

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第5575889号
(P5575889)

(45) 発行日 平成26年8月20日(2014.8.20)

(24) 登録日 平成26年7月11日(2014.7.11)

(51) Int.Cl.

F I

H O 4 W 28/06 (2009.01)

H O 4 W 28/06

H O 4 L 27/36 (2006.01)

H O 4 L 27/00

F

請求項の数 19 (全 32 頁)

(21) 出願番号 特願2012-516201 (P2012-516201)
 (86) (22) 出願日 平成22年6月15日 (2010.6.15)
 (65) 公表番号 特表2012-531104 (P2012-531104A)
 (43) 公表日 平成24年12月6日 (2012.12.6)
 (86) 国際出願番号 PCT/US2010/038668
 (87) 国際公開番号 W02010/151455
 (87) 国際公開日 平成22年12月29日 (2010.12.29)
 審査請求日 平成25年6月11日 (2013.6.11)
 (31) 優先権主張番号 61/219,243
 (32) 優先日 平成21年6月22日 (2009.6.22)
 (33) 優先権主張国 米国 (US)
 (31) 優先権主張番号 12/782,649
 (32) 優先日 平成22年5月18日 (2010.5.18)
 (33) 優先権主張国 米国 (US)

(73) 特許権者 392026693
 株式会社 N T T ドコモ
 東京都千代田区永田町二丁目 1 1 番 1 号
 (74) 代理人 100088155
 弁理士 長谷川 芳樹
 (74) 代理人 100113435
 弁理士 黒木 義樹
 (74) 代理人 100121980
 弁理士 沖山 隆
 (74) 代理人 100128107
 弁理士 深石 賢治
 (72) 発明者 コザット, ウラス, シー,
 アメリカ合衆国, カリフォルニア州,
 サンタ クララ, フローラ ヴィスタ
 アヴェニュー ナンバー 3 4 9 3 6 1 2
 最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ワイヤレスシステム中で十分に活用されないチャネルを介してサイレントシンボル符号化により
 情報を送るための方法及び装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

1 次ユーザに割り振られたチャネルが十分に活用されないときがあるセルラシステム中
 で使用される方法であって、

前記 1 次ユーザのチャネル上で 2 次ユーザのビットを送信するために 0 と 1 の値を含む
 一意の順列符号を生成するステップと、

前記 1 次ユーザに向けて送信される第 1 のシンボルセットと前記順列符号とに基づいて
 1 つ又は複数のコードワードを生成するステップと、

前記 1 つ又は複数のコードワードを前記チャネル上で送信するステップと、
 を含む方法。

【請求項 2】

前記第 1 のシンボルセットを生成するために、前記チャネル上で前記 1 次ユーザに送信
 される第 2 のシンボルセットにチャネル符号化を適用するステップをさらに含み、

前記 1 つ又は複数のコードワードを生成するステップが、前記第 1 のシンボルセット及
 び前記順列符号にシンボルごとの乗算を適用するサブステップを含む、請求項 1 に記載の
 方法。

【請求項 3】

前記 1 次ユーザに向けて送信される前記シンボルの少なくともいくつかの間にサイレン
 トシンボルを挿入するステップをさらに含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 4】

前記ビットが、 k 個の 1 及び $(n - k)$ 個の 0 を含む、0 と 1 のベクトルの一意の順列に変換され、 k が、前記 1 次ユーザに向けて送信されるシンボルの数であり、 n が、前記チャンネル上で送信されているシンボルの数である、請求項 3 に記載の方法。

【請求項 5】

サイレントシンボルの場所を突き止めて前記順列符号を見つけること、及び
前記順列符号を反転して前記 2 次ユーザの前記ビットを回復することによって、
前記 2 次ユーザにおいて復号器を使用して前記 1 つ又は複数のコードワードを処理するステップをさらに含む、請求項 3 に記載の方法。

【請求項 6】

サイレントシンボルの場所を突き止めること、
突き止めたサイレントシンボルを廃棄すること、及び
前記 1 つ又は複数のコードワードから前記突き止めたサイレントシンボルを廃棄した後に残ったシンボルを復号することによって、
前記 1 次ユーザにおいて復号器を使用して前記 1 つ又は複数のコードワードを処理するステップをさらに含む、請求項 3 に記載の方法。

【請求項 7】

前記順列符号を乗法性雑音として扱いながら前記 1 つ又は複数のコードワードを直接に復号することによって、前記 1 次ユーザにおいて復号器を使用して前記 1 つ又は複数のコードワードを処理するステップをさらに含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 8】

前記 2 次ユーザの前記ビットを複数のチャンクに分割するステップと、
符号化済みチャンクを生成するために、前記複数のチャンクのうちのいくつかのチャンクにチャンネル符号化を適用するステップと、
前記順列符号を前記符号化済みチャンクのそれぞれに適用するステップと、
をさらに含み、
前記 1 つ又は複数のコードワードを生成するステップが、前記符号化済みチャンクのそれぞれに関連する順列符号を結合するために、連結を適用するサブステップを含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 9】

1 次ユーザと、
2 次ユーザと、
前記 1 次ユーザ及び前記 2 次ユーザに通信可能に結合された基地局と、
を備えるセルラシステムであって、前記基地局が、
前記 1 次ユーザによって十分に活用されないときがあるチャンネルを前記 1 次ユーザに割り振るためのコントローラと、
送信されるビットを記憶するためのメモリと、
前記 1 次ユーザの前記チャンネル上で前記 2 次ユーザのビットを送信するために一意の順列符号を生成すること、前記 1 次ユーザに向けて送信される第 1 のシンボルセットと前記順列符号とに基づいて 1 つ又は複数のコードワードを生成すること、及び前記 1 つ又は複数のコードワードを前記チャンネル上で送信することによって前記ビットを処理するための、前記メモリに結合されたプロセッサと、
を有する、セルラシステム。

【請求項 10】

前記プロセッサが、前記第 1 のシンボルセットを生成するために、前記チャンネル上で前記 1 次ユーザに送信される第 2 のシンボルセットにチャンネル符号化を適用するように動作可能であり、

前記プロセッサが、前記第 1 のシンボルセット及び前記順列符号にシンボルごとの乗算を適用することによって前記 1 つ又は複数のコードワードを生成するように動作可能である、請求項 9 に記載のシステム。

【請求項 11】

前記プロセッサが、前記 1 次ユーザに向けて送信される前記シンボルの少なくともいくつかの間にサイレントシンボルを挿入するように動作可能である、請求項 9 に記載のシステム。

【請求項 1 2】

前記ビットが、 k 個の 1 及び $(n - k)$ 個の 0 を含む、0 と 1 のベクトルの一意の順列に変換され、 k が、前記 1 次ユーザに向けて送信されるシンボルの数であり、 n が、前記チャンネル上で送信されているシンボルの数である、請求項 1 1 に記載のシステム。

【請求項 1 3】

前記 2 次ユーザが、
サイレントシンボルの場所を突き止めて前記順列符号を見つけること、及び
前記順列符号を反転して前記 2 次ユーザの前記ビットを回復することによって、
前記 2 次ユーザにおいて復号器を使用して前記 1 つ又は複数のコードワードを処理するように動作可能である、請求項 1 1 に記載のシステム。

10

【請求項 1 4】

前記 1 次ユーザが、
サイレントシンボルの場所を突き止めること、
突き止めたサイレントシンボルを廃棄すること、及び
前記 1 つ又は複数のコードワードから前記突き止めたサイレントシンボルを廃棄した後に残ったシンボルを復号することによって、
前記 1 次ユーザにおいて復号器を使用して前記 1 つ又は複数のコードワードを処理するように動作可能である、請求項 1 1 に記載のシステム。

20

【請求項 1 5】

前記 1 次ユーザが、前記順列符号を乗法性雑音として扱いながら前記 1 つ又は複数のコードワードを直接に復号することによって、前記 1 次ユーザにおいて復号器を使用して前記 1 つ又は複数のコードワードを処理するように動作可能である、請求項 9 に記載のシステム。

【請求項 1 6】

前記プロセッサが、
前記 2 次ユーザの前記ビットを複数のチャンクに分割し、
符号化済みチャンクを生成するために、前記複数のチャンクのうちのいくつかのチャンクにチャンネル符号化を適用し、
前記順列符号を前記符号化済みチャンクのそれぞれに適用するように動作可能であり、
前記 1 つ又は複数のコードワードを生成することが、前記符号化済みチャンクのそれぞれに関連する順列符号を結合するために、連結を適用することを含む、請求項 9 に記載のシステム。

30

【請求項 1 7】

1 次ユーザ及び 2 次ユーザを有するセルラシステム中で使用される基地局であって、
前記 1 次ユーザによって十分に活用されないときがあるチャンネルを前記 1 次ユーザに割り振るためのコントローラと、
送信されるビットを記憶するためのメモリと、
前記 1 次ユーザの前記チャンネル上で前記 2 次ユーザのビットを送信するために一意の順列符号を生成すること、前記 1 次ユーザに向けて送信される第 1 のシンボルセットと前記順列符号とに基づいて 1 つ又は複数のコードワードを生成すること、及び前記 1 つ又は複数のコードワードを前記チャンネル上で送信することによって前記ビットを処理するための、前記メモリに結合されたプロセッサと、
を備える、基地局。

40

【請求項 1 8】

電子的な命令が記憶されたコンピュータ可読記憶媒体であって、前記電子的な命令が、セルラシステムのプロセッサによって実行されたとき、前記電子的な命令は、1 次ユーザに割り振られたチャンネルが十分に活用されないときがある前記セルラシステム中で使用さ

50

れる演算を前記セルラシステムに実施させ、前記演算が、

前記 1 次ユーザのチャンネル上で 2 次ユーザのビットを送信するために 0 と 1 の値を含む一意の順列符号を生成し、

前記 1 次ユーザに向けて送信される第 1 のシンボルセットと前記順列符号とに基づいて 1 つ又は複数のコードワードを生成し、

前記 1 つ又は複数のコードワードを前記チャンネル上で送信する、
コンピュータ可読記憶媒体。

【請求項 19】

ワイヤレス通信システム中で使用されるデバイスであって、

サイレントシンボルの場所を検出して順列符号を見つけるためのサイレントシンボル検出器と、

前記順列符号を受信して、前記順列符号を反転することによってビットを回復するように動作可能な順列符号復号器と、

を備えるデバイス。

【発明の詳細な説明】

【優先権】

【0001】

[0001]本特許出願は、2009年6月22日に提出された、「ワイヤレスシステム中で十分に活用されないチャンネルを介してサイレントシンボル符号化により情報を送るための方法及び装置」という名称の、対応する仮特許出願第61/219,243号に対する優先権を主張し、この仮出願を参照により組み込む。

【発明の分野】

【0002】

[0002]本発明は、ワイヤレスデータ通信、セルラシステム、及び符号化の分野に関する。より詳細には、本発明は、ワイヤレスシステム中で十分に活用されないチャンネルを介してサイレントシンボル符号化により情報を送ることに関する。

