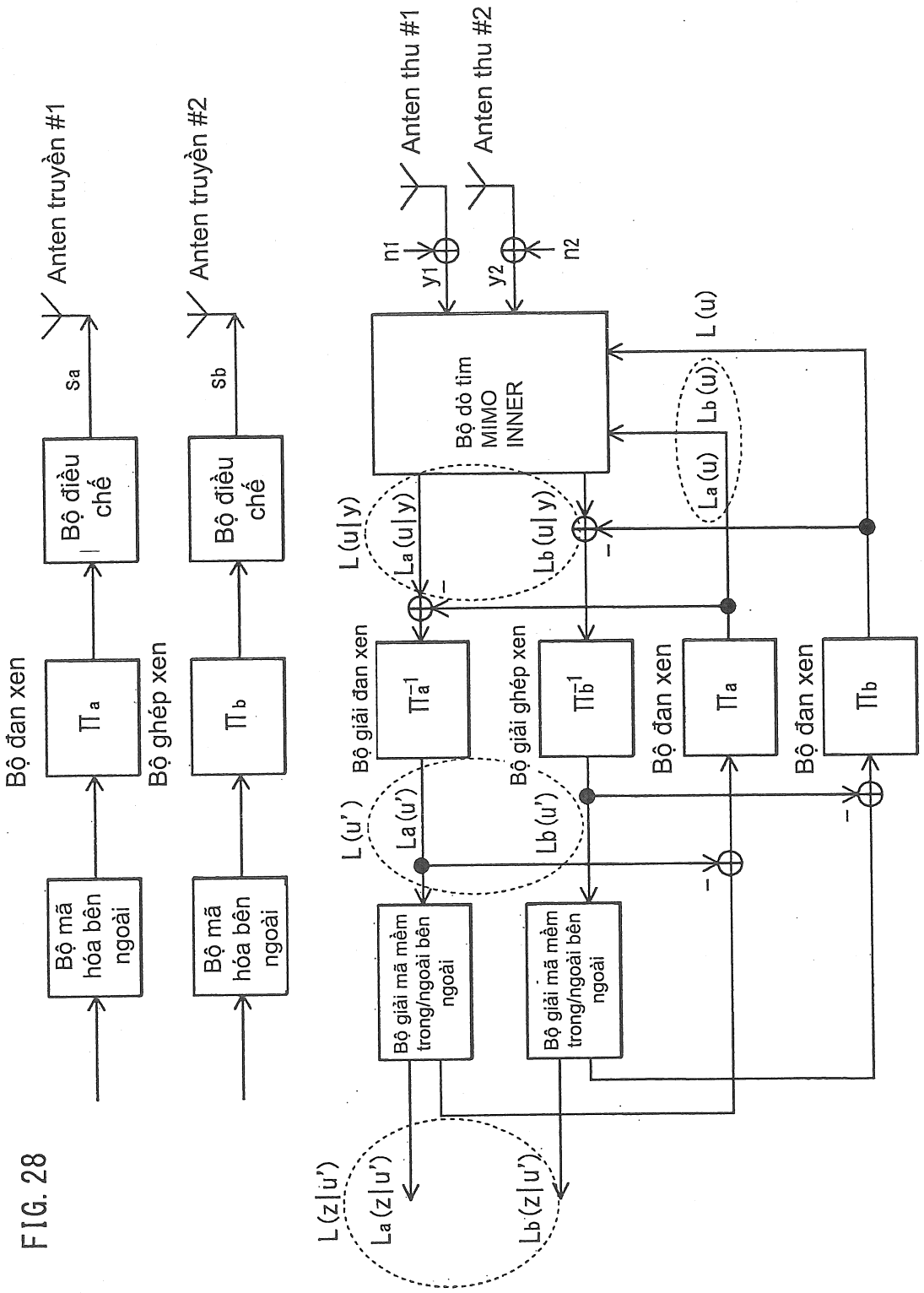

Bộ mã hóa bên ngoài
Bộ đan xen
Bộ điều chế
Anten truyền #1
Sa
Bộ mã hóa bên ngoài
Bộ ghép xen
Bộ điều chế
Anten truyền #2
Sb
Anten thu #1
Anten thu #2
n1
n2
y1
y2
Bộ dò tìm MIMO INNER
L (u)
Lb (u)
La (u)
L (u|y)
La (u|y)
Lb (u|y)
Bộ giải đan xen
Bộ giải ghép xen
Bộ đan xen
Bộ đan xen
L (u')
La (u')
Lb (u')
Bộ giải mã mềm trong/ngoài bên ngoài
Bộ giải mã mềm trong/ngoài bên ngoài
L (z|u')
La (z|u')
Lb (z|u')

FIG. 28

FIG. 29B

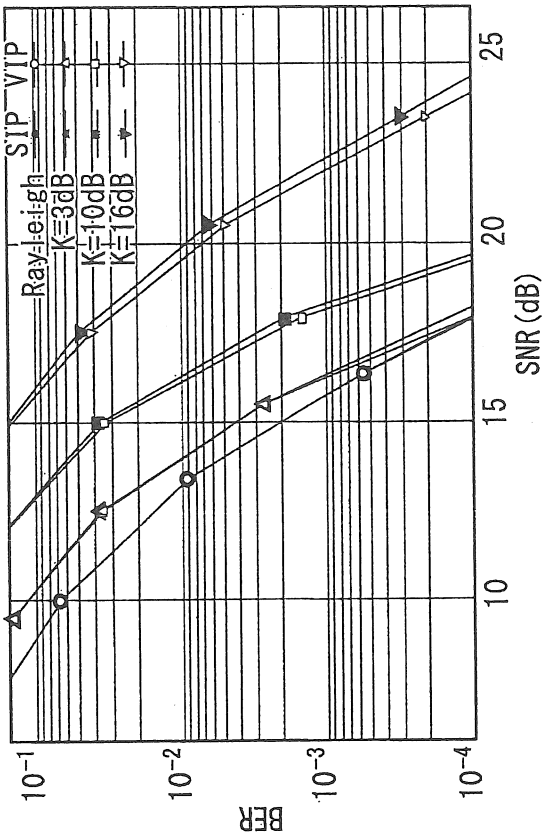
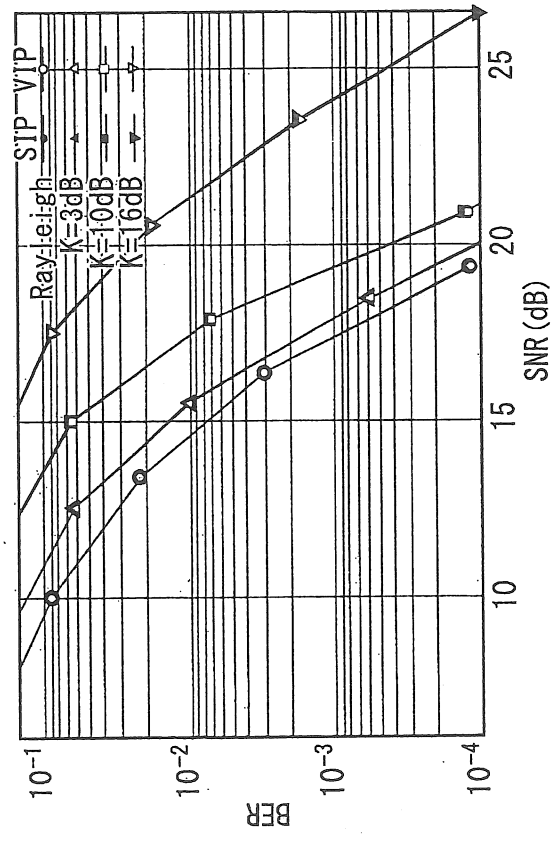


FIG. 29A



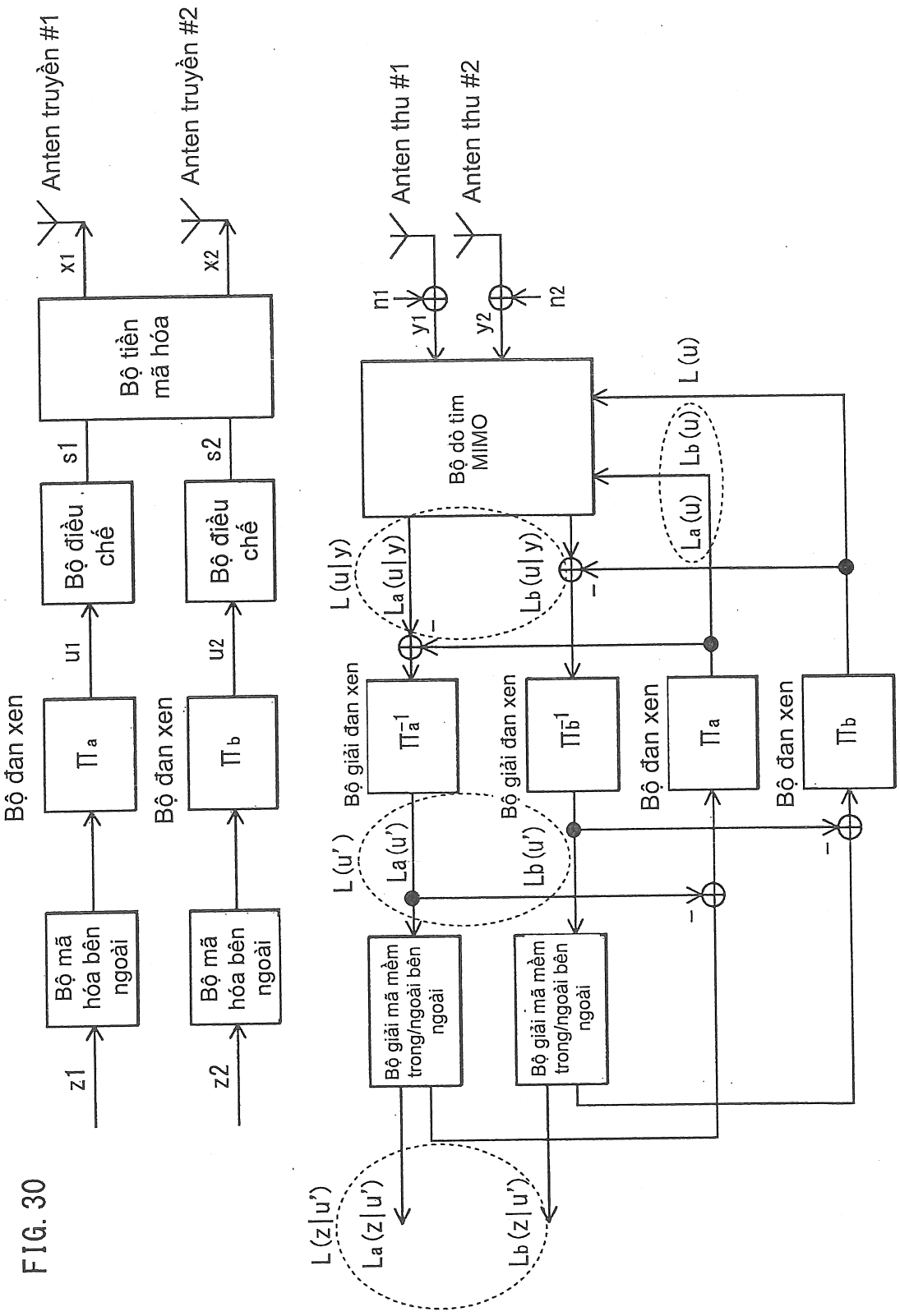

Anten truyền #1
Anten truyền #2
x1
x2
Bộ tiền mã hóa
s1
s2
Bộ điều chế
Bộ điều chế
u1
u2
Bộ đan xen
Bộ đan xen
Π a
Π b
Bộ mã hóa bên ngoài
Bộ mã hóa bên ngoài
z1
z2
Anten thu #1
Anten thu #2
n1
n2
y1
y2
Bộ dò tìm MIMO
L (u)
Lb (u)
La (u)
L (u|y)
La (u|y)
Lb (u|y)
Bộ giải đan xen
Bộ giải đan xen
Π a-1
Π b-1
Bộ đan xen
Bộ đan xen
Π a
Π b
L (u')
La (u')
Lb (u')
Bộ giải mã mềm trong/ngoài bên ngoài
Bộ giải mã mềm trong/ngoài bên ngoài
L (z|u')
La (z|u')
Lb (z|u')

FIG. 30

FIG. 31B

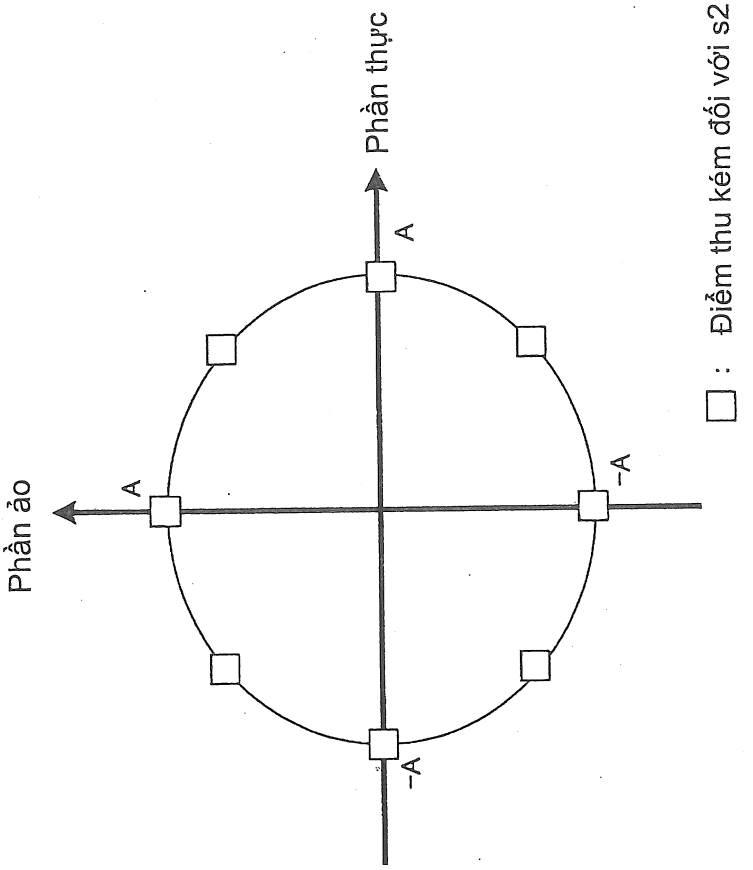


FIG. 31A

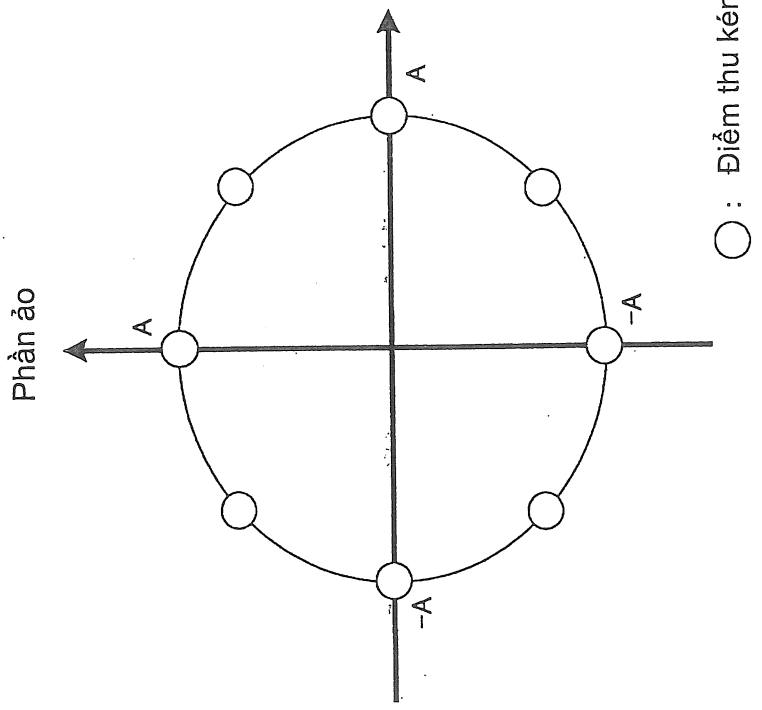


FIG. 32

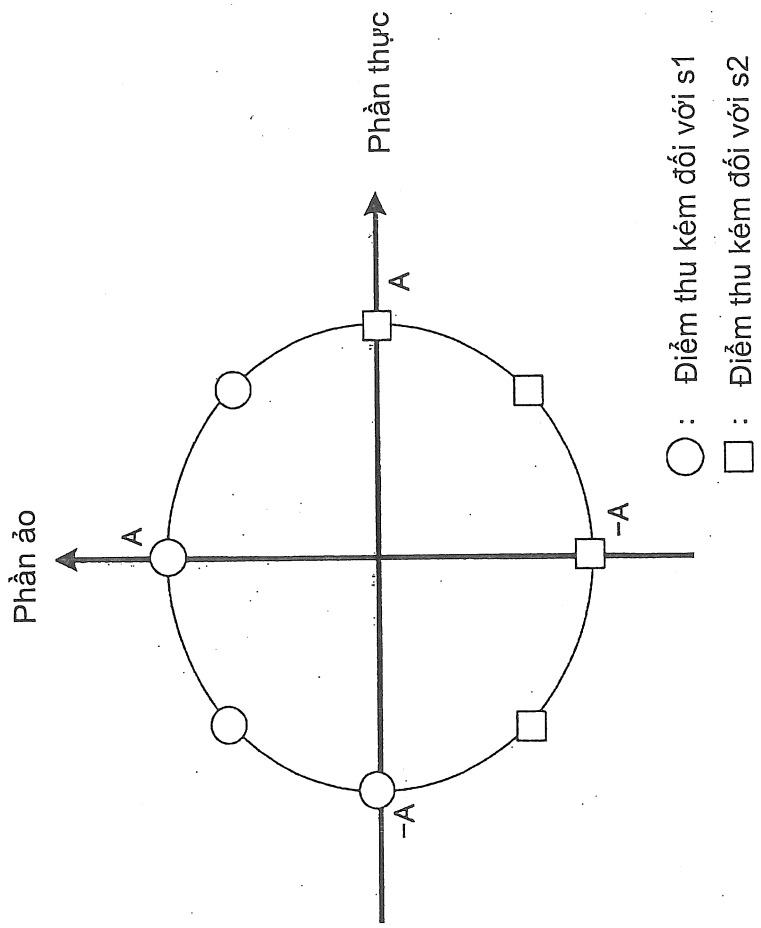

Phần thực
Phần ảo
A
A
-A
-A
○ : Điểm thu kém đối với s1
□ : Điểm thu kém đối với s2

FIG. 33A

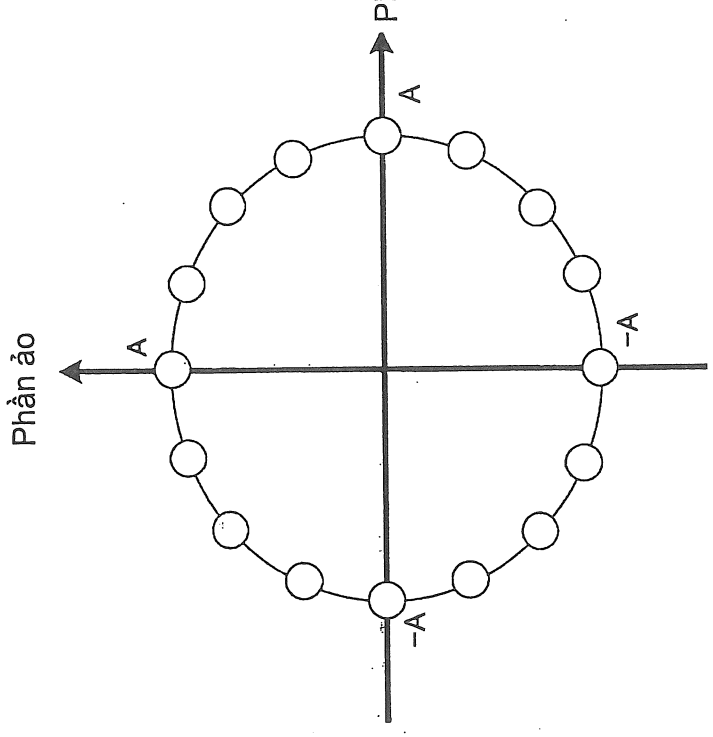


FIG. 33B

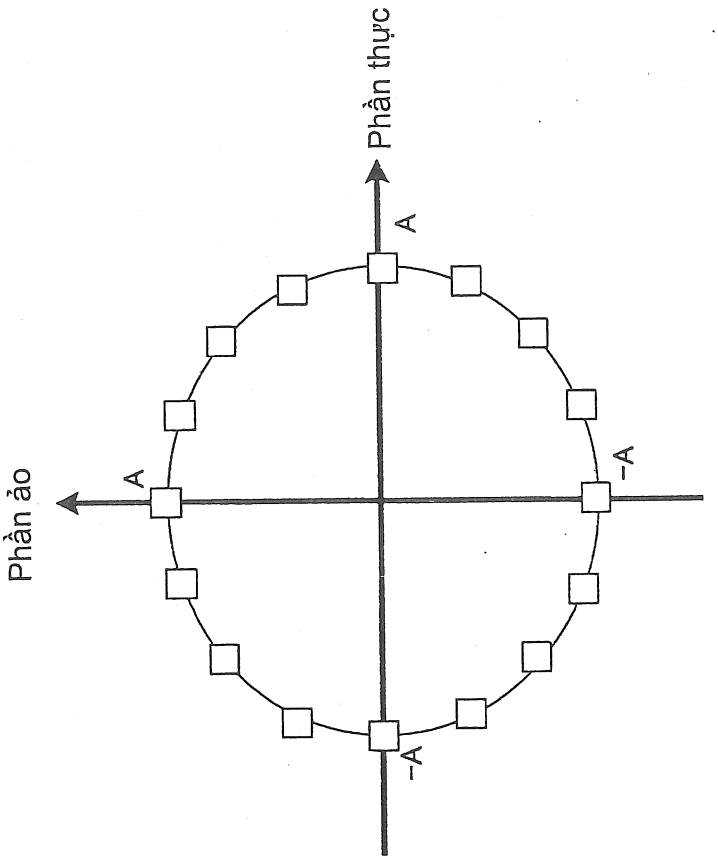


FIG. 34

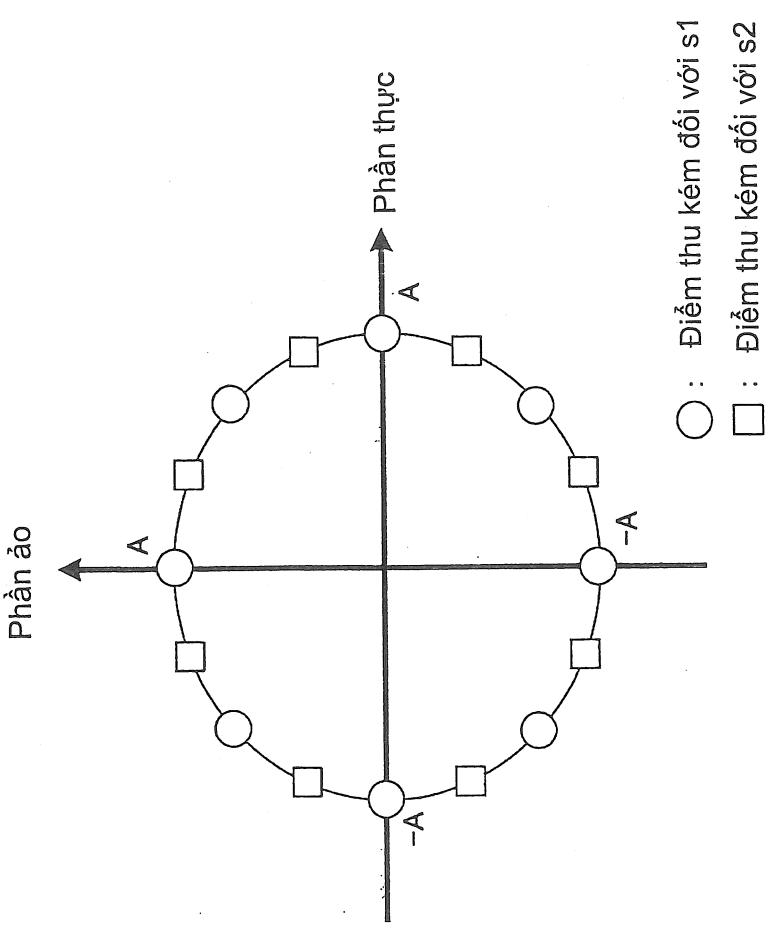

Phần thực
Phần ảo
A
A
-A
-A
○ : Điểm thu kém đối với s1
□ : Điểm thu kém đối với s2

FIG. 35A

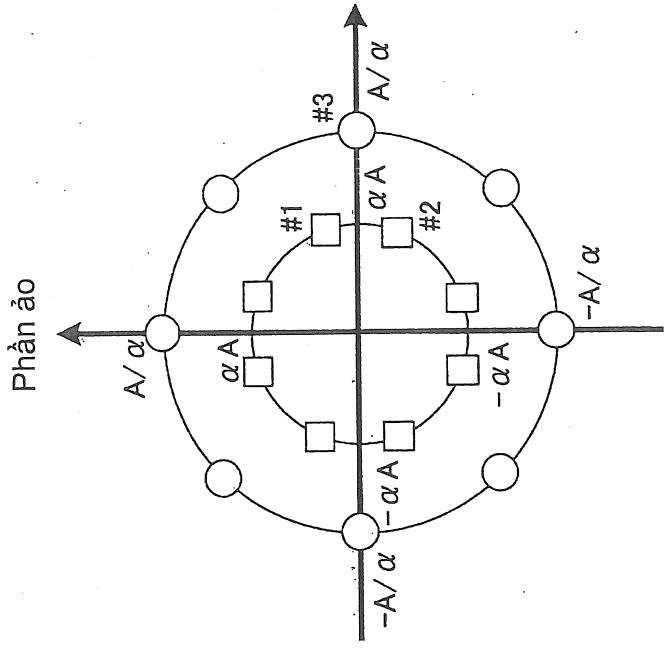


FIG. 35B

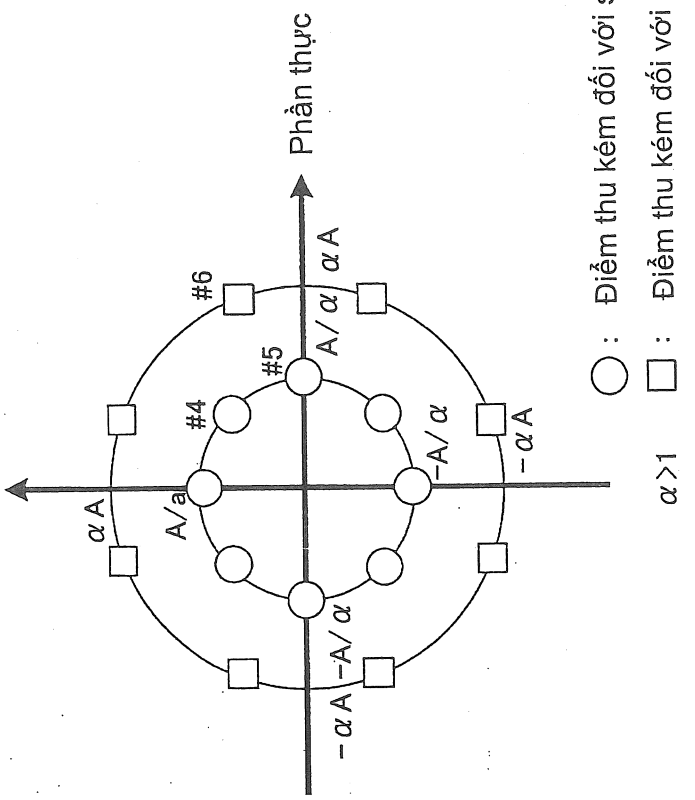


FIG. 36

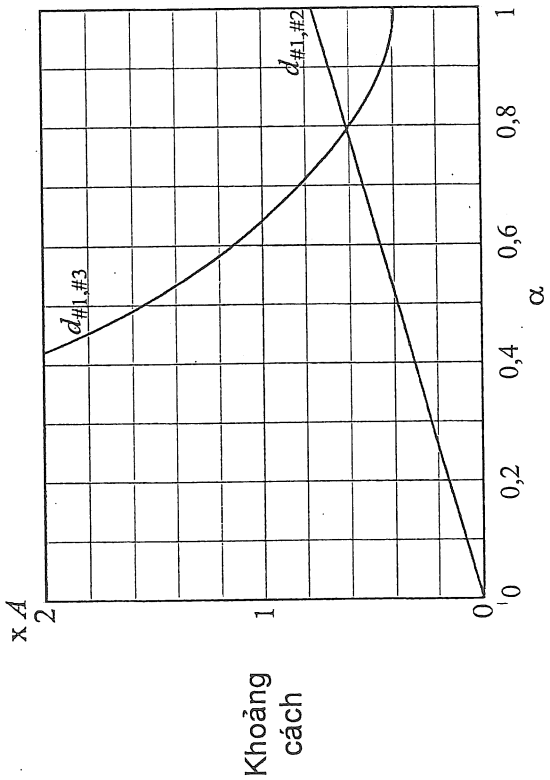


FIG. 37

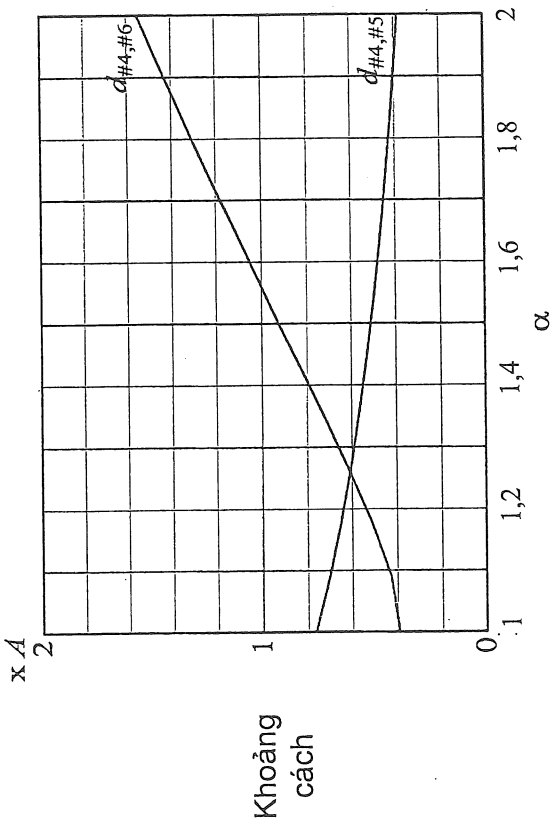


FIG. 38A

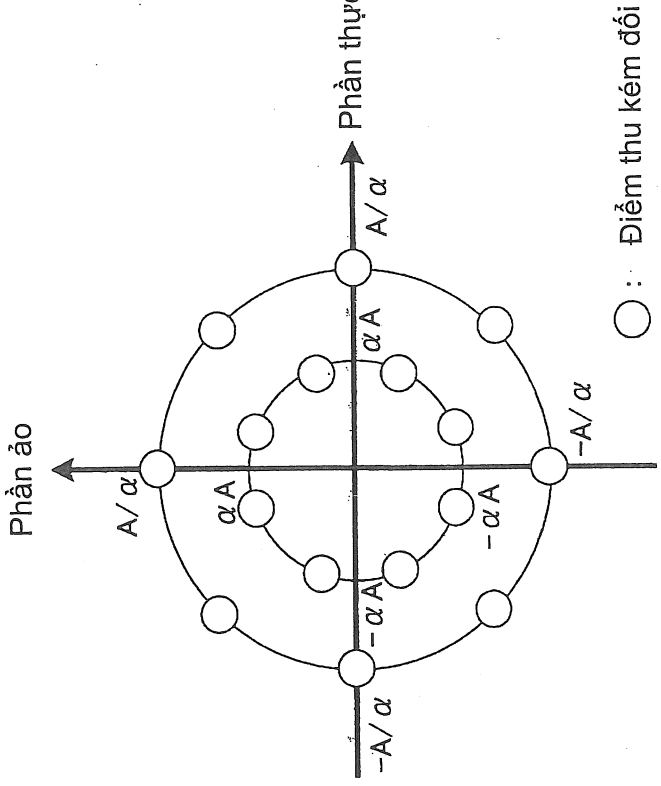


FIG. 38B

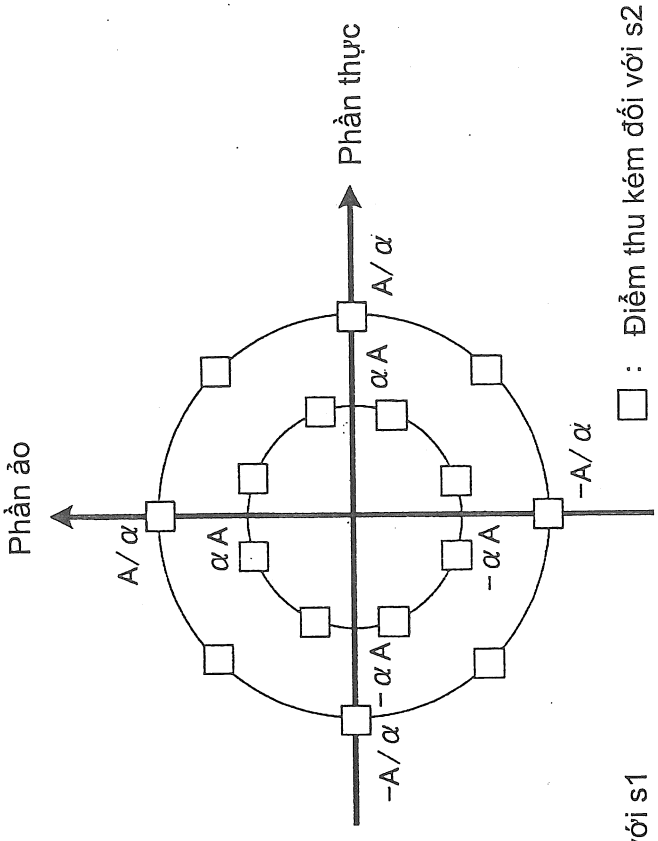


FIG. 39A

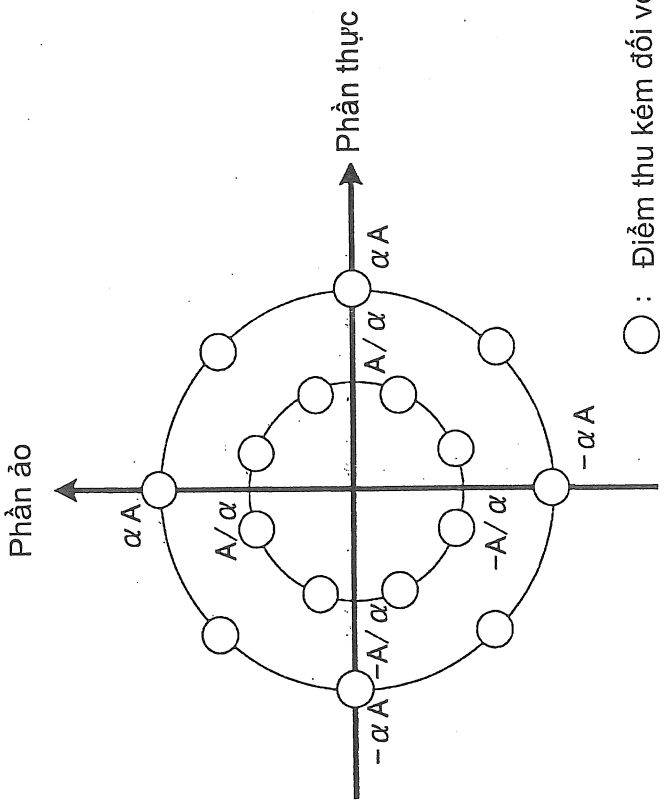


FIG. 39B

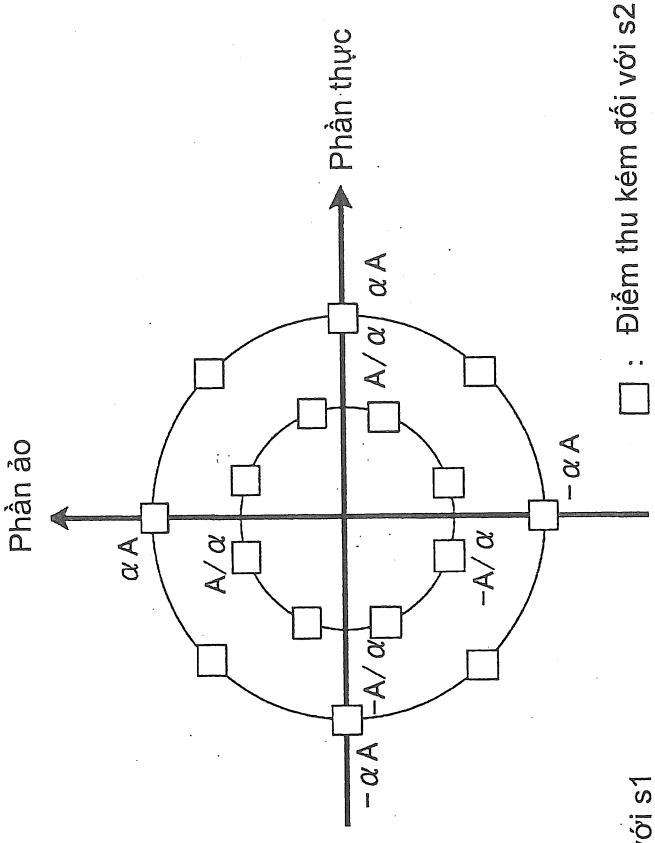


FIG. 40

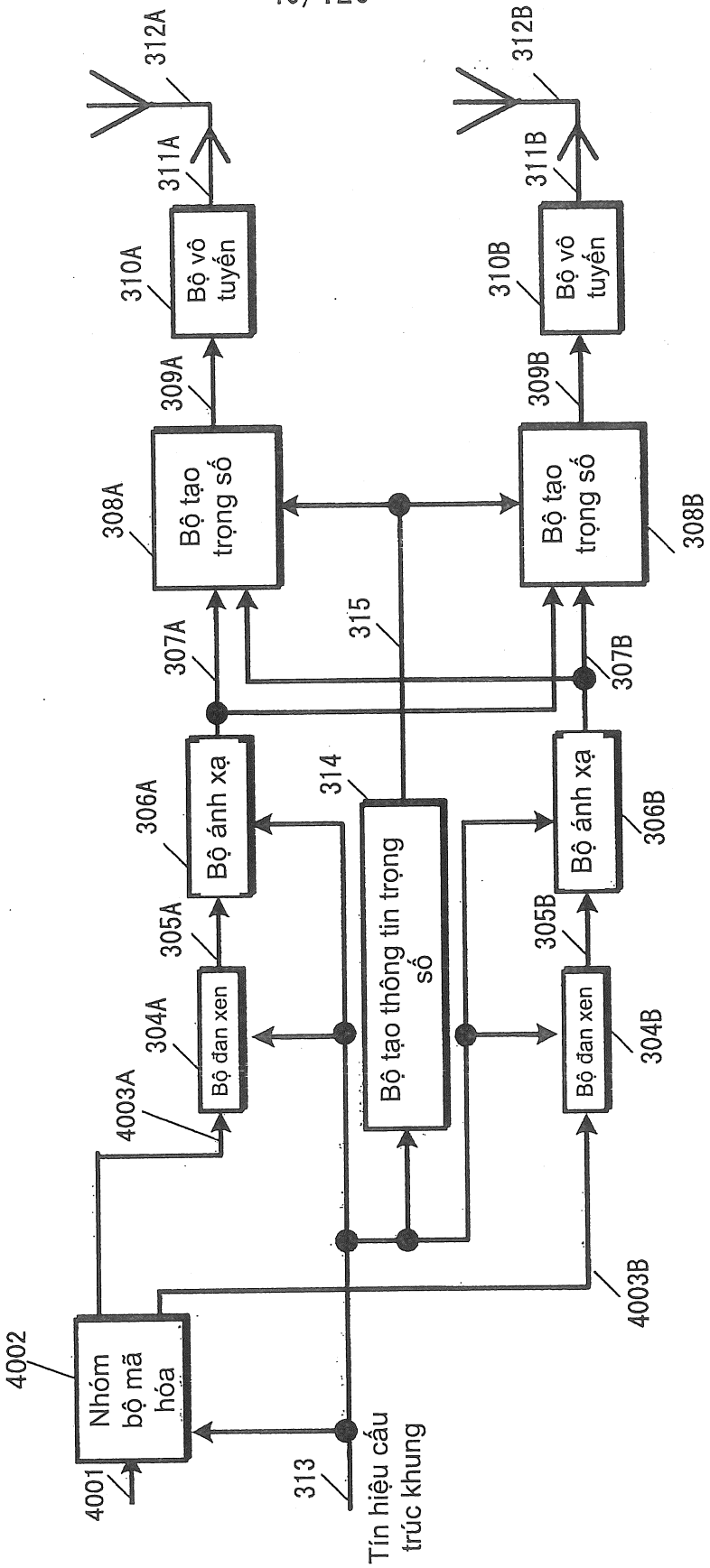

312A
312B
311A
311B
310A
310B
Bộ vô tuyến
Bộ vô tuyến
309A
309B
308A
Bộ tạo trọng số
Bộ tạo trọng số
308B
315
307A
307B
306A
Bộ ánh xạ
314
Bộ tạo thông tin trọng số
Bộ ánh xạ
306B
305A
305B
304A
Bộ đan xen
Bộ đan xen
304B
4003A
4003B
4002
Nhóm bộ mã hóa
4001
313
Tín hiệu cấu trúc khung