【発明の背景】

【0003】

[0003]ブロードバンドワイヤレスシステムは、通常、個々のユーザに対する何らかの公平性制約を伴って、1セル当たりの容量を最大化するように設計される。公平性制約が考慮されるときであっても、基本的な仮定は、割り振られたレートを完全に利用できるということである。しかし、実際のシステムには、帯域幅割振りの最小チャンクの点で制限がある。例えば、HSDPAシステムでは、特定のユーザ（例えばアリス）に確保された所与のチャンネル（例えば拡散符号、周波数帯域など）の最小時間単位は、2ミリ秒の長さである。アリスの送信キュー中でBビットが待機しており、アリスのチャンネル品質はこの最小単位がWビットを送達できるようなチャンネル品質であり、Wビットは厳密にBビットよりも多いと仮定する。したがってシステムは、タイムスロットの残りにわたり遊休モードに入ることによって、又はパディングビットを送ることによって、(W-B)ビットを無駄にする。ここでの主要な問題は、この例ではスケジューリング決定がスロット単位で行われるため、システムがチャンネルを別のユーザに再割当てして部分的に再利用することができないことであることに留意されたい。

【発明の概要】

【0004】

[0004]ワイヤレスシステム中で十分に活用されないチャンネルを介して情報を送るための方法及び装置を本明細書に開示する。一実施形態では、1次ユーザに割り振られたチャンネルが十分に活用されないときがあるセルラシステム中で使用される方法は、1次ユーザのチャンネル上で2次ユーザのビットを送信するために0と1の値を含む一意の順列符号を生成するステップと、1次ユーザに向けて送信されるシンボルの第1のセットと順列符号とに基づいて1つ又は複数のコードワードを生成するステップと、及び、1つ又は複数のコードワードをチャンネル上で送信するステップと、を含む。

【 0 0 0 5 】

[0005]本発明は、本発明の様々な実施形態に関する以下に提供する詳細な記述及び添付の図面から、より完全に理解されるであろう。しかし、詳細な記述及び添付の図面は、本発明を特定の実施形態に限定するものと解釈すべきではなく、説明及び理解のためのものに過ぎない。

【図面の簡単な説明】

【 0 0 0 6 】

【図 1】典型的なワイヤレスシステム中で、所与の基地局がその各ユーザに、スケジューリング区間中の周波数帯域、タイムスロット、及び拡散符号の形で、1組のチャンネルを割り振るのを示す図である。

10

【図 2 A】アリス（1次ユーザ）及びボブ（2次ユーザ）についてのメッセージブロックが共に使用されて、サイレントシンボルでパディングされて利用可能なシンボル場所が完全に埋められたボブのシンボルの順列が生成されるのを示す図である。

【図 2 B】サイレントシンボル符号化を使用する符号化構成の代替の一実施形態を示す図である。

【図 3】1次ユーザの受信機における高レベルのアクションのブロック図である。

【図 4】2次ユーザの受信機における高レベルのアクションのブロック図である。

【図 5】 $z \geq 2$ を復号できるときの追加の信号処理動作を含む、2次ユーザの受信機における高レベルのアクションのブロック図である。

【図 6 A】単一セルのシナリオを示す図である。

20

【図 6 B】複数セルのシナリオを示す図である。

【図 6 C】複数セルのシナリオ、並びに、キューバックログ及びチャンネル状態情報に基づくリソース割振りの調整を示す図である。

【図 7】順列符号化を使用して、干渉について学習し、干渉相殺を実施して、それ自体の信頼性を高めるか、又は同じチャンネルにわたる容量を増大させる、2次ユーザの受信機における復号を示す図である。

【図 8】1次チャンネルと2次チャンネルとが相互に直交である場合に、2次ユーザの1次チャンネルにわたり干渉相殺が使用される、2次ユーザの受信機における復号を示す図である。

【図 9】基地局の一実施形態のブロック図である。

30

【本発明の詳細な説明】

【 0 0 0 7 】

[0006]部分的に利用されるワイヤレスチャンネルリソースを利用して、輻輳を観察する他のユーザにより多くの情報を送るための、新しい技法を、本明細書に開示する。本発明の実施形態は、部分的に使用されるワイヤレスチャンネルを介して実際に送信されることになるシンボル間にサイレントシンボルを挿入することによって、このような利用を達成する。リソースブロック中のサイレントシンボルの位置は、この特定のリソースブロックが対象とするユーザ以外のユーザに情報を搬送する。

【 0 0 0 8 】

[0007]本明細書に開示する技法を使用する1つの結果は、所与の基地局（又は等価的にワイヤレスアクセスポイント若しくはワイヤレス送信機）における自分に割り振られたリソースから十分なデータレートを得ないワイヤレスユーザに、同じ及び/又は他の基地局（複数可）における十分に活用されないリソースを介してより多くの情報を送ることによって、これらのワイヤレスユーザの助けとなることである。

40

【 0 0 0 9 】

[0008]後続の記述では、本発明のより完全な説明を提供するために多くの詳細を示す。しかし、これらの具体的な詳細がなくても本発明を実践できることは、当業者には明らかであろう。他の場合では、周知の構造及びデバイスは、本発明を曖昧にするのを避けるために、詳細にはなくブロック図の形で示す。

【 0 0 1 0 】

50

[0009]後続の詳細な記述のうちのいくつかの部分は、コンピュータメモリ内のデータビットに対する操作のアルゴリズム及び象徴表現で提示する。これらのアルゴリズム的記述及び表現は、データ処理技術の当業者が自分の作業の実質を他の当業者に最も効果的に伝えるのに使用する手段である。アルゴリズムは、ここでは、また一般的には、所望の結果に至る自己矛盾のない一連のステップと考えられる。これらのステップは、物理量の物理的操作を必要とするものである。必ずしもそうとは限らないが通常は、これらの量は、記憶、転送、結合、比較、及び他の方法で操作することのできる、電氣的又は磁氣的信号の形をとる。主として一般的な使用の理由で、これらの信号をビット、値、要素、記号、文字、用語、数字などとして言及することが好都合なときがあることが証明されている。

【 0 0 1 1 】

10

[0010]しかし、これら及び類似の用語は全て、適切な物理量に関連付けられるものであって、これらの量に適用される好都合なラベルに過ぎないことを、念頭に置くべきである。特段の記載がない限り、後続の考察から明らかになるように、記述全体を通して、「処理」又は「コンピューティング」又は「計算」又は「決定」又は「表示」などの用語を利用した考察は、コンピュータシステムのレジスタ及びメモリ内の物理的（電子的）な量として表されるデータを、コンピュータシステムのメモリ又はレジスタ又は他のそのような情報記憶、伝送、若しくは表示デバイス内の物理的な量として同様に表される他のデータに操作及び変換する、コンピュータシステム又は類似の電子コンピューティングデバイスのアクション及びプロセスを指すことを理解されたい。

【 0 0 1 2 】

20

[0011]本発明はまた、本明細書の動作を実施するための装置に関する。この装置は、必要とされる目的のために特別に構築されてもよく、或いは、コンピュータに記憶されたコンピュータプログラムによって選択的にアクティブ化されるか又は再構成される汎用コンピュータを含んでもよい。このようなコンピュータプログラムはコンピュータ可読記憶媒体に記憶することができ、コンピュータ可読記憶媒体は、以下のものに限定されないが、フロッピー（登録商標）ディスクや光ディスクやCD-ROMや光磁気ディスクを含めた任意のタイプのディスク、読取り専用メモリ（ROM）、ランダムアクセスメモリ（RAM）、EPROM、EEPROM、磁気若しくは光学カード、又は、電子的命令を記憶するのに適した任意のタイプの媒体などであり、各媒体はコンピュータシステムバスに結合される。

30

【 0 0 1 3 】

[0012]本明細書に提示するアルゴリズム及び表示は、どんな特定のコンピュータ又は他の装置にも本来的に関係しない。本明細書の教示によるプログラムと共に様々な汎用システムを使用することができ、或いは、必要とされる方法ステップを実施するためのより特化された装置を構築するのが好都合であると判明する場合もある。様々なこれらのシステムに関する必要とされる構造は、以下の記述から明らかになるであろう。加えて、本発明は、どんな特定のプログラミング言語に関して述べるものでもない。様々なプログラミング言語を使用して、本明細書に述べるように本発明の教示を実施できることは理解されるであろう。

【 0 0 1 4 】

40

[0013]機械可読媒体は、機械（例えばコンピュータ）によって読取り可能な形で情報を記憶又は伝送するための任意の機構を含む。例えば、機械可読媒体は、読取り専用メモリ（「ROM」）、ランダムアクセスメモリ（「RAM」）、磁気ディスク記憶媒体、光学記憶媒体、フラッシュメモリデバイスなどを含む。

【 0 0 1 5 】

[概観]

[0014]図1に、T個のタイムスロットとF個の周波数サブバンドとのスケジューリングフレームを有するワイヤレスシステムが示されている。典型的なワイヤレスシステムでは、所与の基地局が、その各ユーザに、スケジューリングフレーム内のタイムスロット、周波数帯域、及び拡散符号の形で、1組のチャンネルを割り振る。図1では、説明のための例

50

として、ブロック 1 0 1 が、基地局 A によって特定のユーザ（例えばアリス）に割り当てられる。基地局 A は、アリスのビットストリームを 0 でないシンボルシーケンスにマッピングして、割り振られたリソースを介して個々のシンボルを送ることによって、アリスと通信し、各シンボルは同じシンボル継続時間 T_{sym} を有する。ユーザに割り当てられたリソースブロックは、物理的に隣接するか否かにかかわらず、シンボルのシーケンスとして論理的に表すことができ、各シンボルは、ソースブロック中で一意の場所を有する。例えば図 1 では、基地局 A によってアリスに割り当てられたリソースブロックを、 n 個のシンボル場所上にマッピングすることができる。基地局 A によってアリスに割り当てられたリソースブロックは、基地局 A におけるアリスの送信キュー中に十分な数のビットが待機していない場合には、十分に活用されない。例えば、基地局 A が、アリスが経験している

10

チャンネル品質で QPSK 変調を使用しており、基地局 A が、アリスに送信すべき $B = 500$ ビットを有する場合、 500 ビット全てを送るのには $k = 250$ 個の QPSK シンボルで十分である。 $n > k$ の場合、明らかに、基地局 A は n 個のシンボル全てを利用することはできない。基地局 A は、残りの $(n - k)$ シンボル継続時間にわたりサイレントを保つか、或いはヌル情報としてパディングビットを送る。

【0016】

[0015] 一実施形態では、基地局 A は、リソースブロックの所与のセットに対して二重割当てを行う。リソースブロックの各セットは、まず 1 次ユーザに割り当てられる。リソースブロックのセットが 1 次ユーザによって十分に活用されない場合は、2 次ユーザにも割り当てられる。1 次ユーザのビットは、0 でないコンステレーションポイント (constellation point) を含むコンステレーションを使用して (すなわち、 S がコンステレーションであり $s \in S$ であるならば、 $s^H s > 0$ であり、ここで s^H は列ベクトル s の共役転置である)、シンボルのシーケンス上にマッピングされる。次いで、1 次ユーザのシンボル及び 2 次ユーザのビットを共に使用して、1 次ユーザのビットから生成されたシンボルの前、後、及び / 又は間にサイレントシンボルが挿入された一意の順列コードワードが決定される。基地局 A は、左端のシンボルから順列コードワードを送信する。送信すべき次のシンボルがサイレントシンボルである場合は、基地局 A は、次のシンボル継続時間にわたって何も送らない。次のシンボルがサイレントシンボルでない場合は、基地局 A は、そのシンボルに対応する信号波形を送信する。図 2 A に、どのように 1 次ユーザ (アリス) と 2 次ユーザ (ボブ) の情報ビットが組み合わされて、1 次ユーザのビ

20

30

ットと 2 次ユーザのビットとの両方を使用したこのような一意の順列コードワードが生成されるかに関する例を示す。すなわち、アリス (1 次ユーザ) 及びボブ (2 次ユーザ) についてのメッセージブロックを共に使用して、サイレントシンボルによってパディングされて利用可能なシンボル場所が完全に埋められたボブのシンボルの順列が生成される。図 2 A を参照すると、アリスに送られている L ビットが K 個のシンボルに変換され、ボブに送られている M ビットが符号化器 201 によって受け取られ、符号化器 201 は、サイレントシンボル (順列) 符号化を実施して n 個のシンボルを生成する。

【0017】

[0016] 符号化器 201 によって実施されるサイレントシンボル符号化の一方法は、以下のように進行する。1 次ユーザのリソースブロックが完全に利用されているときは、基地局によって送信されることになるコードワードはサイレントシンボルを含まず、1 次ユーザのビットストリームから生成されたシンボルだけが送出される。一実施形態では、1 次ユーザのリソースブロックが十分に活用されない ($n > k$) ときは常に、以下の 1 組のアクションがとられる。

40

1. 1 次ユーザの、基地局の送信キュー中で待機している長さ L ビットのメッセージが、0 と 1 のビットストリーム上にマッピングされる。一実施形態では、メッセージが 2 進フォーマットである場合、マッピング動作は 1 次ユーザのキューから L ビットを読むことだけで済む。

2. チャンネル状態情報と、システム中で使用されているレート制御アルゴリズムとによって決定されるように、基地局が 1 次ユーザに対して使用している現在のシンボルコンス

50

テレシジョンに基づいて、1次ユーザのビットストリームがk個の変調シンボル s_1, s_2, \dots, s_k 上にマッピングされる。

3. 総数nのシンボルを使用してコードワード CW_0 が構築される。ここで、最初のk個のエントリは1であり、残りの $(n - k)$ 個のエントリは全て0である。すなわち、 $CW_0 = \{w_{01} w_{02} \dots w_{0n}\}$ であり、 $w_{0i} = 1$ ($i = 1, \dots, k$ の場合)及び $w_{0i} = 0$ ($i = (k + 1), \dots, n$ の場合)である。

4. n及びkを使用して

【数1】

$$\Omega = \binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!} \quad 10$$

が計算される。ここで、 Ω は、コードワード CW_0 の異なる一意の順列の総数を表す。

5. キューから読み取られる1番目のビットが最下位ビットであり、キューから読み取られるM番目のビットが最上位ビットであるように、2次ユーザについての送信キューの先頭からMビットがフェッチされ、コードワード $CW_1 = \{w_{11} w_{12} \dots w_{1M}\}$ が形成される。Mは、

【数2】

$$\lfloor \log_2 \Omega \rfloor \quad 20$$

と

【数3】

$$1 + \lfloor \log_2 \Omega \rfloor$$

のいずれかの値をとることができ、

【数4】

$$\lfloor \cdot \rfloor \quad 30$$

は、その引数に対するフロア演算を示す。具体的には、一実施形態では、 CW_1 の10進表現($CW_{1, decimal}$ として表す)が $(2^M - 1)$ 以下である場合、すなわち $CW_{1, decimal} = w_{11} + 2w_{12} + 2^2w_{13} + \dots + 2^{(M-1)}w_{1M}$ ($0 \leq w_{1i} \leq 1$)、及び $w_{1M} = 1$ 又は $w_{1M} = 0$ 及び $w_{11} + 2w_{12} + 2^2w_{13} + \dots + 2^{(M-2)}w_{1(M-1)} + 2^{(M-1)} > (2^M - 1)$ である場合、Mは

【数5】

$$1 + \lfloor \log_2 \Omega \rfloor \quad 40$$

に等しい。言い換えれば、最上位ビットが0である場合、これを1で置き換えても別の適格な符号にはならないはずである。他の場合には、Mは

【数6】

$$\lfloor \log_2 \Omega \rfloor$$

に等しい。本明細書においては、 $CW_{1, decimal}$ は CW_1 の指数として言及され、iが $CW_{1, decimal}$ の代わりに使用される。指数iは $[0, 2^M - 1]$ の範囲の値を取り、 CW_1 の集合は、 $CW_1(0), CW_1(1), \dots, CW_1(i), \dots, CW_1(2^M - 1)$ として列挙される。

6. 前の操作で構築された CW_1 を使用して、 CW_0 の一意の順列を計算することによって一意のコードワード X が生成される。ここでの一意性とは、 CW_1 の集合中の 2 つの異なるコードワードが 2 つの別個の順列符号にマッピングされることになることを含意する。一実施形態では、アルゴリズム的操作は以下のとおりである。

a. CW_1 , decimal が、 CW_1 から計算され、 i に代入される。

b. i が

【数 7】

$$\tilde{X}(i) = \Omega - 1 - i$$

10

上にマッピングされ、これは、

【数 8】

$$\tilde{X}(i) = \binom{x_{n-k}}{n-k} + \binom{x_{n-k-1}}{n-k-1} + \dots + \binom{x_2}{2} + \binom{x_1}{1}$$

及び $x_j = 0$ ($j = 1, \dots, s$ の場合) であるように、一意の $(n-k)$ 項の表現 $\{x_{n-k}, x_{n-k-1}, \dots, x_1\}$ に 1 対 1 方式で展開される。一実施形態では、 $(n-k)$ を計算する手順は、以下の再帰演算を使用することによって単純明快である。

x_{n-k} は、

【数 9】

$$\binom{x_{n-k}}{n-k} \leq \tilde{X}(i)$$

20

であるような最大整数である； x_{n-k-1} は、

【数 10】

$$\binom{x_{n-k-1}}{n-k-1} \leq \tilde{X}(i) - \binom{x_{n-k}}{n-k}$$

30

であるような最大整数である； \dots ；

【数 11】

$$\binom{x_r}{l}$$

は、

【数 12】

$$\binom{x_r}{l} \leq \tilde{X}(i) - \sum_{j=r+1}^{n-k} \binom{x_j}{j}$$

40

であるような最大整数である； \dots ；

【数 13】

$$\binom{x_1}{1}$$

は、

50

【数 1 4】

$$\binom{x_1}{1} \leq \tilde{X}(i) - \sum_{j=2}^{n-k} \binom{x_j}{j}$$

であるような最大整数である。

$c \cdot loc_j = n - 1 - x_{n-k+1-j}$ であるように、場所 loc_j ($j = 1, \dots, n-k$) が計算される。指数 i について計算された loc_j の集合を、 $LOC(i)$ として表す。

$d \cdot j \in LOC(i)$ である場合は $x_j = 0$ に設定することによって、そうでない場合は $x_j = 1$ に設定することによって、コードワード $X = \{x_0, x_1, \dots, x_{n-1}\}$ が構築される。構築されたコードワード中で、0 はサイレントシンボルを表し、1 は、1 次ユーザのシンボルが送信される実際のエポック (epoch) を表す。言い換えれば、基地局は、構築されたコードワード X を左から右に解析する (順序に一貫性がある限り、左から右への順序は要件ではなく単なる慣例である)。i 番目のビットが 0 である場合は、送信機はシンボル期間にわたりサイレントを保ち、i 番目のビットが 1 である場合は、送信機は次のシンボル s_j を、それが送信されることになっている通常の順序で送る。これは、コードワード $CW = \{0 \dots 0 s_1 0 \dots 0 s_2 0 \dots 0 s_j 0 \dots 0 s_k 0 \dots 0\}$ を送ることと等価であり、ここで、サイレントシンボル「0」の場所は、 X 中の 0 の場所と同じである。

【0018】

[0017] 以上に概説した、指数 i を一意の順列 X に符号化する (且つ所与の X から i を復号する) 手順は、周知の技法であり、より一般化された形は、Data & McLaughling、「An Enumerative Method for Runlength-limited Codes: Permutation Codes」、IEEE Transactions on Information Theory、vol. 45、no. 6、2199~2204 頁、1999 年に見ることができる。上記の列挙手順は、図 2A に示すように 2 次ユーザの M 個のビット及び 1 次ユーザの k 個のシンボルを 1 対 1 方式でコードワード CW 上にマッピングすることができる限り、他の技法で置き換えることができる。

【0019】

[0018] 符号化動作は、ベースバンド処理が実施される所ならどこでも実施できることに留意されたい。これは、基地局、アクセスポイント、又は、ワイヤレス通信システム中の他のノードとすることができる。

【0020】

[0019] 基地局が CW を送信するとき、1 次ユーザも 2 次ユーザもサイレントシンボルの場所について知らず、両ユーザ共、2 次ユーザの受信機において順列符号を復号するため、及び 1 次ユーザの受信機においてシンボル s_1, s_2, \dots, s_k を復号するために、サイレントシンボルの場所を正しく識別しなければならない。

【0021】

[0020] 2 次ユーザは、データが 1 次ユーザのチャネル上で送信されるかもしれないことを知っていることに留意されたい。これは、基地局コントローラが、リソース (例えばチャネル) を 1 次ユーザに割り振るときに 2 次ユーザに通知し、1 次ユーザと 2 次ユーザの両方に、どの符号化プロファイル (例えば順列符号化が使用可又は使用不可にされる) が使用されることになるかを伝えるからである。この通知は、コントローラによって 1 次ユーザ及び 2 次ユーザに提供されるプロファイルの一部として、実施することができる。

【0022】

[0021] 図 2B は、サイレントシンボル / 順列符号化を示す代替の一実施形態である。図 2B を参照すると、アリスへの L ビットが、 k 個のシンボル 221 に変換される。これらはチャネル符号化器 240 に入力され、チャネル符号化器 240 は、符号化シンボル 22

10

20

30

40

50

2 を生成するチャネル符号化を実施し、符号化シンボル 2 2 2 は、サイレントシンボル（順列）符号化 2 1 0 に送られる。また、ボブへの M ビットが、n ビットの 0 - 1 ベース順列符号と共に順列計算ブロック 2 4 1 に入力される。順列計算ブロック 2 4 1 の出力は、n 個の符号化シンボル 2 2 2 と共に乗算器 2 1 2 に入力され、乗算器 2 1 2 は、順列計算ブロック 2 4 1 の出力と n 個の符号化シンボル 2 2 2 との間でシンボルごとの乗算を実施し、この結果、送信コードワード 2 2 3 が得られる。

【 0 0 2 3 】

[0022] 後続の記述では、チャネル利得が受信機においてわかっていると仮定し、したがって、本開示では実際の値は重要ではない。一方、送信機は、1 次ユーザと 2 次ユーザとのよりよい対合のために、チャネル利得とチャネル状態情報とのいずれかがわかっていると仮定する。図 3 は、1 次ユーザの受信機の高レベルのブロック図であり、受信信号をベースバンド信号 $y = CW + z_1 + n_1$ に変換した後で受信側ユーザにおいてとられる一連のアクションを示す。CW は、基地局で生成されたコードワード（すなわち、1 次ユーザに送られた実際のシンボルが散在する、サイレントシンボルのシーケンス）を表し、 z_1 は、CW が送られるのと同じリソースブロックにわたる他の無線信号からの可能性のある干渉を表し、 n_1 は、1 次ユーザの端末において追加される雑音を表す。1 次ユーザはまず、サイレントシンボル検出器 3 0 1 を使用して受信信号 y 中のサイレントシンボル位置を検出し、したがって順列符号 X が最初に復号される。これらの位置は、受信された $n \times 1$ ベクトル y からサイレントシンボル除去器 3 0 2 によって除去され、新しい $k \times 1$ ベクトル $y = S + z_1 + n_1$ が得られる。ここで、 $S = \{s_1 s_2 \dots s_k\}$ であり、 z_1 並びに n_1 は、元のベクトル中のサイレントエポックに対応する次元がフィルタリングされて除去された、更新された干渉 / 雑音項である。