FIG. 41

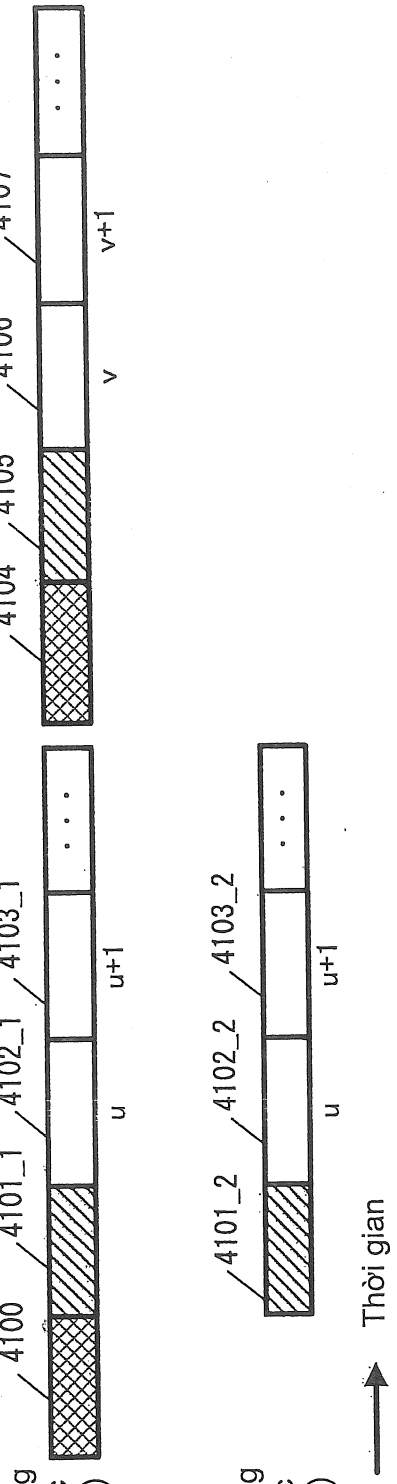

4100
4101_1
4102_1
4103_1
u
u+1
4104
4105
4106
4107
v
v+1
Cấu trúc khung tín hiệu được điều chế z1(t)
4101_2
4102_2
4103_2
u
u+1
Cấu trúc khung tín hiệu được điều chế z2(t)
Thời gian

FIG. 42A

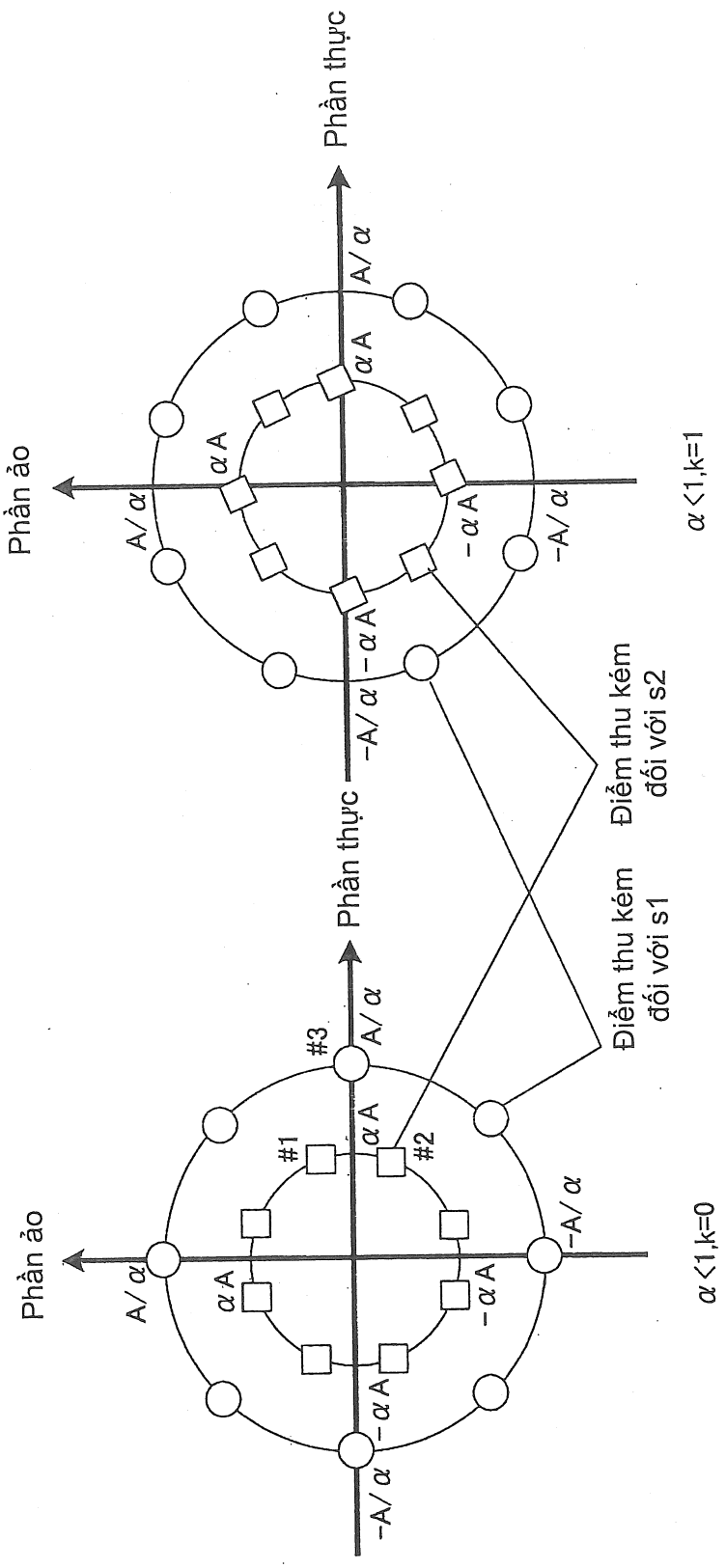
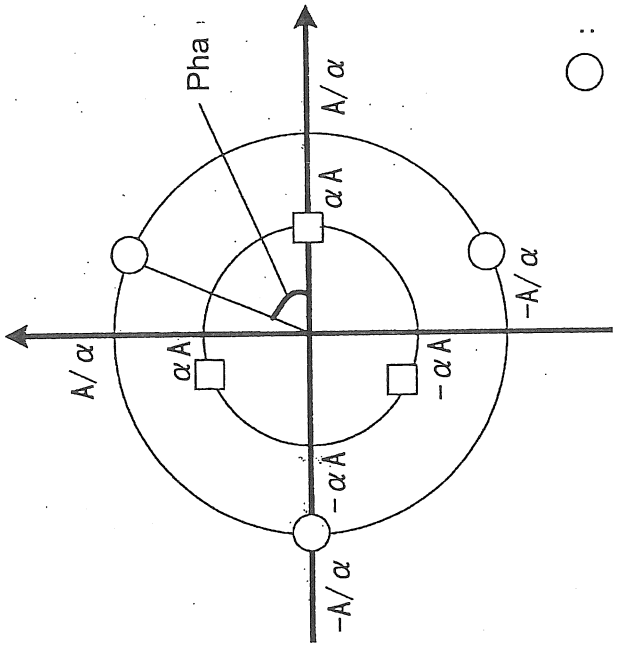


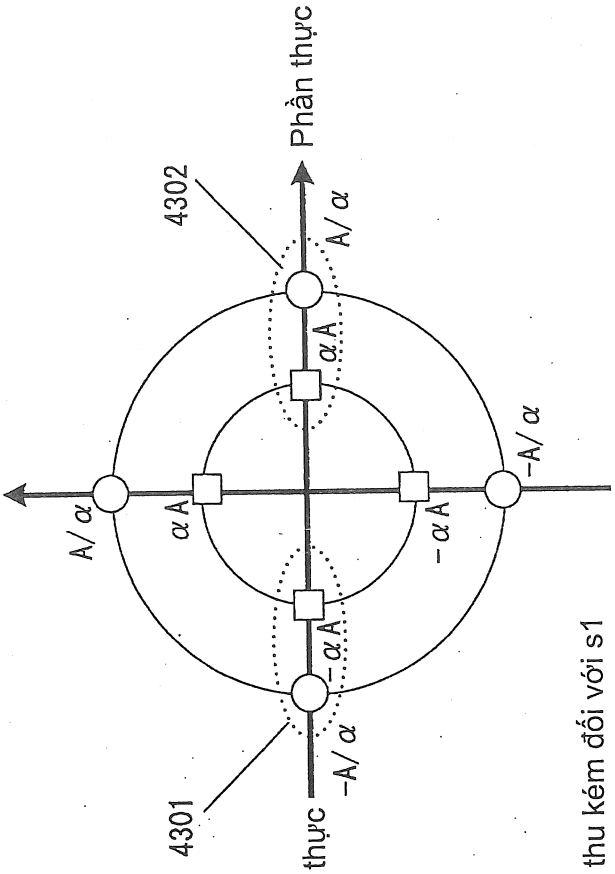
FIG. 42B

FIG. 43A



α <1,N=3

FIG. 43B



○ : Điểm thu kém đối với s1

□ : Điểm thu kém đối với s2

α <1,N=4

FIG. 44A

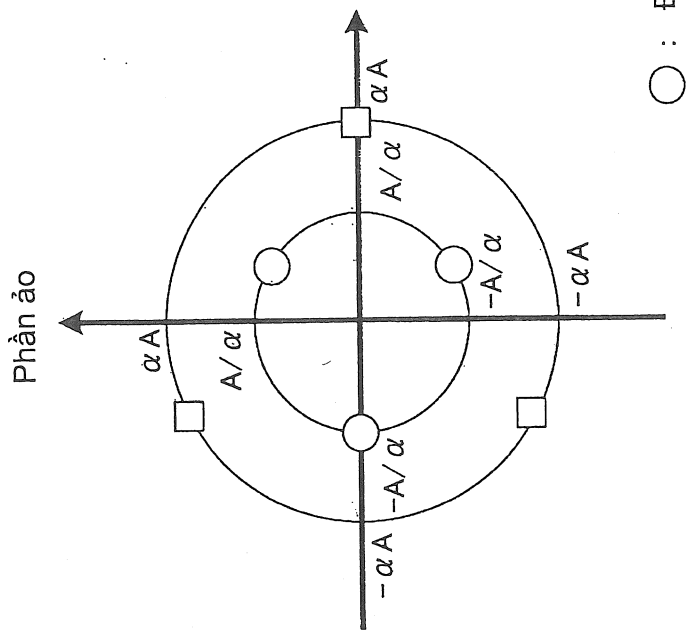
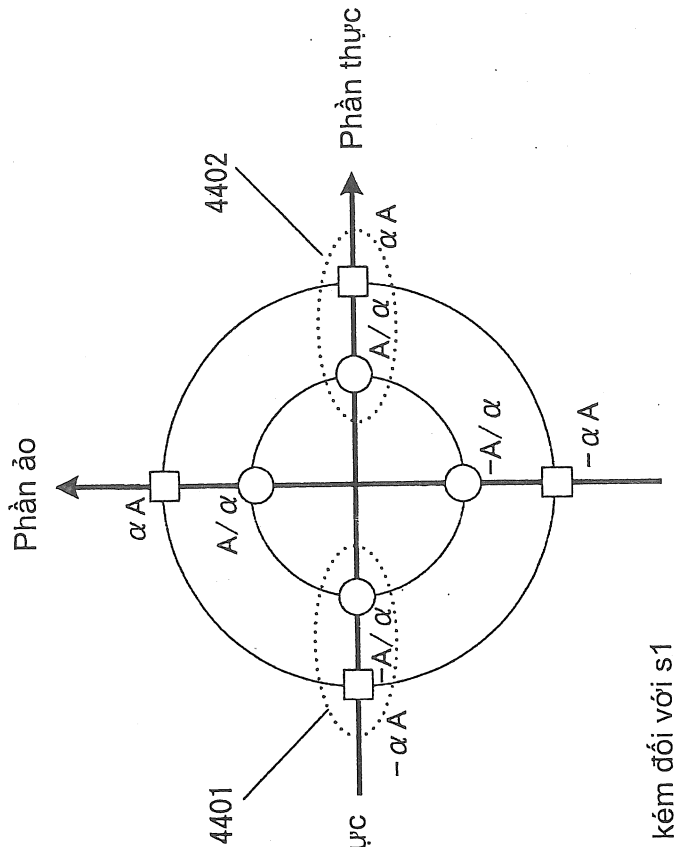


FIG. 44B



○ : Điểm thu kém đối với s1

□ : Điểm thu kém đối với s2

FIG. 45A

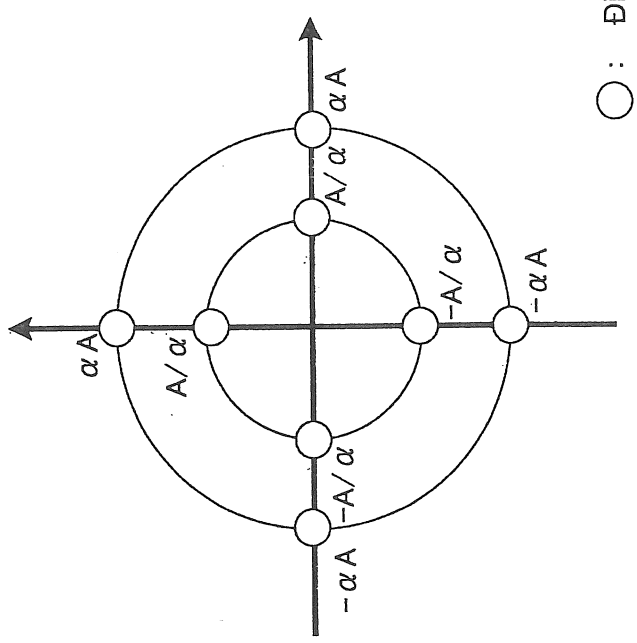
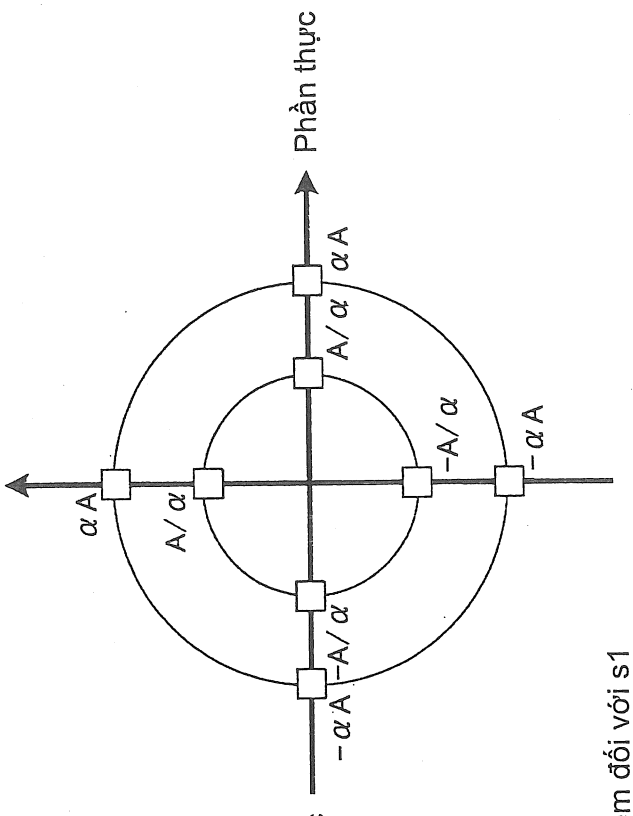


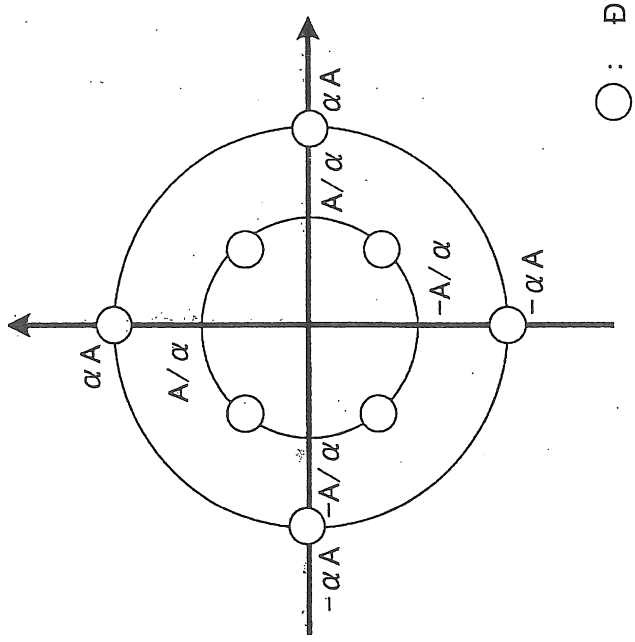
FIG. 45B



○ : Điểm thu kém đối với s1

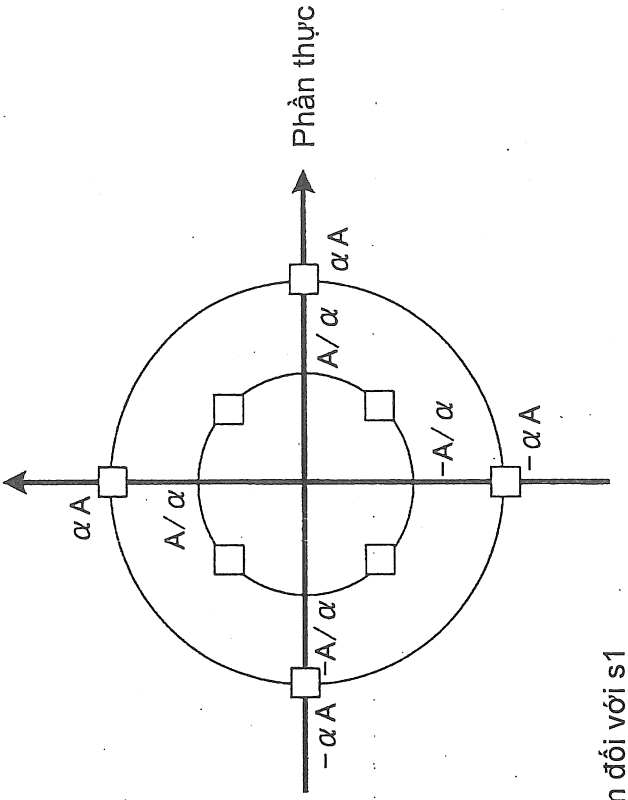
□ : Điểm thu kém đối với s2

FIG. 46A



α >1,N=4

FIG. 46B



α >1,N=4

○ : Điểm thu kém đối với s1

□ : Điểm thu kém đối với s2

FIG. 47A

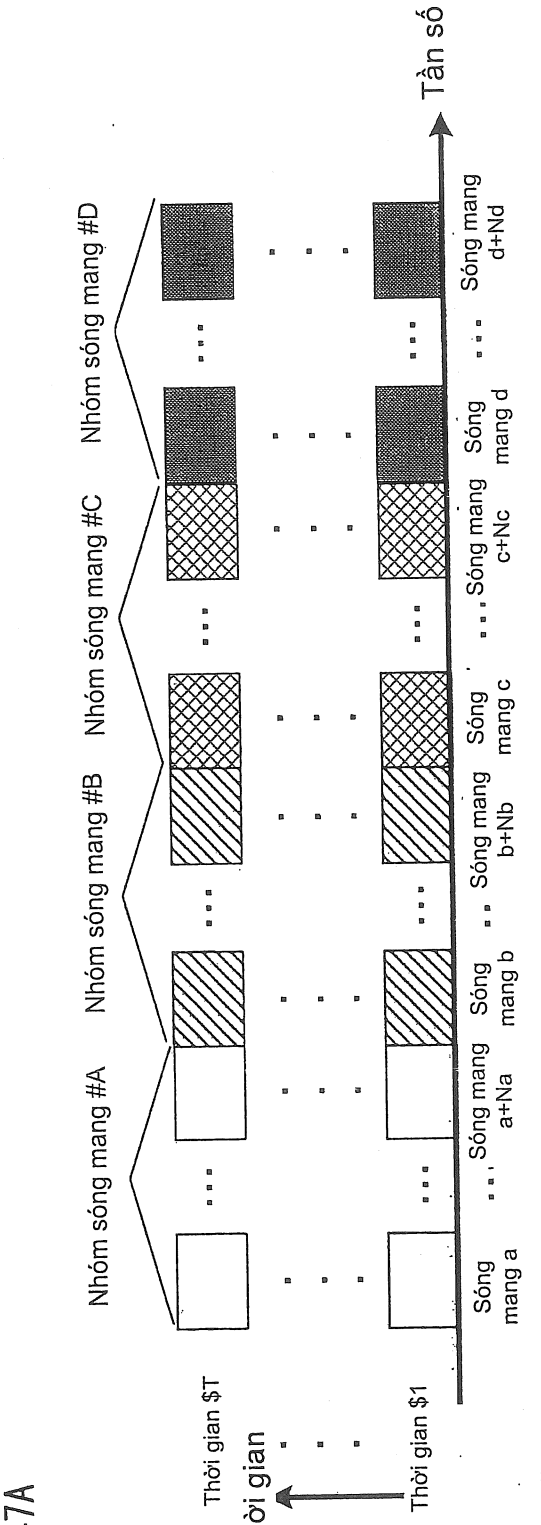


FIG. 47B

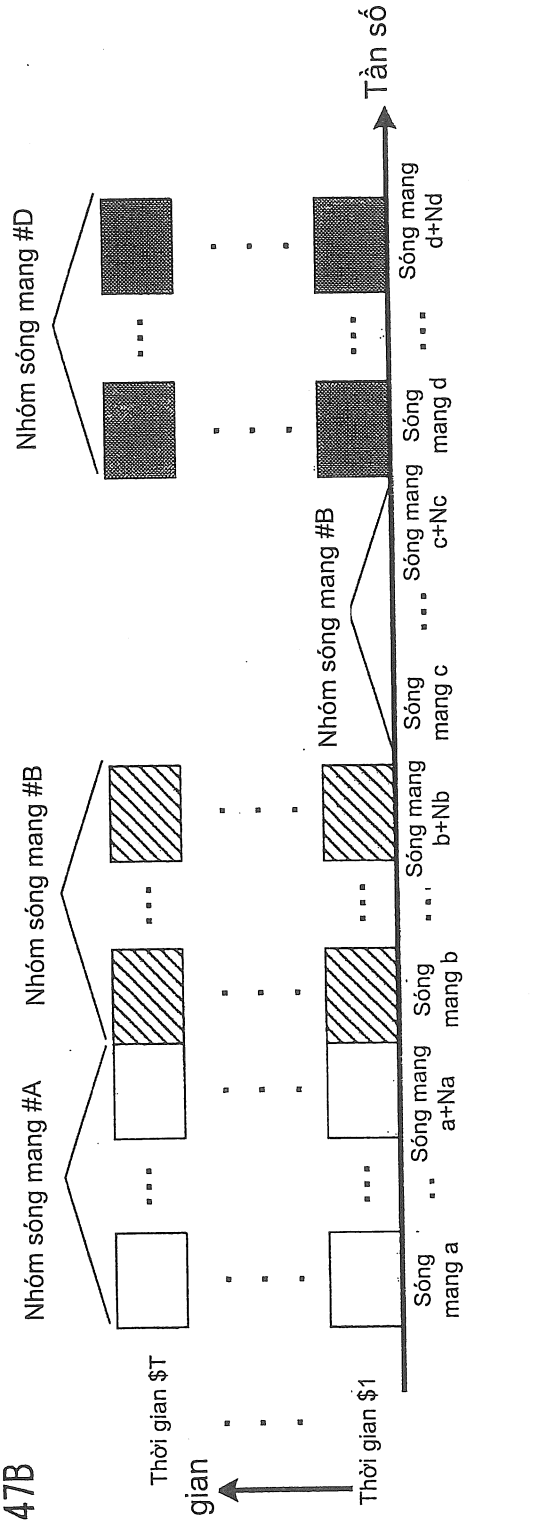


FIG. 48A

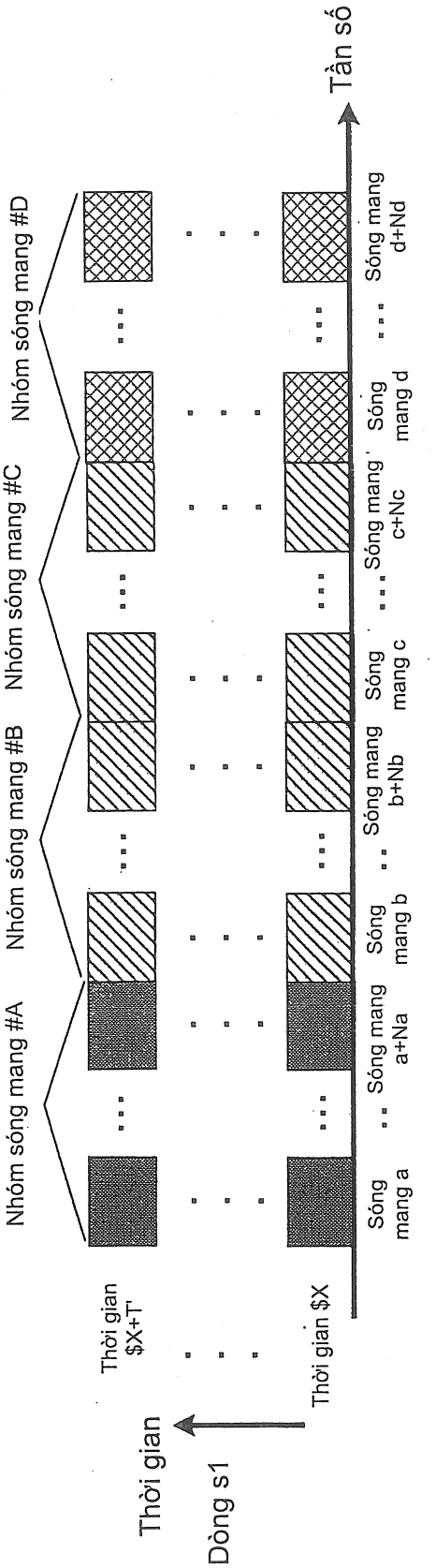


FIG. 48B

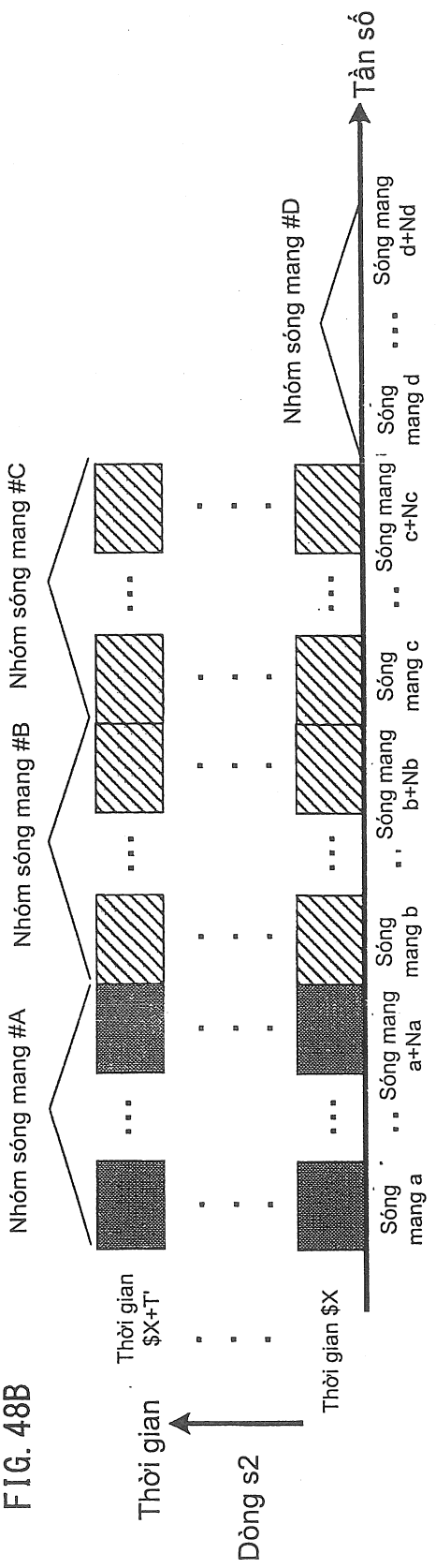


FIG. 49

Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số

Phương pháp #1:

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Biểu diễn khác

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} e^{j0} & 0 \\ 0 & e^{j0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{2}} \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

Phương pháp #2:

$$\begin{pmatrix} z1(t) \\ z2(t) \end{pmatrix} = \frac{1}{\sqrt{\alpha^2+1}} \begin{pmatrix} e^{j\theta_{11}(i)} & \alpha \times e^{j(\theta_{11}(i)+\lambda)} \\ \alpha \times e^{j\theta_{21}(i)} & e^{j(\theta_{21}(i)+\lambda+\delta)} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} s1(t) \\ s2(t) \end{pmatrix}$$

FIG. 50

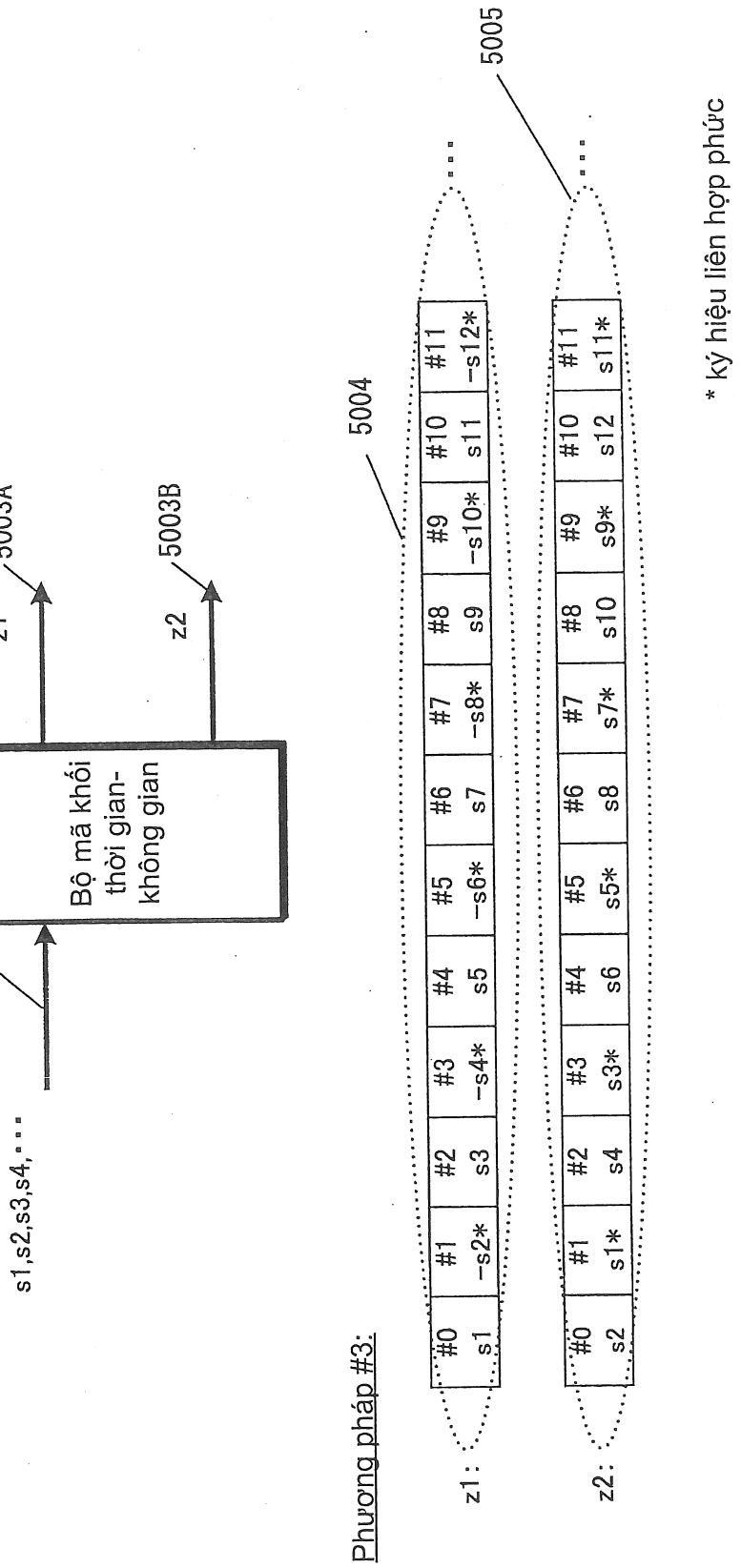

5001
s1,s2,s3,s4,...
5002
Bộ mã khối thời gian-không gian
z1
5003A
z2
5003B
5004
5005
Phương pháp #3:
z1:
#0 s1 | #1 −s2* | #2 s3 | #3 −s4* | #4 s5 | #5 −s6* | #6 s7 | #7 −s8* | #8 s9 | #9 −s10* | #10 s11 | #11 −s12*
z2:
#0 s2 | #1 s1* | #2 s4 | #3 s3* | #4 s6 | #5 s5* | #6 s8 | #7 s7* | #8 s10 | #9 s9* | #10 s12 | #11 s11*
* ký hiệu liên hợp phức

FIG. 51

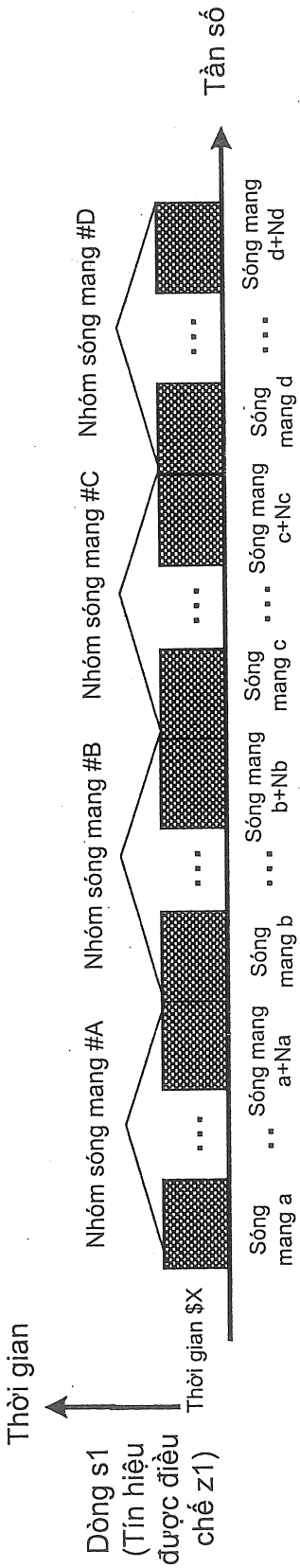

Tần số
Thời gian
Dòng s1 (Tín hiệu được điều chế z1)
Thời gian $X
Nhóm sóng mang #A
Nhóm sóng mang #B
Nhóm sóng mang #C
Nhóm sóng mang #D
Sóng mang a
Sóng mang a+Na
Sóng mang b
Sóng mang b+Nb
Sóng mang c
Sóng mang c+Nc
Sóng mang d
Sóng mang d+Nd

FIG. 52

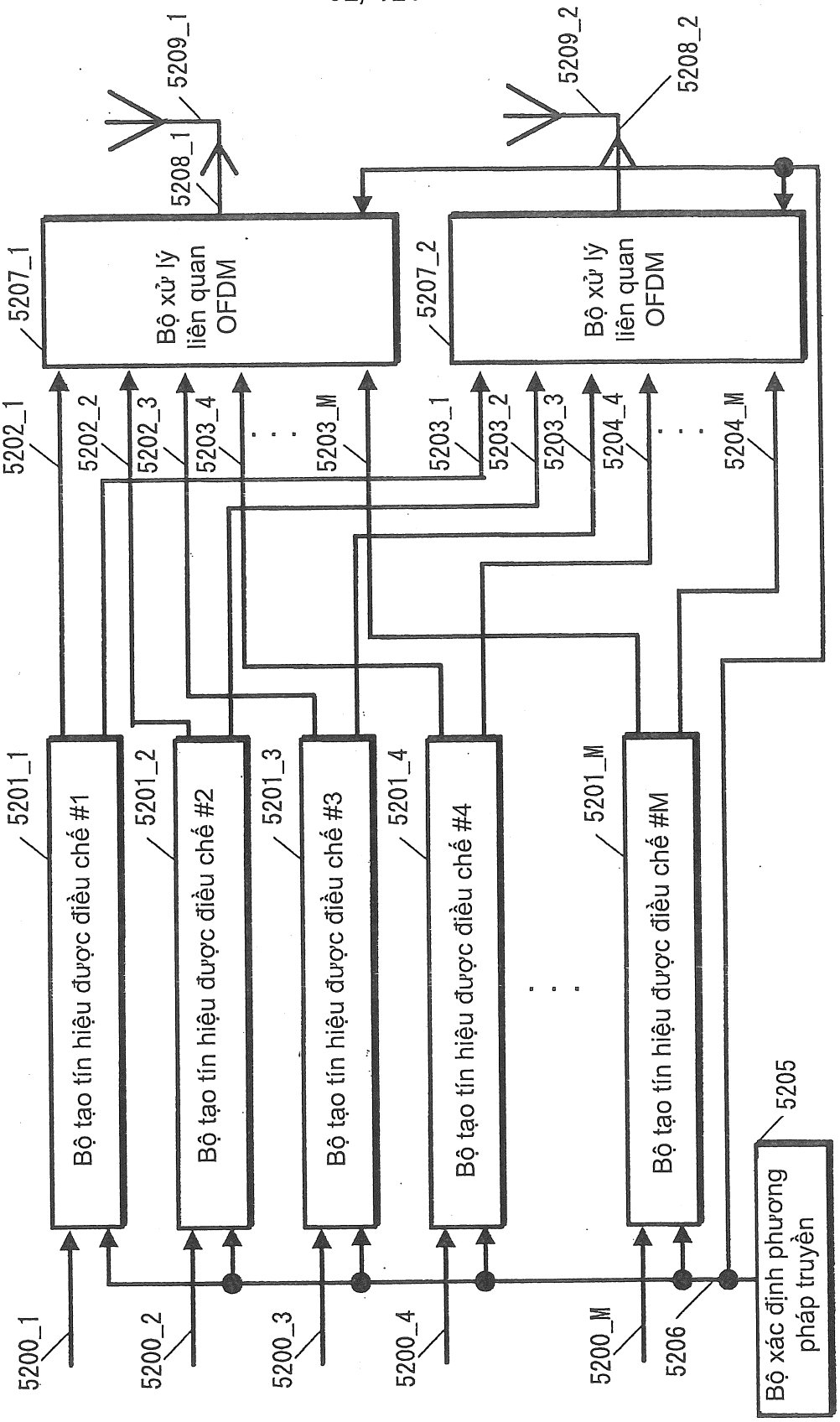
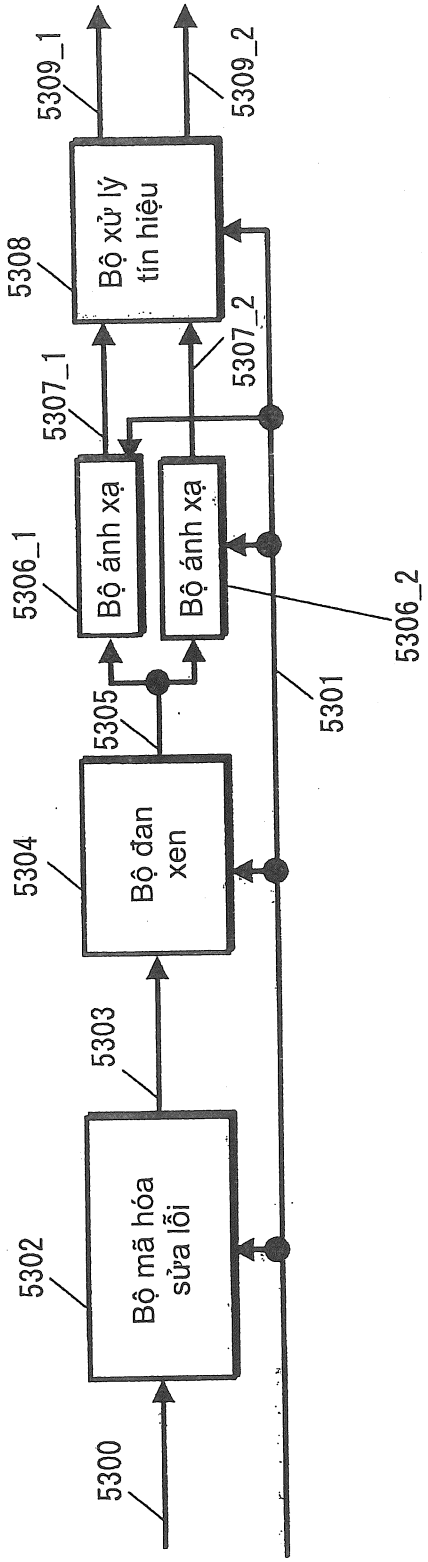

5209_1
5208_1
5209_2
5208_2
5207_1
Bộ xử lý liên quan OFDM
5207_2
Bộ xử lý liên quan OFDM
5202_1
5202_2
5202_3
5203_4
5203_M
5203_1
5203_2
5203_3
5204_4
5204_M
5201_1
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #1
5201_2
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #2
5201_3
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #3
5201_4
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #4
5201_M
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #M
5205
Bộ xác định phương pháp truyền
5200_1
5200_2
5200_3
5200_4
5200_M
5206

FIG. 53


5309_1
5309_2
5308
Bộ xử lý tín hiệu
5307_2
5307_1
Bộ ánh xạ
Bộ ánh xạ
5306_1
5306_2
5301
5305
5304
Bộ đan xen
5303
5302
Bộ mã hóa sửa lỗi
5300