【 0 0 2 4 】

[0023] この時点で、順列符号化の全ての中間生成物が除去され、1 次ユーザの受信機 3 0 3 は、シンボルコンステレーション S に基づいて通常の復号器動作を継続する。この全体的な手順におけるクリティカルな動作は、サイレントシンボル位置が識別される動作である。このような識別の実際的な一方法は、シンボルごとの仮説検定を適用することであり、これは周知である。 $y[i] = CW[i] + z_1[i] + n_1[i]$ 及び $y = \{y[1], y[2], \dots, y[n]\}$ とする。仮説 H_0 を「 $CW[i]$ はサイレントシンボルである」として表し、 H_1 を「 $CW[i]$ はサイレントシンボルでない」として表す。ある使用事例では、識別は、以下のような最尤（ML）検出を含む。

$P(y[i] | CW[i] = 0) \quad P(y[i] | CW[i] = 0)$ ならば、 H_0 を決定する。

そうでないならば、 H_1 を決定する。

上の $P(i | j)$ は、「j が真であると仮定した場合に i が真である確率」を指す。本明細書においては、 $y[i]$ が連続確率変数であるとき、 $P(i | j)$ を確率密度関数（pdf） $f(i | j)$ で置き換えるべきである。 $P(y[i] | CW[i] = 0) = P(z_1[i] + n_1[i])$ （ $f(y[i] | CW[i] = 0) = f(z_1[i] + n_1[i])$ ）であることに留意されたい。干渉項と雑音項が両方とも独立したガウス確率過程であるとき、これらの和もまたガウシアンであり、 $f(z_1[i] + n_1[i])$ はガウス確率変数の pdf に簡約される。同様に、各 s が同様に確からしいとすれば、

【数 1 5】

$$P(y[i] | CW[i] \neq 0) = \frac{1}{|\Lambda|} \sum_{s \in \Lambda} P(y[i] | CW[i] = s)$$

である。ML の代わりに MAP 規則を仮定し、近似 $P(H_0) = k / n$ （したがって $P(H_1) = 1 - k / n$ ）を使用すると、別の検出器は、以下になる。

$P(y[i] | CW[i] = 0) \cdot P(H_0) \quad P(y[i] | CW[i] = 0) \cdot P(H_1)$ ならば、 H_0 を決定する。

そうでないならば、 H_1 を決定する。

M A P規則は、受信機において k がわかっていることを必要とする。 n 回の仮説検定の後、 H_0 が決定された位置で0を挿入し、 H_1 が決定された位置で1を挿入することによって、 X を構築することができる。受信機において k がわかっており、仮説検定の結果として1が k 個以上になる場合、 $(P(y[i] | CW[i] = 0) \cdot P(H_1)) / (P(y[i] | CW[i] = 0) \cdot P(H_0))$ の尤度比が最も高い k 個の位置が、1として選ばれ、残りのエントリは0に設定される。最後に、ベクトル y 中で値が0の位置はフィルタリングされて除去され、復号動作は s_i について継続する。 s_j の復号後/復号中、 s_j 中のエラーが検出された(例えばチェックサムにより)場合は、仮説検定を反復的に精緻化することができることに留意されたい。

10

【0025】

[0024]検出結果がサイレントシンボルを正しく識別しなかったとき、フィードバック310を使用してサイレントシンボル検出器301に通知することができる。これは、識別されるシンボルが多すぎるか又は少なすぎる場合に起こることがある。

【0026】

[0025]代替の一実施形態では、1次ユーザにおける復号は、順列符号化の知識がないと仮定して、入ってくるシンボルストリームを直接に復号することによって実施することができる。これは、順列符号化が別のタイプの雑音(たとえフェーディング係数のような乗法性雑音であっても)であるために行うことができる。これについては後でより詳細に述べる。

20

【0027】

[0026]図4は、2次ユーザの受信機の高レベルのブロック図であり、受信信号をベースバンド信号 $y = CW + z_2 + n_2$ に変換した後で受信機においてとられる一連のアクションを示す。この特定の場合では、1次ユーザと同様に、2次ユーザはまず、サイレントシンボル検出器401を使用して仮説検定によってサイレントシンボル検出を実施し、 X を構築する。検出はシンボルごととすることができ、一実施形態では、ML又はMAP規則は、1次ユーザについて概説したのと全く同じだが、 $z_1 + n_1$ の代わりに $z_2 + n_2$ の統計を使用する。復号器402が受け取り、順列符号復号を実施して CW_1 を生成する。

【0028】

[0027]図3と同様、フィードバックを使用することができる。

30

【0029】

[0028] z_2 コンステレーション(例えば、 CW を送信する基地局の2次ユーザが、別の基地局において同じリソースブロックにわたる1次ユーザであるときであって、したがって z_2 もまたこのユーザの情報を搬送するとき)と、 CW 要素のコンステレーション(すなわち CW の各要素 s は s と $s = 0$ のいずれか)とが両方ともわかっている場合は、式は以下のように精緻化することができる。

【数16】

$$P(y[i] | CW[i]=0) = \frac{1}{|Z_2|} \sum_{z \in Z_2} P(z_2[i] + n_2[i] | z_2[i] = z)$$

40

【数17】

$$P(y[i] | CW[i] \neq 0) = \frac{1}{|\Lambda|} \frac{1}{|Z_2|} \sum_{s \in \Lambda} \sum_{z \in Z_2} P(CW[i] + z_2[i] + n_2[i] | CW[i] = s, z_2[i] = z)$$

和の項の中の確率表現は、pdfによって置換可能であり、雑音 $n_2[i]$ がガウス分布であるとすると、pdfは閉形式で計算できることに留意されたい。

【0030】

[0029]図5に、 CW が雑音として扱われるときであっても、 CW 項を干渉として扱うこ

50

とができ、 z_2 が 2 次受信機において復号可能である、別の場合を示す。図 5 を参照すると、まず復号器 501 を使用して z_2 を復号し、減算器 502 を使用して y から減算して $CW + n_2$ を得ることができ、 $z_2[i] = 0$ に設定して、デルタディラック関数を pdf として使用して、すなわち $f(z_2 = z) = \delta(z)$ として（言い換えれば、 z_2 が 0 である確率が 1 であり、他はどれも 0 である）、復号プロセスを継続することができる。すなわち、サイレントシンボル検出器 503 が、 $CW + n_2$ を受け取り、順列符号 X を生成する。検出器 504 が、 X に対して順列符号復号を実施して、 CW_1 を生成する。この方法は、ユーザが 2 次ユーザである基地局からの受信が、そのユーザが 1 次ユーザである基地局からの受信よりもずっと弱いときに、最も有益である。

【0031】

10

[0030] フィードバックを使用して、前述のような復号中のエラーがどこに生じたかを受信機他の部分に通知することができる。

【0032】

[0031] 2 次ユーザは、入力された X に対して順列符号復号を実施する。 X は、2 次ユーザにとって有用な情報を搬送する唯一の部分である。一実施形態では、順列符号復号ステップは以下のとおりである。

1. ベクトル X 中の 1 の数を見つけ、この値を k として記憶する。 n をベクトル X の長さとして保存する。

【数 18】

$$\Omega = \binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!}$$

20

を計算する。

2. X を左から右に解析し、 X 中の 0 の場所の集合を構築し、この集合を LOC として表す。 X はちょうど $(n - k)$ 個の 0 を有するので、LOC は、サイズ $(n - k)$ であり、昇順でエントリ $loc_1, loc_2, \dots, loc_{(n-k)}$ を含み、プロパティ $0 \leq loc_1 < loc_2 < \dots < loc_{n-k} \leq (n-1)$ を有する。

3. 以下の式を用いて指数 i を計算する。

【数 19】

30

$$i = \binom{n}{k} - 1 - \sum_{j=1}^{(n-k)} \binom{n-1-loc_{n-k-i+1}}{i}$$

4. 指数 i を $rCW_1, decimal$ に代入する。

5.

【数 20】

$$1 + \lfloor \log_2 \Omega \rfloor$$

40

ビットを使用して、 $rCW_1, decimal$ を、2 を底とする形に変換する。最上位ビットが 0 であり、これを 1 に置換すると (-1) 以下の 10 進値になる場合は、最上位ビットを削除する。この値を rCW_1 に記憶し、基地局における 2 次ユーザの送信キューから送られた復号済みビットとしてラベル付けする。2 次ユーザの送信キューから送出された 1 番目のビットが最下位ビットであり、 M 番目のビットが最上位ビットである。

【0033】

[0032] X がエラーなしで復号される場合は、 rCW_1 は CW_1 と同じであり、2 次ユーザに向けて送られたビットはうまく受信される。2 次ユーザは、このような全ての受信コードワードを連結し、ビットを解析して、上位層でのさらなる処理のためにビットをブロック及びパケットに分割する。復号プロセスにおけるエラーの確率がいくらかあり、いく

50

つかのブロック／パケットが破損する可能性があるので、一実施形態では通常、この順列符号復号には、エラー検出符号、エラー訂正符号、及び／又は消去符号化技法が付随すべきである。

【 0 0 3 4 】

[0033]ワイヤレスリソース管理の観点からは、本発明の実施形態は多くの異なるシナリオで有用であり、そのいくつかを図 6 A ~ 6 C に示す。図 6 A では、本明細書に開示する技法が、所与の単一セル中でのワイヤレスリソース割振り決定と統合される。図 6 A を参照すると、基地局 B S が、コントローラ 6 0 1 と通信可能に結合され、ビット R_1 及び R_2 をそれぞれ送るために、チャネル状態 $h_{1,1}$ 及び $h_{1,2}$ をそれぞれ有するアリス及びボブのユーザ端末とワイヤレスに結合されるのが示されている。あらゆるユーザには、タイムスロット、帯域、及び拡散符号にわたるスケジューリング区間の中で、1 次ユーザとして 1 組のリソースブロックが割り当てられる。基地局 B は、ユーザキュー中の現在のバックログと、次のスケジューリング区間中で各ユーザに送信されることになるビットの数とが与えられた場合に、十分に活用されないであろうリソースをチェックする。次いで、このような各リソースは、ちょうど 1 人の 2 次ユーザに割り当てられる（同じユーザが複数の直交リソースブロックにわたって 2 次ユーザである可能性があることに留意されたい）。2 次ユーザへの割当ては、これらのリソースセットにわたるチャネル利得推定値やキューバックログなど、多くの要因を考慮する。

【 0 0 3 5 】

[0034]システム中に L 人のユーザがあり、ワイヤレスリソースが L 個の直交リソースブロックに区分化され、各リソースブロックが 1 対 1 方式でユーザに割り当てられると仮定する。この初期の割当ては、任意の公平性、優先順位付け、及び／又は最適化の目的に関して行うことができ、本発明の実施形態から独立している。ユーザ u が、 i 番目のスケジューリング区分の前に $W_u[i-1]$ ビットのキューバックログを有し、ユーザ u が 1 次ユーザであるリソースブロックにわたって、 $R_u[i]$ ビットを送ることができると仮定する。したがって、1 次ユーザへのリソース割当ての後、各ユーザは、 $B_u = \max\{0, W_u[i-1] - R_u[i]\}$ のバックログを有することになる。このため基地局は、1 次リソース割当て後にも正のバックログを有するユーザのリスト U を作成する。すなわち、 $B_u > 0$ である場合に、且つその場合に限り、 u は U 中にある。また、 L 個の直交リソースブロックのうち G 個は十分に活用されず、これらがサポートできる順列符号の数として $1, \dots, G$ を有し、レート $r_1 = \log_2 1, \dots, r_G = \log_2 G$ になると仮定する。 U 中の各ユーザ u につき、 $p_{u,i}$ が、リサーチブロック i にわたる順列符号の復号成功確率を表すものとする。この数字は通常、基地局から特定の 2 次ユーザへのチャネル利得、使用されている変調／符号化レベル、雑音、及び他の干渉電力に依存する。 $p_{u,i}$ は、上界、近似、シミュレーション、経験的オフライン評価、及び／又はオンライン学習によって得ることができる。これらの定義が与えられれば、次に述べるように、多くの異なる方法を用いて、十分に活用されないリソースブロックを個々のユーザに割り当てることができる。

【 0 0 3 6 】

[0035]ある方法では、バックログされた個々のユーザへのリソース割当ては、割当て後にユーザ全体にわたる最大バックログが最小限に抑えられるように行われる。十分に活用されない各リソースブロックは、まず、ちょうど G 個の要素を有する割当て集合 A 中に配置される。 U 中の各ユーザ u につき、降順で $r_i \cdot p_{u,i}$ の要素を有する順序集合 O_u が生成される。各反復において、この方法は、以下のように、割当て集合 A からの 1 つのリソースブロックを割り当てる。

1. 最も多くのバックログ B_u を有するユーザ、例えば u^* を選ぶ。
2. ユーザ u^* について、最も高い $r_i \cdot p_{u^*,i}$ を有するリソースブロック $i \in A$ をとり、ユーザ u^* を i に対する 2 次ユーザとして割り当てる。
3. A から i を除去する。すなわち $A := A \setminus \{i\}$ とする。
4. B_{u^*} を $B_{u^*} := \max\{0, B_{u^*} - r_i \cdot p_{u^*,i}\}$ として更新し、 A

{ } ならば、すなわち A が空集合でないならば、ステップ 1 を継続する。

【 0 0 3 7 】

[0036] 上記の割振り戦略は、バッファを安定化する戦略が存在する（すなわち、無限に増大する平均バックログを有するバッファがない）場合には安定を保証する。異なる目的を伴う他の方法は、異なる 2 次ユーザ割当て戦略につながる。2 次使用にわたるスループットを最大化することを試みるある方法は、各リソースブロックを、このリソースブロックにわたる全てのユーザのうちで最大 $r_i \cdot p_{u,i}$ を有するユーザに割り当てる。また、文献で広く知られている比例公平共有（PFS、proportional fair sharing）又は指数関数的規則を適用して、わずかな修正を伴ってリソースを割り当てることもできる。PFS メトリック又は他のメトリックは、（ユーザ、リソースブロック）の対ごとに計算され、メトリックを最大化する対が割当て対となり、この後、割り当てられていないリソースブロックにわたり、更新されたメトリックを使用してメトリックが再計算される。

10

【 0 0 3 8 】

[0037] 図 6 B に、ボブが自分のセルからの送信の 1 次ユーザであって別のセルからの送信の 2 次ユーザである、複数セルのシナリオを示す。図 6 B を参照すると、コントローラ 6 2 0 が、基地局 BS_1 及び BS_2 に通信可能に結合される。基地局 BS_1 及び BS_2 は、アリスやボブなどのユーザ端末に通信可能にワイヤレス結合される。例えば、基地局 BS_1 は、チャンネル状態 $h_{1,1}$ のチャンネルを使用して R_1 ビットでワイヤレス通信し、チャンネル状態 $h_{1,2}$ のチャンネルを使用して R_2 ビットでボブにワイヤレス通信する。また、基地局 BS_2 は、チャンネル状態 $h_{2,1}$ のチャンネルを使用して R_1 ビットでアリスにワイヤレス通信し、チャンネル状態 $h_{2,2}$ のチャンネルを使用して R_2 ビットでボブにワイヤレス通信する。図 6 A のシナリオとは異なり、所与のリソースブロックの 1 次ユーザと 2 次ユーザは、同じセルに属さない。リソース再利用係数 1 が適切である場合は、このシナリオでは、あるユーザが同じリソースブロックについて、但し異なる基地局に対して、1 次ユーザと 2 次ユーザの両方となることができる。

20

【 0 0 3 9 】

[0038] 図 6 C に、本明細書に述べる技法を使用できる、さらにより一般的な実行可能な適用シナリオを示す。図 6 C を参照すると、セルタワーの背後のコントローラノード 6 3 0 が、ユーザキュー $6 3 1_1 \sim 6 3 1_M$ を保持し、各セルにおける全てのリソース割振り決定を管理する。図 6 C を参照すると、アリス及びマークは、1 次ユーザとしての割当てのみを有し、自分のリソースブロックを十分に活用していない。彼らのリソースブロックが直交である場合は、ボブは干渉しないようにして両者を同時にリッスンし、異なる場所で割り当てられた複数のリソースブロックについて 2 次ユーザになることができる。それに加えて、ボブは、自分の基地局（例えば、これは通常、ボブに対する最も強い信号強度を有する基地局を意味する）からの自分の 1 次リソース割当てを有する。

30

【 0 0 4 0 】

[0039] 本明細書に開示する別の方法は、十分に活用されないリソースを干渉相殺の目的に使用することである。図 7 に、ユーザが、異なる基地局によって割り当てられた同じリソースブロックについて 1 次ユーザと 2 次ユーザの両方である場合の復号手順を示すが、これにより干渉チャンネル $CW + z_2 + n_2$ が形成され、ここで、 CW は他方のセルからの干渉であり、 z_2 はユーザの基地局からの所望の信号であり、 n_2 は干渉である。干渉チャンネル $CW + z_2 + n_2$ は、サイレントシンボル検出器 7 0 1 と干渉キャンセラ 7 0 2 の両方に入力される。サイレントシンボル検出器 7 0 1 から出力される、構築された順列コードワード X は、順列符号復号器 7 0 3 及び干渉レプリケータ 7 0 4 に入力される。順列符号復号器 7 0 3 は、順列符号復号を実施する。本明細書に開示する順列符号化を、以下のように利用することができる。順列符号は、シンボル s_1, \dots, s_k に関する情報を搬送し、これらのシンボルは実際の干渉項である（ CW 中の残りの $n - k$ 個のシンボルは、サイレントであり、干渉を引き起こさない）。順列符号の達成可能なレートに応じて、この k 個のシンボルの全て又はサブセットを符号化して CW に組み込むことができる。

40

50

次いで、干渉キャンセラ 702 によって、復号可能な部分を $CW + z_2 + n_2$ から減算することができ、2 次ユーザにおける干渉 CW を緩和してさらには（十分な容量が存在すれば）完全に除去し、それにより $z_2 + n_2$ を受信機 705 に出力する。受信機 705 は、これから z_2 を生成する。この技法は、信頼性を高めるか、又は z_2 のレートをより高いビットレートに押し上げて 2 次ユーザの 1 次リソースにわたるより高い容量を達成することに向けて、使用することができる。

【0041】

[0040] 図 8 に、受信側における 1 次リソースブロックと 2 次リソースブロックとが直交リソース上にある場合の、別の干渉相殺シナリオを示す。受信側が、 $CW + z_2 + n_2$ が送達されるリソースブロックについての 2 次ユーザであり、 $z_3 + z_4 + n_3$ が送られるリソースブロックについての 1 次ユーザであると仮定する。これらのリソースブロックにわたり、 z_2 及び z_4 は干渉項であり、 n_2 及び n_3 は雑音項である。 CW は順列符号を搬送し、 z_3 は、1 次ユーザとしての受信側に送られる情報である。 CW は、ここでは、同じシステム中の別のセルからの送信である z_4 に関する情報を搬送するのに使用される。1 つ又は複数のリソースブロックにわたる 2 次ユーザとしての達成可能なレートに応じて、図 7 で行われるように、サイレントシンボル検出器 701、順列符号復号器 703、及び干渉レプリケータ 704 を使用して、 z_4 の全て又は一部を回復して受信信号から相殺することができる。したがって、 z_3 をずっと高い信頼性レベルで復号するか、又はより高い容量のコンステレーション / 符号の組合せを利用してこのユーザに対する 1 次チャネル割振りにわたる容量を増大させることができる。

【0042】

[異なる順列の効率的な列挙及び列挙解除]

[0041] 異なる順列の効率的な列挙及び列挙解除は、以下の結果によって示されるように、任意の非負整数の一意の基数表現により可能である。

定理 3.1 : あらゆる非負整数 i は、

【数 2.1】

$$i = \binom{y_1}{1} = \binom{y_2}{2} = \dots + \binom{y_l}{l}$$

であるような一意の l 項表現 $\{y_1, \dots, y_l\}$ を有し、ここで $0 < y_1 < y_2 < \dots < y_l$ である ($n < k$ ならば

【数 2.2】

$$\binom{n}{k} = 0$$

であるという規定を使用する)。この結果は、各順列を一意に指数付けする際の基礎である。ちょうど $l = (n - k)$ 個の 0 を含む、長さ n の 2 進数列が与えられた場合に、 $\{y_1, \dots, y_{(n-k)}\}$ は、この 2 進数列について昇順で 0 の場所に対応する。 $(n - k)$ 個の 0 及び k 個の 1 の異なる順列は、異なる $\{y_1, \dots, y_{(n-k)}\}$ 数列となり、これは上記の定理により一意の非負整数にマッピングされるので、異なる各順列は一意に列挙される。反対に、指数

【数 2.3】

$$i \in \left[0, \binom{n}{k} - 1 \right]$$

が与えられた場合に、且つ同じ定理により、長さ n の 2 進数列中の 0 の位置、したがって一意の順列をもたらすことになる、一意の展開 $\{y_1, \dots, y_{(n-k)}\}$ を見つけ

ることができる。(より厳密には、 $y_{(n-k)} > (n-1)$ であることが示される。 $y_{(n-k)} > (n-1)$ が真であったならば、

【数 2 4】

$$i \geq \binom{n}{n-k} = \binom{n}{k}$$

であり、仮定

【数 2 5】

$$i \in \left[0, \binom{n}{k} - 1 \right]$$

10

と矛盾する。))

【0 0 4 3】

[0042]以下の列挙及び列挙解除アルゴリズムは、様々な実施形態である。

アルゴリズム A 1 [列挙アルゴリズム]

入力：最初の k 個の位置が全て 1 であり残りの $(n-k)$ 個の位置が全て 0 である $CW_0 = \{1, 1, \dots, 1, 0, \dots, 0\}$ の、任意の順列 i

出力： $i = j$ である場合に、且つその場合に限り $i = j$ であるような、一意の指数

20

【数 2 6】

$$i \in \left[0, \binom{n}{k} - 1 \right]$$

ステップ - 1 :

【数 2 7】

$$i = \sum_{j=1}^{(n-k)} \binom{location[0,j]}{j}$$

30

【0 0 4 4】

[0043] $location[0, 1]$ 関数は、長さ n の 2 進数列中の 1 番目の 0 の位置を指し、 $\{0, 1, \dots, (n-1)\}$ 中の値をとる。