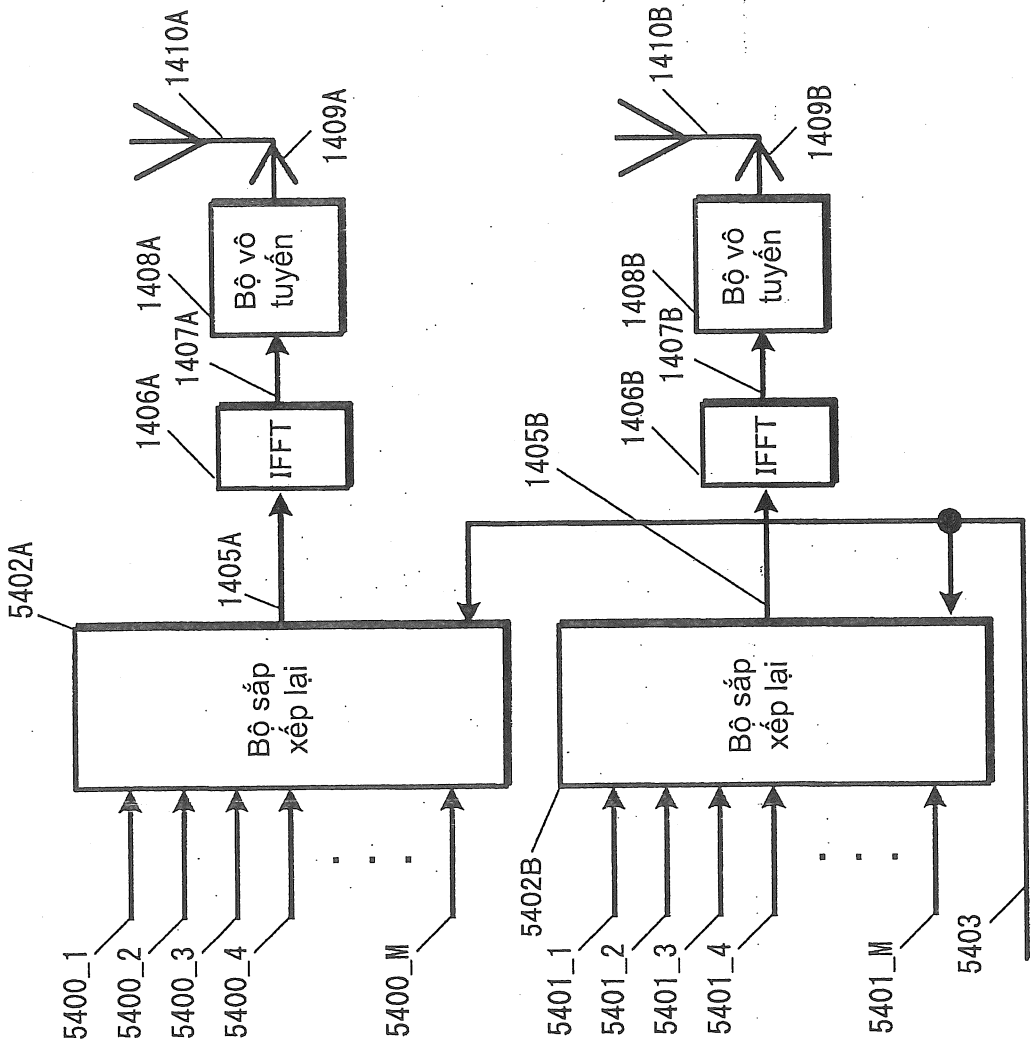

5400_1
5400_2
5400_3
5400_4
5400_M
5401_1
5401_2
5401_3
5401_4
5401_M
5402A
5402B
5403
Bộ sắp xếp lại
Bộ sắp xếp lại
1405A
1405B
1406A
1406B
IFFT
IFFT
1407A
1407B
1408A
1408B
Bộ vô tuyến
Bộ vô tuyến
1409A
1409B
1410A
1410B

FIG. 54

FIG. 55A

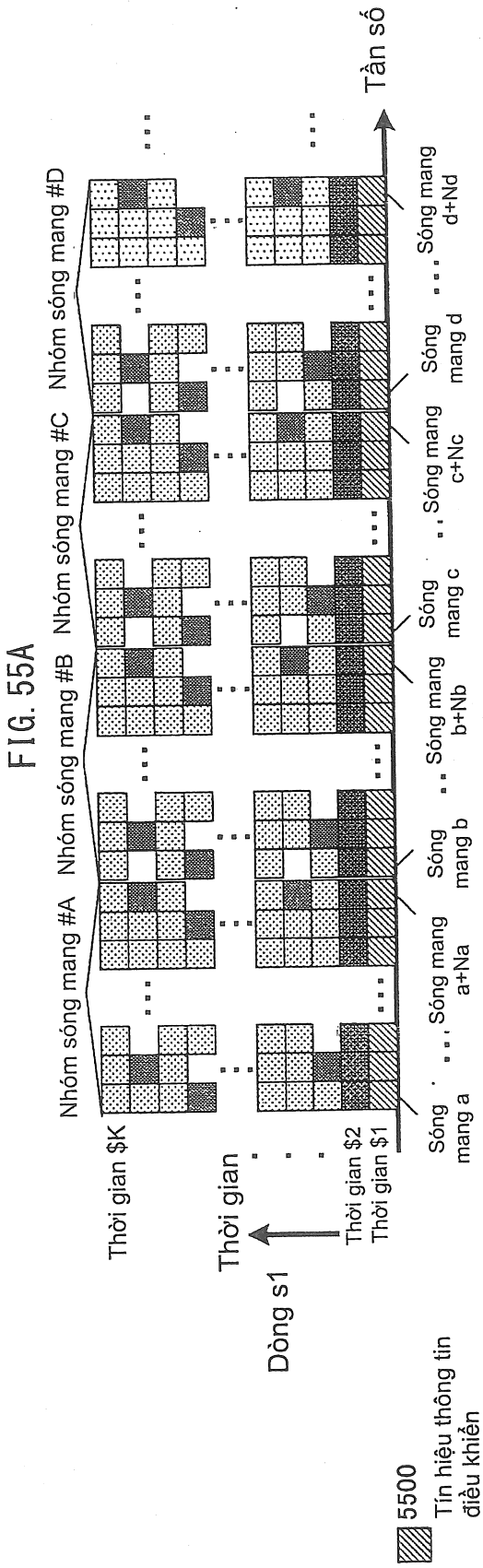
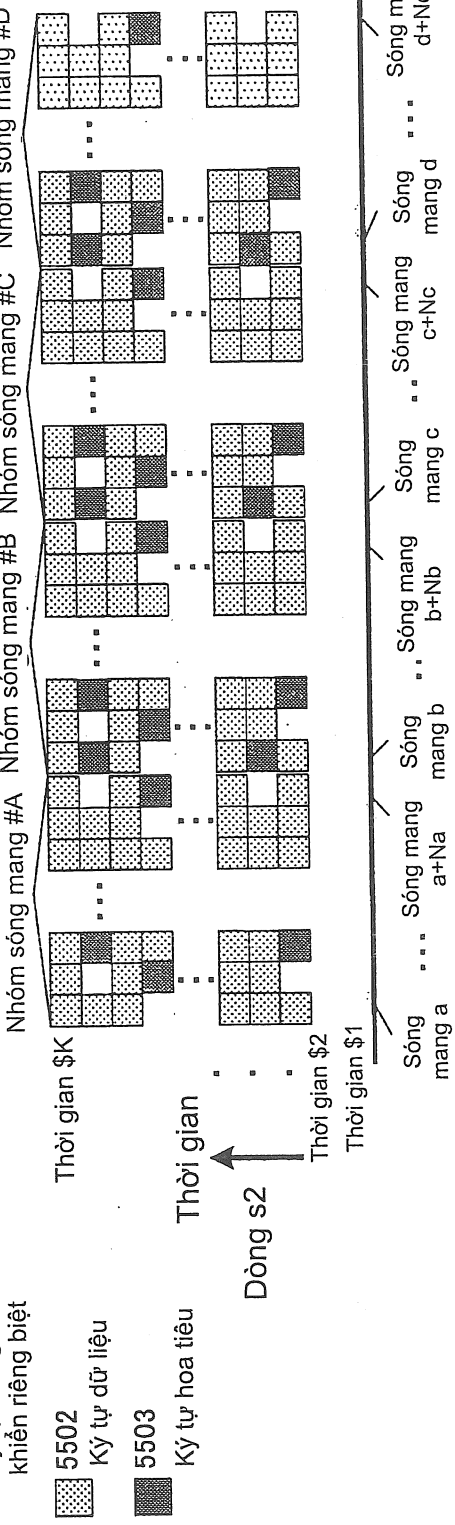


FIG. 55B



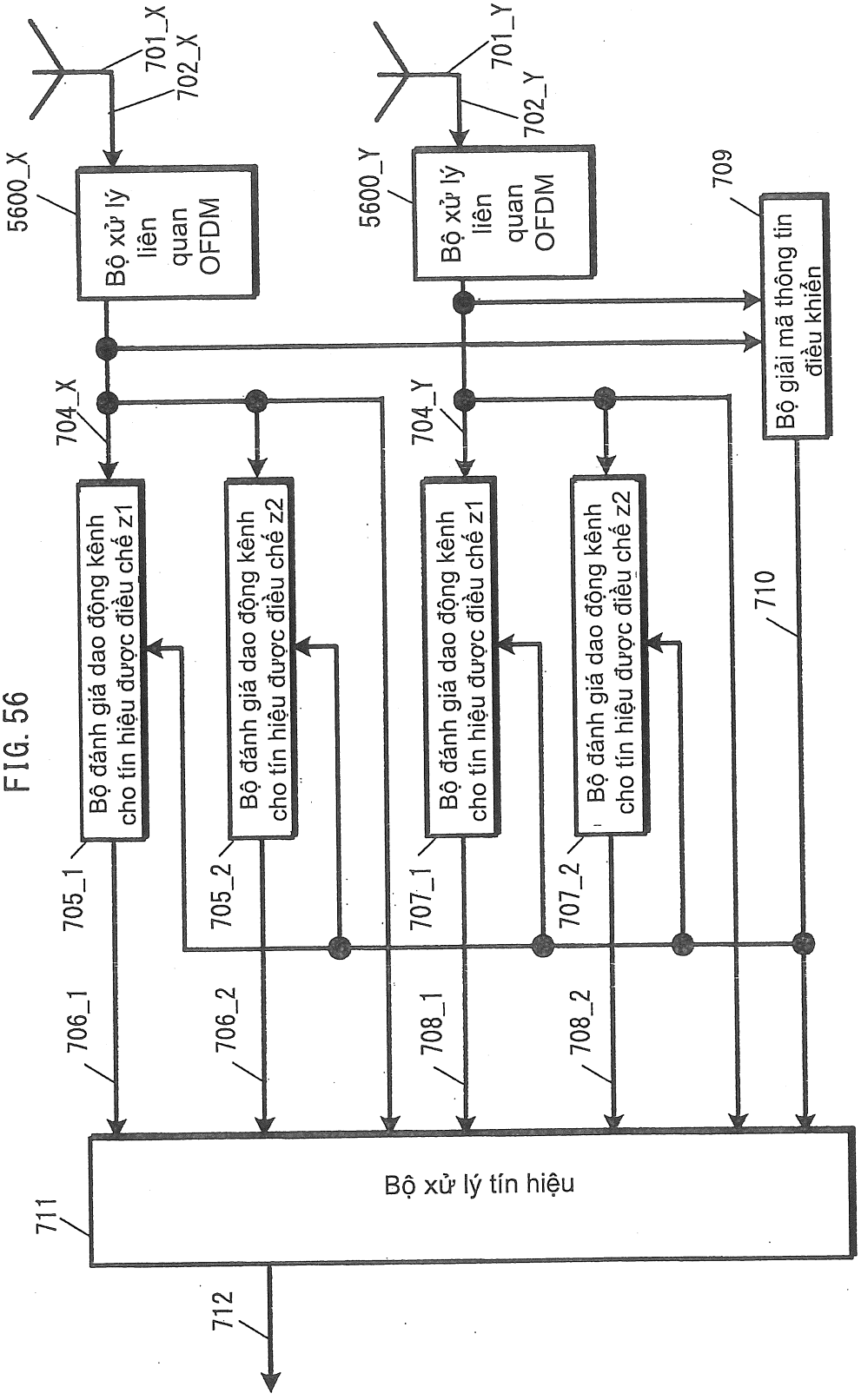

701_X
702_X
701_Y
702_Y
5600_X
5600_Y
Bộ xử lý liên quan OFDM
Bộ xử lý liên quan OFDM
709
Bộ giải mã thông tin điều khiển
704_X
704_Y
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
705_1
705_2
707_1
707_2
710
706_1
706_2
708_1
708_2
Bộ xử lý tín hiệu
711
712

FIG. 56

FIG. 57

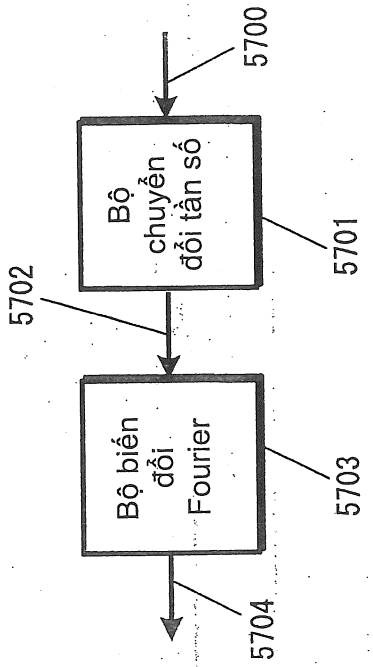

5700
Bộ chuyển đổi tần số
5701
5702
Bộ biến đổi Fourier
5703
5704

FIG. 58A

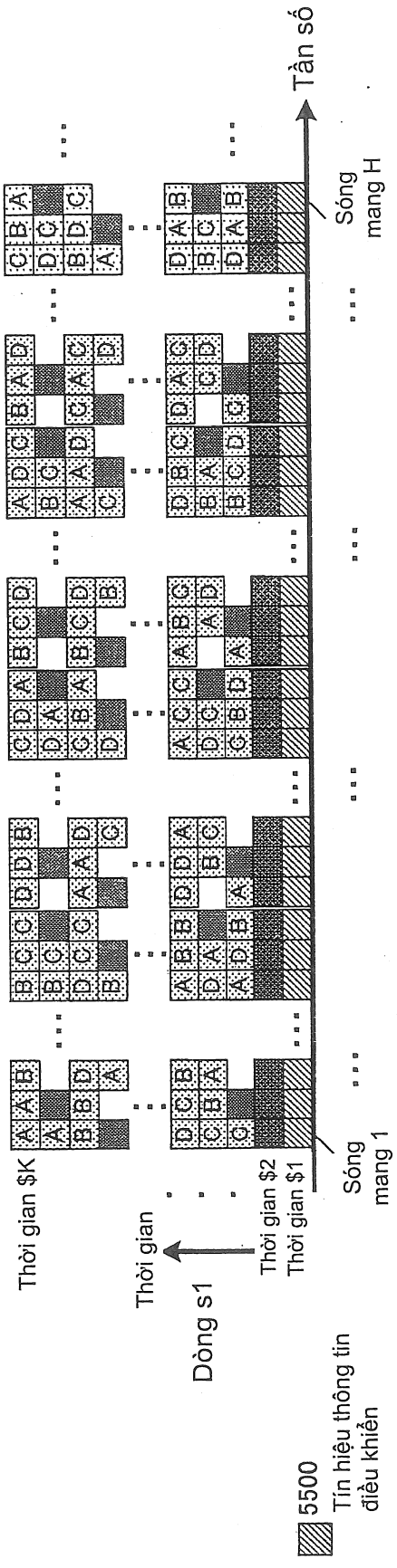


FIG. 58B

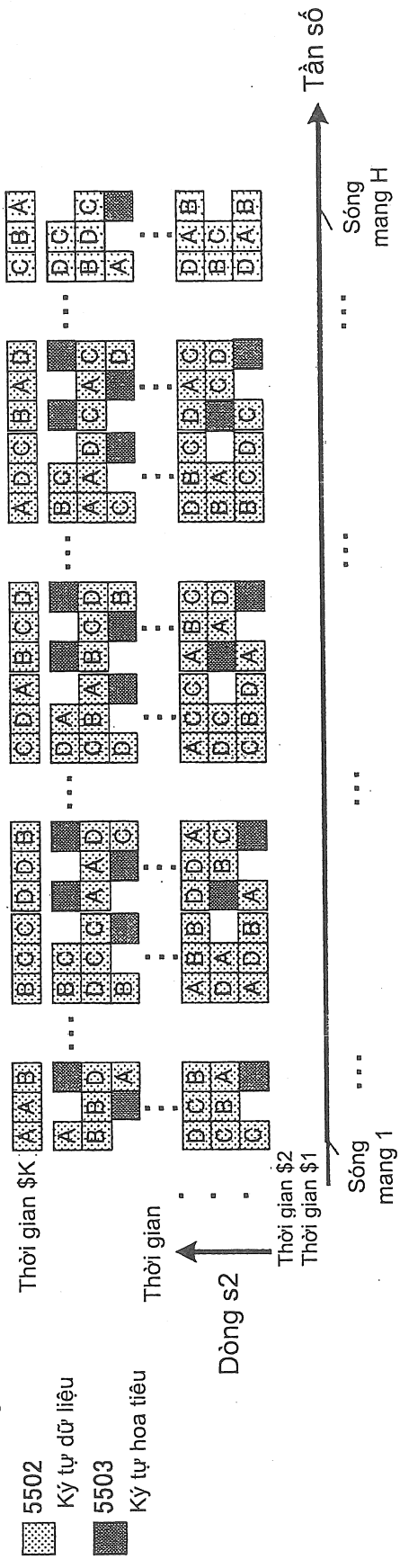


FIG. 59

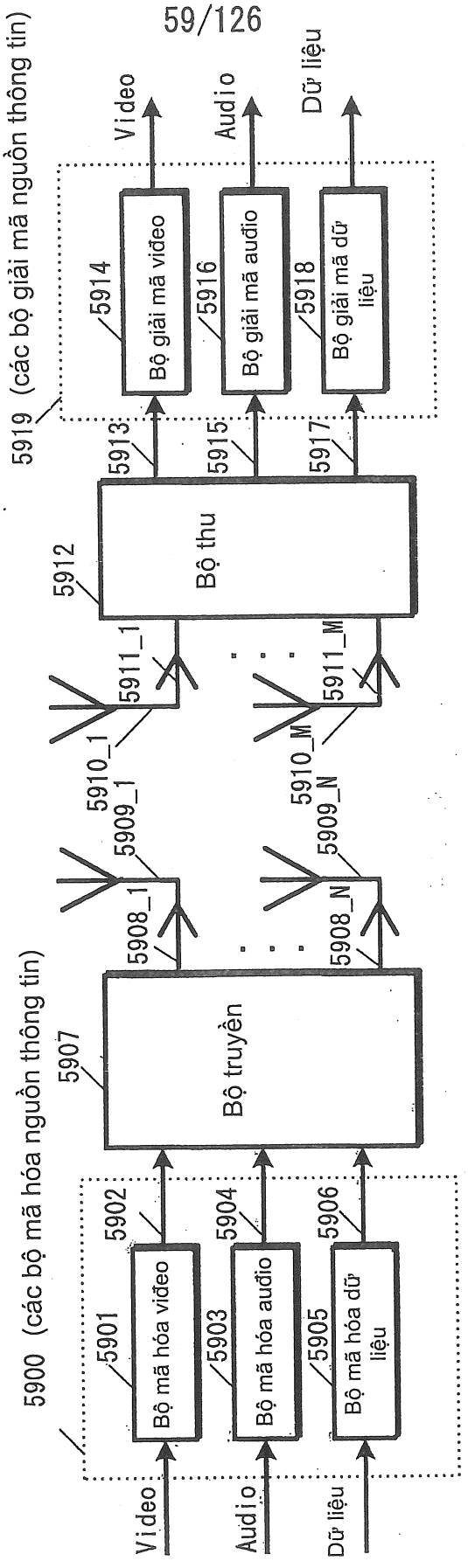

5900 (các bộ mã hóa nguồn thông tin)
Video
Audio
Dữ liệu
5901
Bộ mã hóa video
5902
5903
Bộ mã hóa audio
5904
5905
Bộ mã hóa dữ liệu
5906
5907
Bộ truyền
5908_1
5908_N
5909_1
5909_N
5910_1
5910_M
5911_1
5911_M
5912
Bộ thu
5913
5915
5917
5919 (các bộ giải mã nguồn thông tin)
5914
Bộ giải mã video
5916
Bộ giải mã audio
5918
Bộ giải mã dữ liệu
Video
Audio
Dữ liệu

FIG. 60A

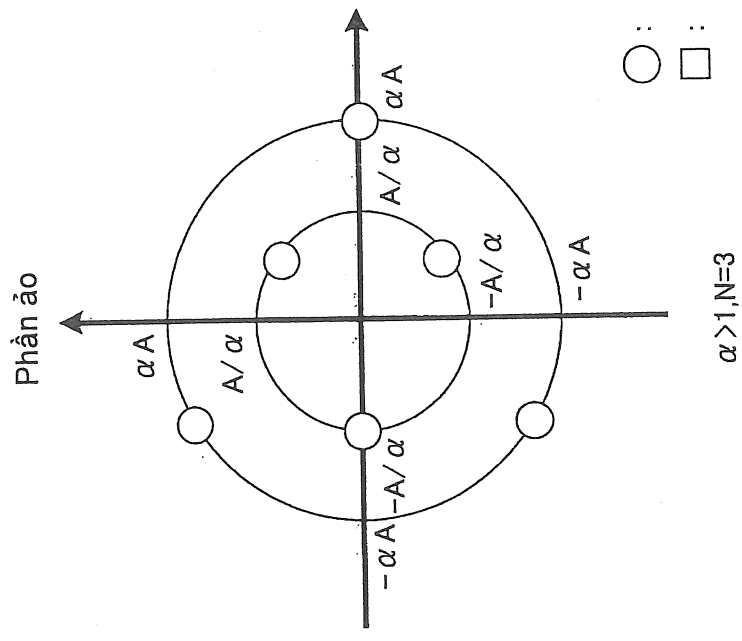
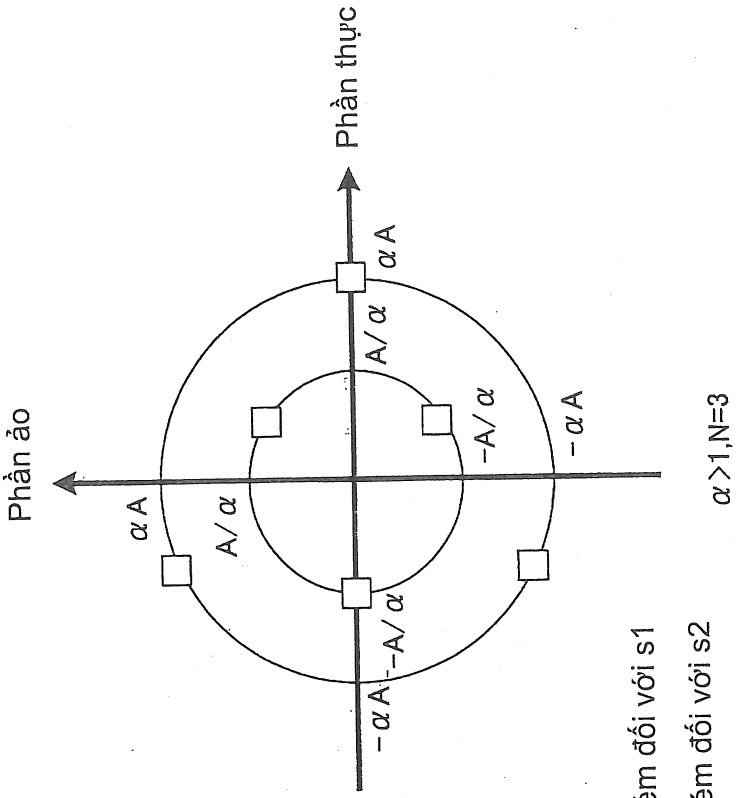


FIG. 60B



○ : Điểm thu kém đối với s1

□ : Điểm thu kém đối với s2

FIG. 61

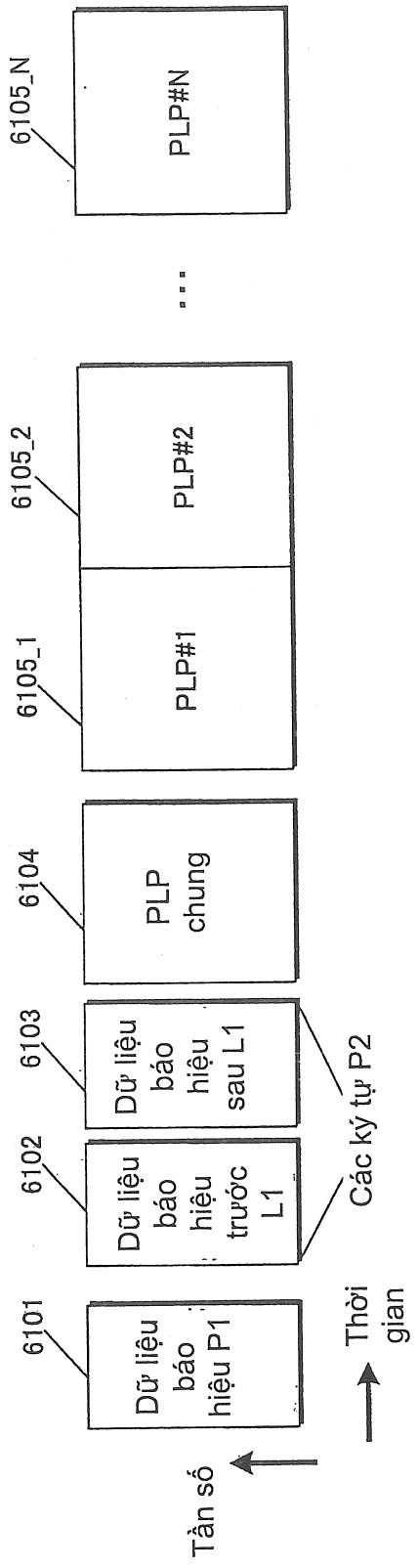

6101
Dữ liệu báo hiệu P1
6102
Dữ liệu báo hiệu trước L1
6103
Dữ liệu báo hiệu sau L1
6104
PLP chung
6105_1
PLP#1
6105_2
PLP#2
...
6105_N
PLP#N
Tần số
Thời gian
Các ký tự P2

FIG. 62

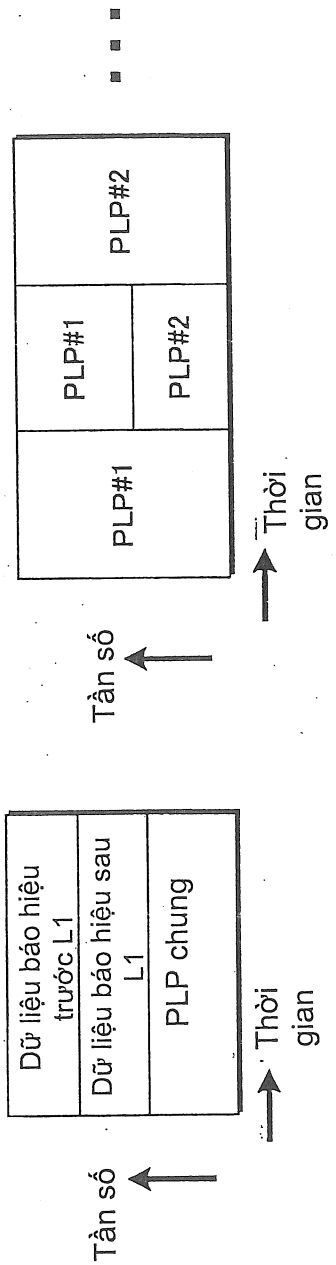

Dữ liệu báo hiệu trước L1
Dữ liệu báo hiệu sau L1
PLP chung
Thời gian
Tần số
PLP#1
PLP#1
PLP#2
PLP#2
Thời gian
Tần số

FIG. 63

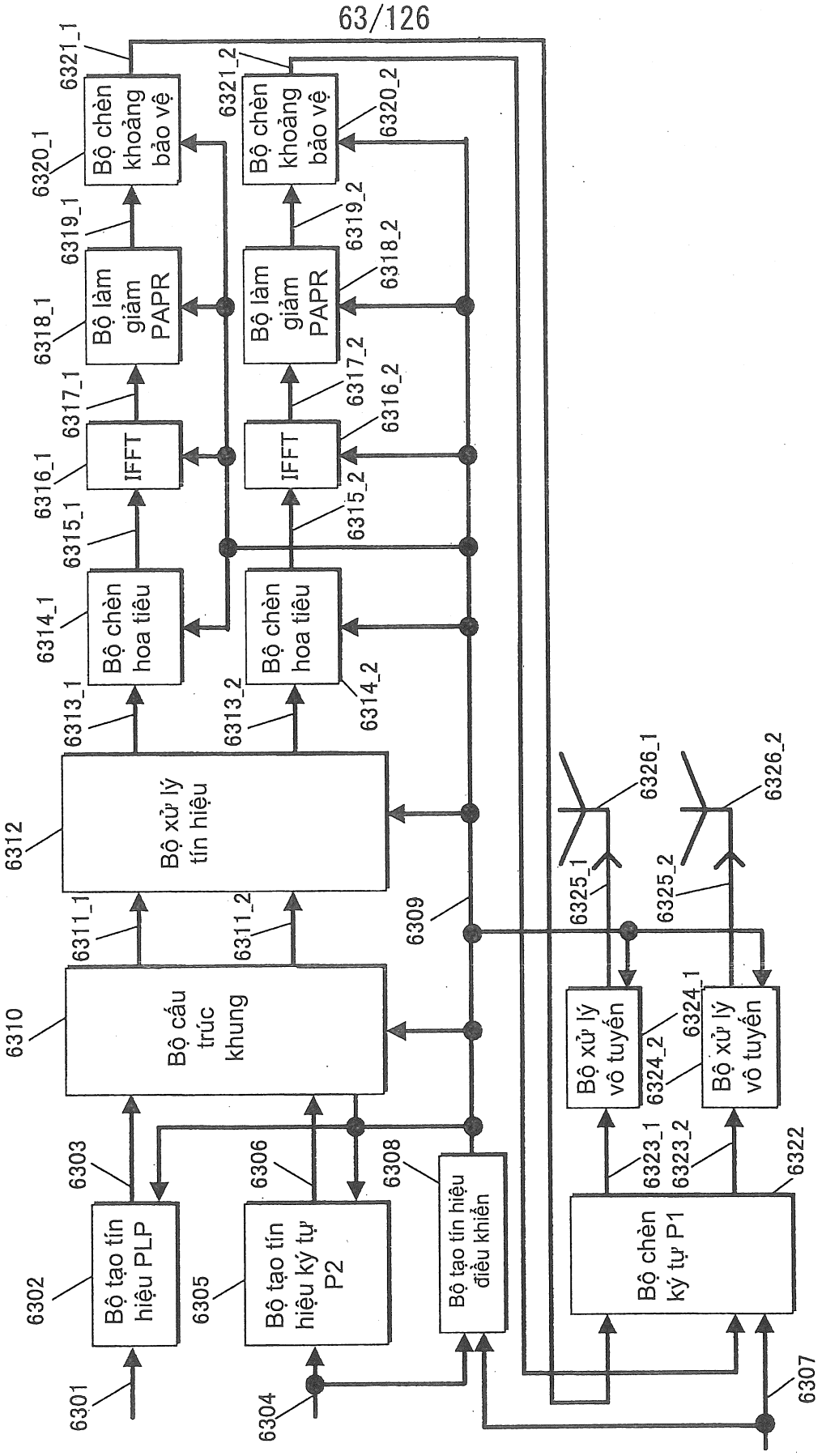

6301
Bộ tạo tín hiệu PLP
6302
6303
6304
Bộ tạo tín hiệu ký tự P2
6305
6306
Bộ tạo tín hiệu điều khiển
6308
6307
Bộ cấu trúc khung
6310
6309
Bộ xử lý tín hiệu
6312
6311_1
6311_2
Bộ chèn hoa tiêu
6313_1
6313_2
6314_1
6314_2
IFFT
6315_1
6315_2
6316_1
6316_2
Bộ làm giảm PAPR
6317_1
6317_2
6318_1
6318_2
Bộ chèn khoảng bảo vệ
6319_1
6319_2
6320_1
6320_2
6321_1
6321_2
Bộ chèn ký tự P1
6322
6323_1
6323_2
Bộ xử lý vô tuyến
6324_1
6324_2
6325_1
6325_2
6326_1
6326_2

FIG. 64

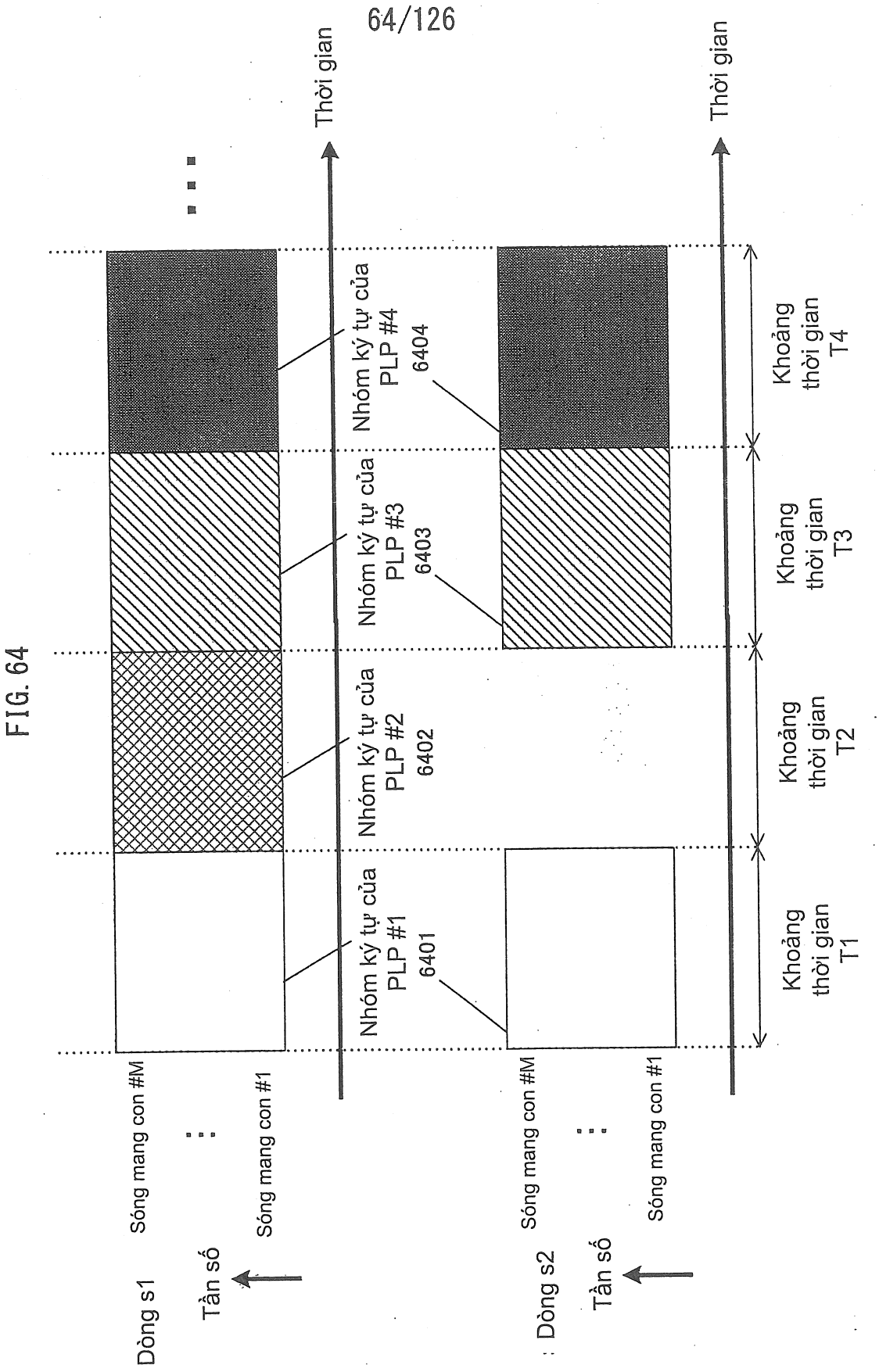

Dòng s1
Tần số
Sóng mang con #1
Sóng mang con #M
Thời gian
Nhóm ký tự của PLP #1 6401
Nhóm ký tự của PLP #2 6402
Nhóm ký tự của PLP #3 6403
Nhóm ký tự của PLP #4 6404
Khoảng thời gian T1
Khoảng thời gian T2
Khoảng thời gian T3
Khoảng thời gian T4
Dòng s2
Tần số
Sóng mang con #1
Sóng mang con #M
Thời gian

FIG. 65

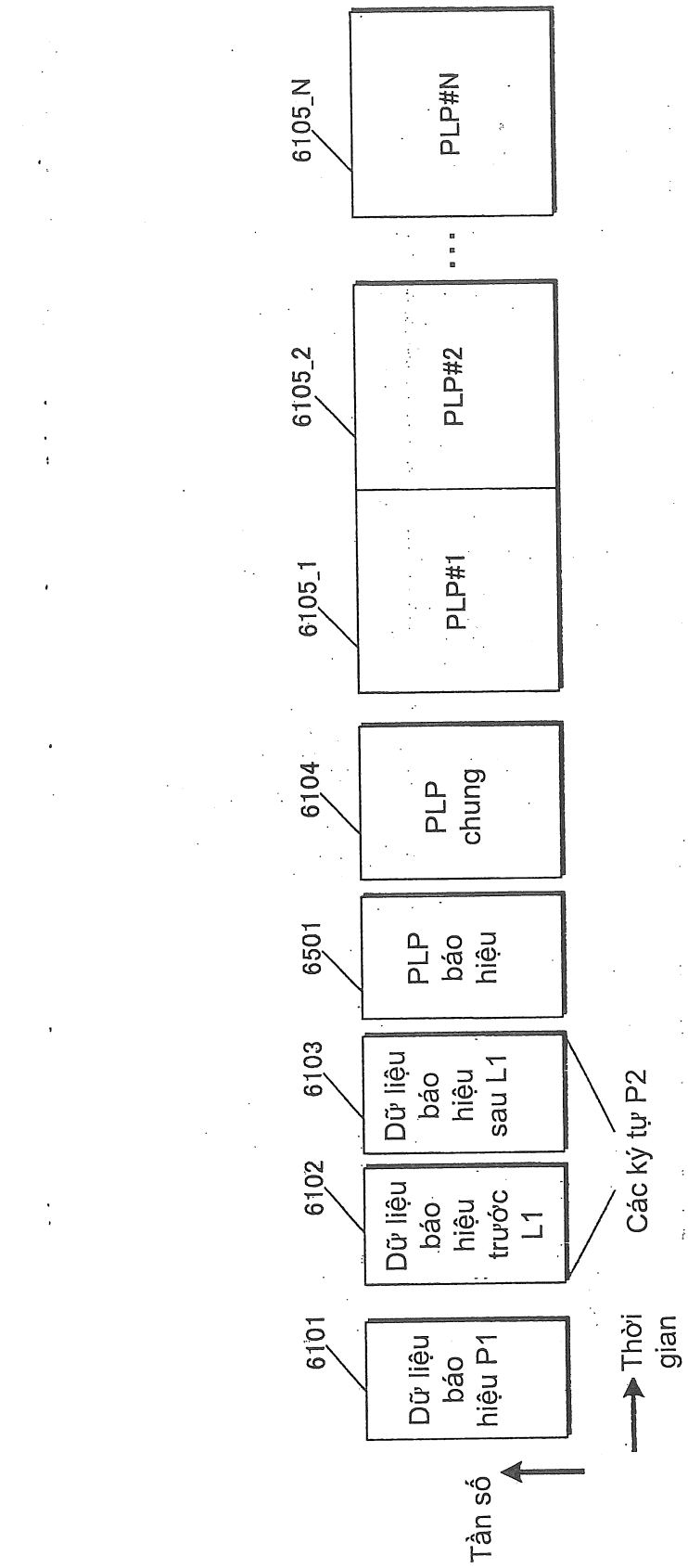

6101
Dữ liệu báo hiệu P1
6102
Dữ liệu báo hiệu trước L1
6103
Dữ liệu báo hiệu sau L1
6501
PLP báo hiệu
6104
PLP chung
6105_1
PLP#1
6105_2
PLP#2
6105_N
PLP#N
Tần số
Thời gian
Các ký tự P2

FIG. 66

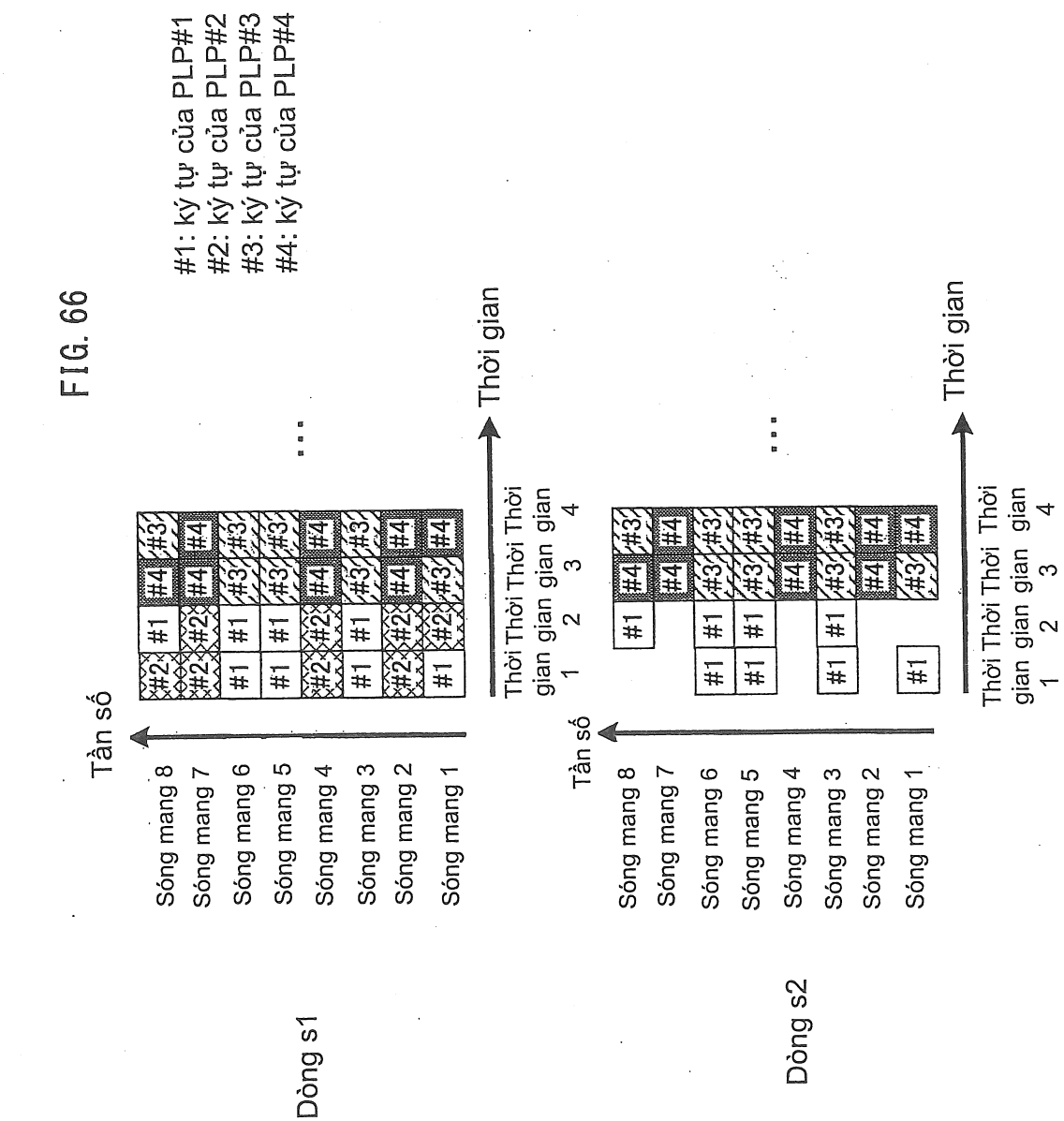

#1: ký tự của PLP#1
#2: ký tự của PLP#2
#3: ký tự của PLP#3
#4: ký tự của PLP#4
Dòng s1
Tần số
Sóng mang 8
Sóng mang 7
Sóng mang 6
Sóng mang 5
Sóng mang 4
Sóng mang 3
Sóng mang 2
Sóng mang 1
Thời gian
Thời gian 1
Thời gian 2
Thời gian 3
Thời gian 4
Dòng s2
Tần số
Sóng mang 8
Sóng mang 7
Sóng mang 6
Sóng mang 5
Sóng mang 4
Sóng mang 3
Sóng mang 2
Sóng mang 1
Thời gian
Thời gian 1
Thời gian 2
Thời gian 3
Thời gian 4

FIG. 67

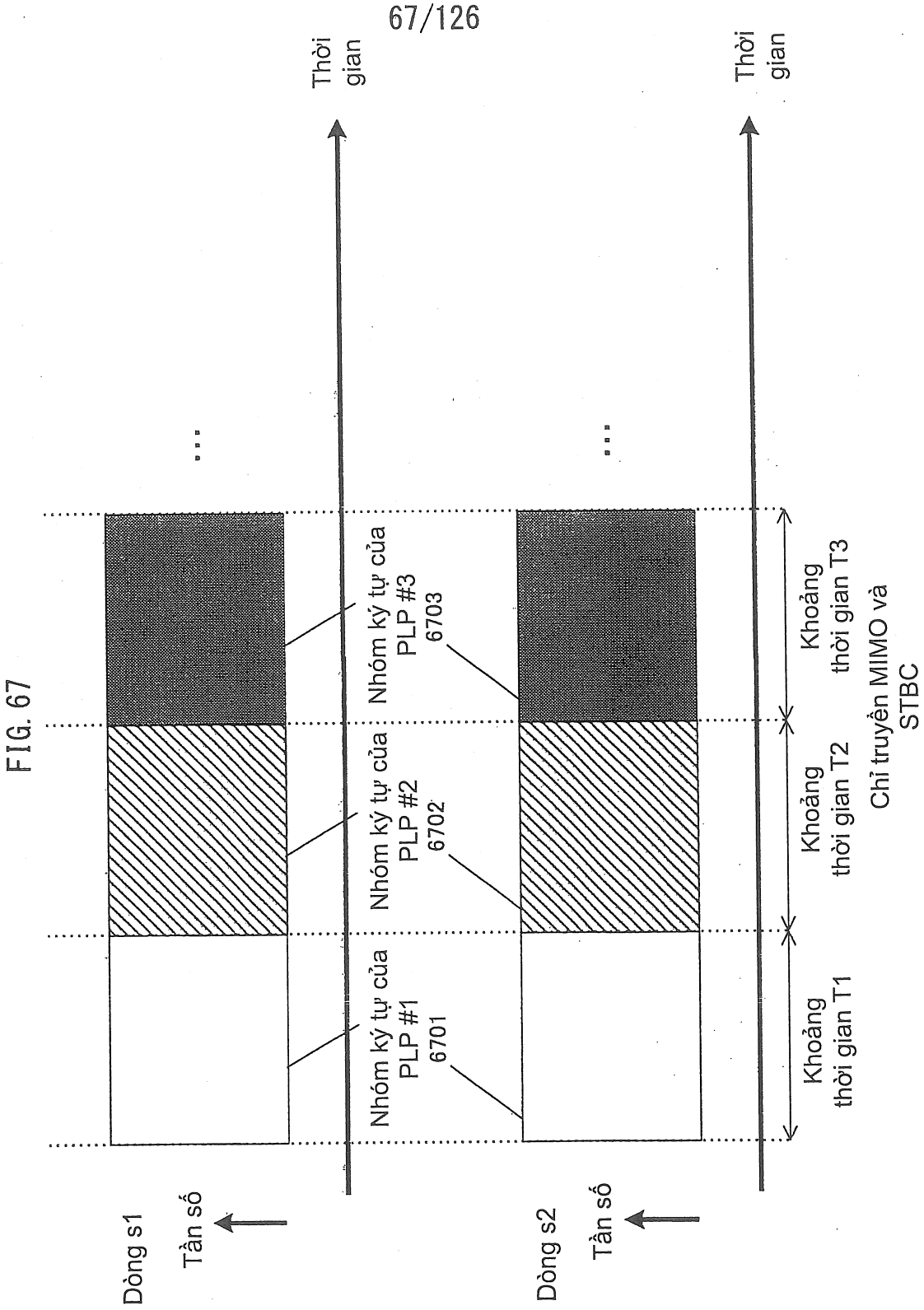

Thời gian
Thời gian
Dòng s1
Tần số
Dòng s2
Tần số
Nhóm ký tự của PLP #1 6701
Nhóm ký tự của PLP #2 6702
Nhóm ký tự của PLP #3 6703
Khoảng thời gian T1
Khoảng thời gian T2
Khoảng thời gian T3
Chỉ truyền MIMO và STBC

FIG. 68

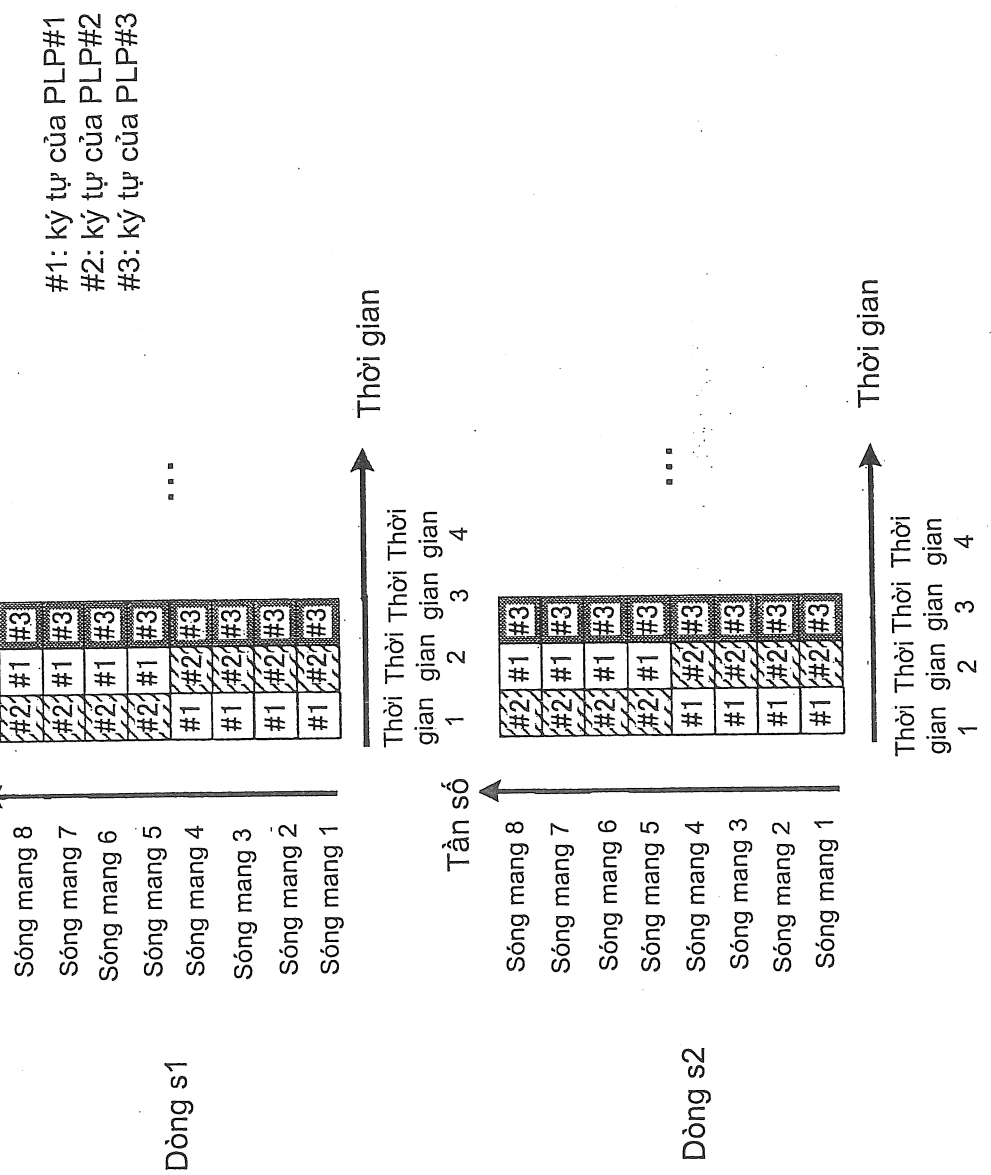

#1: ký tự của PLP#1
#2: ký tự của PLP#2
#3: ký tự của PLP#3
Dòng s1
Tần số
Sóng mang 8
Sóng mang 7
Sóng mang 6
Sóng mang 5
Sóng mang 4
Sóng mang 3
Sóng mang 2
Sóng mang 1
Thời gian
Thời gian 1
Thời gian 2
Thời gian 3
Thời gian 4
Dòng s2
Tần số
Sóng mang 8
Sóng mang 7
Sóng mang 6
Sóng mang 5
Sóng mang 4
Sóng mang 3
Sóng mang 2
Sóng mang 1
Thời gian
Thời gian 1
Thời gian 2
Thời gian 3
Thời gian 4

FIG. 69

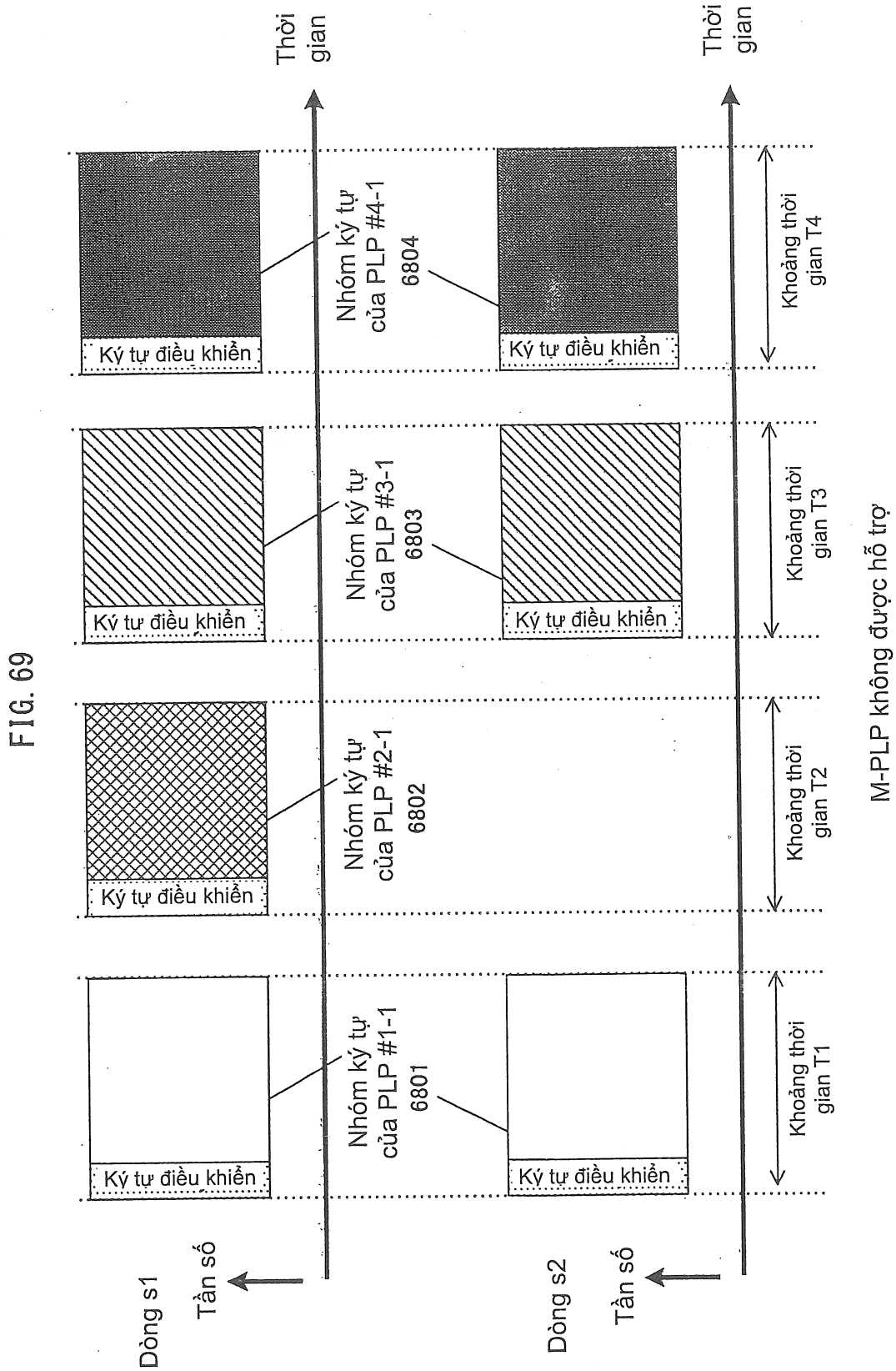

Thời gian
Thời gian
Nhóm ký tự của PLP #4-1
6804
Nhóm ký tự của PLP #3-1
6803
Nhóm ký tự của PLP #2-1
6802
Nhóm ký tự của PLP #1-1
6801
Ký tự điều khiển
Khoảng thời gian T4
Khoảng thời gian T3
Khoảng thời gian T2
Khoảng thời gian T1
M-PLP không được hỗ trợ
Dòng s1
Tần số
Dòng s2
Tần số

FIG. 70

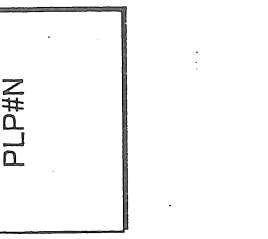

6105_N
PLP#N
...
6105_2
PLP#2
6105_1
PLP#1
6104
PLP chung
7002
Dữ liệu báo hiệu thứ hai
7001
Dữ liệu báo hiệu thứ nhất
6101
Dữ liệu báo hiệu P1
Các nhóm ký tự điều khiển
Thời gian
Tần số

FIG. 71

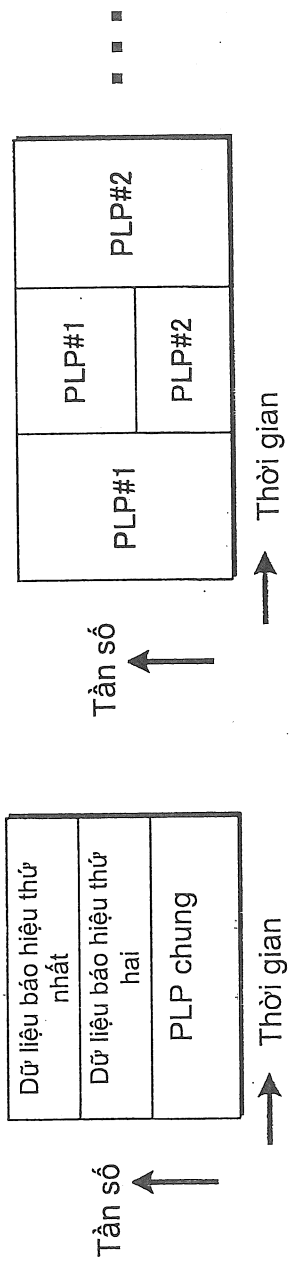

Dữ liệu báo hiệu thứ nhất
Dữ liệu báo hiệu thứ hai
PLP chung
Thời gian
Tần số
PLP#1
PLP#1
PLP#2
PLP#2
Thời gian
Tần số

FIG. 72

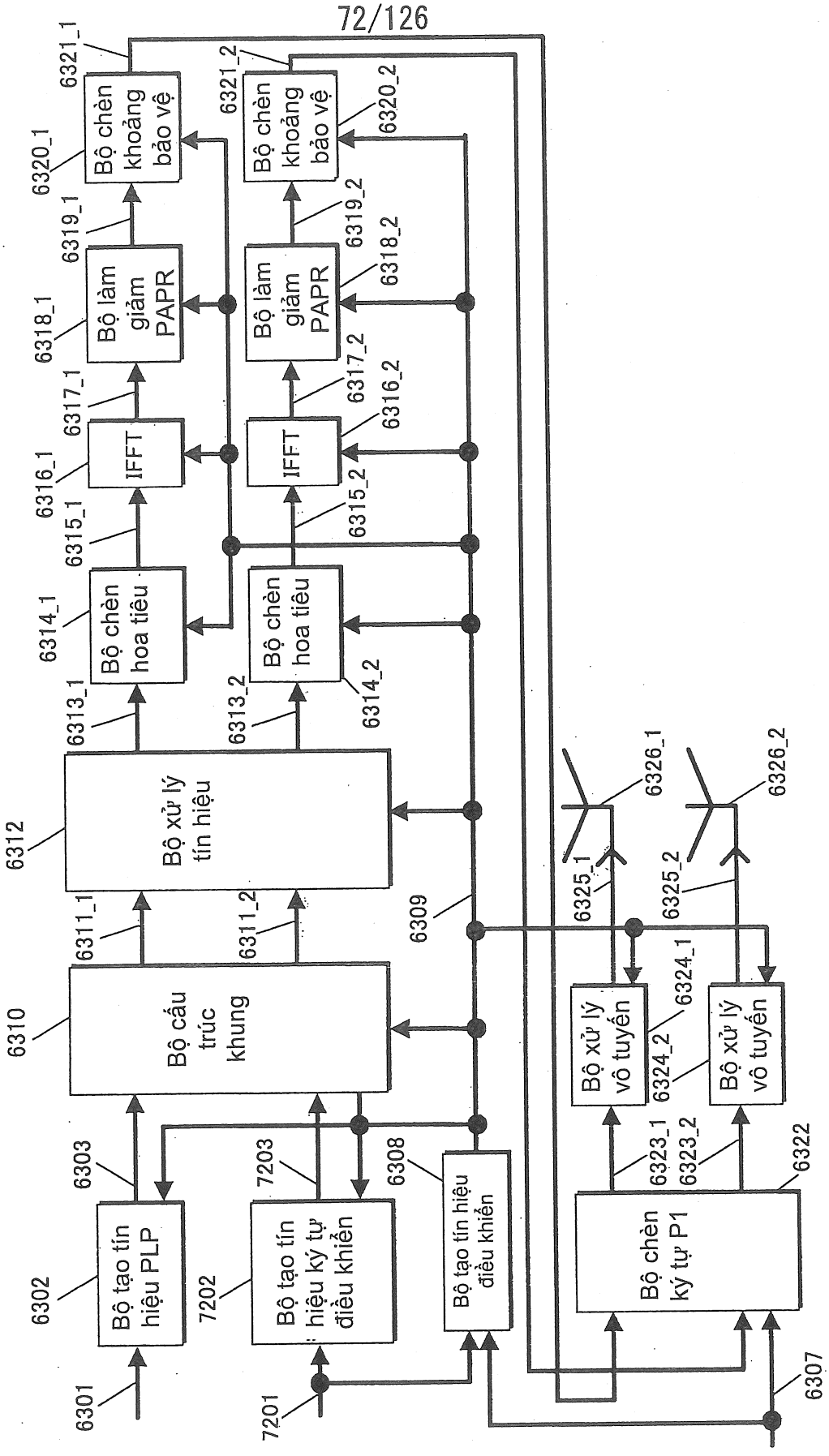

6301
6302
Bộ tạo tín hiệu PLP
6303
7201
7202
Bộ tạo tín hiệu ký tự điều khiển
7203
6308
Bộ tạo tín hiệu điều khiển
6310
Bộ cấu trúc khung
6311_1
6311_2
6312
Bộ xử lý tín hiệu
6313_1
6313_2
6314_1
6314_2
Bộ chèn hoa tiêu
6315_1
6315_2
6316_1
6316_2
IFFT
6317_1
6317_2
6318_1
6318_2
Bộ làm giảm PAPR
6319_1
6319_2
6320_1
6320_2
Bộ chèn khoảng bảo vệ
6321_1
6321_2
6322
Bộ chèn ký tự P1
6323_1
6323_2
6324_1
6324_2
Bộ xử lý vô tuyến
6325_1
6325_2
6326_1
6326_2
6307
6309

FIG. 73

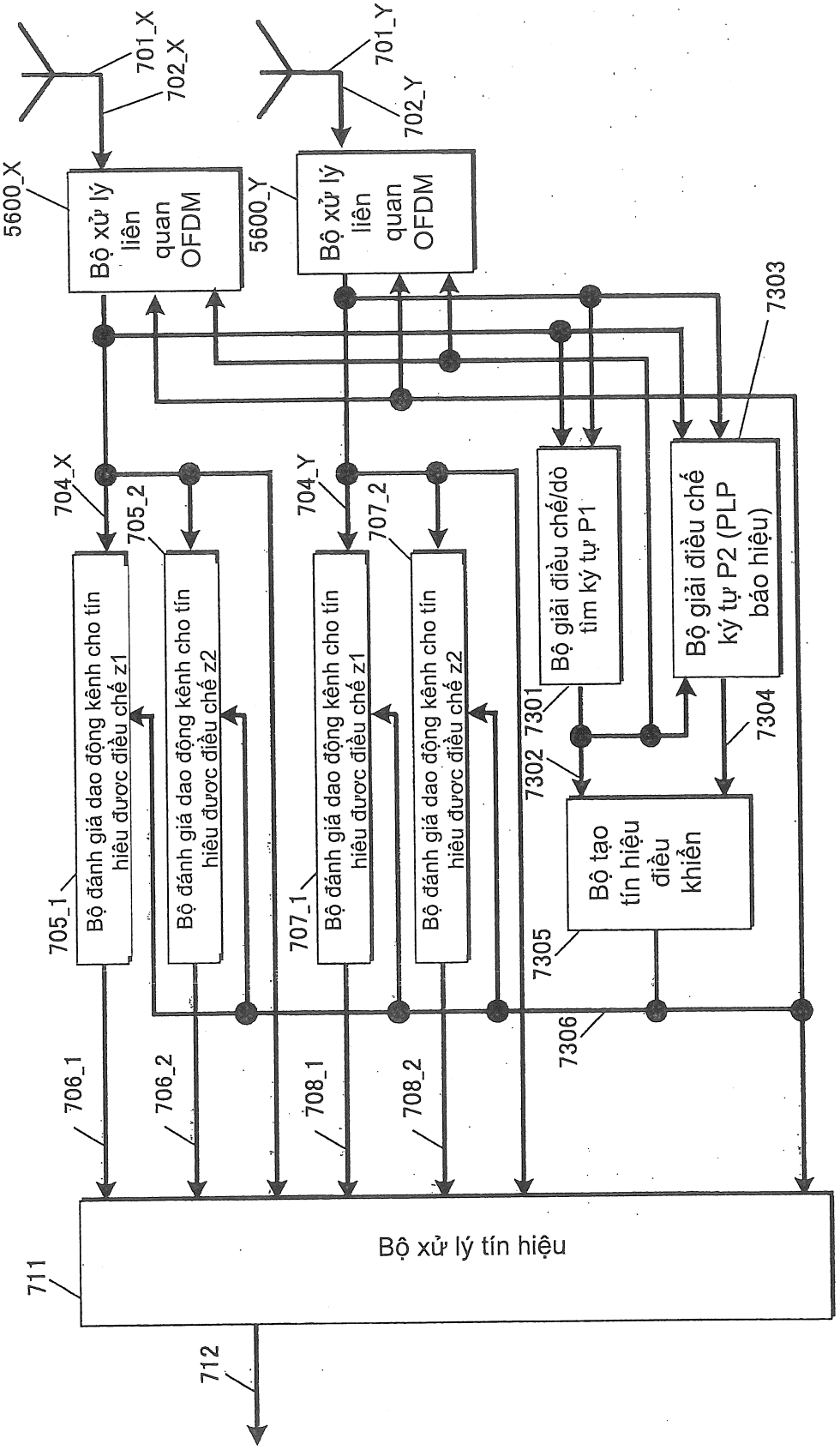

701_X
702_X
701_Y
702_Y
5600_X
Bộ xử lý liên quan OFDM
5600_Y
Bộ xử lý liên quan OFDM
7303
704_X
705_2
704_Y
707_2
Bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1
Bộ giải điều chế ký tự P2 (PLP báo hiệu)
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
705_1
707_1
7301
7302
7304
Bộ tạo tín hiệu điều khiển
7305
7306
706_1
706_2
708_1
708_2
Bộ xử lý tín hiệu
711
712

FIG. 74

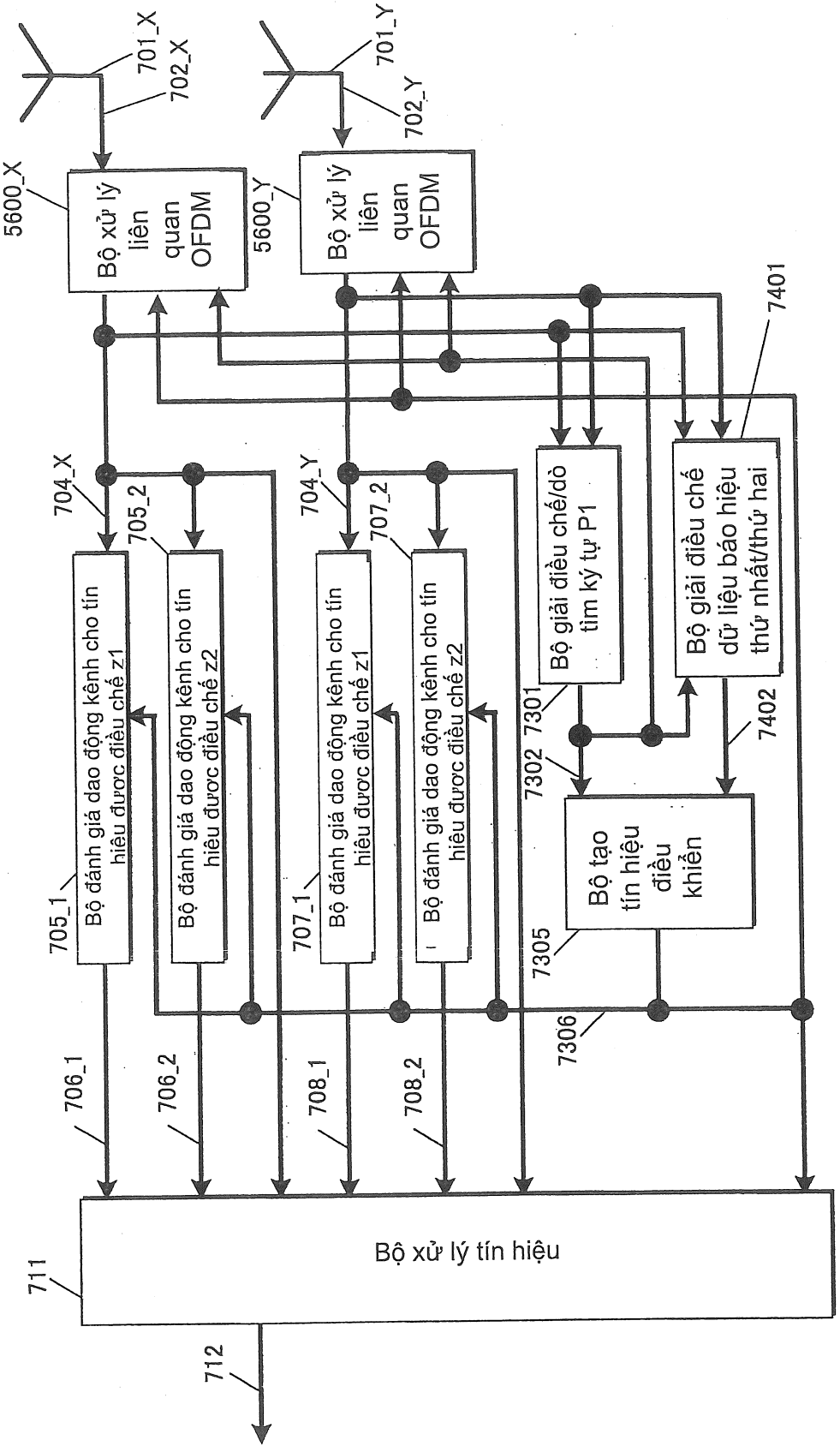
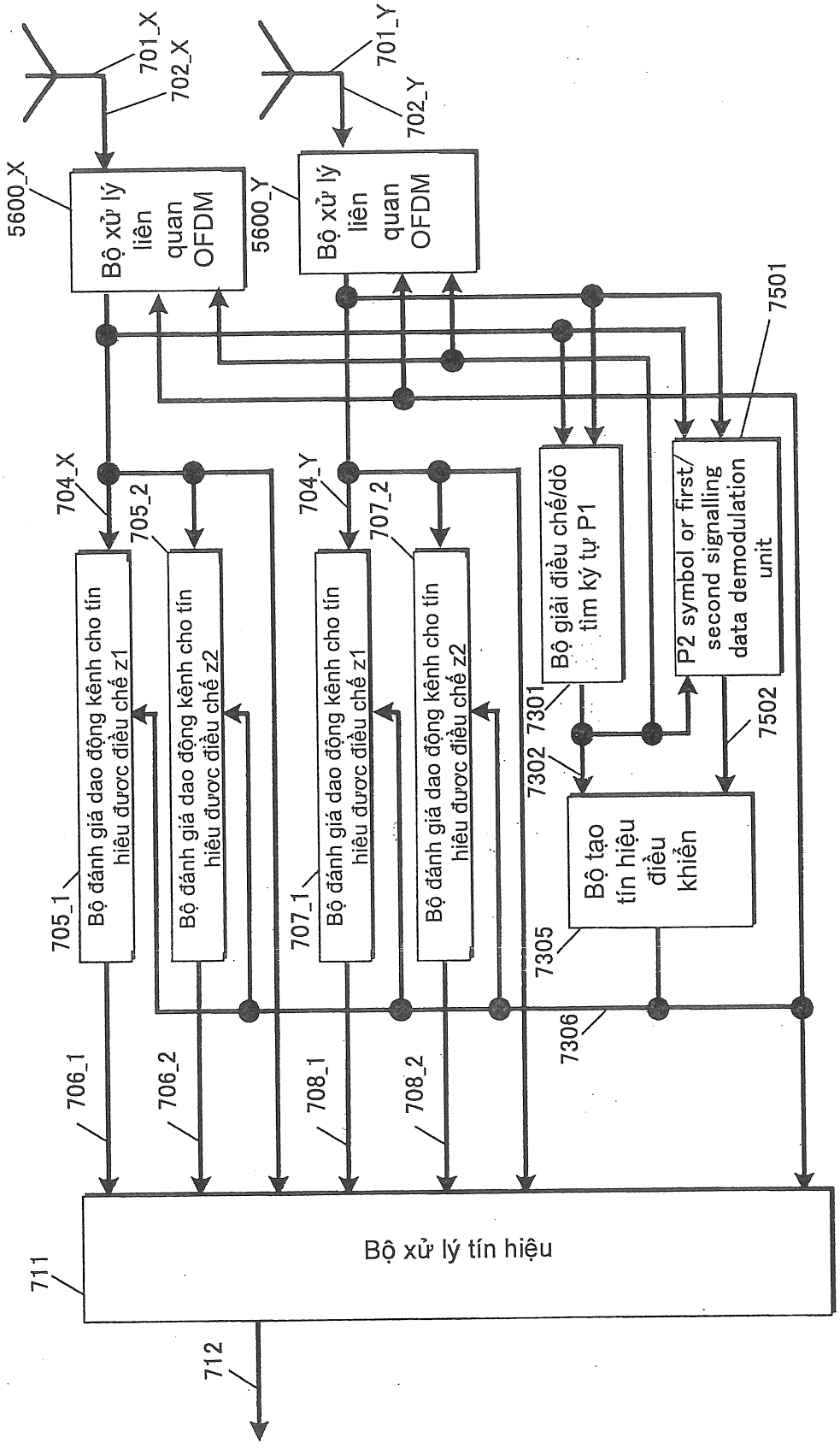

701_X
702_X
701_Y
702_Y
5600_X
Bộ xử lý liên quan OFDM
5600_Y
Bộ xử lý liên quan OFDM
7401
704_X
705_2
704_Y
707_2
Bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1
Bộ giải điều chế dữ liệu báo hiệu thứ nhất/thứ hai
7301
7402
7302
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
Bộ tạo tín hiệu điều khiển
705_1
707_1
7305
7306
706_1
706_2
708_1
708_2
Bộ xử lý tín hiệu
711
712

FIG. 75


701_X
702_X
701_Y
702_Y
5600_X
Bộ xử lý liên quan OFDM
5600_Y
Bộ xử lý liên quan OFDM
7501
704_X
705_2
704_Y
707_2
Bộ giải điều chế/dò tìm ký tự P1
P2 symbol or first/second signalling data demodulation unit
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z1
Bộ đánh giá dao động kênh cho tín hiệu được điều chế z2
7301
7502
7302
Bộ tạo tín hiệu điều khiển
705_1
707_1
7305
7306
706_1
706_2
708_1
708_2
Bộ xử lý tín hiệu
711
712