アルゴリズム A 2 [列挙解除アルゴリズム]

入力：指数

【数 2 8】

$$i \in \left[0, \binom{n}{k} - 1 \right]$$

40

出力： $i = j$ である場合に、且つその場合に限り $i = j$ であるような、 CW_0 の一意の順列 i

ステップ - 1 : $y_{(n-k)}$ を、

【数 2 9】

$$\binom{y(n-k)}{n-k} \leq i$$

であるような最大整数に設定する。次いで、 y_1 を、

【数 3 0】

$$\binom{y_l}{l} \leq i \sum_{j=l+1}^{n-k}$$

($l = n - k - 1, \dots, 1$ の場合) であるような最大整数として反復的に計算する。

ステップ - 2 : $location[0, 1] = y_1$ に設定する。

【 0 0 4 5】

[0044]以下の例に、短いインスタンスにわたる列挙及び列挙解除を示す。 $CW_0 = \{ 1 1 1 1 0 0 0 \}$ であり $n = 8$ 及び $k = 5$ と仮定する。0 ~ 5 5 の指数付けがされた

10

【数 3 1】

$$\binom{8}{5} = 56$$

個の異なる順列がある。例えば、 $= \{ 1 0 1 1 1 0 0 1 \}$ は、 $y_1 = 1$ 、 $y_2 = 5$ 、 $y_3 = 6$ に対応し、この結果、

【数 3 2】

$$\binom{y_1}{1} + \binom{y_2}{2} + \binom{y_3}{3} = \binom{1}{1} + \binom{5}{2} + \binom{6}{3} = 1 + 10 + 20 = 31$$

20

となる。ここで、指数 $i = 3 1$ を考え、対応する順列を見つける。

【数 3 3】

$$\binom{y_1}{1} + \binom{y_3}{3} < 3$$

を満たす最大の y_3 は 6 であり、

【数 3 4】

$$\binom{y_2}{2} < 31 - \binom{6}{3} = 11 \Rightarrow 2$$

30

を満たす最大の y_2 は 5 であり、

【数 3 5】

$$\binom{y_2}{1} < 31 - 20 - 10 = 1$$

40

を満たす最大の y_1 は 1 である。したがって、 $i = 3 1$ は、順列 $= \{ 1 0 1 1 1 0 0 1 \}$ に符号化される。

B . 雑音がない場合

【 0 0 4 6】

[0045]

【数 3 6】

$$\binom{n}{k} < 2^n$$

50

であるので、 $\epsilon < 1$ 及び小さい n 値 (例えば $n = 10$) さえも、ピーク値で多くて 20% のレート損失につながる可能性がある。中程度の n 値 (例えば $n = 100$) では、損失は 4% 未満である。 $n = 500$ 及び $n = 1000$ の場合の曲線は、相互のほぼ頂点にあり、500 よりも長い順列符号を使用すると、 ϵ に対する影響は取るに足らないことに留意されたい。 n 又は k の値が小さい場合は、コードワードを列挙するルックアップテーブルを使用して、異なるメッセージに一意の指数を割り当てることができる。しかし、 n 及び k の値が大きい場合は、前のセクションで提供したような効率的な方法が必要である。

【0047】

[0046] 雑音がない場合に、レート

【数 37】

10

$$\Omega = \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] / n$$

を達成する符号化アルゴリズムは、以下のステップを含む。

アルゴリズム A3 [符号化アルゴリズム]

ステップ - 1: 1 次ユーザのバックログされたデータの先頭から L ビットを除去し、 k 個のシンボル $\{s_1, \dots, s_k\}$ 上にマッピングする。

ステップ - 2: 2 次ユーザのバックログされたデータの先頭から M ビットを除去して、コードワード $CWB = \{b_1, b_2, \dots, b_M\}$ を形成する。このコードワードに対する一意の指数値 i は、その 10 進表現

20

【数 38】

$$i = \sum_{l=1}^M b_l \cdot 2^{l-1}$$

である。したがって、 i は、区間

【数 39】

$$\left[0, \binom{n}{k} - 1 \right]$$

30

中のいずれかの整数とすることができる。 M は以下のように選ばれる。

【数 40】

$$\log_2 \left[\binom{n}{k} \right]$$

が整数である場合は、

【数 41】

40

$$M = \log_2 \left[\binom{n}{k} \right]$$

である。そうではなく、

【数 42】

$$\log_2 \left[\binom{n}{k} \right]$$

50

が整数ではなく

【数 4 3】

$$\left\lceil \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] \right\rceil$$

番目のビットが 0 である場合は、

【数 4 4】

$$M = \left\lceil \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] \right\rceil$$

10

である。そうではなく、

【数 4 5】

$$\log_2 \left[\binom{n}{k} \right]$$

が整数ではなく

【数 4 6】

$$\left\lceil \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] \right\rceil$$

20

番目のビットが 1 であり

【数 4 7】

$$\sum \left\lceil \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] \right\rceil b_i \cdot 2^{l-1} \leq \binom{n}{k} - 1$$

30

である場合は、

【数 4 8】

$$M = \left\lceil \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] \right\rceil$$

である。

ステップ - 3 : 最初の k 個の位置が全て 1 であり残りの $(n - k)$ 個の位置が全て 0 であるコードワード $CW_0 = \{ 1 1 \dots 1 0 \dots 0 \}$ の一意の順列 π_i に、 i をマッピングする。このようなマッピングは、アルゴリズム A 2 を使用して行うことができる。 j 番目の 0 の場所を $location[0, j]$ で表し、 j 番目の 1 の場所を $location[1, j]$ で表す。

40

ステップ - 4 : $cw_{location[0, 1]} = 0$ ($l = 1, \dots, n - k$ の場合) (すなわち、サイレントシンボルはステップ - 3 で構築された順列符号の 0 に対応する)、及び $cw_{location[1, 1]} = s_1$ ($l = 1, \dots, k$ の場合) (すなわち、元の送信順のシンボルが順列符号の 1 にマッピングされる) であるような、コードワード $CW = \{ cw_j \}$ を構築する。

【0 0 4 8】

[0047] アルゴリズム A 3 は、 s_j がスカラーであると仮定して符号化アルゴリズムを記述する。 s_j が複素数である場合は、以下の例に提示するように、まず s_j の実部を考え、

50

次いで虚部を考えることによって、このアルゴリズムを適用することができる。 $n = 8$ 、及びシンボル s_j が Q P S K シンボルであり、マッピング $s^{(0)} = e^{j \pi / 4} = 1 + j$ 、 $s^{(1)} = e^{j 3 \pi / 4} = -1 + j$ 、 $s^{(2)} = e^{j 5 \pi / 4} = 1 - j$ 、 $s^{(3)} = e^{j 7 \pi / 4} = -1 - j$ を伴うと仮定する。1 次ユーザが自分のバッファ中に待機中の 10 ビット { 0 1 1 0 0 0 1 1 0 1 } を有し、これらは 5 つのシンボル $\underline{s} = \{ s^{(3)}, s^{(1)}, s^{(0)}, s^{(2)}, s^{(3)} \}$ にマッピングするものとする。 \underline{s} の実部をとり、

【数 4 9】

$$\underline{s}_{re} = \{ s_{re}^{(3)}, s_{re}^{(1)}, s_{re}^{(0)}, s_{re}^{(2)}, s_{re}^{(3)} \}$$

10

を形成する。次いで、まず 1 次ユーザからの入力として、 \underline{s}_r を使用して符号化アルゴリズムを適用する。2 次ユーザが自分のキュー中に 20 ビット { 1 0 0 1 0 1 0 0 1 0 0 0 1 0 1 0 1 1 1 1 } を有し、左端のビットが送信すべき第 1 のビットであると仮定する。

【数 5 0】

$$\log_2 \left[\binom{8}{5} \right] = 5.8074$$

であり、6 番目のビットが 1 であり、

20

【数 5 1】

$$\{100101\} \equiv 41 \leq \binom{8}{5} - 1 = 55$$

であるので、A 3 中のステップ - 2 により、 $M = 6$ 及び $i = 41$ である。A 2 を使用すると、 $location[0, 3] = 7$ 、 $location[0, 2] = 4$ 、 $location[0, 1] = 0$ 、及び $\underline{s} = \{ 0 1 1 1 0 1 1 0 \}$ である。したがって、 $\underline{s} = \{ 0 1 1 1 0 1 1 0 \}$ でステップ - 4 を \underline{s}_{re} に適用すると、コードワード (の実部)

【数 5 2】

$$CW_{re} = \{ os_{re}^{(3)}, s_{re}^{(1)}, s_{re}^{(0)}, os_{re}^{(2)}, s_{re}^{(3)} 0 \}$$

30

が生成される。

【0 0 4 9】

[0048] 同様に、 \underline{s} の虚部をとり、

【数 5 3】

$$\underline{s}_{im} = \{ s_{im}^{(3)}, s_{im}^{(1)}, s_{im}^{(0)}, s_{im}^{(2)}, s_{im}^{(3)} \}$$

40

を形成する。2 次ユーザのキューから 6 ビットが除去されるので、14 ビット { 0 0 1 0 0 0 1 0 1 0 1 1 1 1 } がバックログされている。

【数 5 4】

$$\log_2 \left[\binom{8}{5} \right] = 5.8074$$

であり、6 番目のビットが 0 であるので、A 3 中のステップ - 2 により、 $M = 5$ であり、

50

{ 0 0 1 0 0 } がバッファから除去されて、 $i = 4$ となる。A 2 を使用すると、 $location[0, 3] = 4$ 、 $location[0, 2] = 1$ 、 $location[0, 1] = 0$ 、及び $\text{ } = \{ 0 0 1 1 0 1 1 1 \}$ である。したがって、 $\text{ } = \{ 0 0 1 1 0 1 1 1 \}$ でステップ - 4 を \underline{s}_{im} に適用すると、コードワード (の虚部)

【数 5 5】

$$CW_{im} = \left\{ oos_{im}^{(3)}, s_{im}^{(1)}, os_{im}^{(0)}, s_{im}^{(2)}, s_{im}^{(3)} \right\}$$

が生成される。次いで、 CW_{re} 及び CW_{im} は、直交次元を介して、同相成分及び直角成分として並列に送信される。サイレントシンボルエポックの間、送信機はサイレントを保ち、電力マスケレベルを 0 に設定する。

【 0 0 5 0 】

[0049] 1 次ユーザの受信機において、各自由度の復号アルゴリズムが、以下の動作を実施する。雑音及び干渉がない場合、ブロックフェーディング仮定を用いて、1 次ユーザは $y_1 = h_1$ を受信する。 CW は、各直交方向で、 $h_{1,1} = 0$ のときは常にサイレントエポックを完全に識別することができる。次いで、サイレントシンボルは廃棄され、リソースブロック中で受信された実際のシンボルが、受信された順序で共にグループ化され、通常の復号動作が再開される。

【 0 0 5 1 】

[0050] 一方、2 次ユーザは、 $y_2 = h_{1,2}$ を受信する。1 次ユーザの場合と同様の CW は、各直交方向で、 $h_{1,2} = 0$ のときは常にサイレントエポックを完全に識別することができる。以下のステップが、各自由度の復号動作に含まれる。

アルゴリズム A 4 [2 次ユーザにおける復号アルゴリズム]

ステップ - 1 : y_2 が与えられた場合に、サイレントエポックを識別し、送信側で実際に使用された順列 _i の推定として、 k 個の 1 を含む長さ n の 2 進順列 _j を構築する。