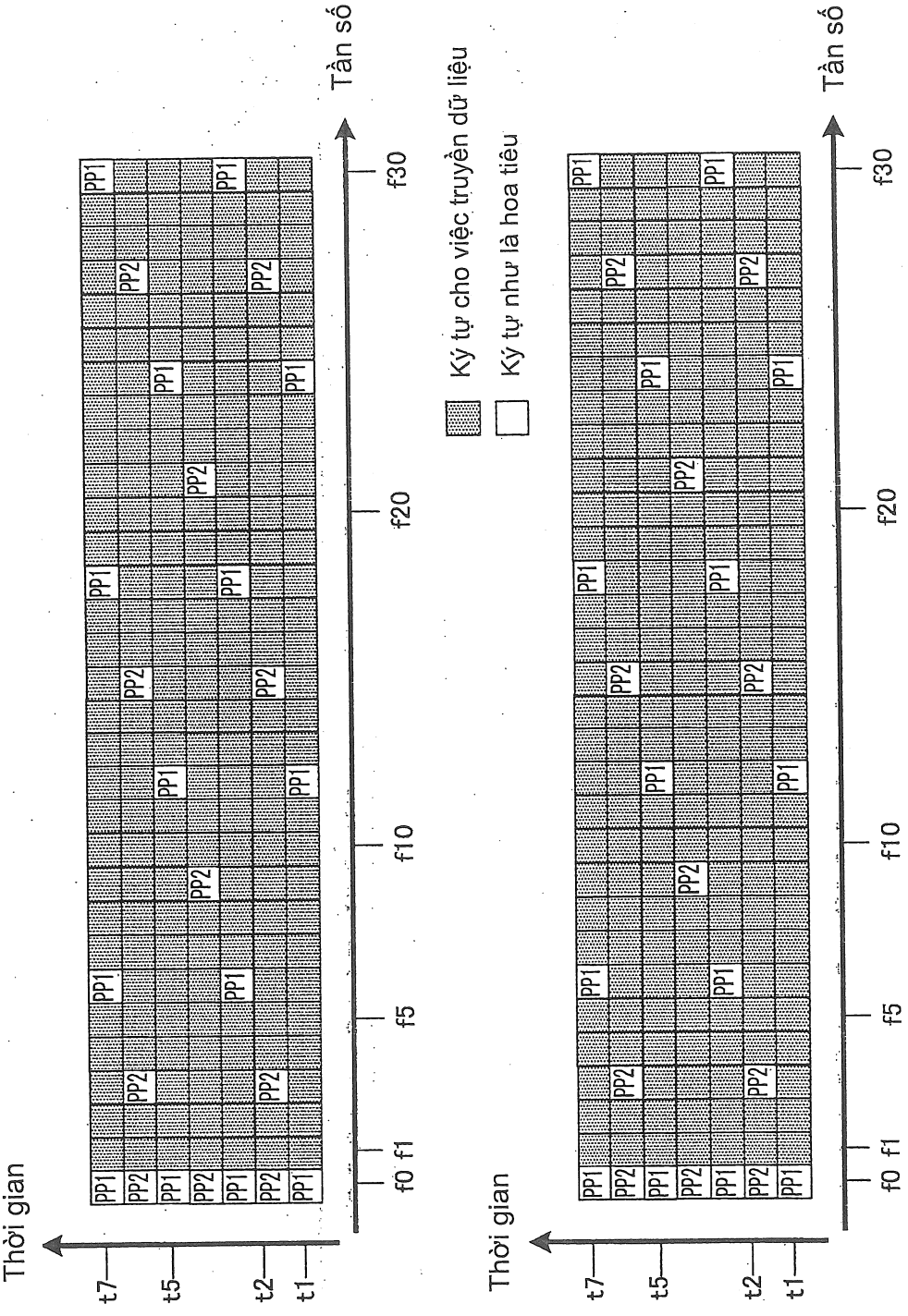


FIG. 76A

FIG. 76B

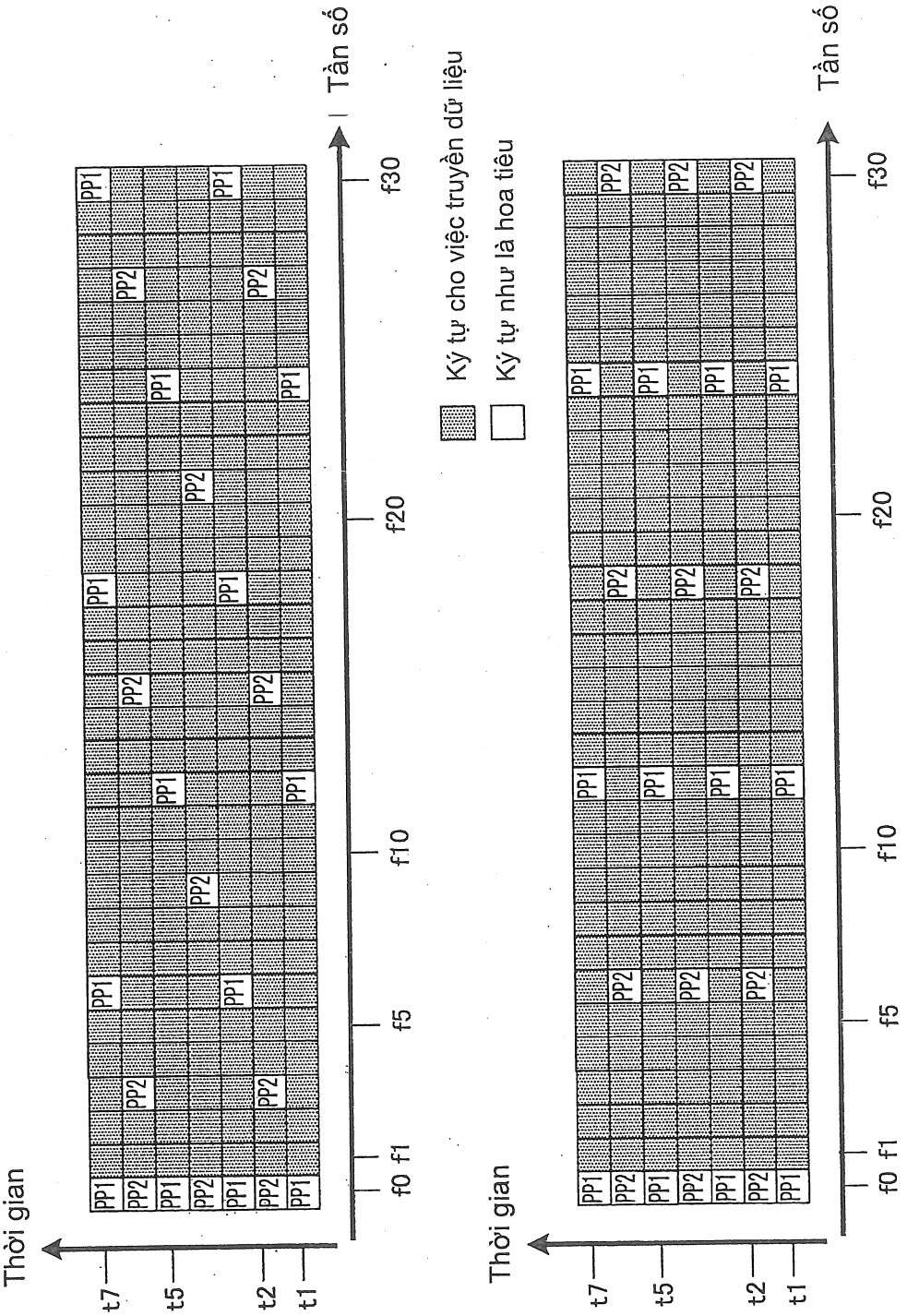


FIG. 77A

FIG. 77B

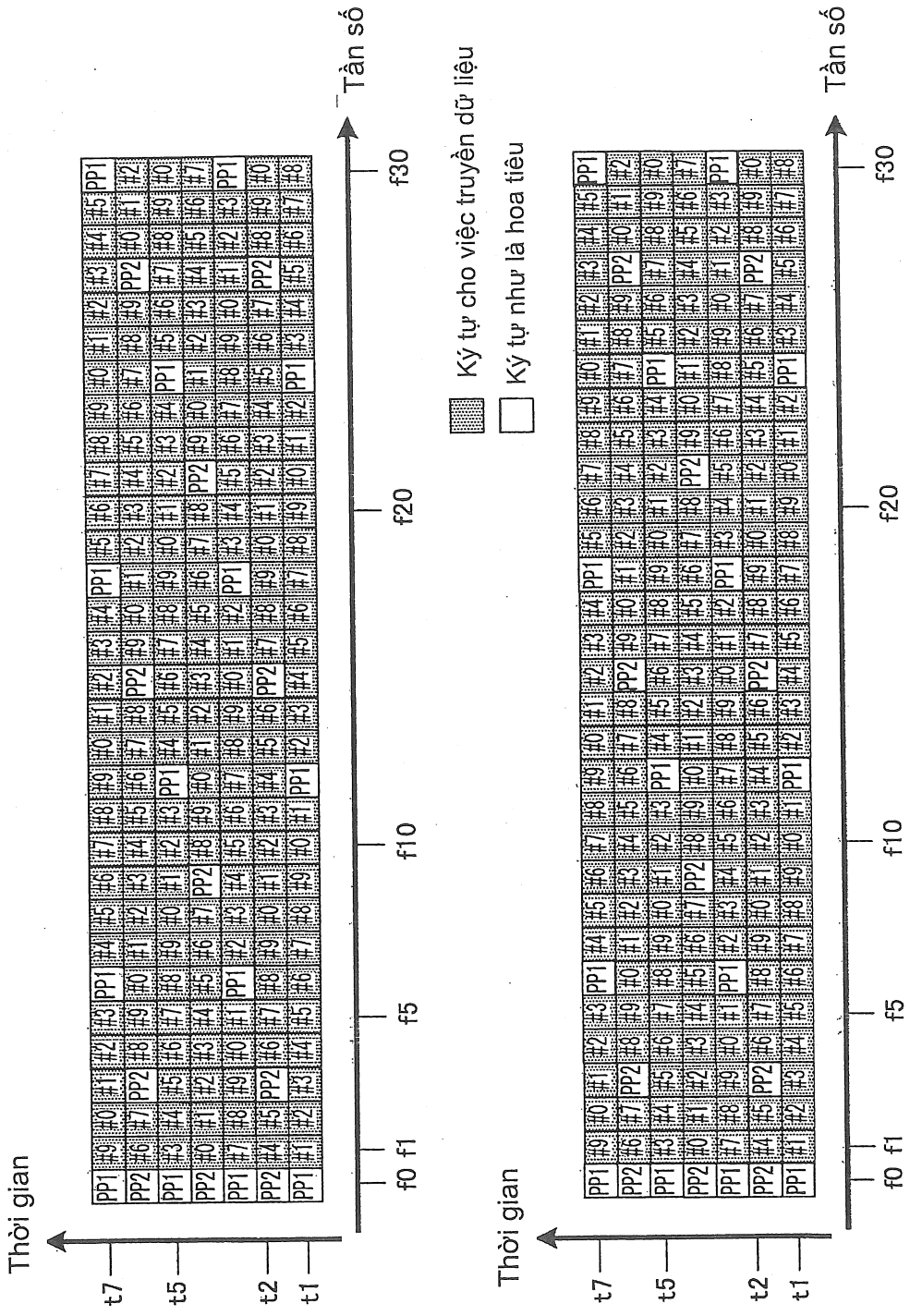


FIG. 78A

FIG. 78B

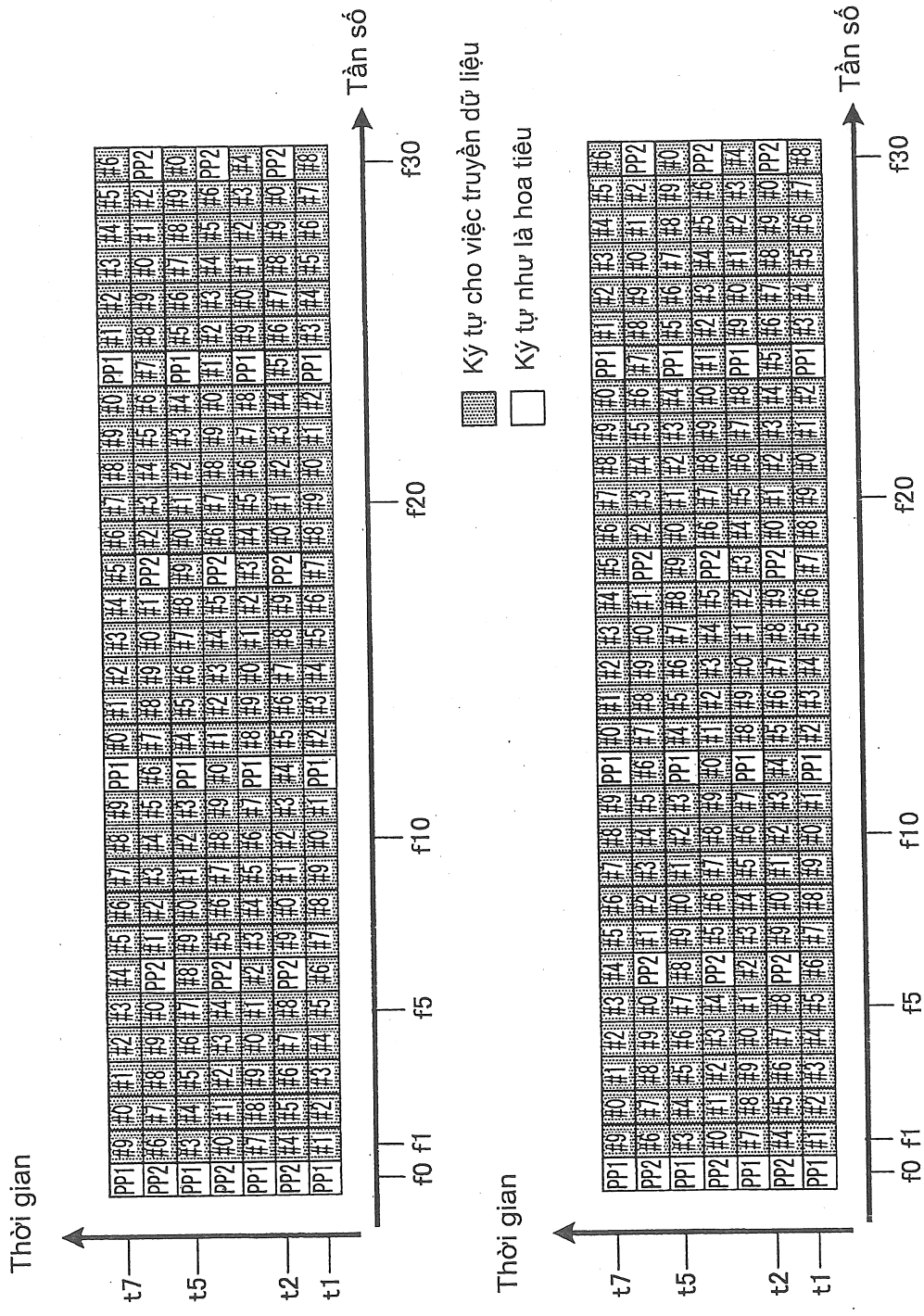


FIG. 79A

FIG. 79B

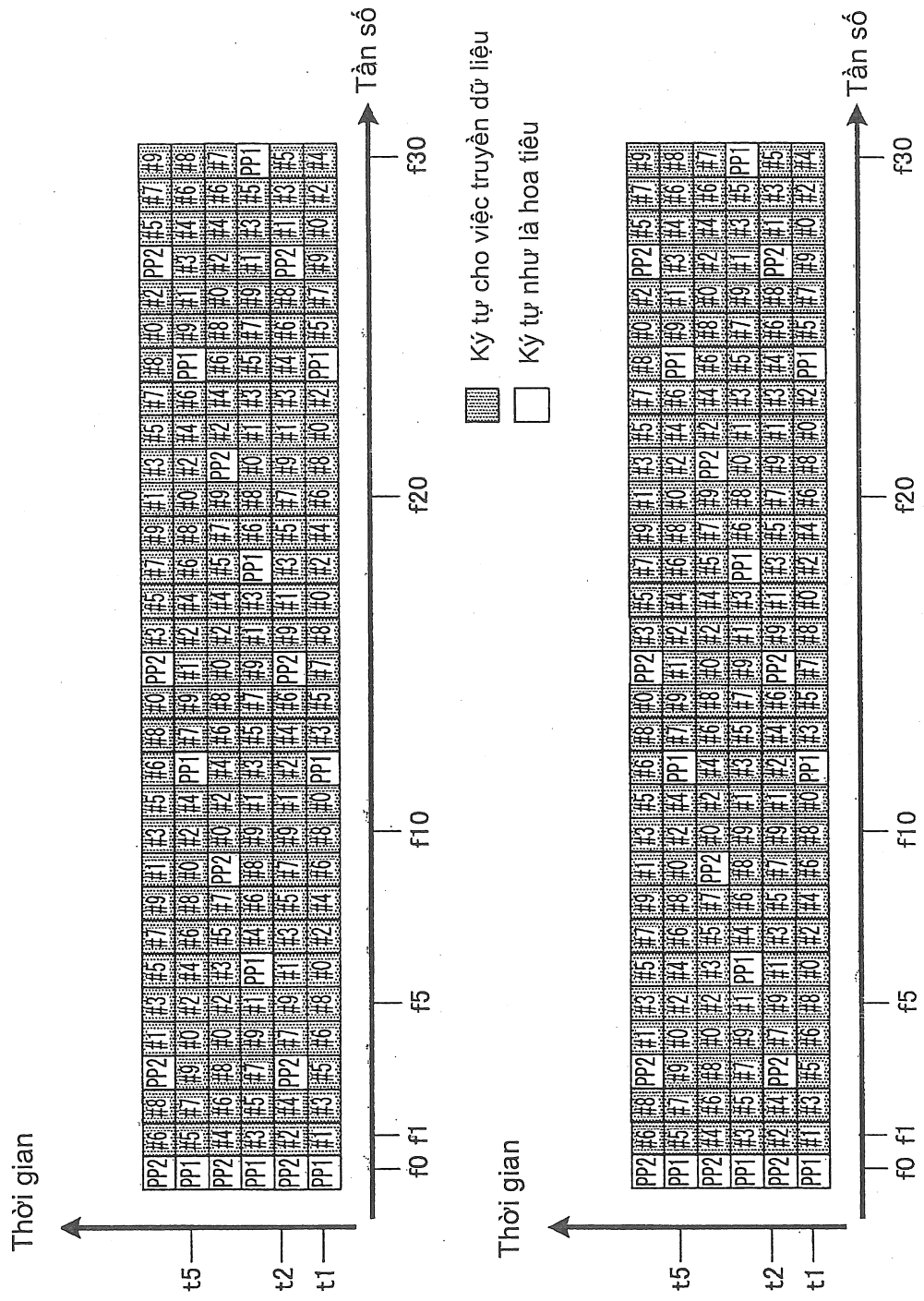


FIG. 80A

FIG. 80B

FIG. 81

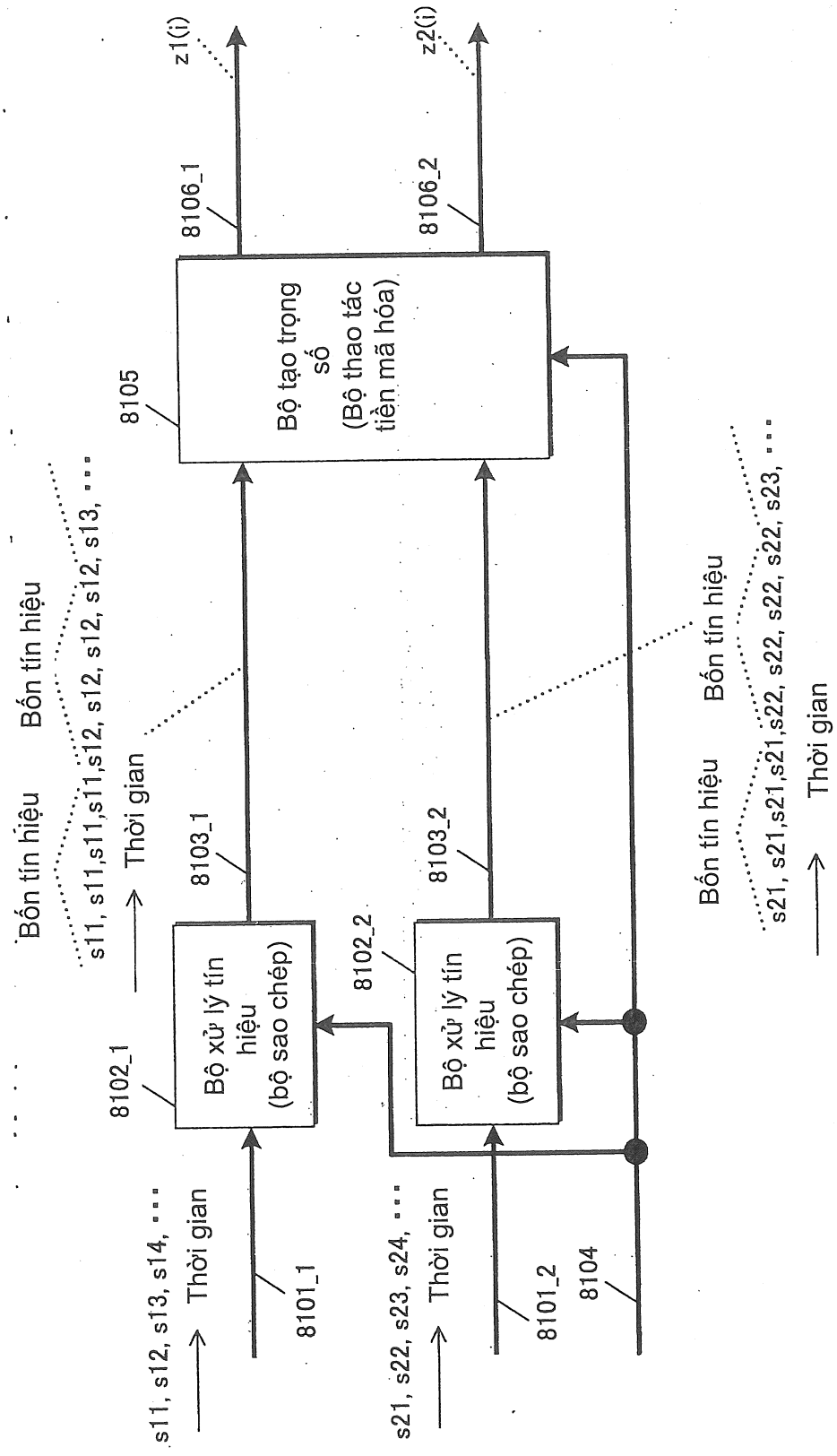

z1(i)
z2(i)
8106_1
8106_2
8105
Bộ tạo trọng số (Bộ thao tác tiền mã hóa)
Bốn tín hiệu
Bốn tín hiệu
s11, s11,s11,s11,s12, s12, s12, s12, s13, ...
Thời gian
8103_1
8103_2
8102_1
8102_2
Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép)
Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép)
s11, s12, s13, s14, ...
Thời gian
s21, s22, s23, s24, ...
Thời gian
8101_1
8101_2
8104
Bốn tín hiệu
Bốn tín hiệu
s21, s21,s21,s21,s22, s22, s22, s22, s23, ...
Thời gian

FIG. 82

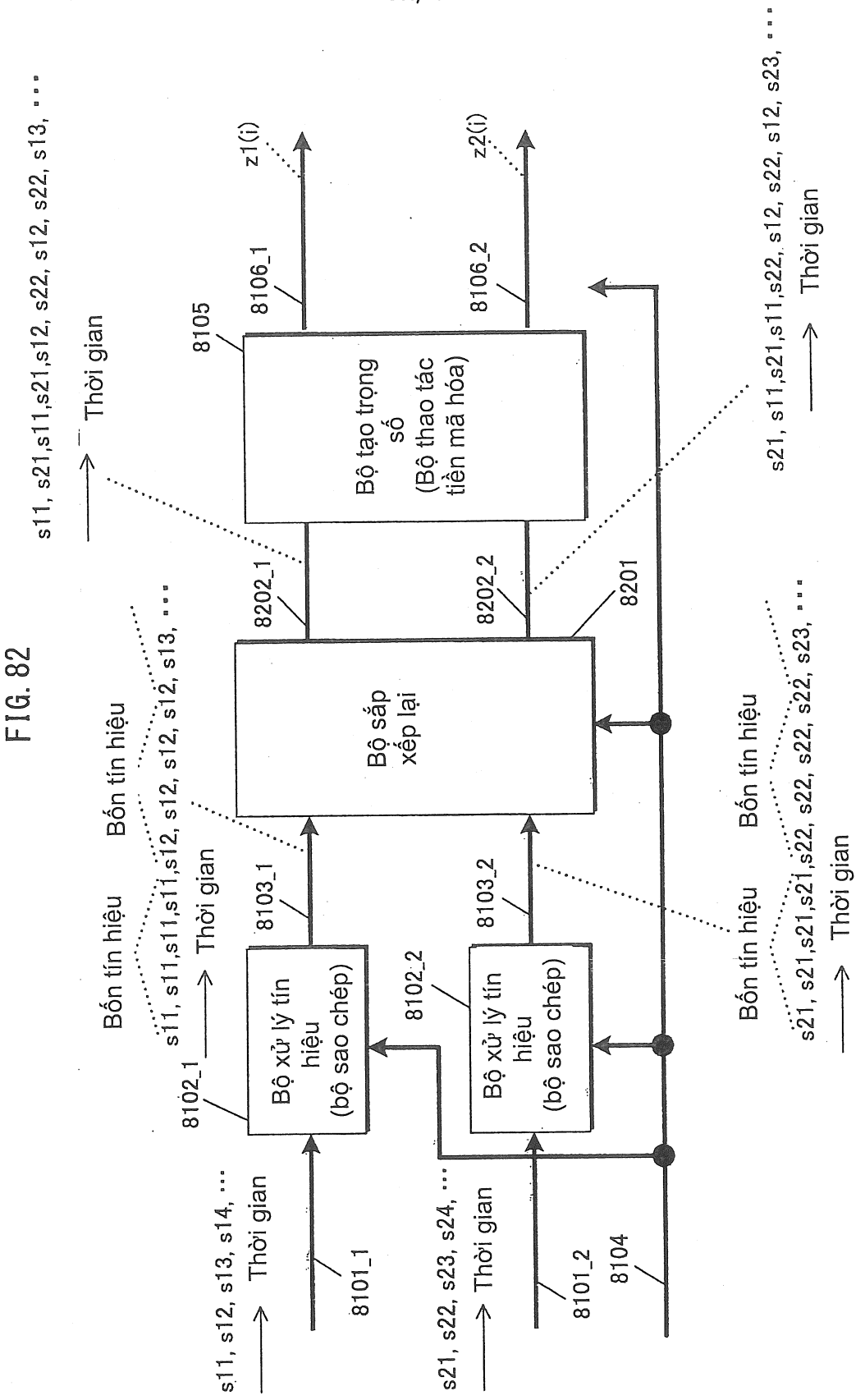

s11, s21,s11,s21,s12, s22, s12, s22, s13, ...
Thời gian
8105
8106_1
z1(i)
8106_2
z2(i)
Bộ tạo trọng số (Bộ thao tác tiền mã hóa)
8202_1
8202_2
8201
Bộ sắp xếp lại
Bốn tín hiệu
s11, s11,s11,s11,s12, s12, s12, s12, s13, ...
Thời gian
8103_1
8103_2
8102_1
8102_2
Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép)
Bộ xử lý tín hiệu (bộ sao chép)
s11, s12, s13, s14, ...
Thời gian
8101_1
s21, s22, s23, s24, ...
Thời gian
8101_2
8104
s21, s11,s21,s11,s22, s12, s22, s12, s23, ...
Thời gian
s21, s21,s21,s21,s22, s22, s22, s22, s23, ...
Thời gian

FIG. 83

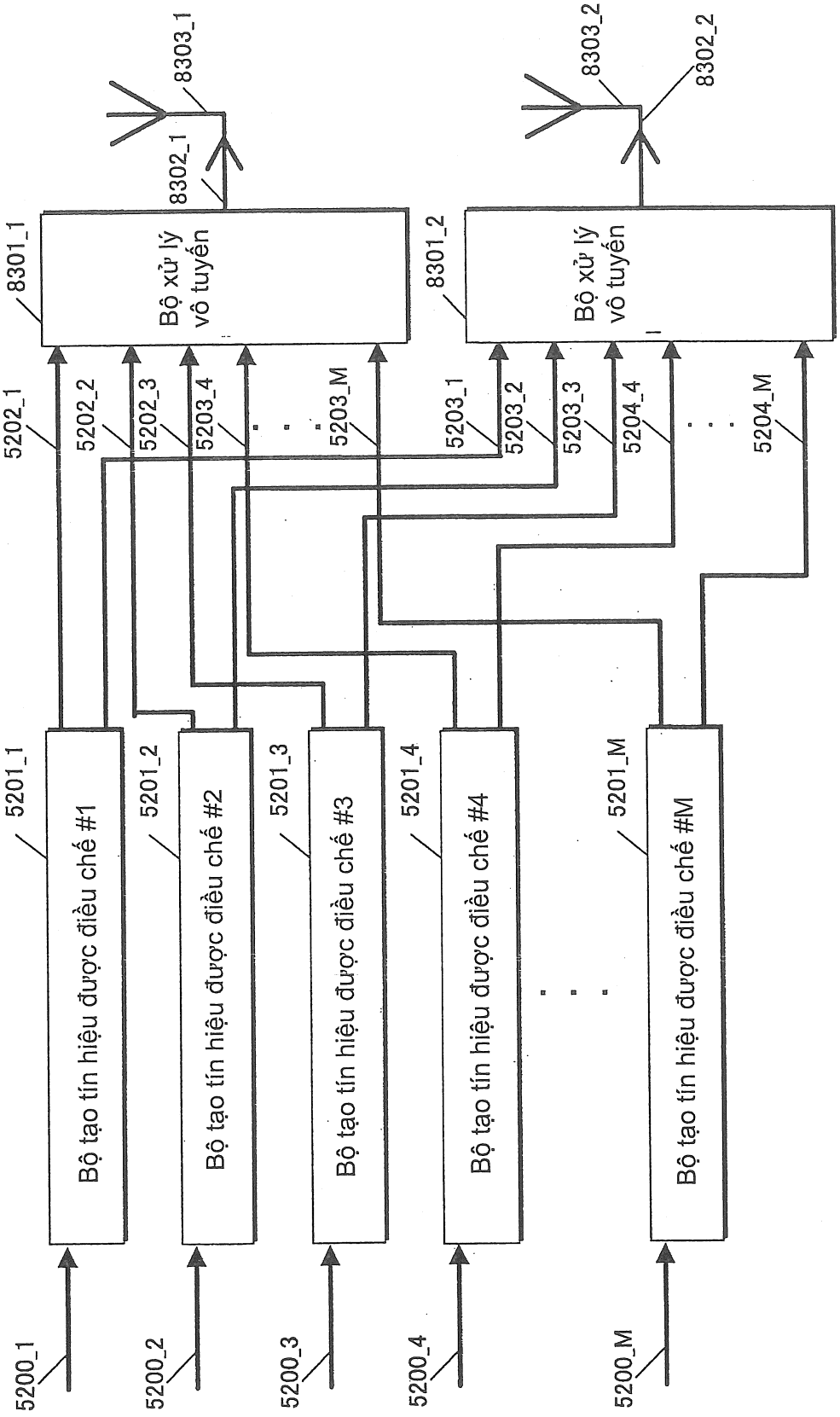

8303_1
8302_1
8303_2
8302_2
8301_1
Bộ xử lý vô tuyến
8301_2
Bộ xử lý vô tuyến
5202_1
5202_2
5202_3
5203_4
5203_M
5203_1
5203_2
5203_3
5204_4
5204_M
5201_1
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #1
5201_2
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #2
5201_3
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #3
5201_4
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #4
5201_M
Bộ tạo tín hiệu được điều chế #M
5200_1
5200_2
5200_3
5200_4
5200_M

FIG. 84

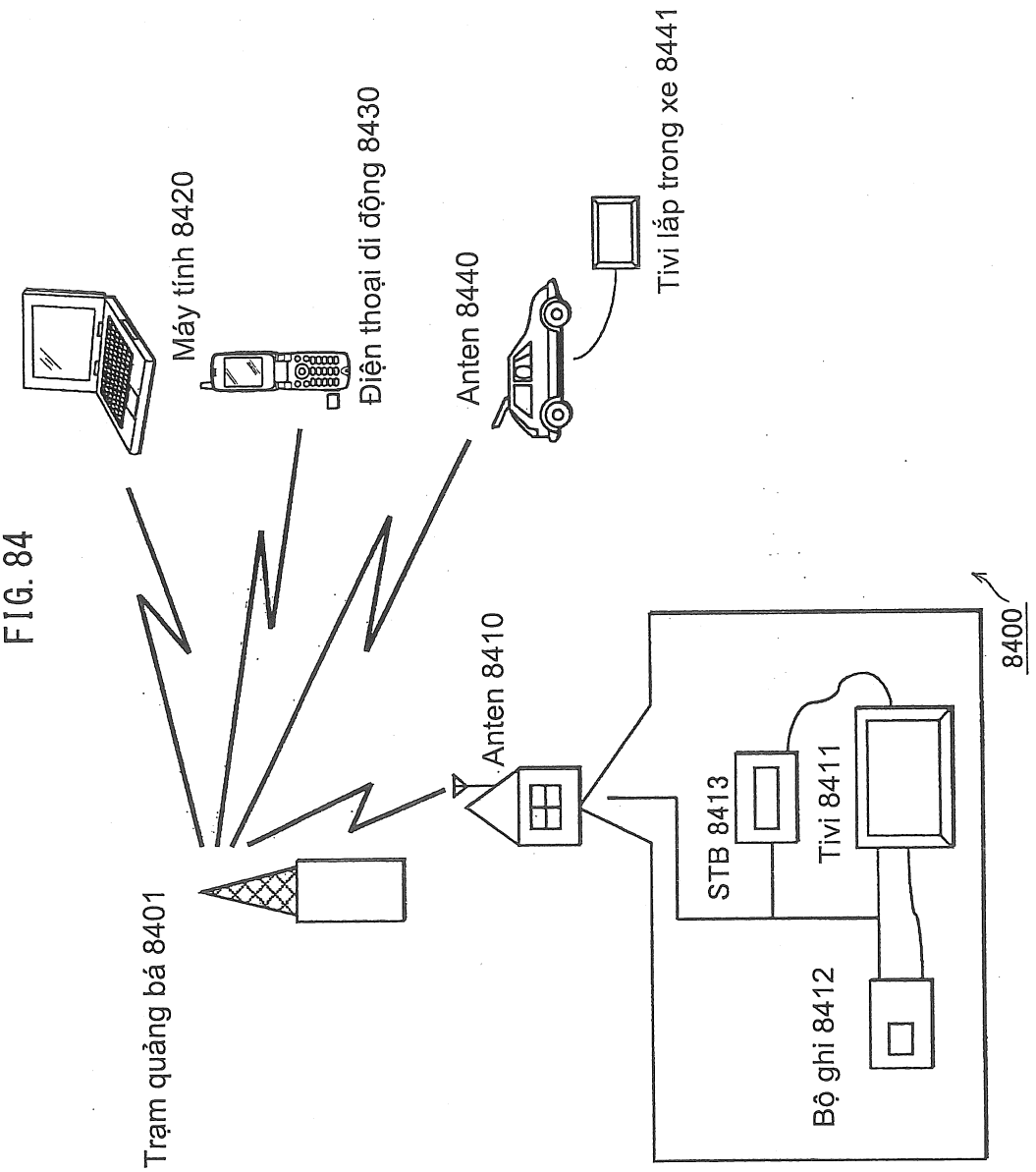

Máy tính 8420
Điện thoại di động 8430
Anten 8440
Tivi lắp trong xe 8441
Anten 8410
8400
STB 8413
Tivi 8411
Bộ ghi 8412
Trạm quảng bá 8401

FIG. 85

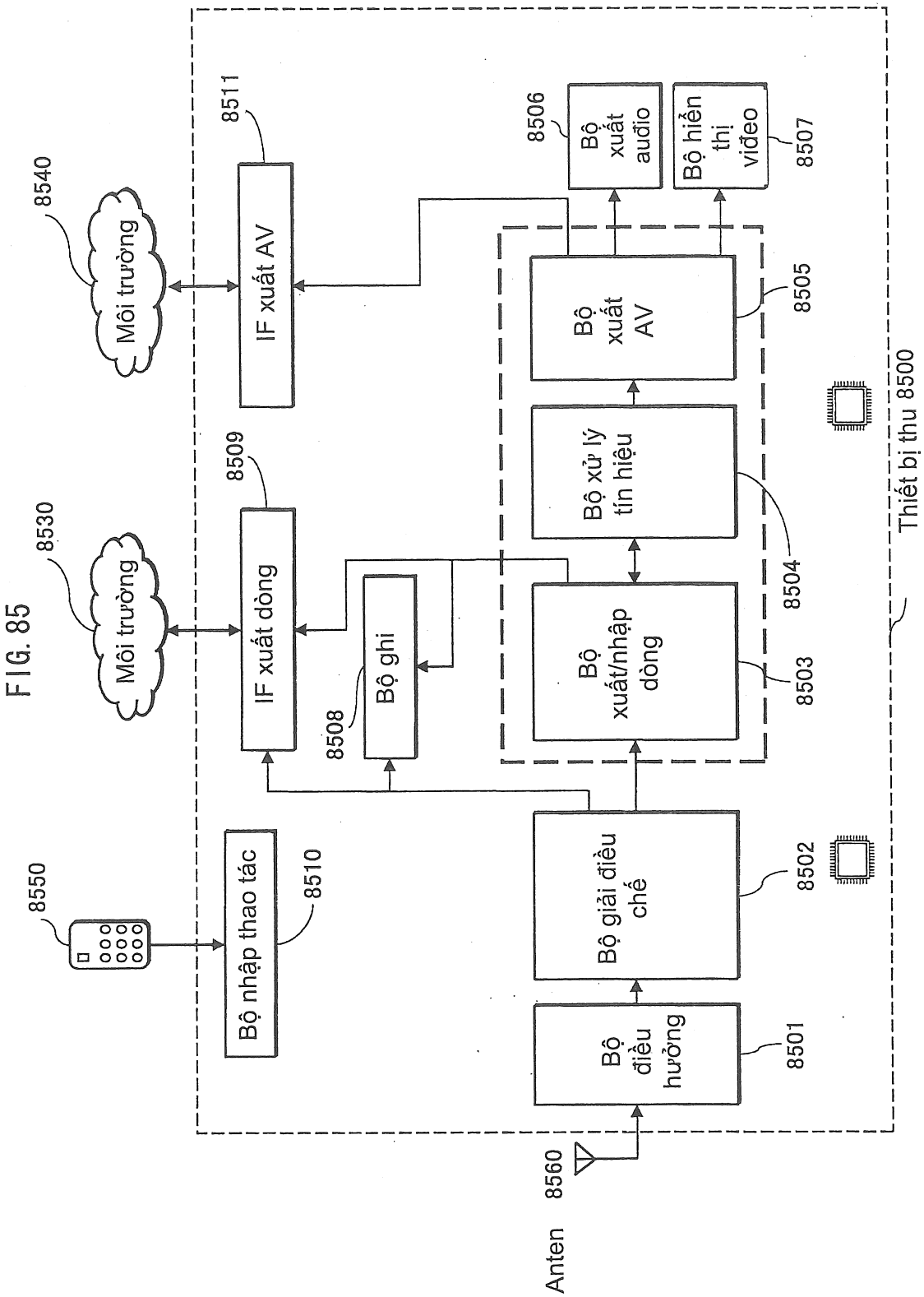

Thiết bị thu 8500
Anten 8560
Bộ điều hưởng 8501
Bộ giải điều chế 8502
Bộ xuất/nhập dòng 8503
Bộ xử lý tín hiệu 8504
Bộ xuất AV 8505
Bộ xuất audio 8506
Bộ hiển thị video 8507
Bộ ghi 8508
IF xuất dòng 8509
Bộ nhập thao tác 8510
IF xuất AV 8511
Môi trường 8530
Môi trường 8540
8550

FIG. 86

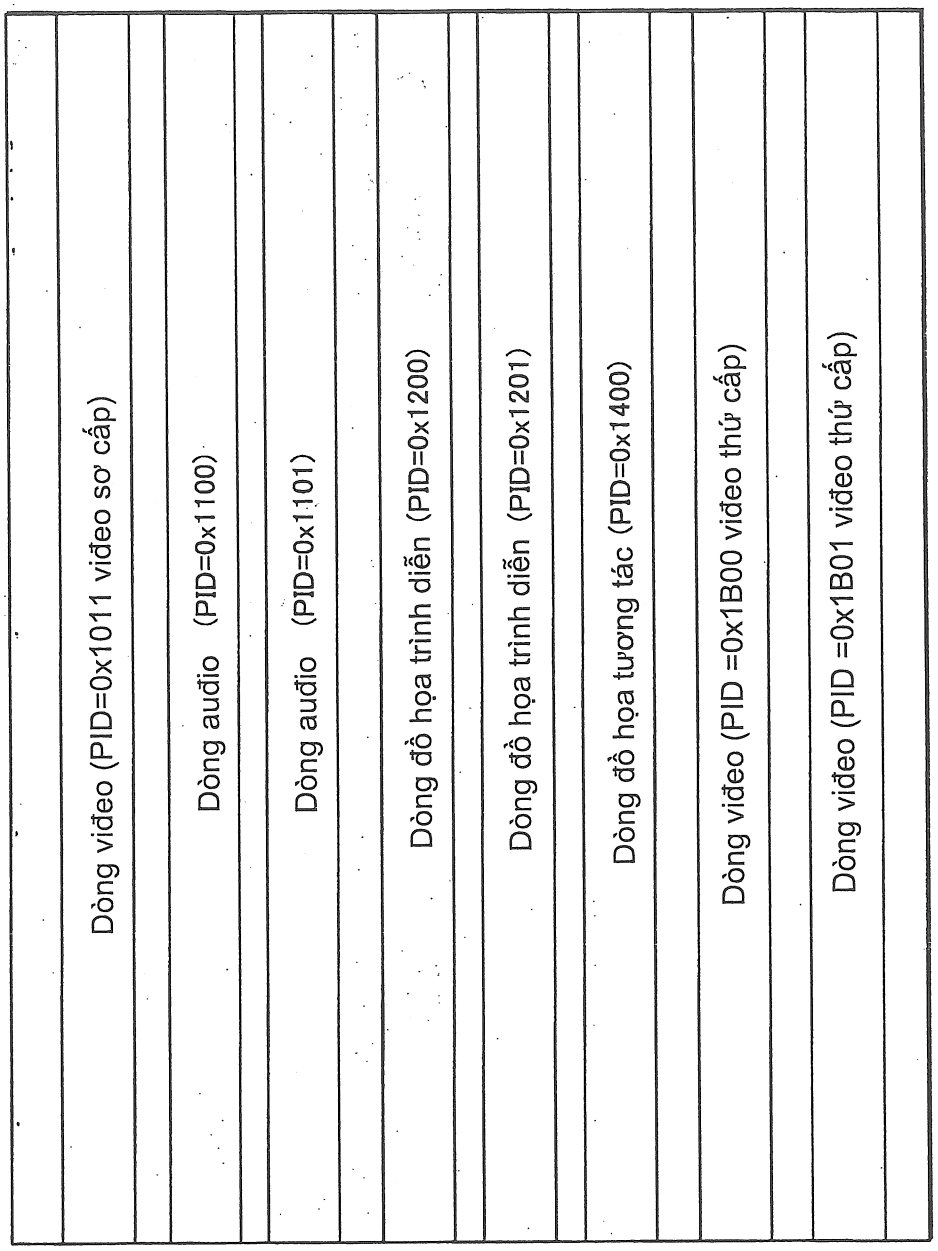

Dòng video (PID=0x1011 video sơ cấp)
Dòng audio (PID=0x1100)
Dòng audio (PID=0x1101)
Dòng đồ họa trình diễn (PID=0x1200)
Dòng đồ họa trình diễn (PID=0x1201)
Dòng đồ họa tương tác (PID=0x1400)
Dòng video (PID =0x1B00 video thứ cấp)
Dòng video (PID =0x1B01 video thứ cấp)

FIG. 87

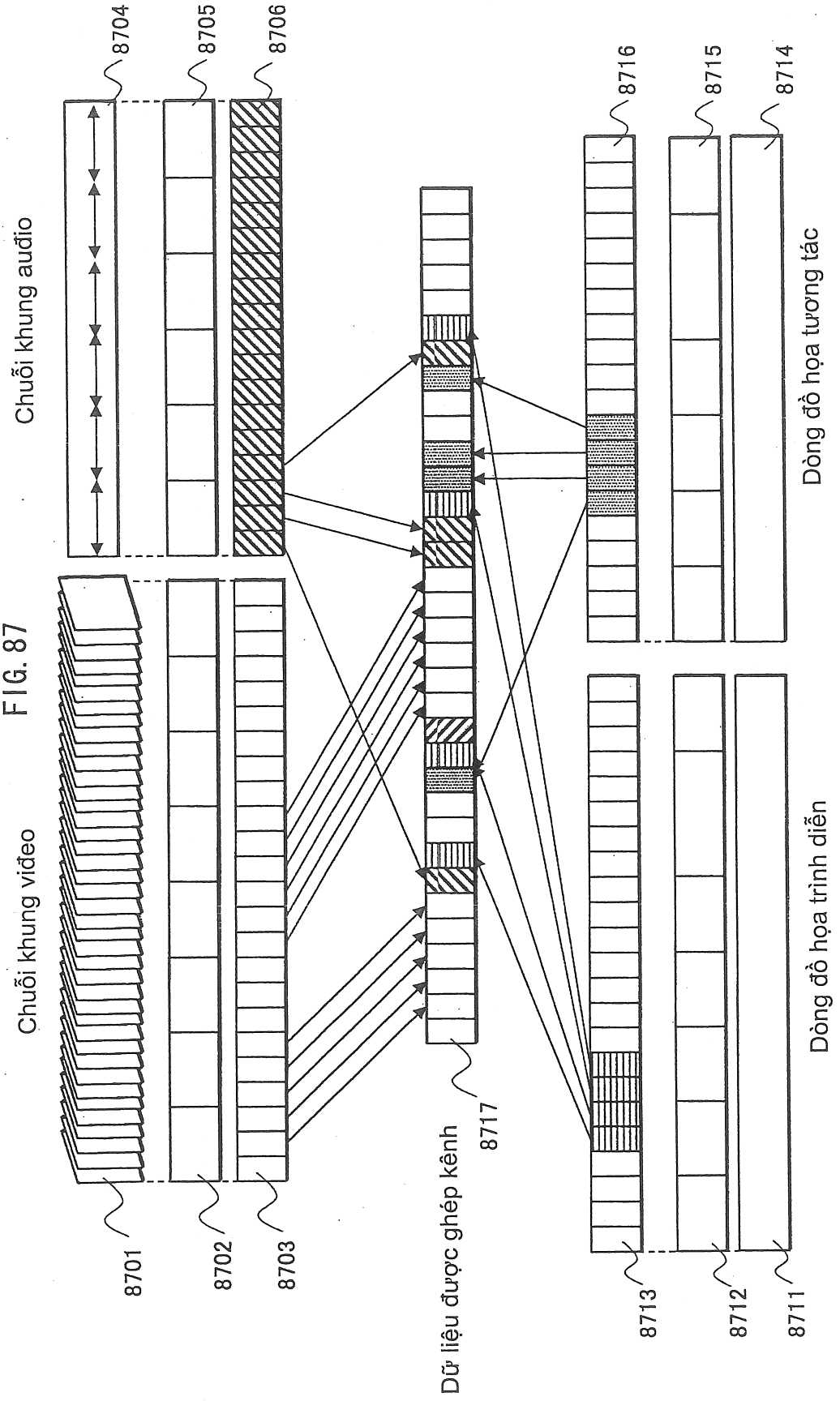

8704
8705
8706
8716
8715
8714
Chuỗi khung audio
Dòng đồ họa tương tác
Chuỗi khung video
Dòng đồ họa trình diễn
8701
8702
8703
Dữ liệu được ghép kênh
8717
8713
8712
8711

FIG. 88

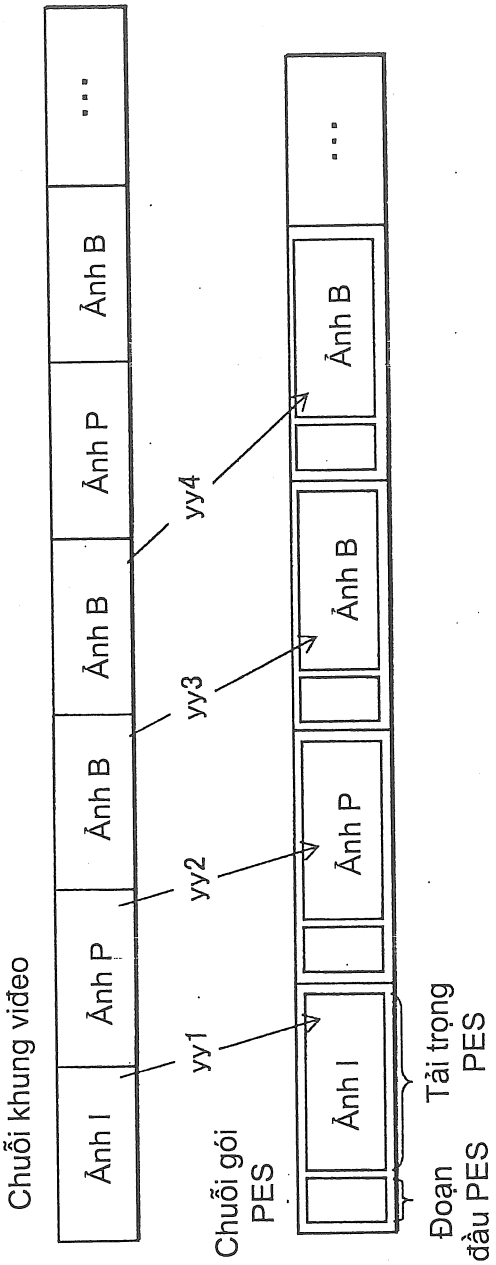

Chuỗi khung viđeo
Ảnh I
Ảnh P
Ảnh B
Ảnh B
Ảnh P
Ảnh B
...
yy1
yy2
yy3
yy4
Chuỗi gói PES
Ảnh I
Ảnh P
Ảnh B
Ảnh B
...
Đoạn đầu PES
Tải trọng PES

FIG. 89

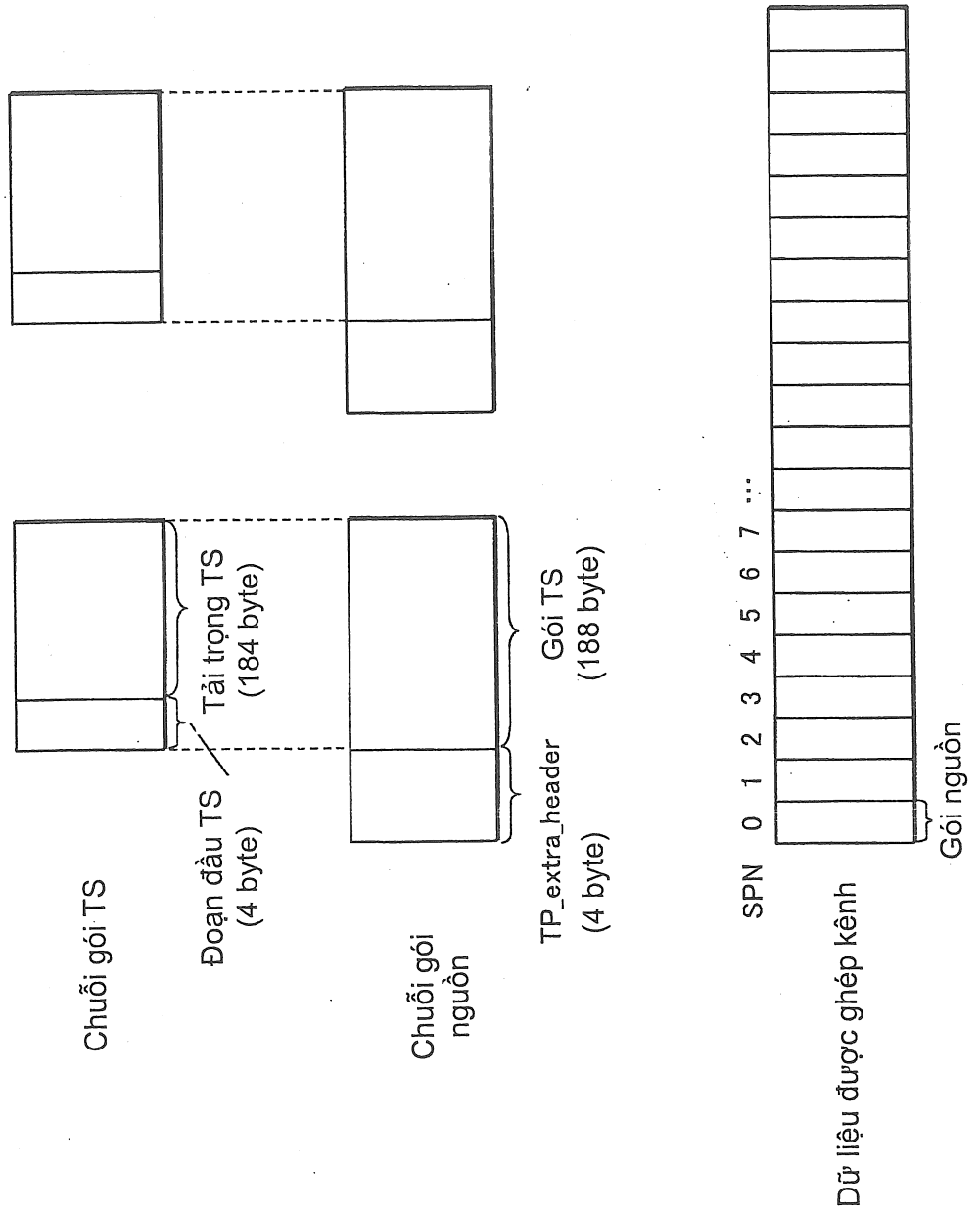

Chuỗi gói TS
Đoạn đầu TS
(4 byte)
Tải trọng TS
(184 byte)
Chuỗi gói
nguồn
TP_extra_header
(4 byte)
Gói TS
(188 byte)
SPN 0 1 2 3 4 5 6 7 ...
Dữ liệu được ghép kênh
Gói nguồn

FIG. 90

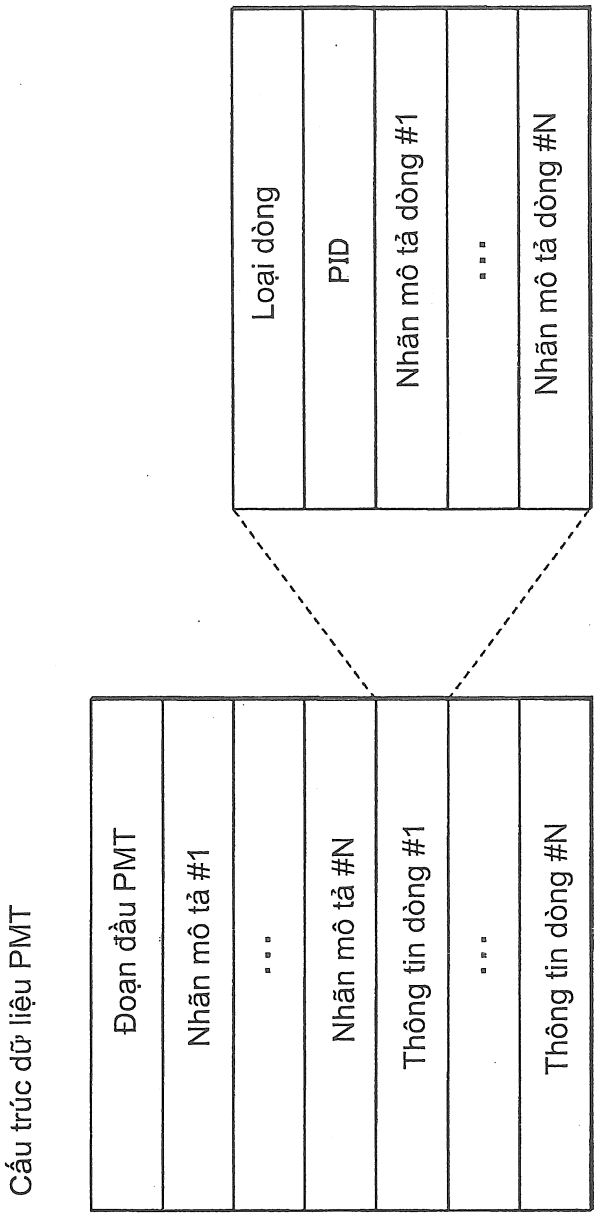

Cấu trúc dữ liệu PMT
Đoạn đầu PMT
Nhãn mô tả #1
...
Nhãn mô tả #N
Thông tin dòng #1
...
Thông tin dòng #N
Loại dòng
PID
Nhãn mô tả dòng #1
...
Nhãn mô tả dòng #N

FIG. 91

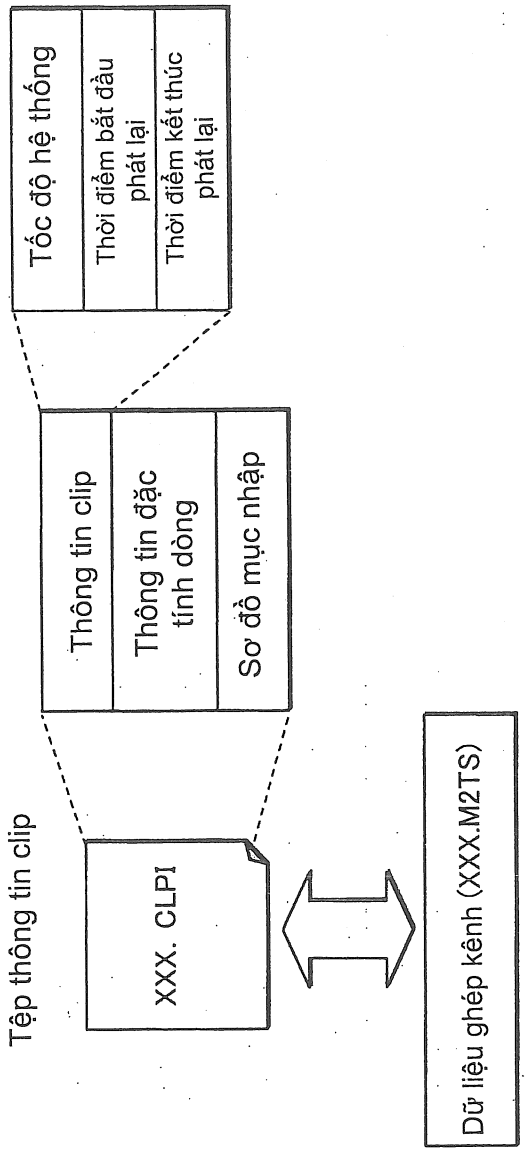

Tốc độ hệ thống
Thời điểm bắt đầu phát lại
Thời điểm kết thúc phát lại
Thông tin clip
Thông tin đặc tính dòng
Sơ đồ mục nhập
Tệp thông tin clip
XXX. CLPI
Dữ liệu ghép kênh (XXX.M2TS)

FIG. 92

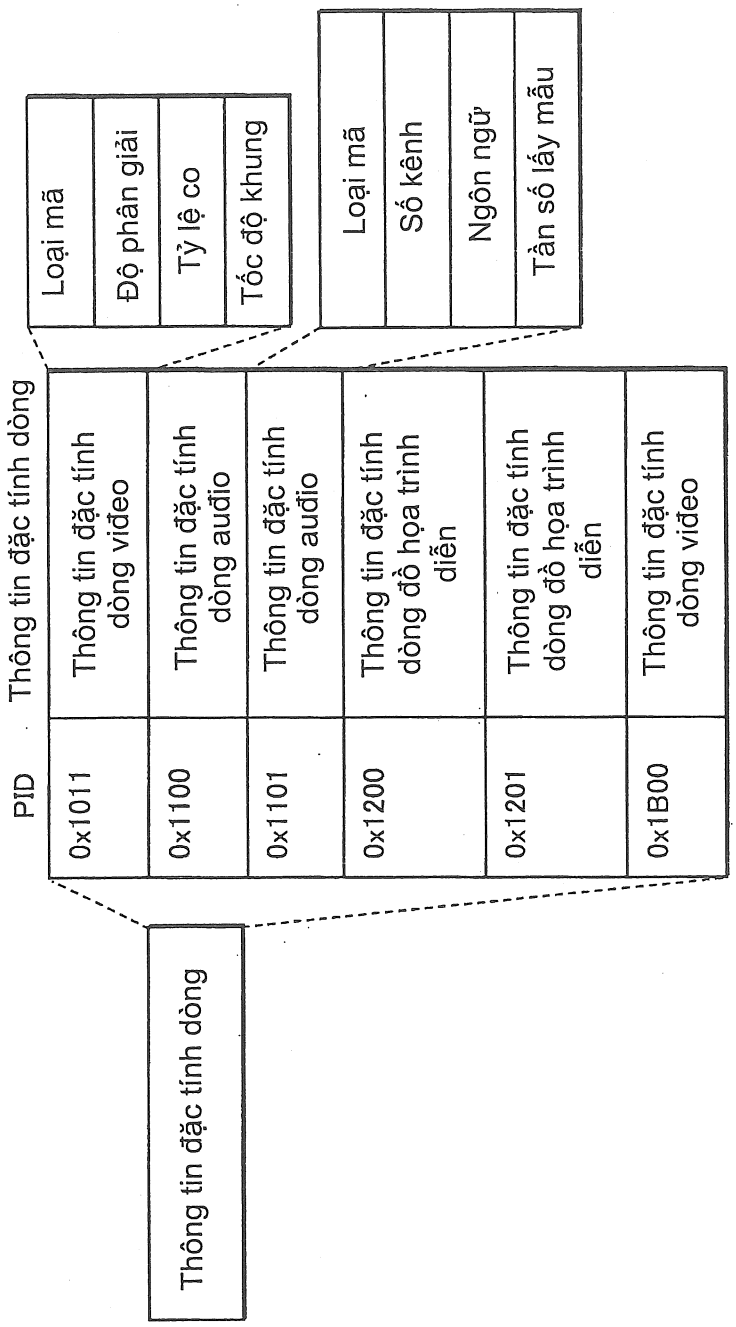

Thông tin đặc tính dòng
PID
Thông tin đặc tính dòng
0x1011
Thông tin đặc tính dòng video
0x1100
Thông tin đặc tính dòng audio
0x1101
Thông tin đặc tính dòng audio
0x1200
Thông tin đặc tính dòng đồ họa trình diễn
0x1201
Thông tin đặc tính dòng đồ họa trình diễn
0x1B00
Thông tin đặc tính dòng video
Loại mã
Độ phân giải
Tỷ lệ co
Tốc độ khung
Loại mã
Số kênh
Ngôn ngữ
Tần số lấy mẫu

FIG. 93

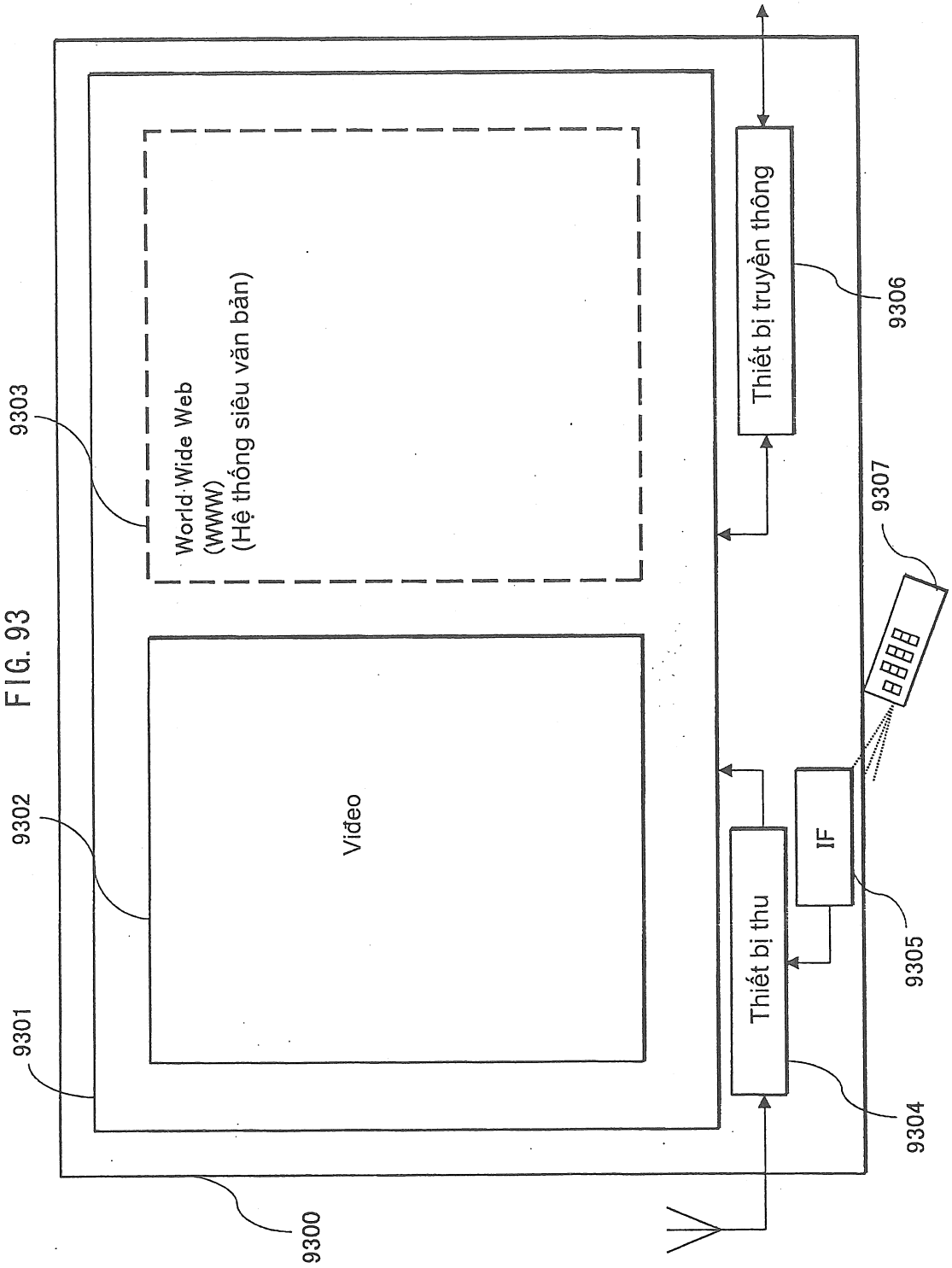

9300
9301
9302
9303
World Wide Web
(WWW)
(Hệ thống siêu văn bản)
Video
Thiết bị truyền thông
9306
9307
IF
9305
Thiết bị thu
9304

FIG. 94

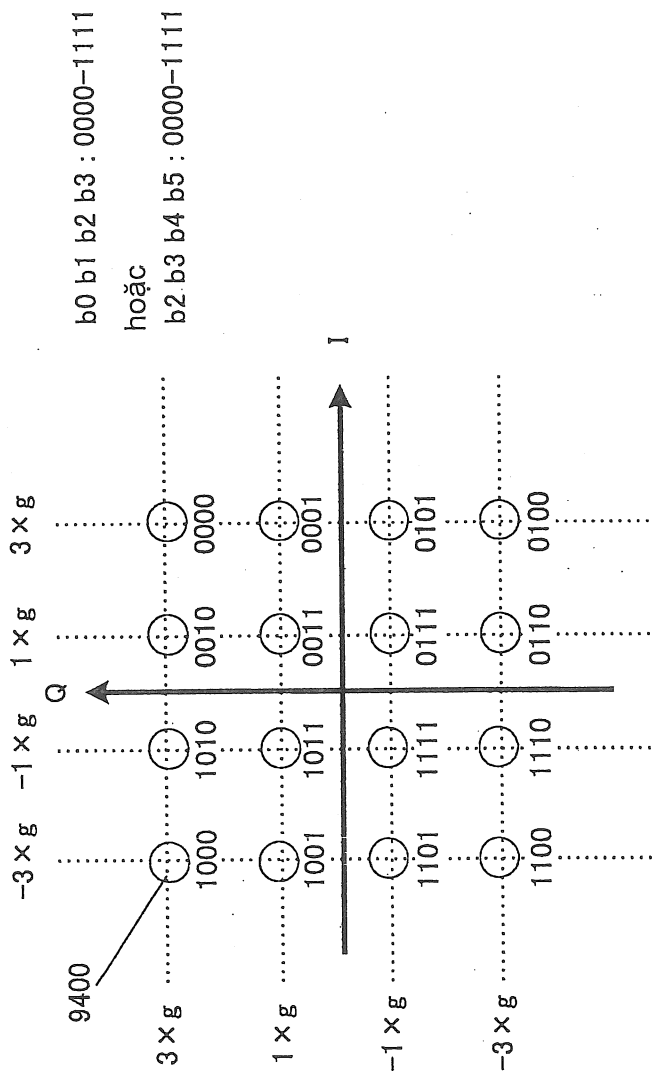

b0 b1 b2 b3 : 0000–1111
hoặc
b2 b3 b4 b5 : 0000–1111
I
Q
3 × g
1 × g
−1 × g
−3 × g
0000
0001
0101
0100
0010
0011
0111
0110
1010
1011
1111
1110
1000
1001
1101
1100
9400

FIG. 95

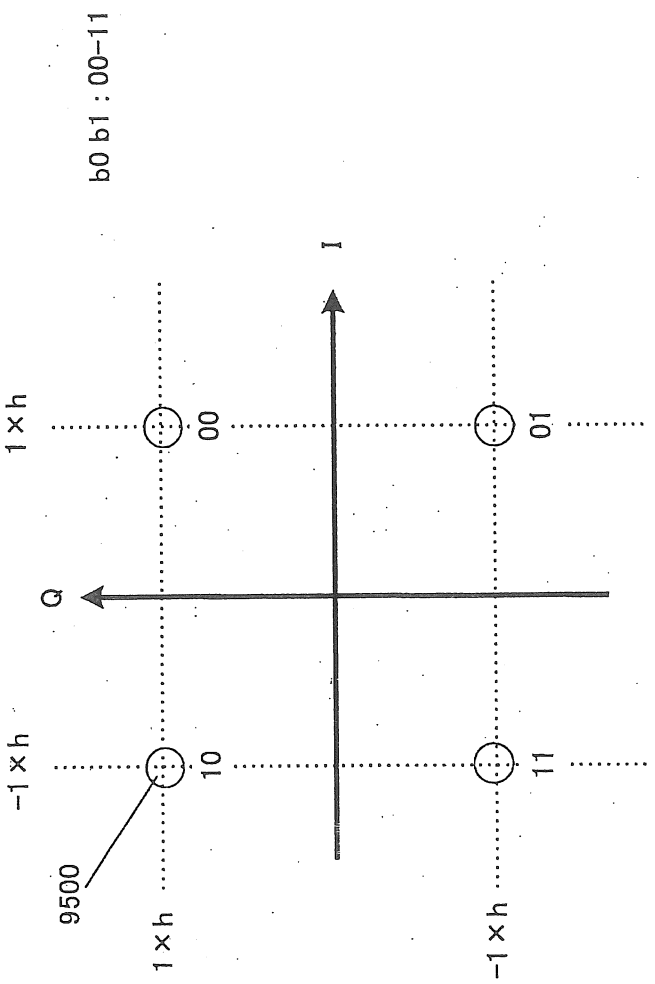


FIG. 96

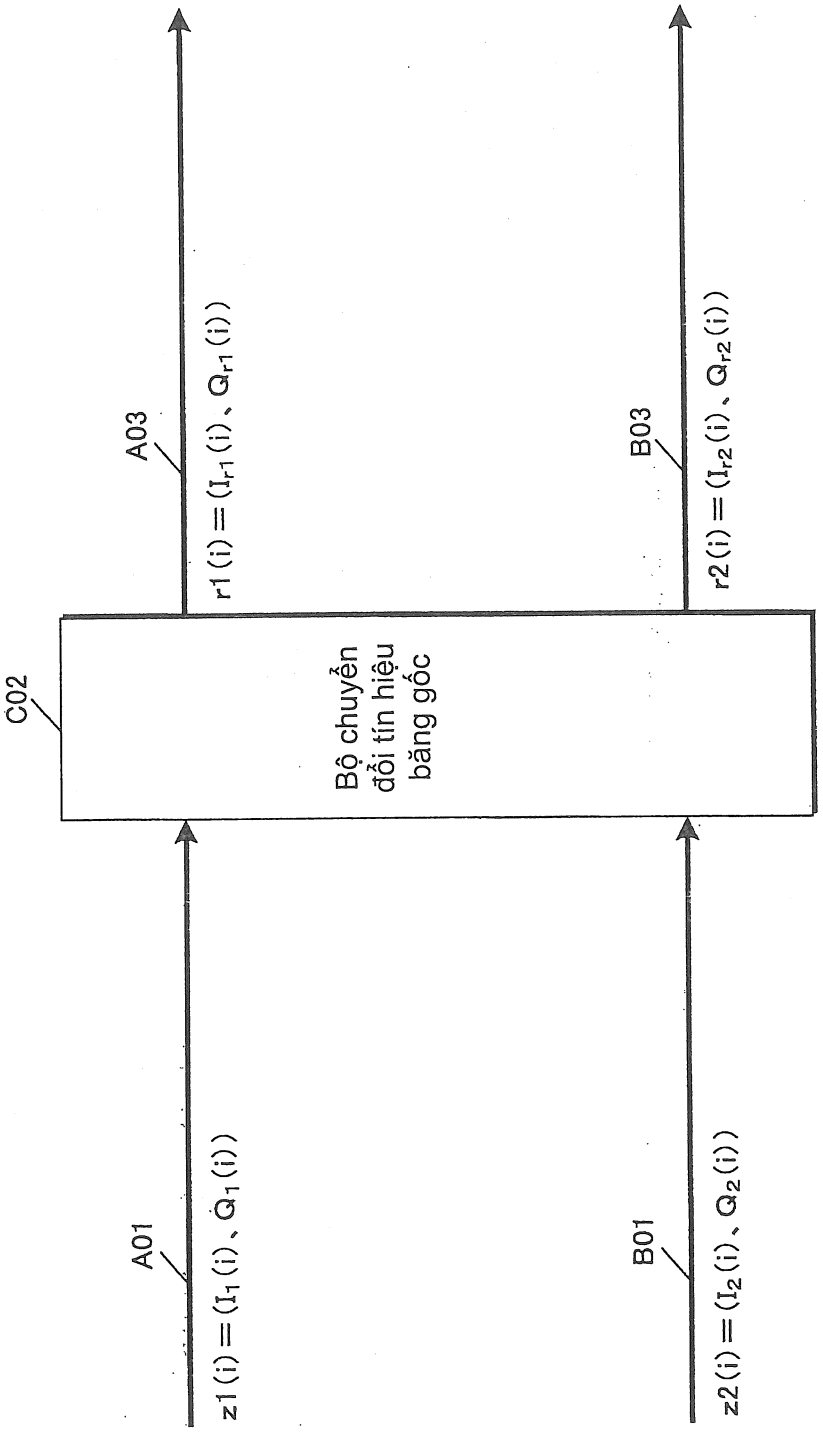
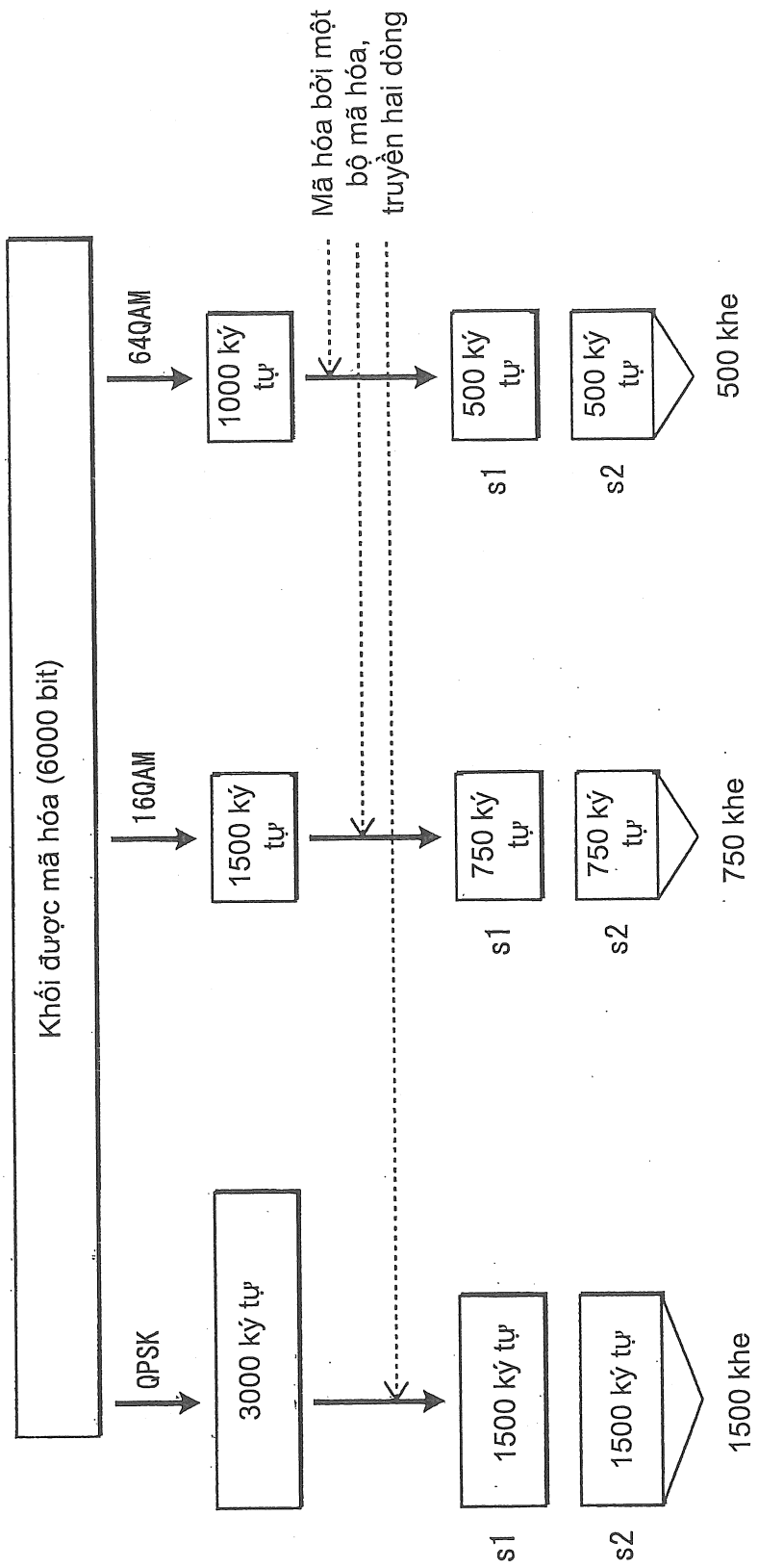

C02
Bộ chuyển đổi tín hiệu băng gốc
A01
z1(i) = (I1(i), Q1(i))
B01
z2(i) = (I2(i), Q2(i))
A03
r1(i) = (Ir1(i), Qr1(i))
B03
r2(i) = (Ir2(i), Qr2(i))

FIG. 97


Khối được mã hóa (6000 bit)
64QAM
16QAM
QPSK
1000 ký tự
1500 ký tự
3000 ký tự
Mã hóa bởi một bộ mã hóa, truyền hai dòng
500 ký tự
750 ký tự
1500 ký tự
s1
s2
500 khe
750 khe
1500 khe

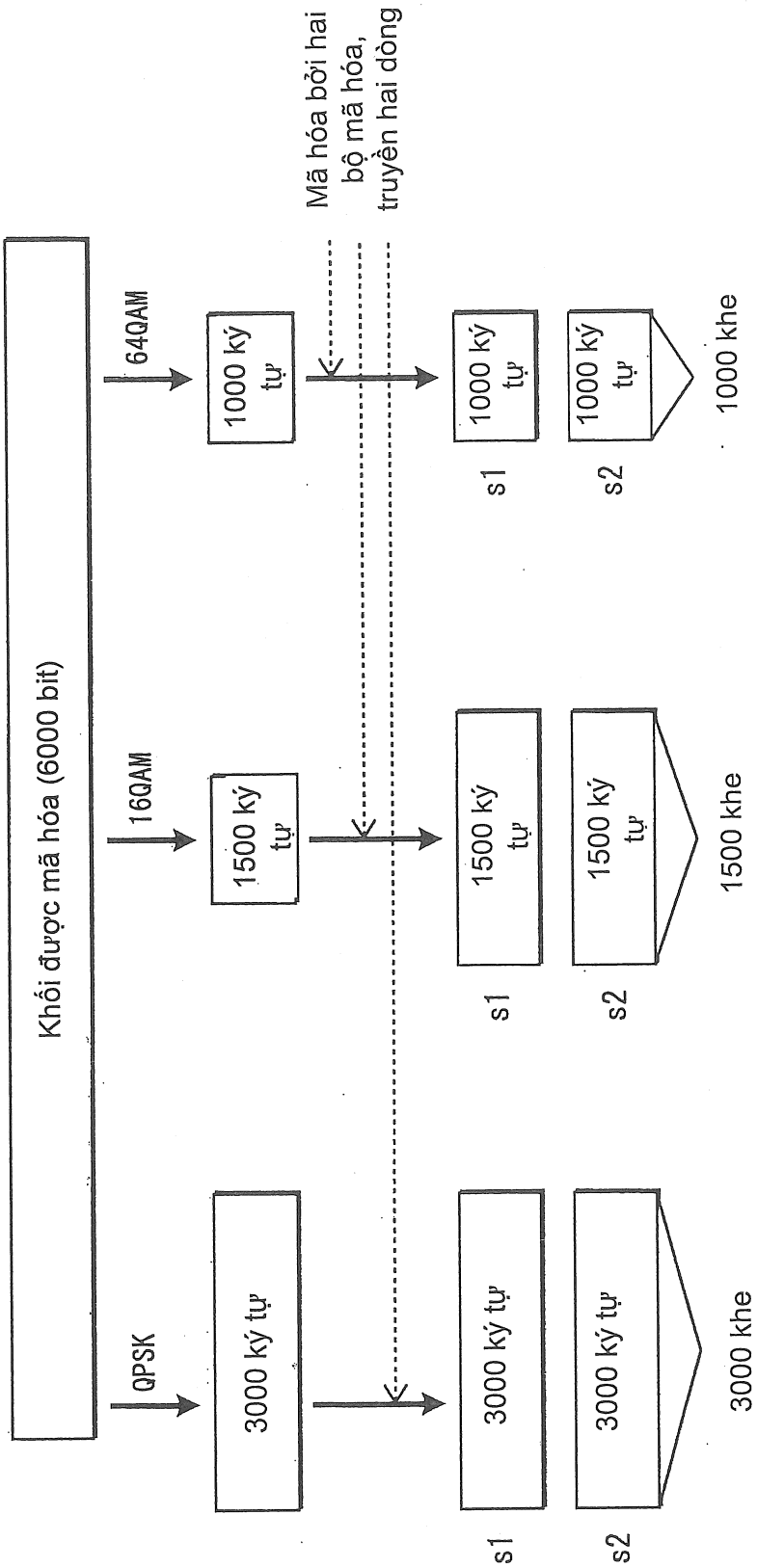

Khối được mã hóa (6000 bit)
QPSK
16QAM
64QAM
3000 ký tự
1500 ký tự
1000 ký tự
Mã hóa bởi hai bộ mã hóa, truyền hai dòng
3000 ký tự
3000 ký tự
3000 khe
1500 ký tự
1500 ký tự
1500 khe
1000 ký tự
1000 ký tự
1000 khe
s1
s2
s1
s2
s1
s2

FIG. 98

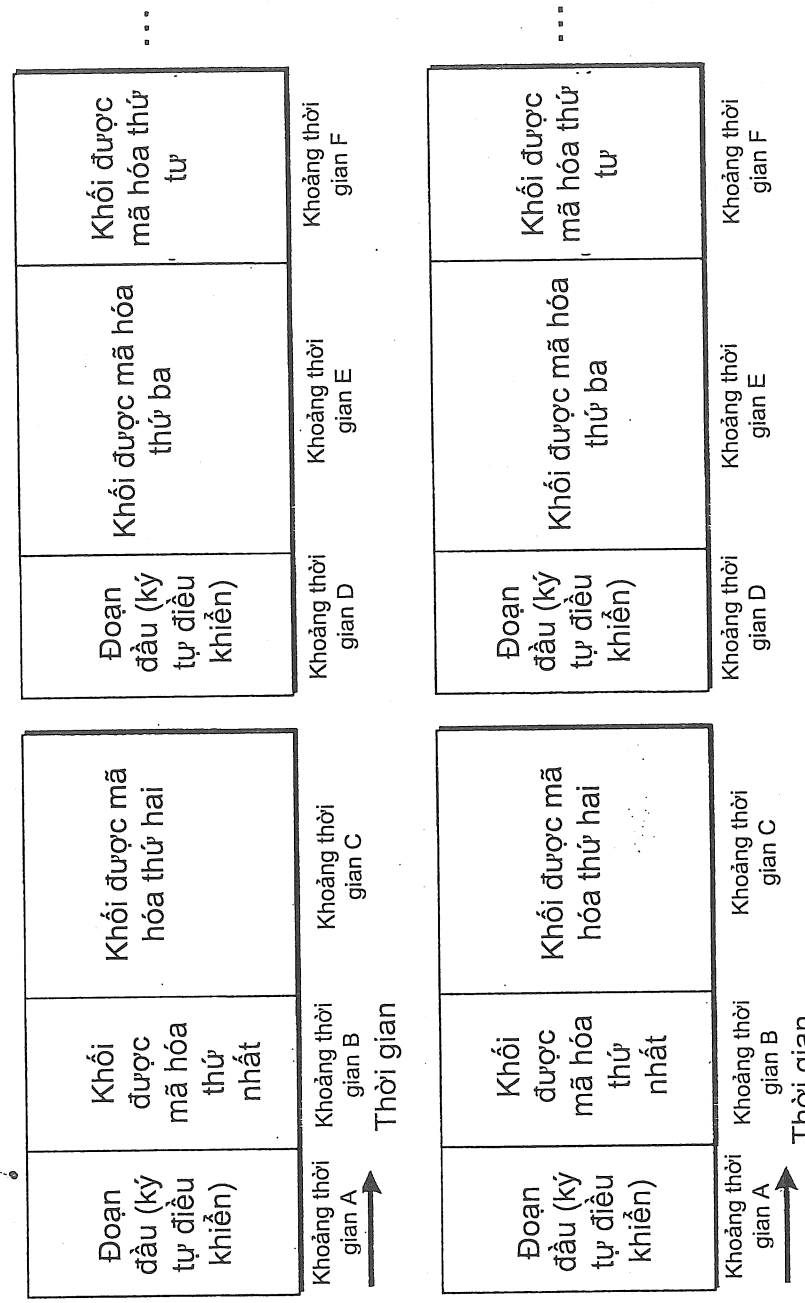


FIG. 99A

FIG. 99B

FIG. 100

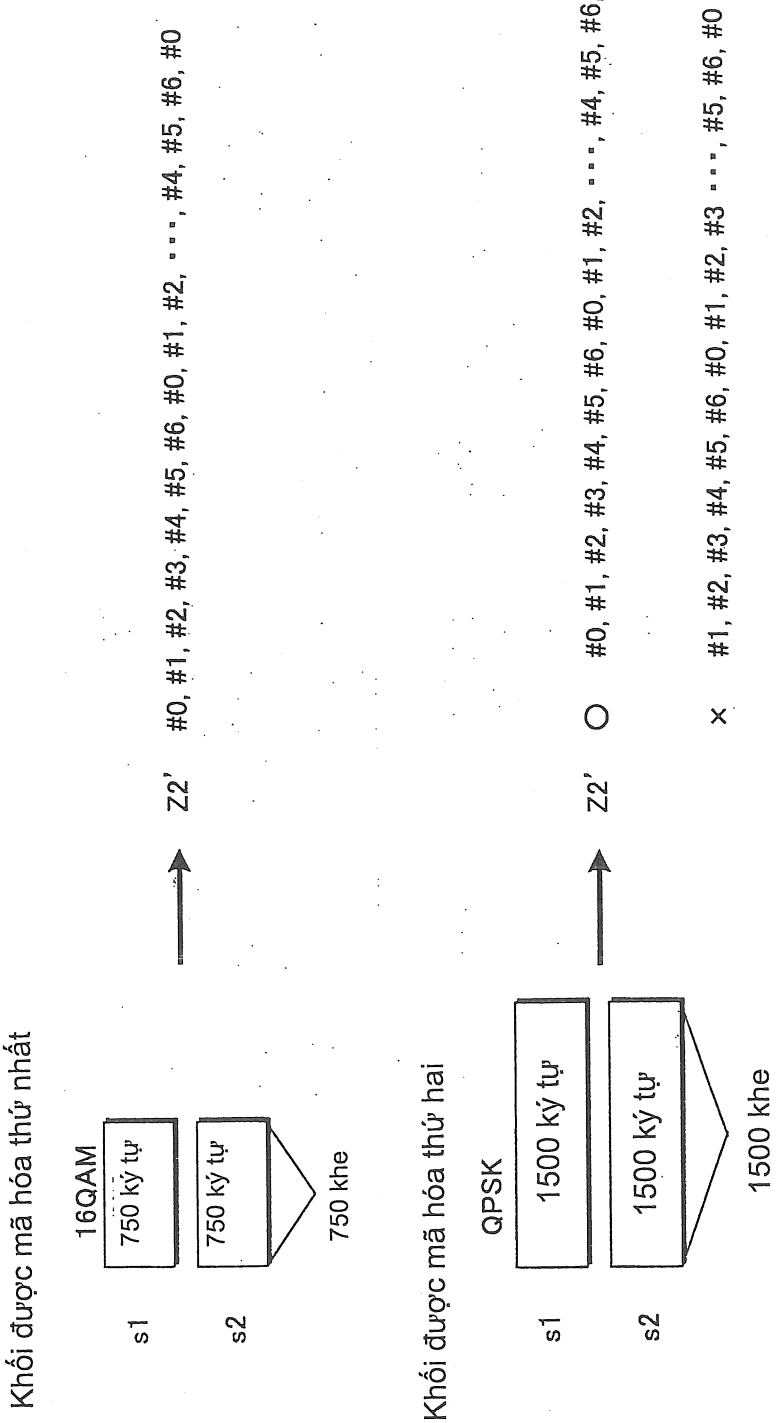

Khối được mã hóa thứ nhất
16QAM
s1
750 ký tự
s2
750 ký tự
750 khe
Z2'
#0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, ···, #4, #5, #6, #0
Khối được mã hóa thứ hai
QPSK
s1
1500 ký tự
s2
1500 ký tự
1500 khe
Z2'
O
#0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, ···, #4, #5, #6, #0, #1
×
#1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, #3 ···, #5, #6, #0 #1, #2

FIG. 101

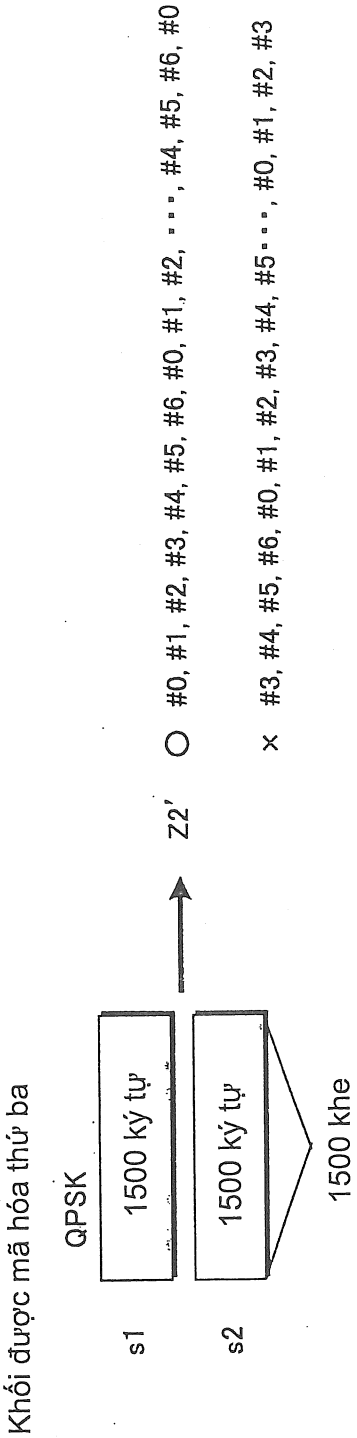

Khối được mã hóa thứ ba
QPSK
1500 ký tự
1500 ký tự
1500 khe
s1
s2
z2'
○ #0, #1, #2, #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, ･･･, #4, #5, #6, #0
× #3, #4, #5, #6, #0, #1, #2, #3, #4, #5･･･, #0, #1, #2, #3