 _j _i である場合は、エラーが発生する。

ステップ - 2 : アルゴリズム A 1 を実行して、指数

【数 5 6】

$$j \in \left[0, \binom{n}{k} - 1 \right]$$

を見つける。

ステップ - 3 :

【数 5 7】

$$M = \left\lceil \log_2 \left[\binom{n}{k} \right] \right\rceil$$

桁の、 j の 2 進表現を計算する。 M 番目の最上位桁が 0 である場合は M 番目の桁を廃棄し、最下位ビットを第 1 の受信ビットとして、最初の $(M - 1)$ 個のビットを復号済みビットとして渡す。 M 番目の桁が 1 である場合は、やはり最下位ビットを第 1 の受信ビットとして、 M 個のビット全てを復号済みビットとして宣言する。

C . 雑音あり

【 0 0 5 2 】

[0051] ガウス雑音及び干渉がある場合、1 次ユーザ及び 2 次ユーザにおける受信信号は以下ようになる。

$$y_1 = h_{1,1} \cdot CW + n_1 ; y_2 = h_{1,2} \cdot CW + n_2$$

ここで、 n_1 と n_2 は両方とも、分散 σ^2 のゼロ平均ガウス雑音項からなると仮定する

10

20

30

40

50

。両方の受信機は、それぞれのチャネル利得と使用されているコンステレーションとが完全にわかっていると仮定する。簡単にするために、シンボル s_i は、濃度 $|S| = 2t$ の集合 $S = \{ -(2t-1)a, -(2t-3)a, \dots, -a, a, \dots, (2t-1)a \}$ からの実スカラであるものとする。パラメータ a は、 $E[s_i^2] = P$ であるように選ばれる。したがって、1次ユーザ及び2次ユーザにおける $SINR$ 値は、それぞれ $h_{11}^2 P / \sigma^2$ 、 $h_{12}^2 P / \sigma^2$ である。

【0053】

[0052]次に、符号化戦略と復号戦略の、2つの異なる対を提示する。第1の戦略（アンコードド（uncoded）戦略と呼ぶ）は、各シンボリエポックで正しい仮説検定を行うことにもっぱら依拠する。第2の戦略（コードド（coded）戦略と呼ぶ）は、ランダム順列によって使用される符号化戦略の要素のいくつかを模倣することを試みるが、有限長の決定性符号化と、それに続く次善の復号を伴う。

10

【0054】

[0053]1) アンコードド戦略：基地局は、アルゴリズムA3を使用して、雑音のない場合のようにコードワードCWを構築する。受信機フロントエンドでは、1次ユーザも2次ユーザも両方とも、シンボルごとの最尤（ML）仮説検定を利用して、送信機で使用された順列数列を算出する。

【0055】

[0054] H_0 は、特定のシンボリエポックがサイレントであるという仮説を表し、 H_1 は、同じエポック中に S からの実際の送信が行われるという仮説を表すものとする。仮説検定のためのシンボルごとのML規則が、以下によって与えられる。すなわち、 $Prob(y|H_0)$ 、 $Prob(y|H_1)$ である場合に、且つその場合に限り、 H_0 を決定する。ここで、 $SINR$ を除いては、チャネルモデルは両方の受信機について同じであるので、 y 及び h から添え字を省略してある。

20

【数58】

$$Prob(y|H_0) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \exp\left[-\frac{y^2}{\sigma^2}\right]; Prob(y|H_1) = \frac{1}{2t} \sum \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \exp\left[-\frac{(y-hs)^2}{\sigma^2}\right]$$

30

であるので、ML規則は、

【数59】

$$\frac{1}{2t} \sum_{l=1}^t \left[\frac{-\|h\|^2 (2l-1)^2 a^2}{2\sigma^2} \right] \left\{ \exp\left[-\frac{y\|h\|(2l-1)a}{\sigma^2}\right] + \exp\left[\frac{y\|h\|(2l-1)a}{\sigma^2}\right] \right\} \leq 1$$

である場合に、且つその場合に限り、 H_0 を決定するということになる。

【0056】

[0055]シンボルごとの仮説検定の後、1次ユーザと2次ユーザは両方とも、雑音のない場合のステップに従う。したがって、仮説検定が n 個のエポックのいずれかで失敗した場合は、誤った順列

40

【数60】

△
II

が復号される。これは、2次ユーザにおいて間違った復号動作を生む（デバイスが順列符号化層でエラー検出／訂正機能を使用しない限り）。完全なMACパケットを受信した後、このようなエラーは、2次ユーザのMAC層で利用されるCRC符号によって検出される可能性がある。しかし、1次ユーザにおける間違った順列の決定は、実際のシンボルを

50

回復できないことを必ずしも意味しない。より具体的には、間違った順列が、1 次ユーザのペイロードに使用されるチャネル符号によって訂正可能なエラーにつながる場合は、1 次ユーザは影響を受けない。例えば、 $\Pi = \{01101\}$ 及び

【数 6 1】

$$\Pi = \{10101\}$$

であると仮定する。雑音のない復号では、1 次ユーザは単に順列符号中の 0 の場所に対応するシンボルエポックを廃棄し、0 でない場所は元のシンボル生成順序を維持していると考えられることを想起されたい。したがって、決定

【数 6 2】

$$\Pi = \{10101\}$$

は s_1 を一掃するであろうが、 s_2 及び s_3 は、依然として復号することができる。チャネル符号が単一のシンボル損失から回復できる場合は、仮説検定段階で行われた間違った決定を訂正することができる。ここで、

【数 6 3】

$$\Pi = \{00111\}$$

の場合を考えてみる。順列符号中の 1 つの位置のみが誤っているが、他のシンボルは順序が乱れ、1 次受信機の復号器にとって、完全に化けた入力生成される。

【0 0 5 7】

[0056] したがって、以下、仮説検定段階での失敗は、ガウス雑音及び干渉チャネルを扱うために 1 次ユーザのペイロードに使用されるチャネル符号によって、回復不可能であると仮定する。対照的に、正しい仮説検定が得られ、1 次ユーザのシンボルが正しく共にグループ化されると、1 次ユーザの視点からは順列符号化がそもそもなかったかのように、チャネル復号が再開することができる。1 次受信機と 2 次受信機の両方の仮説検定におけるエラーを補償するために、次に論じるような追加のエラー保護層を加えることができる。

【0 0 5 8】

[0057] 2) コーデッド戦略: 1 シンボル当たりのエラーレートが p_e である場合、ブロックエラーレート P_e は、独立した損失を伴う $1 - (1 - p_e)^n$ になる。ブロックエラーレートを改善するためには、エラーを含む順列符号設計に焦点を当てて 1 シンボル当たりの仮説検定エラーを補償することができる。この代わりに、一実施形態では、より早期の観察を利用したエラー保護機構が使用される。すなわち、(i) 1 次ユーザは、使用されている順列符号を知る必要はない。そうではなく、相互情報を通じた達成可能な容量結果を利用するときに行ったように、乗法性雑音係数とちょうど同じように扱うことができ、受信機は、元のペイロードシンボルの復号に焦点を当てることができる。(ii) リソース利用が < 0.5 であるとき、2 次ユーザについてのレートは、リソース利用が区間 $[0, 1 - 0.5]$ 中にあるとき以上である。したがって、セーフティマージンがあり、このセーフティマージン内では、1 次ユーザシンボルにわたってチャネル容量が必要とするよりも低いレートチャネル符号化を適用しても、2 次ユーザに対するレートペナルティとならない。(iii) 順列符号の効率は、順列符号のサイズに対して頑強である。したがって、一実施形態では、以下のアルゴリズムを適用して、仮説検定段階におけるエラーに対して追加の符号化利得が加えられる。

アルゴリズム A 5 [FEC 保護付き符号化アルゴリズム]

ステップ - 1: 長さ n のリソースブロックを、 m 個の重複しない隣接する等しいサイズのチャンクに分割する。各チャンクは、

10

20

30

40

50

【数 6 4】

$$\hat{n} = n/m$$

個のシンボルからなる。チャンクを 1 から m まで列挙する。

ステップ - 2 : 1 次ユーザの k_0 個のソースシンボル $\{s_1, \dots, s_{k_0}\}$ をとり、これを、 (k_0, n) 順方向エラー訂正 (FEC) 符号を使用して n 個の符号化シンボル

【数 6 5】

$$\{\hat{s}_1, \dots, \hat{s}_n\}$$

10

に展開する。この方法は、n 個のシンボルを出力できる任意のチャネル符号化 / 復号戦略によって使用することができるが、分析の目的で、FEC 符号が最大距離分離 (MDS) 符号であると仮定する (すなわち、その最小距離は $d_{min} = n - k_0 + 1$ である)。n 個の符号化シンボルを、それぞれの順序で等しく m 個のグループに分割する。すなわち、各グループは

【数 6 6】

$$\hat{n}$$

個の符号化シンボルを有する。各シンボルグループを 1 から m まで列挙する。

20

ステップ - 3 : k/n のターゲット利用レベルを達成するために、各チャンク中で

【数 6 7】

$$\hat{k} = k/m$$

個の送信を可能にする。したがって、各チャンクは、

【数 6 8】

$$\begin{pmatrix} \hat{n} \\ \hat{k} \end{pmatrix}$$

30

個までの異なる順列符号を列挙することができる。

ステップ - 4 : チャンク番号 $i = 1 \sim$

【数 6 9】

$$\hat{m} \leq m$$

について、

1) アルゴリズム A 3 のステップ - 2 に従って、2 次ユーザの

【数 7 0】

$$M^l = \left\lceil \log_2 \left[\begin{pmatrix} \hat{n} \\ \hat{k} \end{pmatrix} \right] \right\rceil$$

40

ビットを除去し、対応する指数 i を計算する。 M^l ビットを B に保存する。

2) アルゴリズム A 3 のステップ - 3 に従って、 i に対応する一意の順列 i を計算する。

ステップ - 5 : $i = 1 \sim$

【数 7 1】

$$\hat{m}$$

50

からの B を連結する。したがって、長さ

【数 7 2】

$$\hat{m} \left\lceil \log_2 \left[\begin{pmatrix} \hat{n} \\ \hat{k} \end{pmatrix} \right] \right\rceil$$

のソースブロックが得られるか、或いは等価に、ガロア体 $GF(2^q)$ からの要素を含む長さ

【数 7 3】

$$\hat{m}$$

10

のソースブロックが得られ、ここで

【数 7 4】

$$q = \left\lceil \log_2 \left[\begin{pmatrix} \hat{n} \\ \hat{k} \end{pmatrix} \right] \right\rceil$$

である。

ステップ - 6 : 体 $GF(2^q)$ にわたりシステマティック (systematic)

【数 7 5】

20

$$(m, \hat{m})$$

MDS 符号を使用して、ソースブロックを長さ m に展開する。各パリティブロックを、チャンク

【数 7 6】

$$\kappa = \hat{m} + 1$$

$\sim m$ に、生成された順に割り当てる。アルゴリズム A 3 中の操作に従って、対応する指数及び順列を生成する。

30

ステップ - 7 : $i = 1 \sim m$ からの順列符号 i を連結して、 (m) を形成する。 (m) について、 j 番目の 0 の場所を $location[0, j]$ で表し、 j 番目の 1 の場所を $location[1, j]$ で表す。