FIG. 102

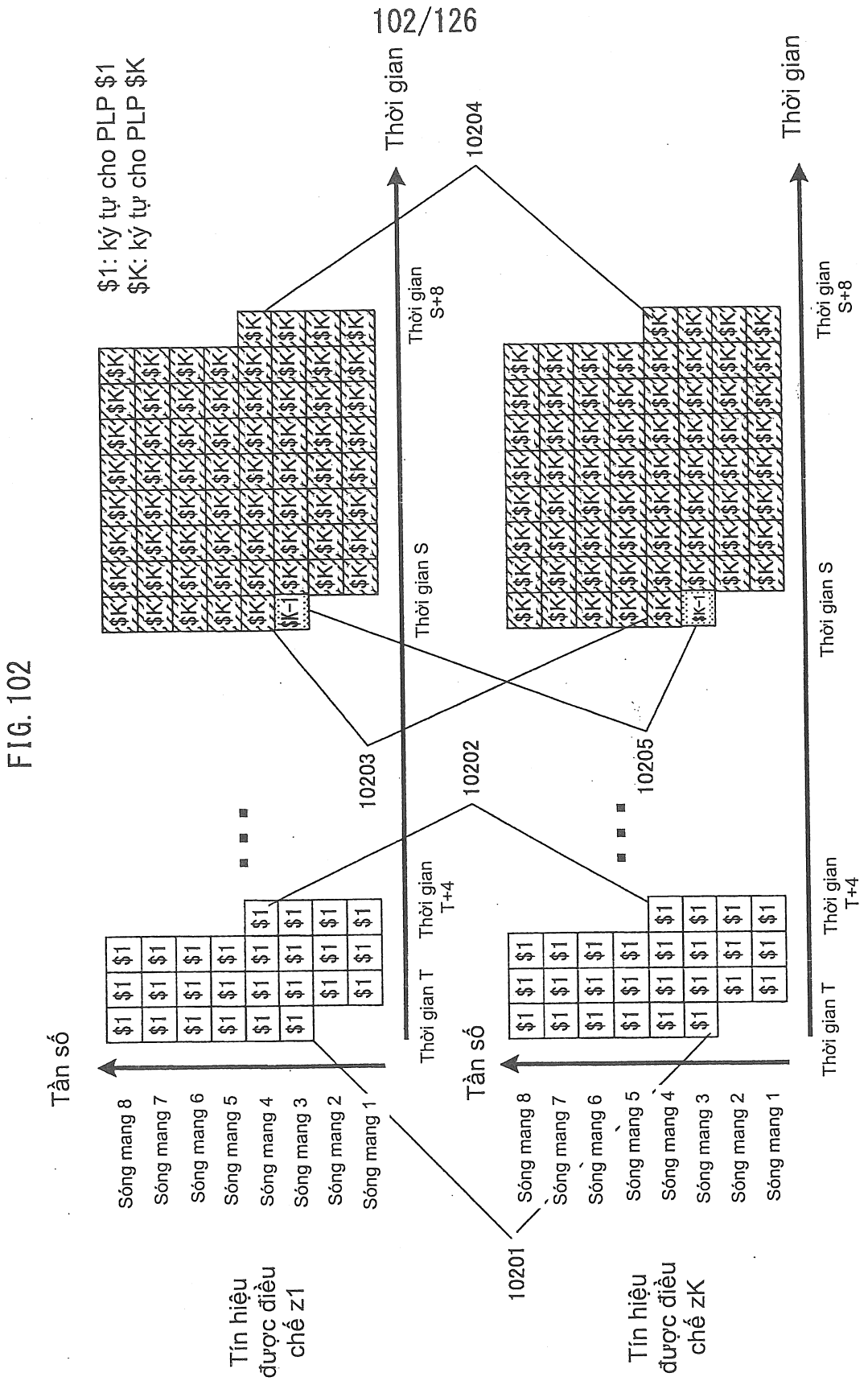

$1: ký tự cho PLP $1
$K: ký tự cho PLP $K
Thời gian
Thời gian S+8
Thời gian S
Thời gian T
Thời gian T+4
Tần số
Sóng mang 8
Sóng mang 7
Sóng mang 6
Sóng mang 5
Sóng mang 4
Sóng mang 3
Sóng mang 2
Sóng mang 1
10201
10202
10203
10204
10205
Tín hiệu được điều chế z1
Tín hiệu được điều chế zK

FIG. 103

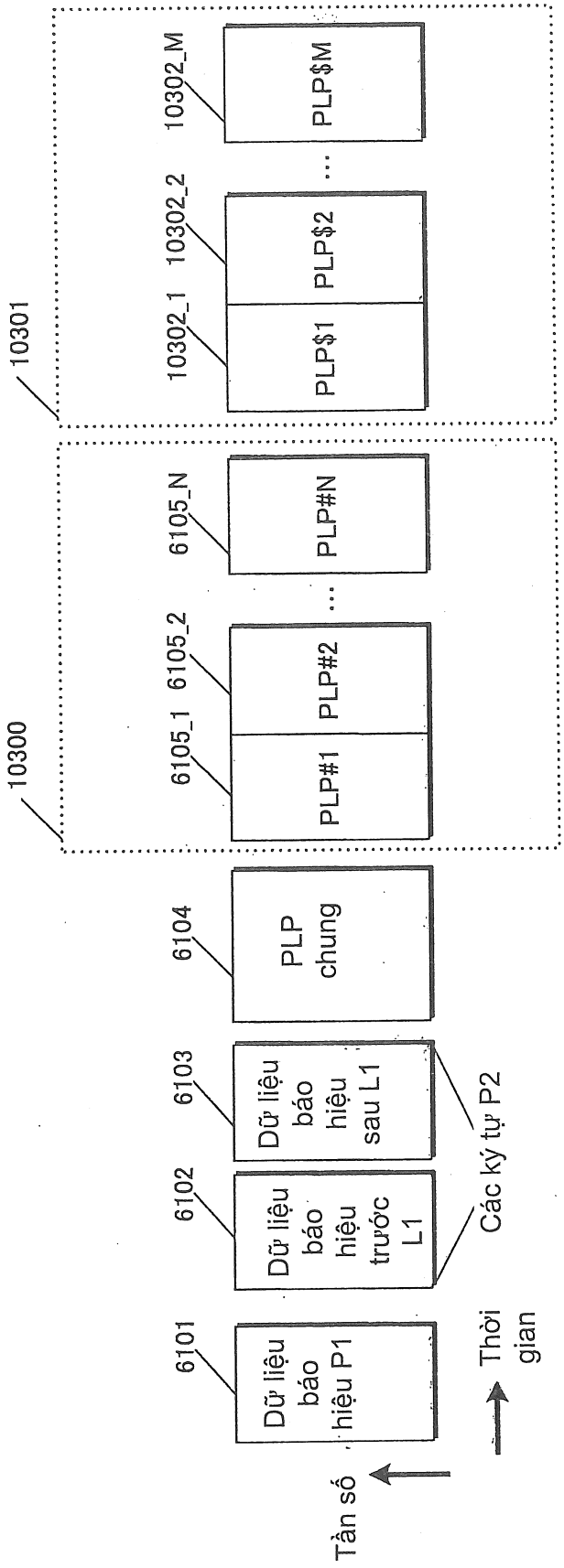

10301
10302_M
PLP$M
10302_2
PLP$2
10302_1
PLP$1
10300
6105_N
PLP#N
6105_2
PLP#2
6105_1
PLP#1
6104
PLP chung
6103
Dữ liệu báo hiệu sau L1
6102
Dữ liệu báo hiệu trước L1
6101
Dữ liệu báo hiệu P1
Các ký tự P2
Thời gian
Tần số

FIG. 104

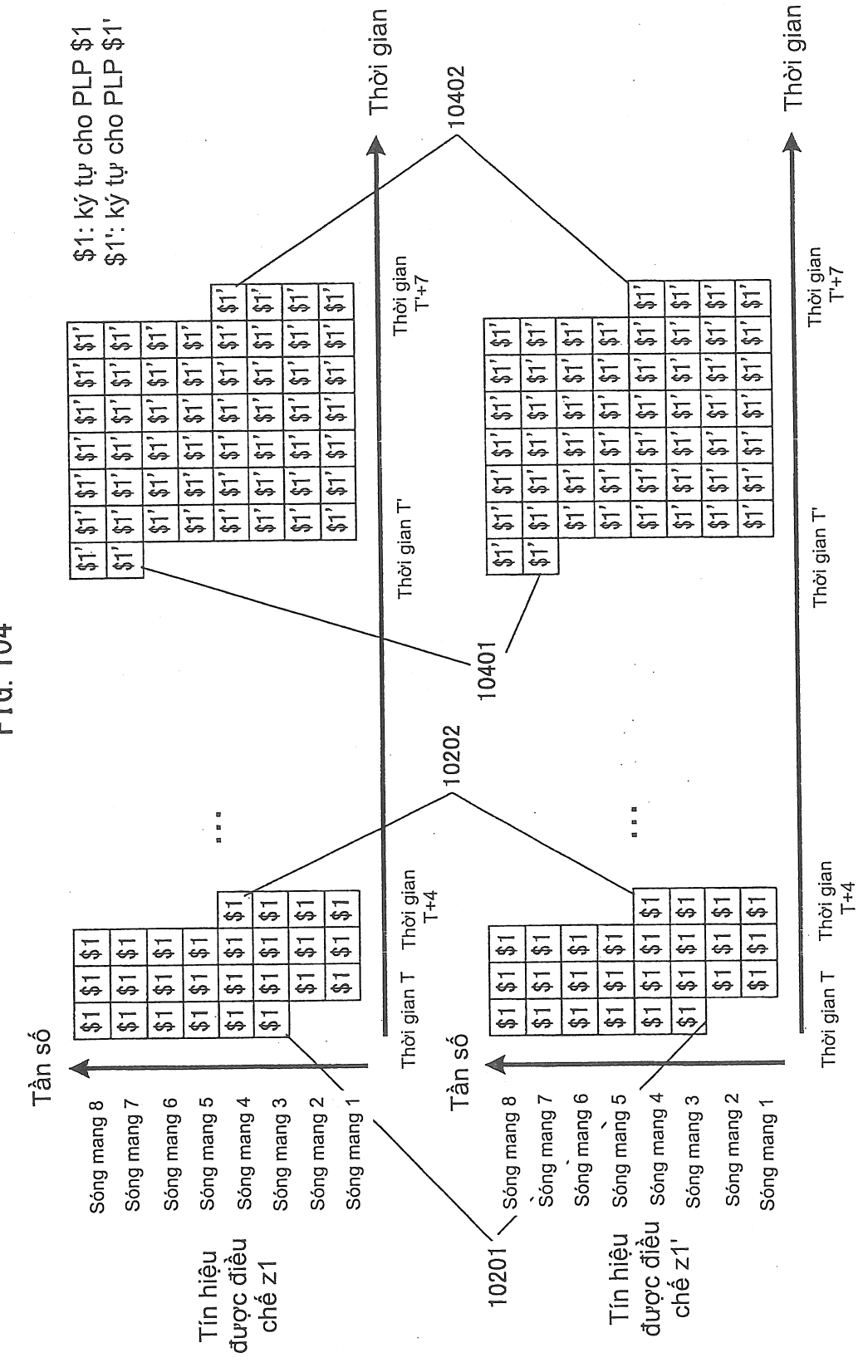

$1: ký tự cho PLP $1
$1': ký tự cho PLP $1'
Thời gian
Thời gian T'
Thời gian T'+7
10402
10401
10202
10201
Tần số
Sóng mang 8
Sóng mang 7
Sóng mang 6
Sóng mang 5
Sóng mang 4
Sóng mang 3
Sóng mang 2
Sóng mang 1
Tín hiệu được điều chế z1
Tín hiệu được điều chế z1'
Thời gian T
Thời gian T+4

FIG. 105

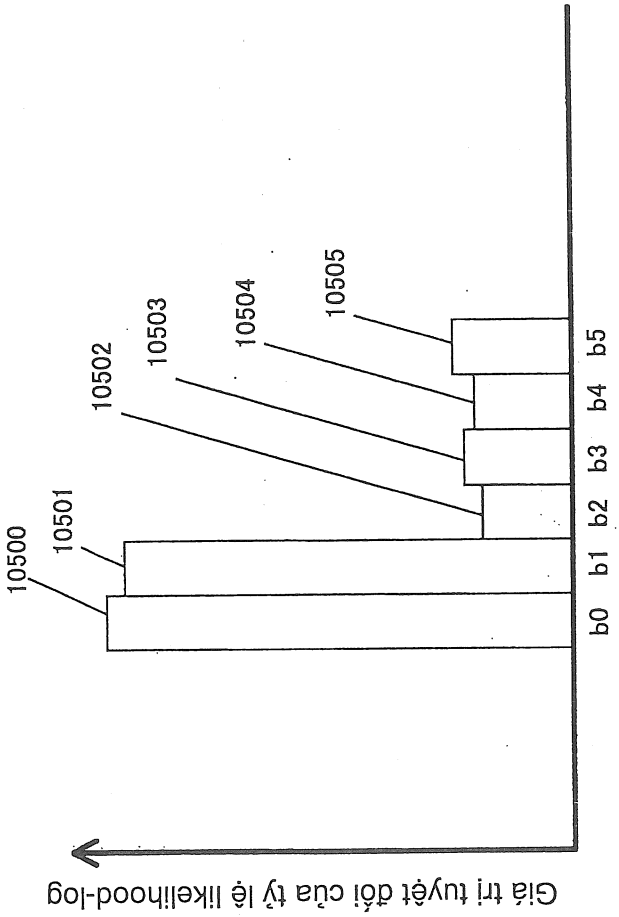

Giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log
b0
b1
b2
b3
b4
b5
10500
10501
10502
10503
10504
10505

FIG. 106

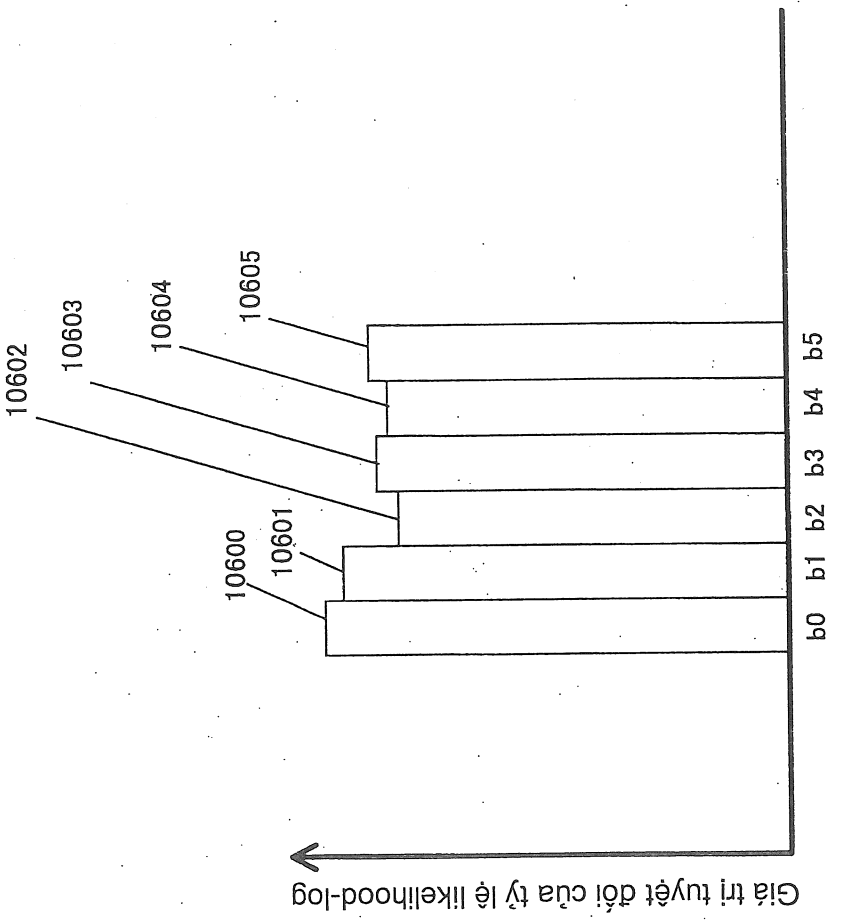

10600
10601
10602
10603
10604
10605
b0
b1
b2
b3
b4
b5
Giá trị tuyệt đối của tỷ lệ likelihood-log

FIG. 107

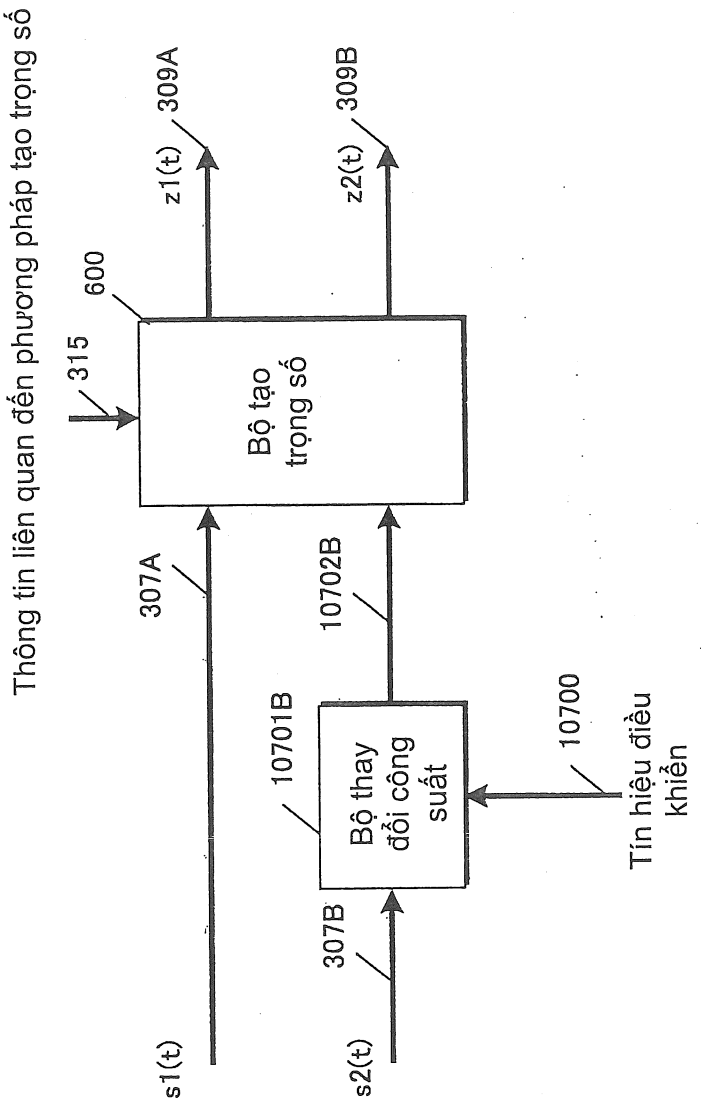

Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
315
600
Bộ tạo trọng số
z1(t)
309A
z2(t)
309B
307A
10702B
10701B
Bộ thay đổi công suất
10700
Tín hiệu điều khiển
307B
s1(t)
s2(t)

FIG. 108

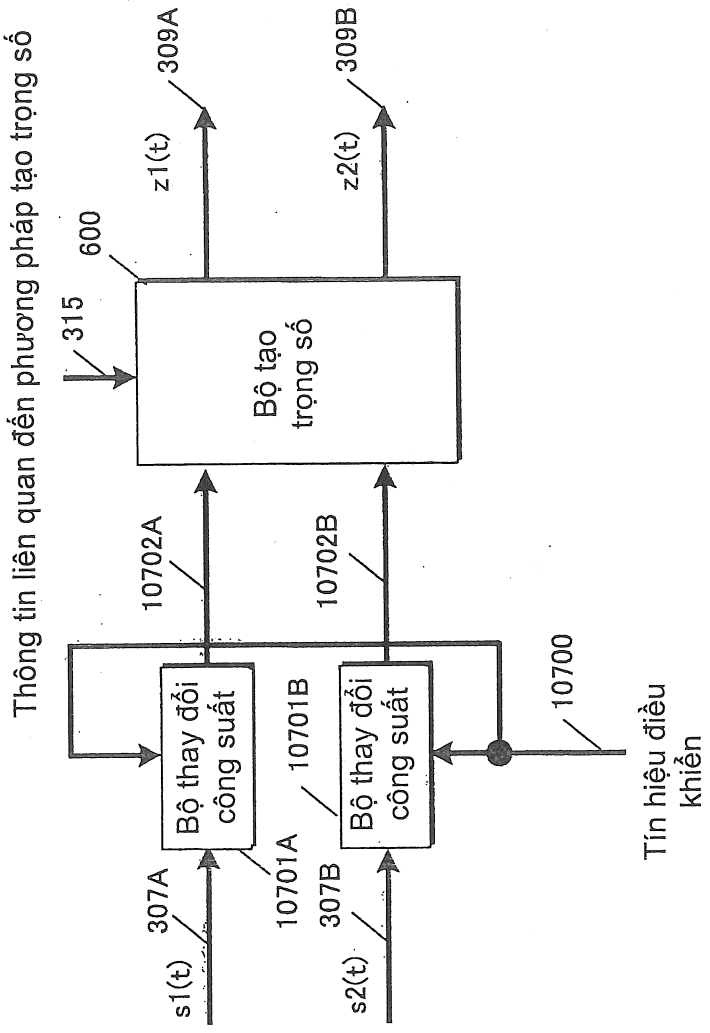

Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
315
600
Bộ tạo trọng số
z1(t)
309A
z2(t)
309B
10702A
10702B
Bộ thay đổi công suất
Bộ thay đổi công suất
10701A
10701B
307A
s1(t)
307B
s2(t)
10700
Tín hiệu điều khiển

FIG. 109

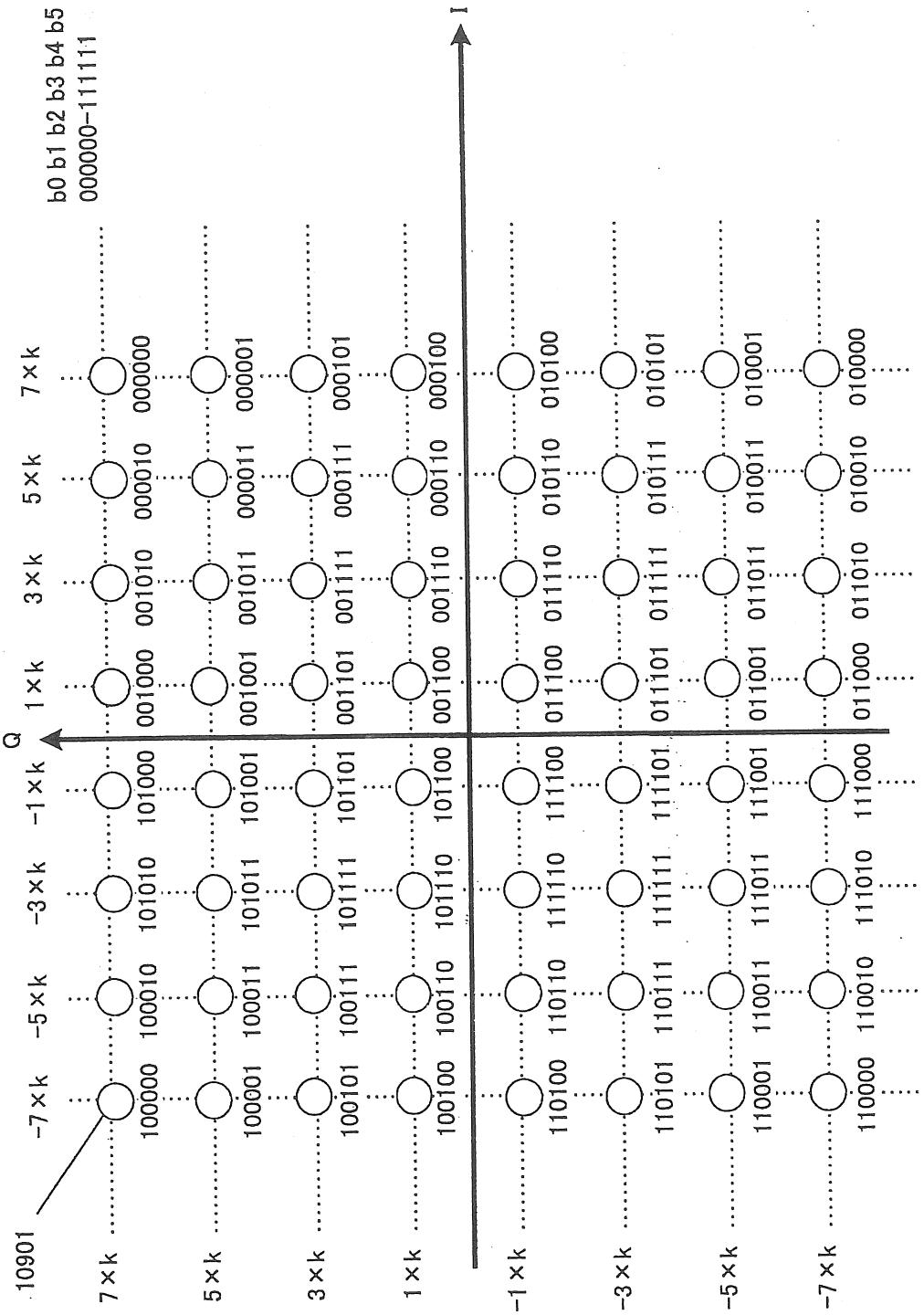
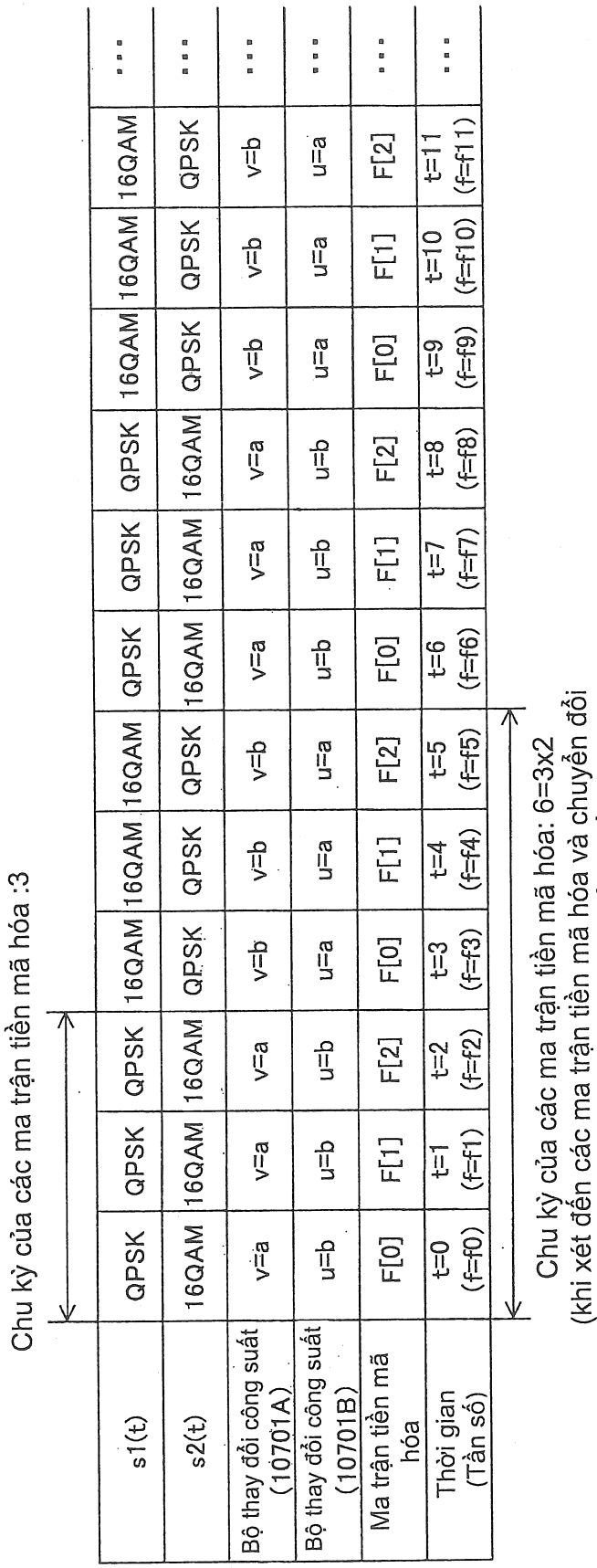
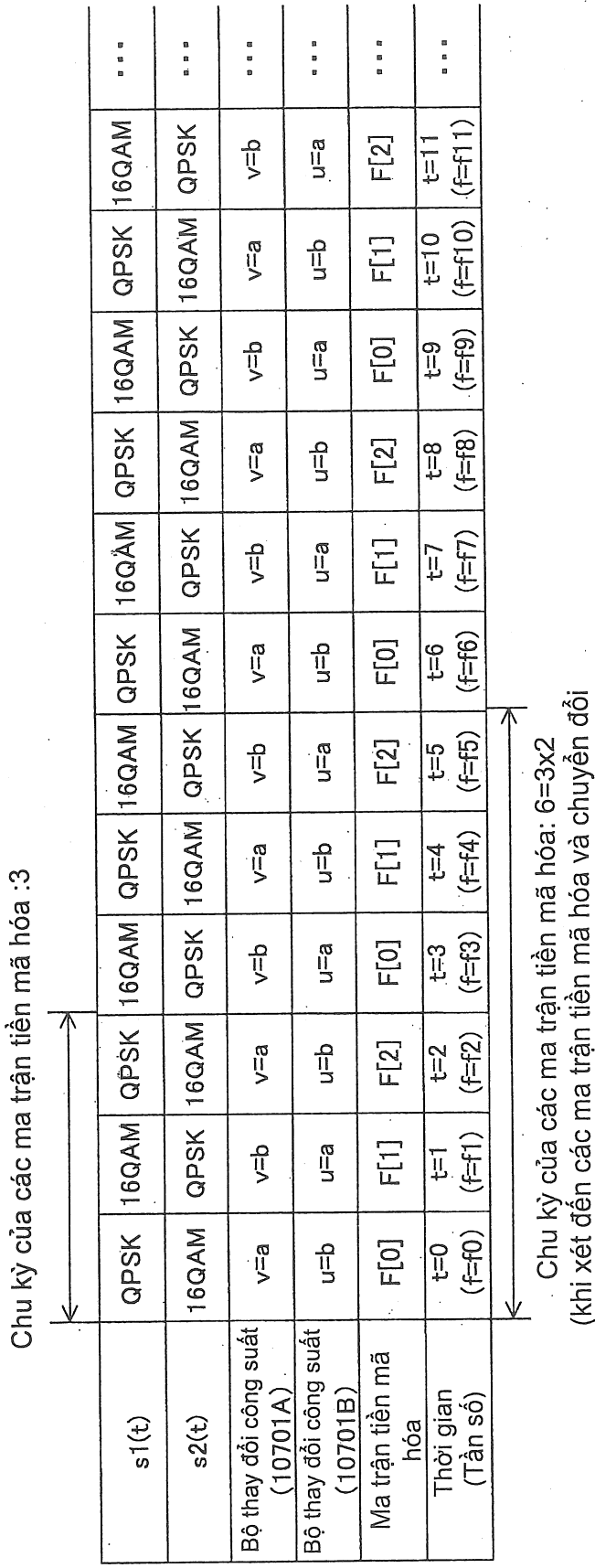

b0 b1 b2 b3 b4 b5 :
000000–111111
Q
I
10901
7×k
5×k
3×k
1×k
–1×k
–3×k
–5×k
–7×k
–7×k –5×k –3×k –1×k 1×k 3×k 5×k 7×k
100000 100010 101010 101000 001000 001010 000010 000000
100001 100011 101011 101001 001001 001011 000011 000001
100101 100111 101111 101101 001101 001111 000111 000101
100100 100110 101110 101100 001100 001110 000110 000100
110100 110110 111110 111100 011100 011110 010110 010100
110101 110111 111111 111101 011101 011111 010111 010101
110001 110011 111011 111001 011001 011011 010011 010001
110000 110010 111010 111000 011000 011010 010010 010000

FIG. 110



s1(t)	QPSK	QPSK	QPSK	16QAM	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	QPSK	16QAM	16QAM	16QAM	...
s2(t)	16QAM	16QAM	16QAM	QPSK	QPSK	16QAM	16QAM	16QAM	16QAM	QPSK	QPSK	QPSK	...
Bộ thay đổi công suất (10701A)	v=a	v=a	v=a	v=b	v=b	v=a	v=a	v=a	v=a	v=b	v=b	v=b	...
Bộ thay đổi công suất (10701B)	u=b	u=b	u=b	u=a	u=a	u=b	u=b	u=b	u=b	u=a	u=a	u=a	...
Ma trận tiền mã hóa	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	...
Thời gian (Tần số)	t=0 (f=f0)	t=1 (f=f1)	t=2 (f=f2)	t=3 (f=f3)	t=4 (f=f4)	t=5 (f=f5)	t=6 (f=f6)	t=7 (f=f7)	t=8 (f=f8)	t=9 (f=f9)	t=10 (f=f10)	t=11 (f=f11)	...

FIG. 111



s1(t)	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	...
s2(t)	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	...
Bộ thay đổi công suất (10701A)	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	...
Bộ thay đổi công suất (10701B)	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	...
Ma trận tiền mã hóa	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[1]	F[2]	...
Thời gian (Tần số)	t=0 (f=f0)	t=1 (f=f1)	t=2 (f=f2)	t=3 (f=f3)	t=4 (f=f4)	t=5 (f=f5)	t=6 (f=f6)	t=7 (f=f7)	t=8 (f=f8)	t=9 (f=f9)	t=10 (f=f10)	t=11 (f=f11)			...

FIG. 112

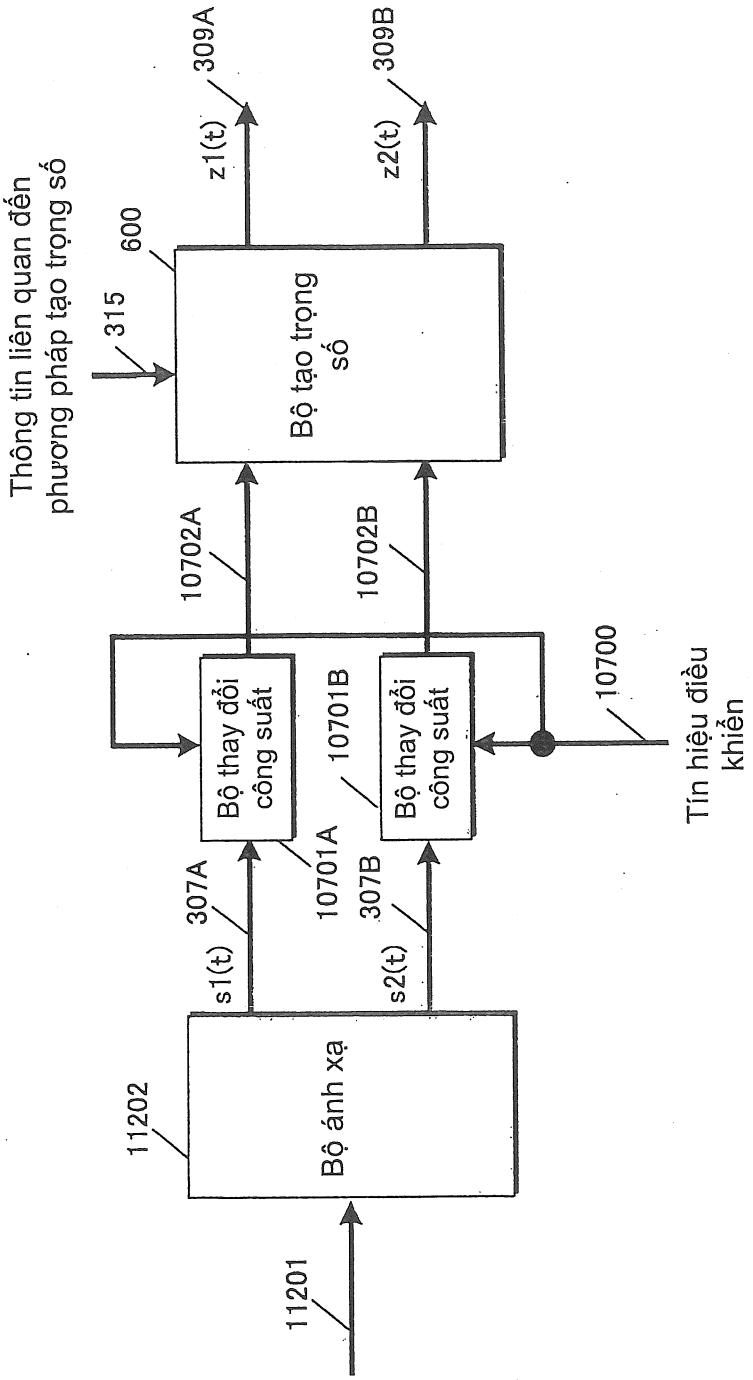

Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
315
600
Bộ tạo trọng số
z1(t)
309A
z2(t)
309B
10702A
10702B
Bộ thay đổi công suất
10701A
Bộ thay đổi công suất
10701B
10700
Tín hiệu điều khiển
307A
s1(t)
307B
s2(t)
Bộ ánh xạ
11202
11201

FIG. 113

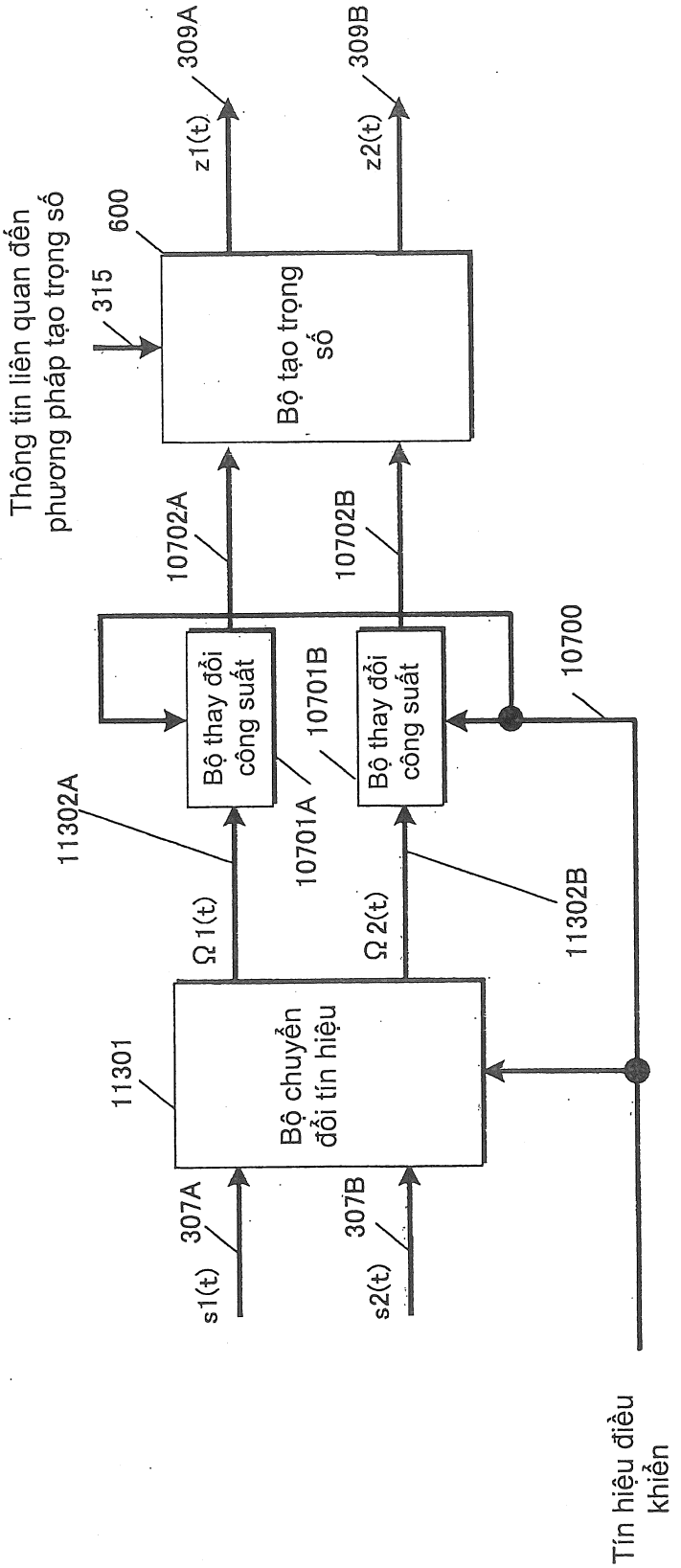
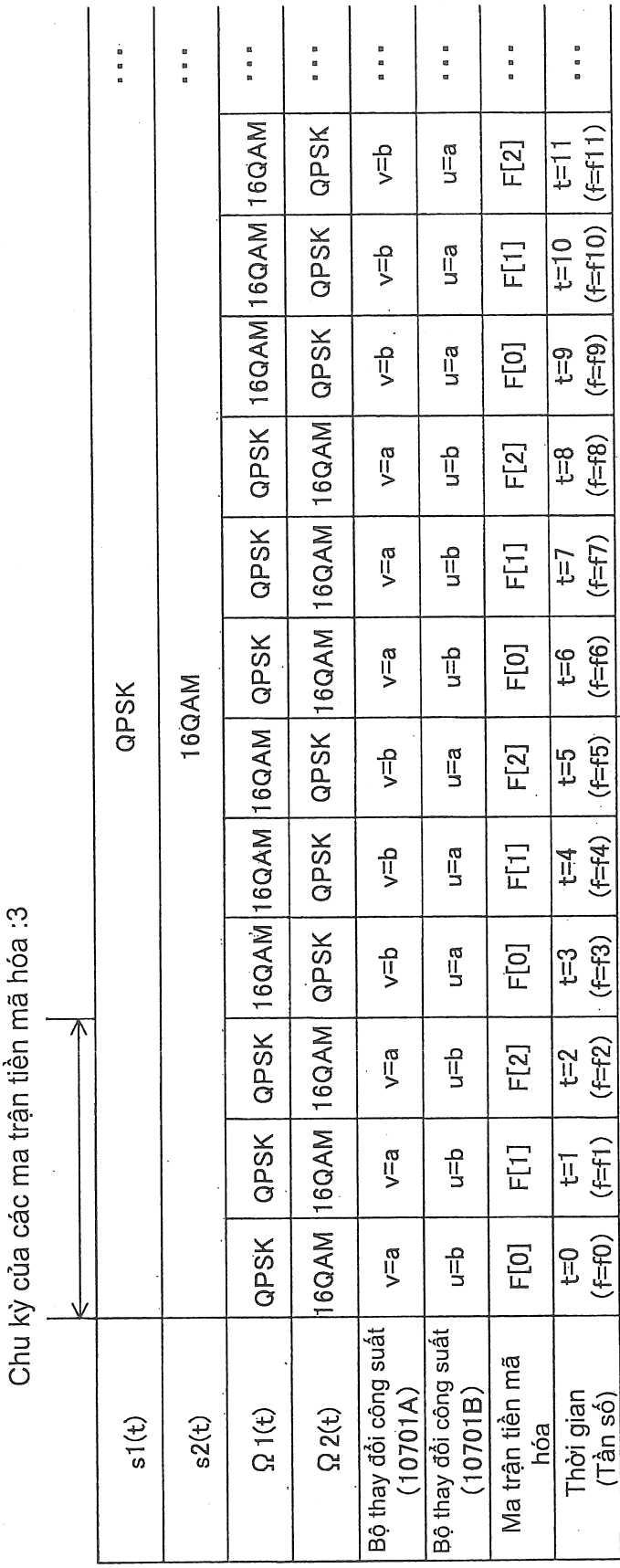
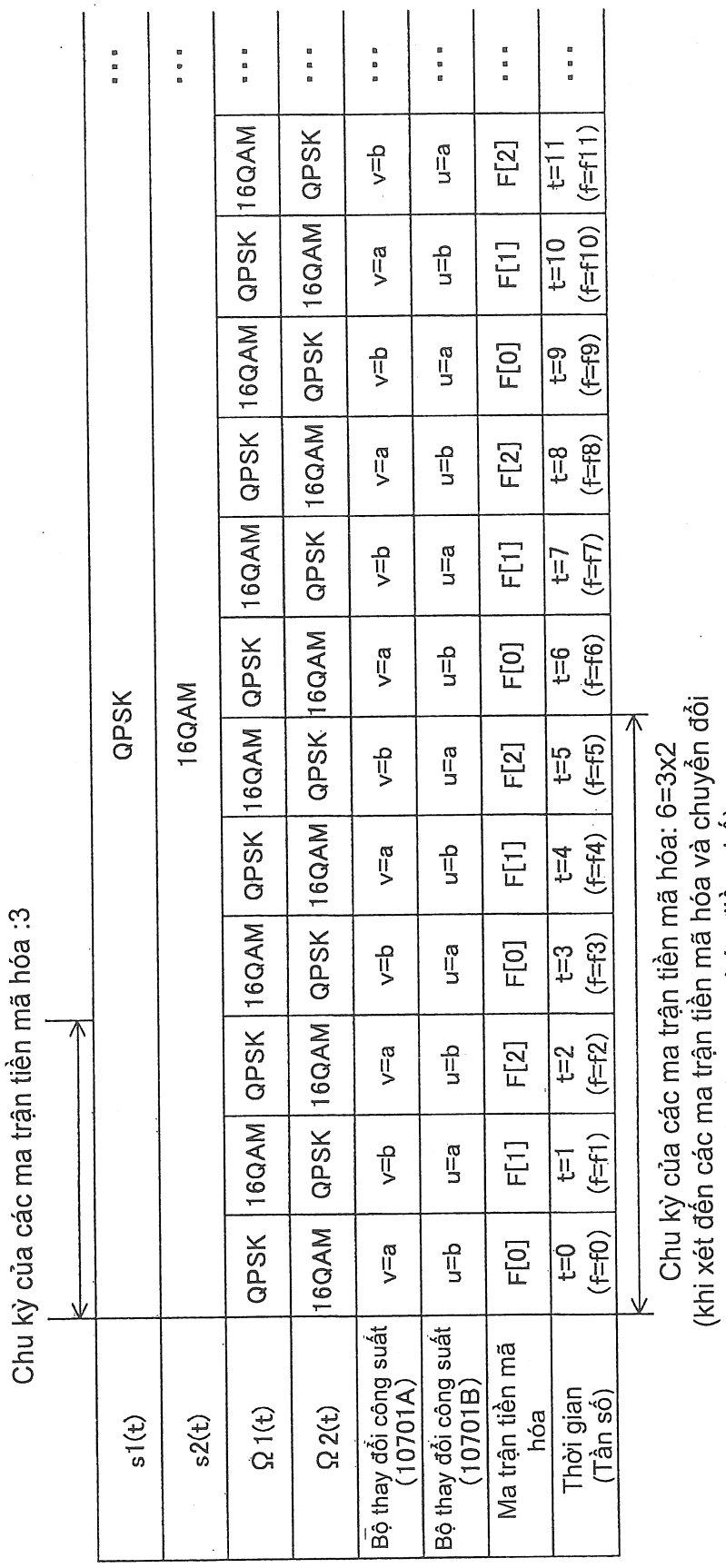

Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
315
600
Bộ tạo trọng số
z1(t)
309A
z2(t)
309B
10702A
10702B
Bộ thay đổi công suất
10701A
Bộ thay đổi công suất
10701B
10700
11302A
Ω 1(t)
Ω 2(t)
11302B
11301
Bộ chuyển đổi tín hiệu
307A
s1(t)
307B
s2(t)
Tín hiệu điều khiển

FIG. 114



s1(t)	QPSK															...
s2(t)	16QAM															...
Ω 1(t)	QPSK	QPSK	QPSK	16QAM	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	16QAM	QPSK	16QAM	...
Ω 2(t)	16QAM	16QAM	16QAM	QPSK	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	QPSK	QPSK	QPSK	...
Bộ thay đổi công suất (10701A)	v=a	v=a	v=a	v=b	v=b	v=a	v=b	v=a	v=a	v=b	v=a	v=b	v=b	v=b	v=b	...
Bộ thay đổi công suất (10701B)	u=b	u=b	u=b	u=a	u=a	u=b	u=a	u=b	u=b	u=a	u=b	u=a	u=a	u=a	u=a	...
Ma trận tiền mã hóa	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[1]	F[2]	...
Thời gian (Tần số)	t=0 (f=f0)	t=1 (f=f1)	t=2 (f=f2)	t=3 (f=f3)	t=4 (f=f4)	t=5 (f=f5)	t=6 (f=f6)	t=7 (f=f7)	t=8 (f=f8)	t=9 (f=f9)	t=10 (f=f10)	t=11 (f=f11)				...

FIG. 115



s1(t)	QPSK														...
s2(t)	16QAM														...
Ω 1(t)	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	...
Ω 2(t)	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	16QAM	QPSK	...
Bộ thay đổi công suất (10701A)	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	v=a	v=b	...
Bộ thay đổi công suất (10701B)	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	u=b	u=a	...
Ma trận tiền mã hóa	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[0]	F[1]	F[2]	F[1]	F[2]	...
Thời gian (Tần số)	t=0 (f=f0)	t=1 (f=f1)	t=2 (f=f2)	t=3 (f=f3)	t=4 (f=f4)	t=5 (f=f5)	t=6 (f=f6)	t=7 (f=f7)	t=8 (f=f8)	t=9 (f=f9)	t=10 (f=f10)	t=11 (f=f11)			...

FIG. 116

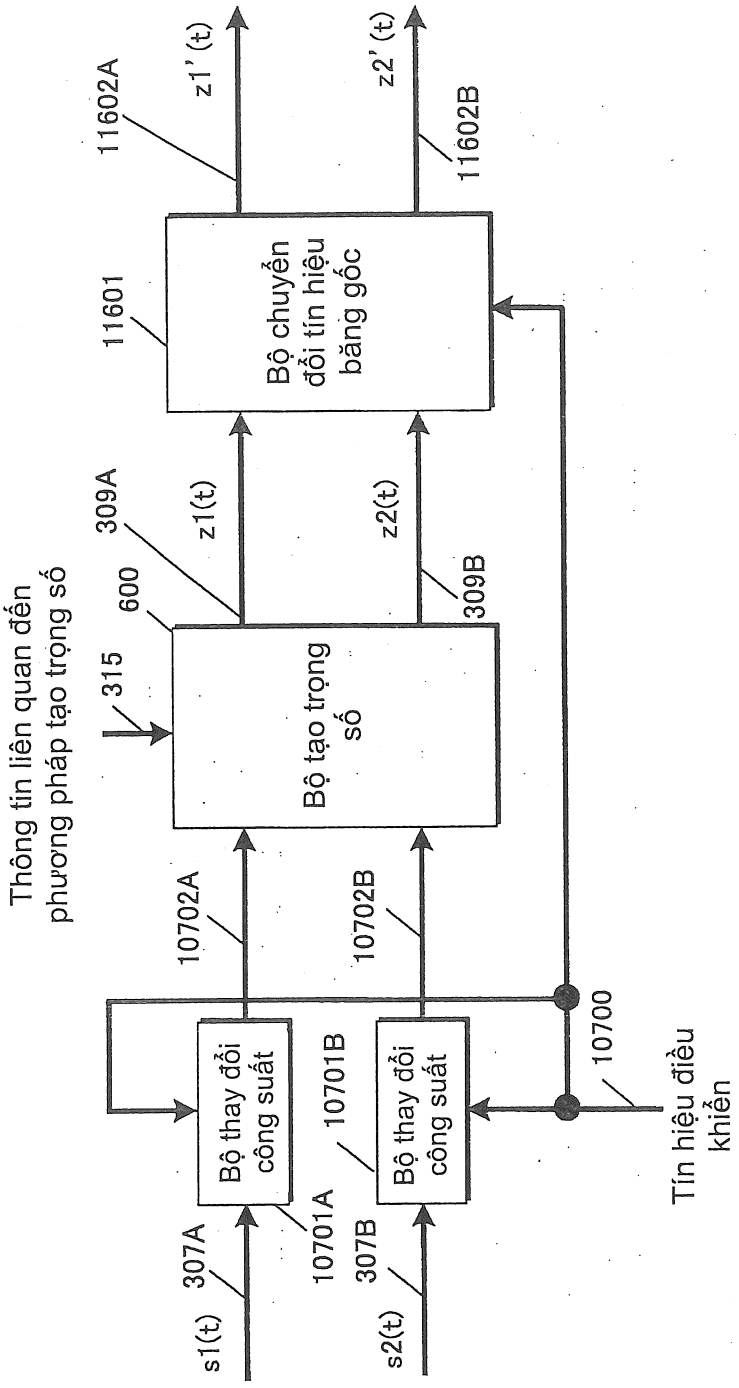

s1(t)
307A
s2(t)
307B
Bộ thay đổi công suất
10701A
Bộ thay đổi công suất
10701B
10702A
10702B
10700
Tín hiệu điều khiển
Thông tin liên quan đến phương pháp tạo trọng số
315
600
Bộ tạo trọng số
309A
z1(t)
309B
z2(t)
11601
Bộ chuyển đổi tín hiệu băng gốc
11602A
z1'(t)
11602B
z2'(t)

FIG. 117

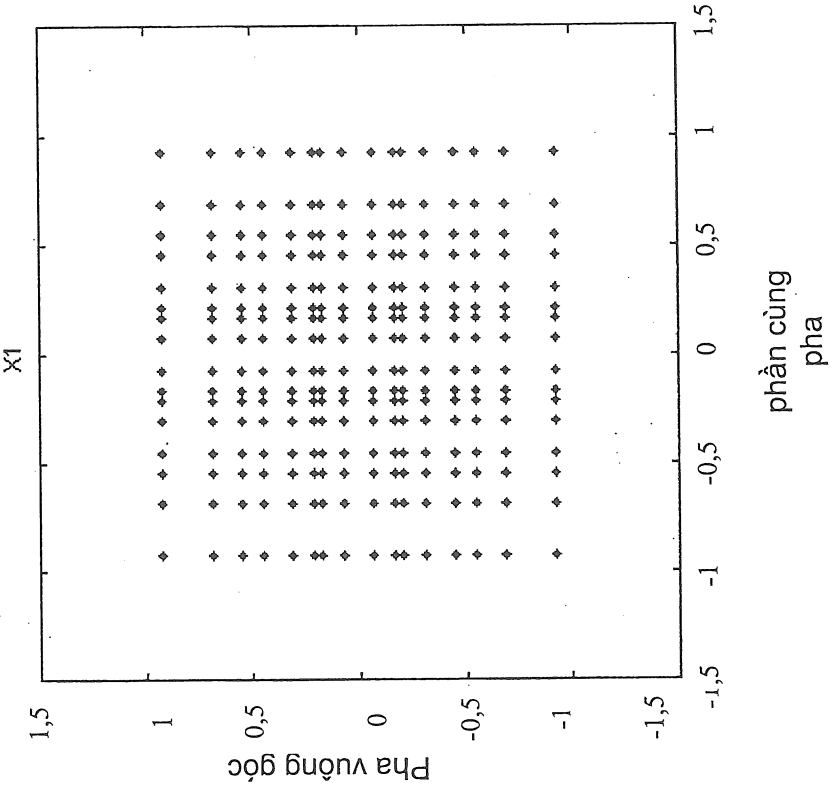


FIG. 118

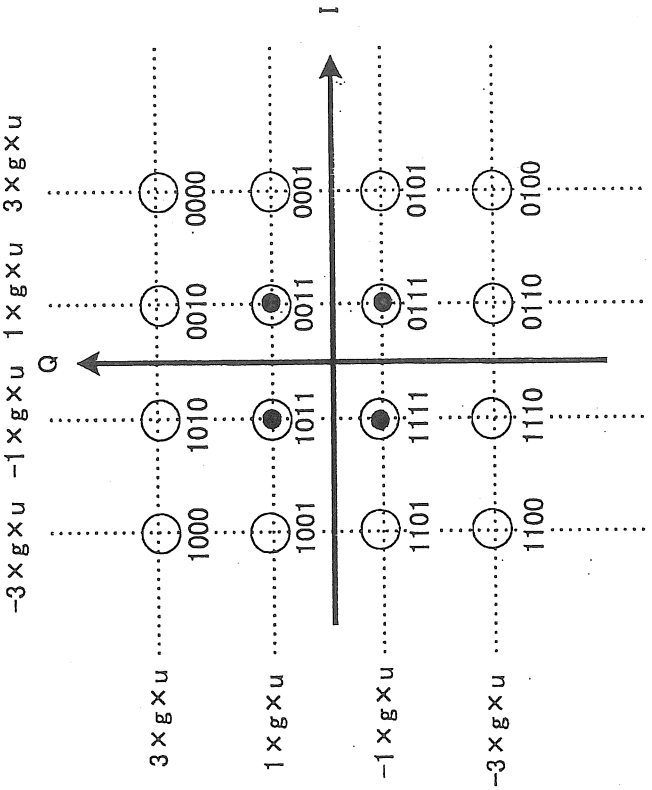

I
Q
3×g×u
1×g×u
−1×g×u
−3×g×u
0000
0001
0101
0100
0010
0011
0111
0110
1010
1011
1111
1110
1000
1001
1101
1100

FIG. 119

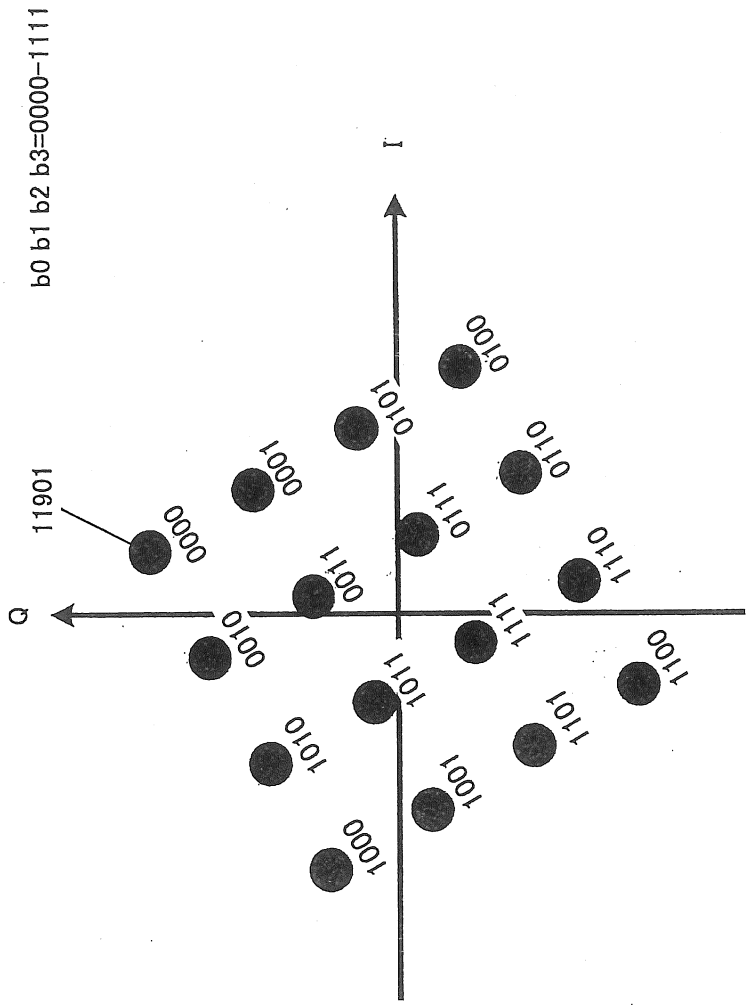

b0 b1 b2 b3=0000-1111
I
Q
11901
0000
0001
0010
0011
0100
0101
0110
0111
1000
1001
1010
1011
1100
1101
1110
1111

FIG. 120

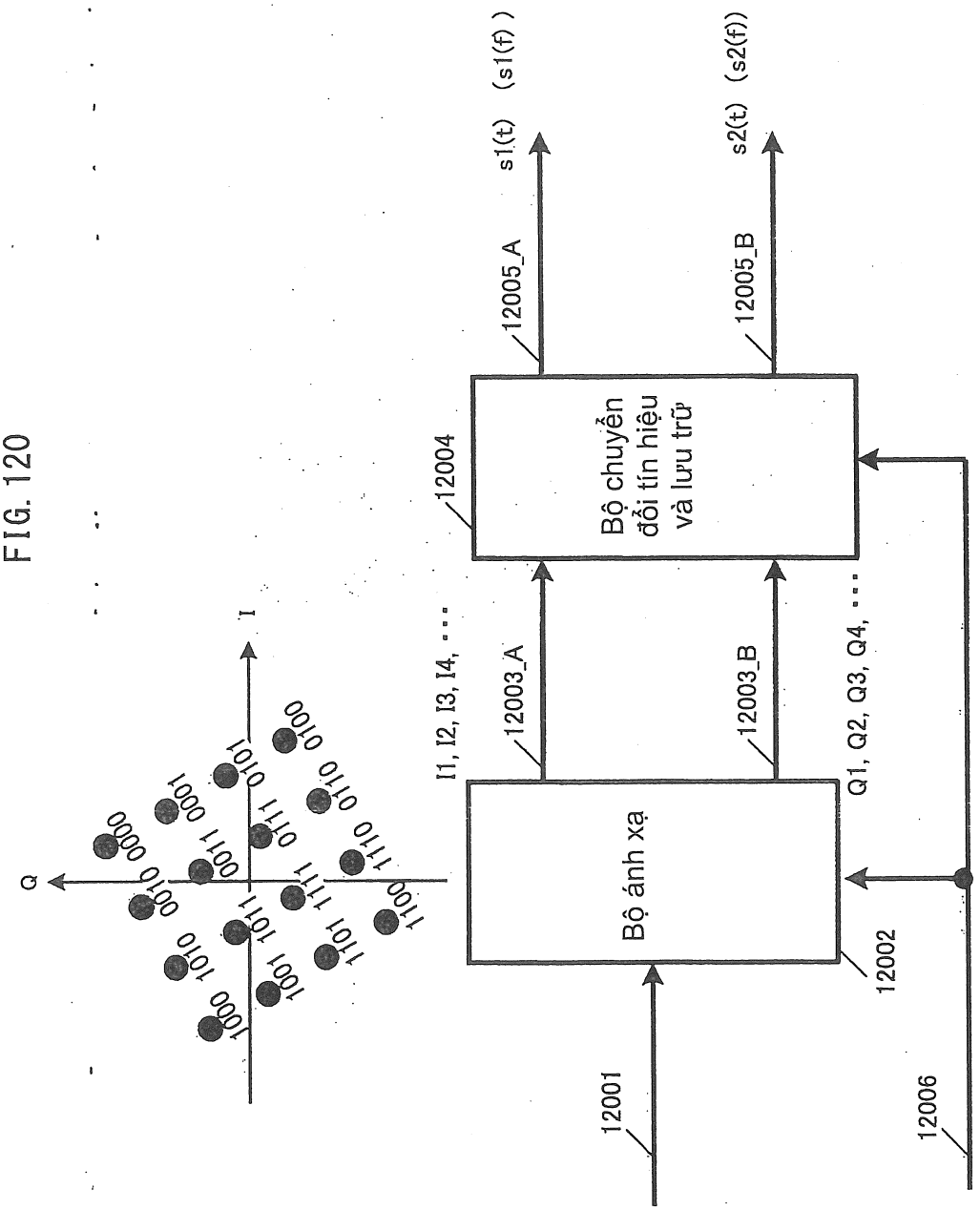

I
Q
0000
0001
0010
0011
0100
0101
0110
0111
1000
1001
1010
1011
1100
1101
1110
1111
I1, I2, I3, I4, ...
Q1, Q2, Q3, Q4, ...
12001
12002
12003_A
12003_B
12004
12005_A
12005_B
12006
Bộ ánh xạ
Bộ chuyển đổi tín hiệu và lưu trữ
s1(t) (s1(f))
s2(t) (s2(f))

FIG. 121

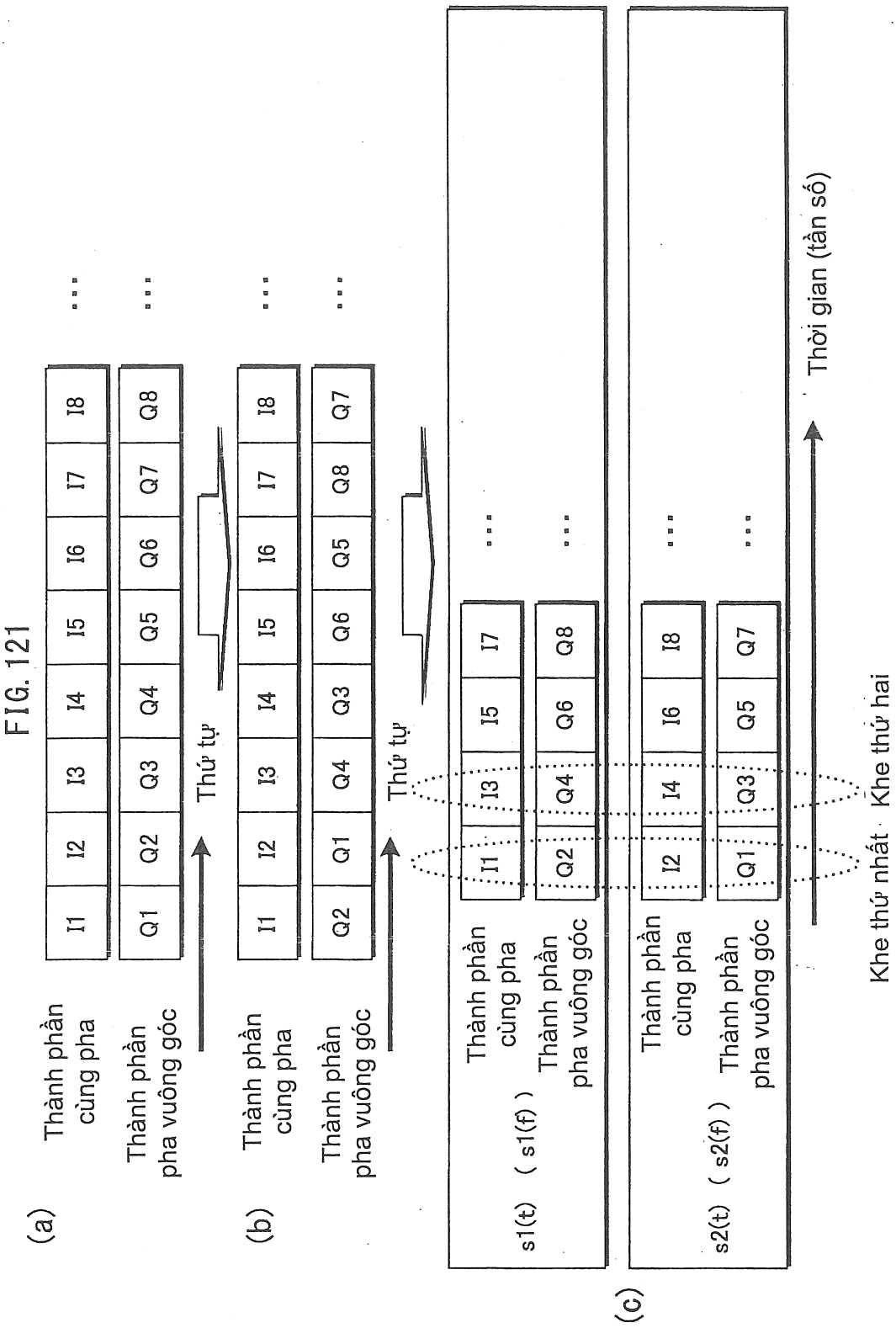

(a)
Thành phần cùng pha
Thành phần pha vuông góc
I1 I2 I3 I4 I5 I6 I7 I8
Q1 Q2 Q3 Q4 Q5 Q6 Q7 Q8
Thứ tự
(b)
Thành phần cùng pha
Thành phần pha vuông góc
I1 I2 I3 I4 I5 I6 I7 I8
Q2 Q1 Q4 Q3 Q6 Q5 Q8 Q7
Thứ tự
(c)
s1(t) (s1(f))
Thành phần cùng pha
Thành phần pha vuông góc
s2(t) (s2(f))
Thành phần cùng pha
Thành phần pha vuông góc
Thời gian (tần số)
Khe thứ nhất
Khe thứ hai

FIG. 122

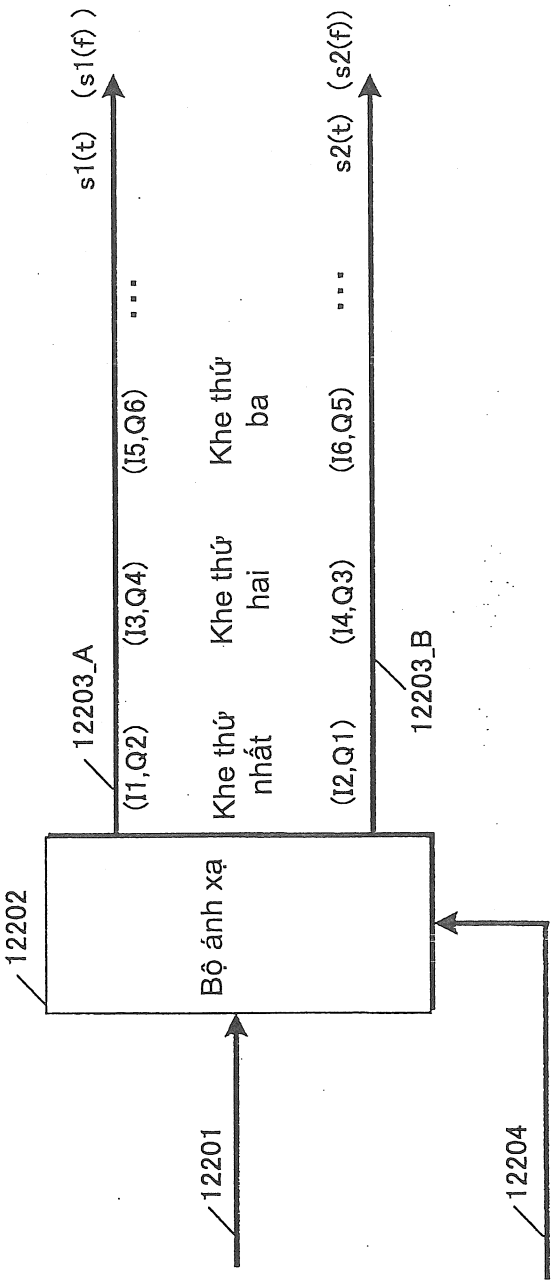

s1(t) (s1(f))
s2(t) (s2(f))
12203_A
12203_B
(I1,Q2)
(I3,Q4)
(I5,Q6)
...
(I2,Q1)
(I4,Q3)
(I6,Q5)
...
Khe thứ nhất
Khe thứ hai
Khe thứ ba
12202
Bộ ánh xạ
12201
12204

FIG. 123

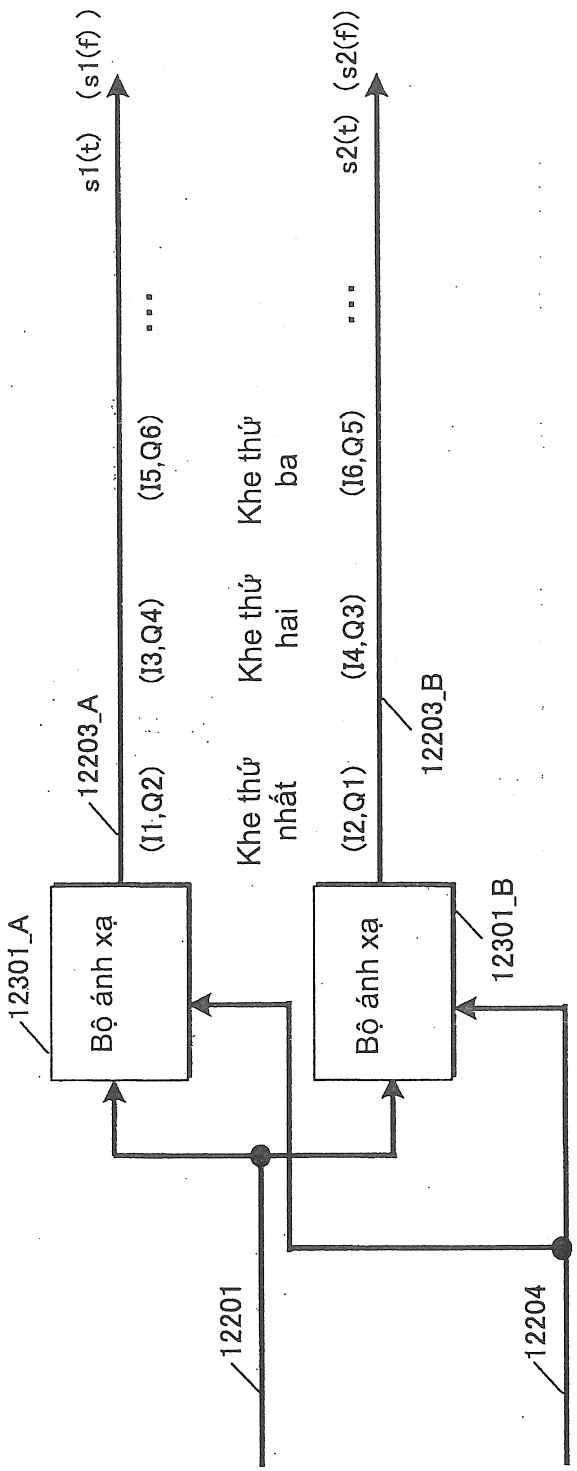

s1(t) (s1(f))
s2(t) (s2(f))
12203_A
12203_B
(I1,Q2)
(I3,Q4)
(I5,Q6)
...
(I2,Q1)
(I4,Q3)
(I6,Q5)
...
Khe thứ nhất
Khe thứ hai
Khe thứ ba
12301_A
Bộ ánh xạ
12301_B
Bộ ánh xạ
12201
12204

FIG. 124

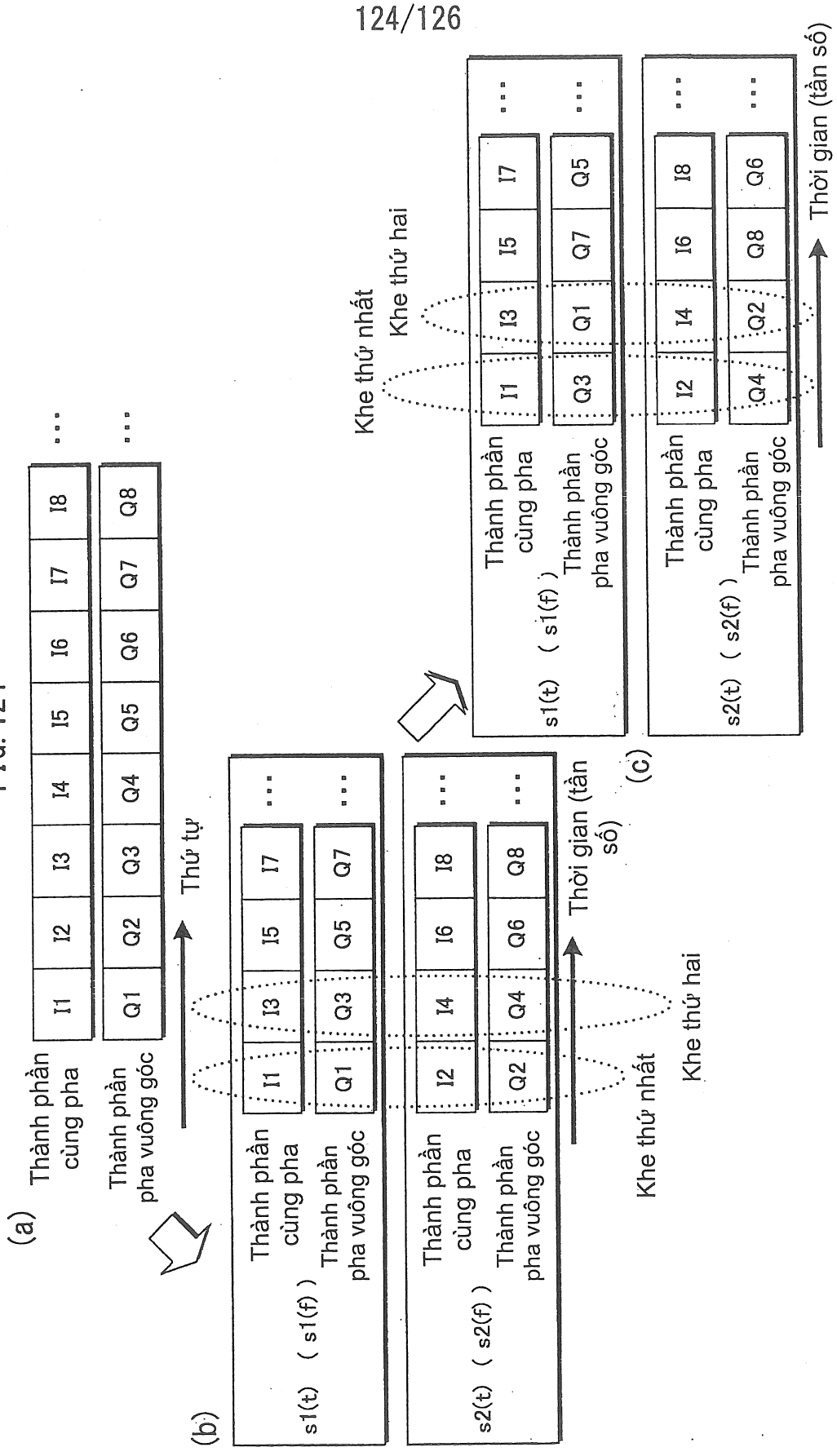

(a)
Thành phần cùng pha
Thành phần pha vuông góc
I1 I2 I3 I4 I5 I6 I7 I8 ...
Q1 Q2 Q3 Q4 Q5 Q6 Q7 Q8 ...
Thứ tự
(b)
s1(t) (s1(f))
s2(t) (s2(f))
Thành phần cùng pha
Thành phần pha vuông góc
Thời gian (tần số)
Khe thứ nhất
Khe thứ hai
(c)
Thời gian (tần số)

FIG. 125

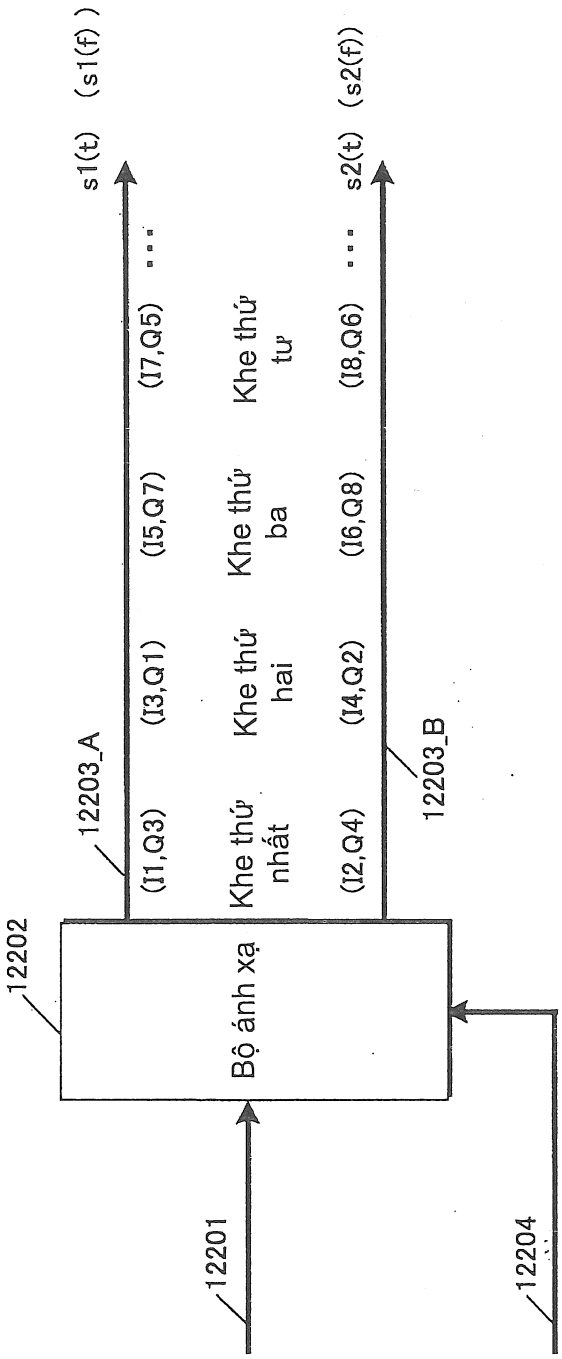
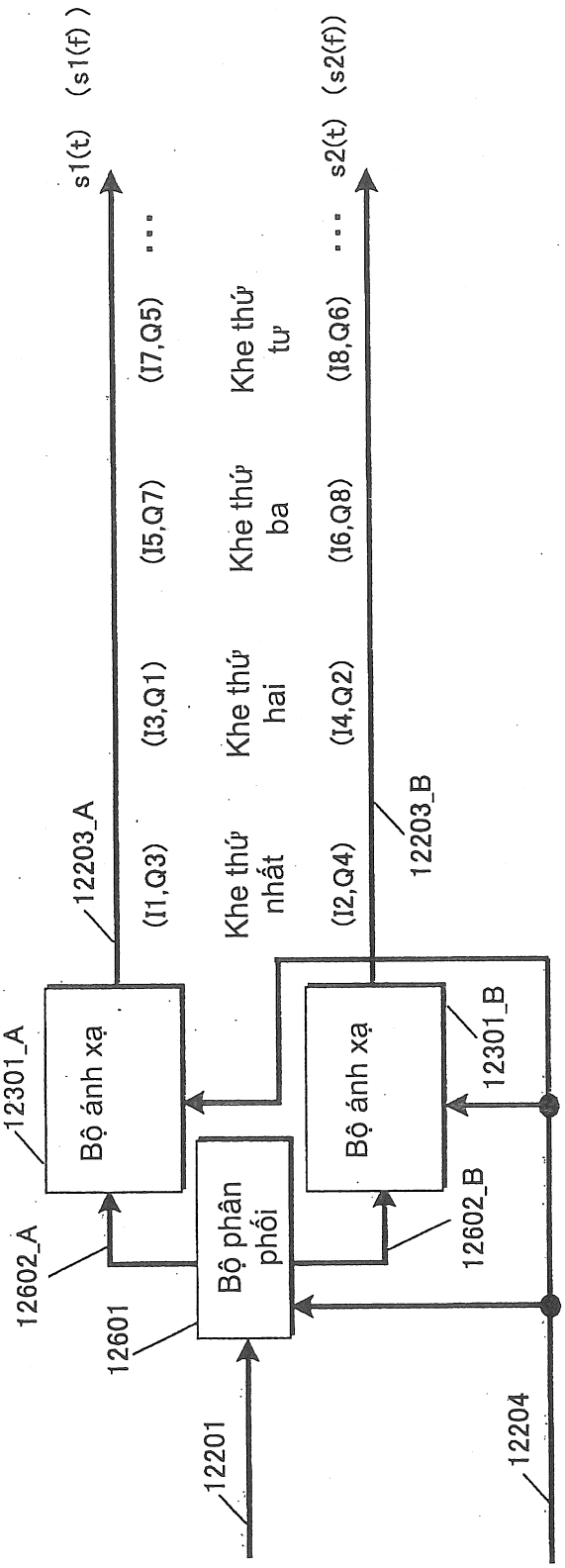

s1(t) (s1(f))
s2(t) (s2(f))
12203_A
12203_B
12202
Bộ ánh xạ
12201
12204
(I1,Q3)
(I3,Q1)
(I5,Q7)
(I7,Q5)
(I2,Q4)
(I4,Q2)
(I6,Q8)
(I8,Q6)
Khe thứ nhất
Khe thứ hai
Khe thứ ba
Khe thứ tư

FIG. 126


s1(t) (s1(f))
s2(t) (s2(f))
12203_A
12203_B
(I1,Q3)
(I3,Q1)
(I5,Q7)
(I7,Q5)
...
Khe thứ nhất
Khe thứ hai
Khe thứ ba
Khe thứ tư
(I2,Q4)
(I4,Q2)
(I6,Q8)
(I8,Q6)
...
12301_A
Bộ ánh xạ
12301_B
Bộ ánh xạ
12602_A
12601
Bộ phân phối
12602_B
12201
12204