ステップ - 8 : $cw_{location\{0, 1\}} = 0$ ($l = 1, \dots, n - k$ の場合) (すなわち、サイレントシンボルは (m) の 0 に対応する)、及び

【数 7 7】

$$cw_{location[1, l]} = \hat{s}_l$$

($l = 1, \dots, k$ の場合) であるような、コードワード $CW = \{c_{w, j}\}$ を構築する。言い換えれば、順列符号は、一意のパターンで 1 次ユーザについて生成された符号化シンボルを消去する。

40

【0059】

[0058] (m) は、2 次ユーザのペイロードに関して生成されることに留意されたい。したがって、送信機の場所でのこの消去操作は、1 次ユーザ情報から独立した乗法性非ガウス雑音につながることになる。ここで強調するに値するいくつかの複雑なポイントがある。第 1 に、 $\{s_1, \dots, s_k\}$ がチャネル符号化後のシンボルを表していたアンコード戦略の場合とは異なり、表記法の乱用の犠牲を払って、 $\{s_1, \dots, s_{k_0}\}$ は、チャネル符号化前のシンボルを表す。両方の場合で、 k は、送信側からの実際の送信数を表し、表記 k_0 は、コーデッドの場合に、1 次ユーザについての実際のペイロード

50

シンボル数を区別するために導入される。コーデッド戦略では、 k_0 及び n の値に応じて、ターゲット利用 k/k_0 は復号性能に影響する。これについては次のセクションでより厳密に述べる。第2に、2つの異なるチャネル符号が適用される。1つはステップ - 2における1次ユーザに対してであり、もう1つはステップ - 6における2次ユーザに対してである。1次ユーザに対して使用される符号は、仮説検定段階を完全に迂回する助けとなる。2次ユーザに対して使用される符号は、順列符号復号を実施するのに必要な仮説検定段階の性能を高めるものと考えることができる。第3に、アルゴリズム A 5 は、パラメータ k 、 m 、及び

【数 7 8】

$$\hat{m}$$

10

を通して、レートとエラー性能のトレードオフを生む。

【数 7 9】

$$rB \frac{\hat{m} \cdot \left\lfloor \log_2 \left[\left(\frac{\hat{n}}{\hat{k}} \right) \right] \right\rfloor}{n} = \gamma_1 \cdot \gamma_2 \cdot \Omega$$

ここで、

【数 8 0】

$$\gamma_1 = \frac{\hat{m}}{m}$$

20

は、2次ユーザについての符号化レートであり、

【数 8 1】

$$\gamma_2 = \frac{\hat{m} \cdot \left\lfloor \log_2 \left[\left(\frac{\hat{n}}{\hat{k}} \right) \right] \right\rfloor}{\log_2 \left[k_0^n \right]}$$

30

は、ターゲット利用 k/n によって、且つリソースブロックをより小さいチャンクに分割することによって受けるレートペナルティ（又は得られる賞）であり、 γ_2 は、アンコーデッド戦略の順列符号レートである。 γ_1 とは異なり、 γ_2 は、 $k_0 < n/2$ であり m が小さいときには、必ずしも 1 以下とは限らない。

【0 0 6 0】

[0059] アンコーデッド戦略とは異なり、1次ユーザは、復号動作における仮説検定段階をスキップする。受信機は、順列符号化が存在しないかのようにチャネル復号を実施することを直接試みる。順列符号化は単に、別の（非ガウス）エラーソースとしての働きをする。

40

【0 0 6 1】

[0060] 一方、2次ユーザはまず、前と同様にシンボルごとの仮説検定を実施する。次いで、各チャンクが、順列符号の暗黙的なエラー検出機能を使用して、「消去」又は「受信」としてラベル付けされる。すなわち、各チャンクは、

【数 8 2】

$$(\hat{n} - \hat{k})$$

個の非サイレントシンボルを有さなければならない。したがって、所与のチャンク中で、

50

検出されたサイレントシンボルの数が

【数 8 3】

$$(\hat{n} - \hat{k})$$

に等しくない場合は、チャンクを「消去」として容易にラベル付けすることができる。そうでない場合は、「受信」としてラベル付けされる。エラー検出は、チャンクが「受信」としてラベル付けされているが順列が別の有効な順列に反転された場合に、且つその場合に限り、エラーである。各チャンクがラベル付けされると、復号動作は、消去の知識を用いて進行する。各チャンクはまず、順列復号を用いて M^{-1} ビットに復号される。最小距離

10

【数 8 4】

$$d_{min} = m - \hat{m} + 1$$

で M D S 符号が利用されるので、 $2t + e < d_{min}$ [9] である限り、 e 個の消去及び t 個のエラーを訂正することができる。したがって、F E C 復号は、長さ M^{-1} ビットの

【数 8 5】

$$\hat{m}$$

個のシンボルを生成する。次いで、

【数 8 6】

$$\hat{m} \cdot M^l$$

20

ビットが、さらなるデフラグメンテーション、パケット再構築、及び C R C 妥当性検査のために、2 次ユーザの M A C 層に渡される。

【0 0 6 2】

[基地局実施形態の例]

[0061] 図 9 は、ネットワークインタフェース 1 0 0 1 と、ベースバンド処理 1 1 0 2 と、フロントエンド / R F ユニット信号ブロック 1 0 0 3 とを備える基地局の一実施形態のブロック図である。ベースバンド処理 1 0 0 2 は、上記の符号化ベースバンドを含めて、送信のための信号を符号化する。信号ブロック 1 0 0 3 は、中間周波数の信号を送信からの周波数までアップコンバートするためのアップコンバータを備える。信号ブロック 1 0 0 3 はまた、受信信号を中間周波数にダウンコンバートするためのダウンコンバータを備え、ダウンコンバートされた信号は、復号のためにベースバンド処理 1 0 0 2 に入力される。

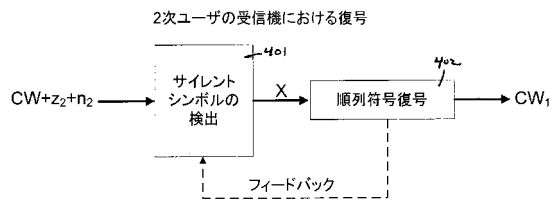
30

【0 0 6 3】

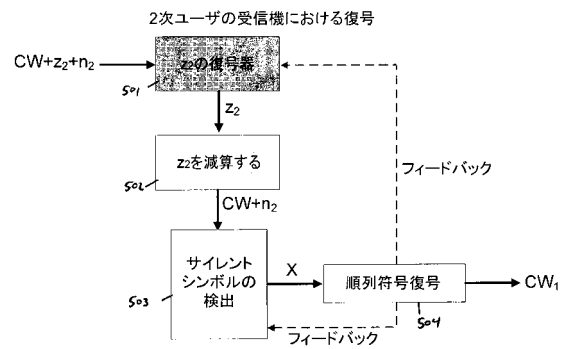
[0062] 以上の記述を読んだ後には、当業者には本発明の多くの改変及び修正がおそらく明らかになるであろうが、例示として図示及び記述したどんな特定の実施形態も、決して限定と考えられるものとはしないことを理解されたい。したがって、様々な実施形態の詳細への参照は、特許請求の範囲を限定する意図はなく、特許請求の範囲はそれ自体で、本発明に必須と見なされる特徴のみを列挙する。

40

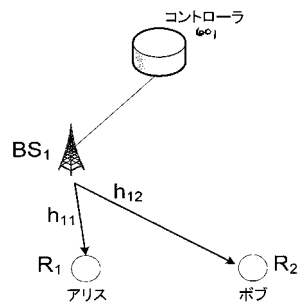
【図 4】



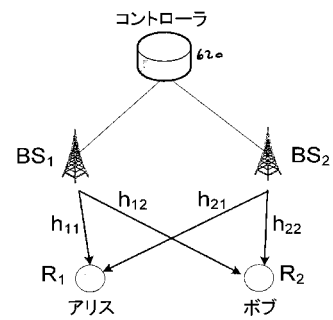
【図 5】



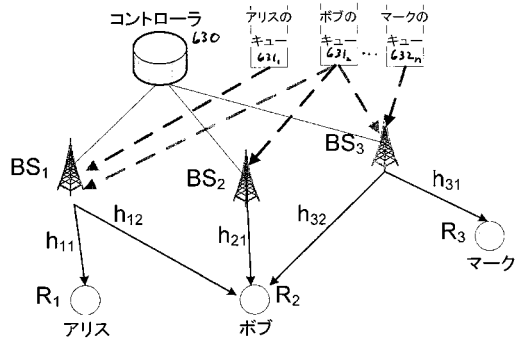
【図 6 A】



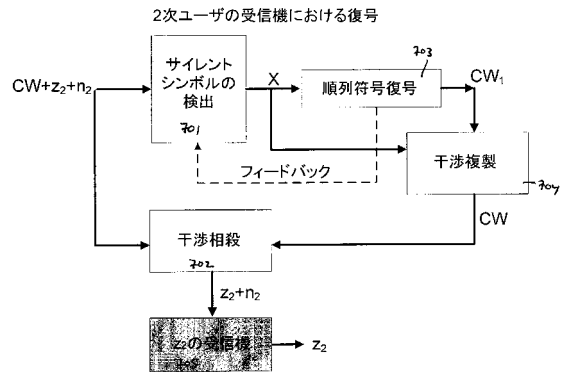
【図 6 B】



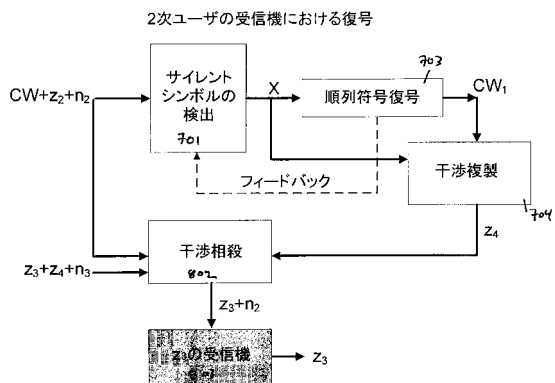
【図 6 C】



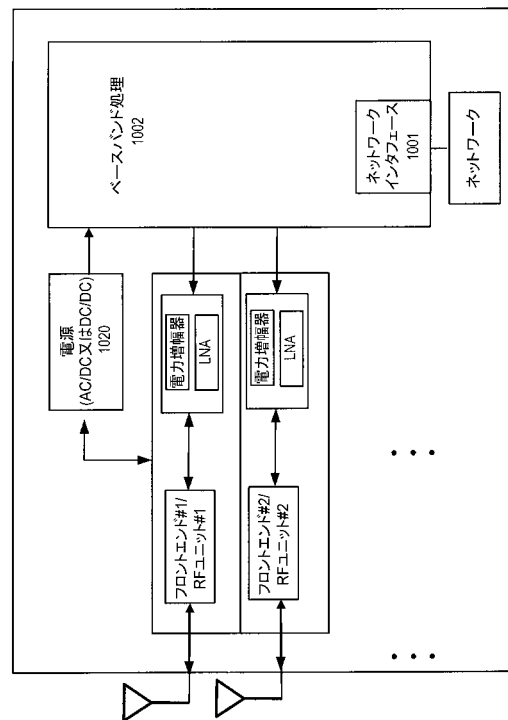
【図 7】



【図 8】



【図 9】



フロントページの続き

審査官 望月 章俊

(56)参考文献 特開2007-158469(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04W4/00 - H04W99/00

H04B7/24 - H04B7/26

H04L27/36