

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特許公報(B2)

(11) 特許番号

特許第3722752号

(P3722752)

(45) 発行日 平成17年11月30日(2005.11.30)

(24) 登録日 平成17年9月22日(2005.9.22)

(51) Int. Cl.⁷

H04B 1/707

F I

H04J 13/00

D

請求項の数 15 (全 19 頁)

(21) 出願番号	特願2001-569991 (P2001-569991)	(73) 特許権者	503447036
(86) (22) 出願日	平成13年3月21日(2001.3.21)		サムスン エレクトロニクス カンパニー リミテッド
(65) 公表番号	特表2003-528530 (P2003-528530A)		大韓民国キョンギード, スウォン-シ, ヨ ントン-ク, マエタン-ドン 416
(43) 公表日	平成15年9月24日(2003.9.24)	(74) 代理人	100064908
(86) 国際出願番号	PCT/KR2001/000444		弁理士 志賀 正武
(87) 国際公開番号	W02001/071936	(74) 代理人	100089037
(87) 国際公開日	平成13年9月27日(2001.9.27)		弁理士 渡邊 隆
審査請求日	平成14年9月18日(2002.9.18)	(72) 発明者	ジェーヨル・キム
(31) 優先権主張番号	2000-14355		大韓民国・キョンギード・435-042 ・クンポーシ・サンボン・2-ドン (番地 なし)・サンボン・9-ダンジ・ベクトウ ー・アパート・#960-1401
(32) 優先日	平成12年3月21日(2000.3.21)		
(33) 優先権主張国	韓国 (KR)		
(31) 優先権主張番号	2000-38399		
(32) 優先日	平成12年7月5日(2000.7.5)		
(33) 優先権主張国	韓国 (KR)		

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 符号分割多重接続通信システムの符号化装置及び方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

kビットの列を有する入力情報を符号化して(2^k - 1)より大きな長さNを有する符号語を発生する方法において、

前記入力情報を(r、k)(ここでr = 2^k - 1)シンプレックス符号を使用して符号化し、長さrを有する符号化されたシンボルの列を発生する過程と、

前記符号化されたシンボルの列をt回

【数1】

$$(t = \left\lfloor \frac{N}{r} \right\rfloor + 1)$$

反復する過程と、

前記t回反復されたシンボルから長さNになるように、発生される各種符号語の最小ハミング距離が最大となるよう定められたA箇所(ここで、A = r t - N)の穿孔位置の穿孔を行う過程と

を含むことを特徴とする前記方法。

【請求項 2】

前記穿孔されるシンボルは、前記反復されたシンボル内で均等に分布されることを特徴とする請求項 1 に記載の前記方法。

【請求項 3】

前記穿孔されるシンボルは、前記反復されたシンボルの中で t 番目の反復されたシンボルの中で決定されることを特徴とする請求項 1 に記載の前記方法。

【請求項 4】

k ビットの列を有する入力情報を符号化して $(2^k - 1)$ より大きな長さ N を有する符号語を発生する装置において、

前記入力情報を (r, k) (ここで $r = 2^k - 1$) シンプレックス符号を使用して符号化し、長さ r を有する符号化されたシンボルの列を発生する符号器と、

前記符号化されたシンボルの列を t 回

【数 2】

$$(t = \left\lfloor \frac{N}{r} \right\rfloor + 1)$$

10

20

反復する反復器と、

前記 t 回反復されたシンボルから長さ N になるように、発生される各種符号語の最小ハミング距離が最大となるよう定められた A 箇所 (ここで、 $A = r t - N$) の穿孔位置の穿孔を行う穿孔器と

を含むことを特徴とする前記装置。

【請求項 5】

前記穿孔されるシンボルは、前記反復されたシンボル内で均等に分布されることを特徴とする請求項 4 に記載の前記装置。

【請求項 6】

前記穿孔されるシンボルは、前記反復されたシンボルの中で t 番目の反復されたシンボルの中で決定されることを特徴とする請求項 4 に記載の前記装置。

【請求項 7】

入力情報を $(7, 3)$ シンプレックス符号を使用して符号化し、長さ 7 を有する符号化されたシンボルの列を発生する過程と、

前記符号化されたシンボルの列を t 回

【数 3】

$$(t = \left\lfloor \frac{N}{r} \right\rfloor + 1)$$

30

40

反復する過程と、

7 の倍数ではない長さ N を有する符号語シンボルを出力するため、前記反復されたシンボルを予め設定された穿孔パターンによって、発生される各種符号語の最小ハミング距離が最大となるよう定められた A 箇所 (ここで、 $A = r t - N$) の穿孔位置の穿孔を行う過程

50

と

を含むことを特徴とする符号化方法。

【請求項 8】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 1 である場合、前記反復されたシンボルの中で任意の 6 個のシンボルを穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

【請求項 9】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 2 である場合、前記反復されたシンボルの中で任意の 5 個のシンボルを穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

10

【請求項 10】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 3 である場合、前記反復されたシンボルの中で t 番目の反復周期内の 3 番目、5 番目、6 番目及び 7 番目のシンボルを穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

【請求項 11】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 4 である場合、前記反復されたシンボルの中で t 番目の反復周期内の 3 番目、5 番目及び 6 番目のシンボルを穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

【請求項 12】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 5 である場合、前記反復されたシンボルの中で任意の 2 個のシンボルを穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

20

【請求項 13】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 6 である場合、前記反復されたシンボルの中で任意の 1 個のシンボルを穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

【請求項 14】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 3 である場合、前記反復されたシンボルの中で $(n_1 \times 7 + 3)$ 番目のシンボル、 $(n_2 \times 7 + 5)$ 番目のシンボル、 $(n_3 \times 7 + 6)$ 番目のシンボル及び $(n_4 \times 7 + 7)$ 番目のシンボル(ここで、 $0 \leq n_1, n_2, n_3, n_4 \leq (t - 1)$)を穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

30

【請求項 15】

前記穿孔パターンは、前記 N を 7 で除算した余りが 4 である場合、前記反復されたシンボルの中で $(n_1 \times 7 + 1)$ 番目のシンボル、 $(n_2 \times 7 + 2)$ 番目のシンボル及び $(n_3 \times 7 + 3)$ 番目のシンボル(ここで、 $0 \leq n_1, n_2, n_3 \leq (t - 1)$)を穿孔するためのパターンであることを特徴とする請求項 7 に記載の前記方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

40

本発明は通信システムの符号化装置及び方法に関するもので、特に符号分割多重接続(CDMA)通信システムの符号化装置及び方法に関する。

【0002】

【従来の技術】

最近、符号分割多重接続(Code Division Multiple Access)方式の移動通信システム(以下、“CDMAシステム”)で高速フレームの伝送をできるようにする各種の研究がなされている。高速フレーム伝送のためのチャネル構造を有するシステムが、いわゆる“HDR(High Data Rate)システム”である。

前記HDRシステムはデータフレームを固定されたデータ伝送率に伝送するか、可変的なデータ伝送率に伝送する。可変的な伝送率に伝送されるサービスはサービス中にデータ伝

50

送率が変わることができるので、各サービスフレームの伝送率により決定される各種フレームの構造(符号率、反復回数など)を受信側に知らせるべきである。

【0003】

このように各サービスのため使用するフレームの伝送速度が相異なる場合に、現在伝送されているフレームの構造を知らせる役割をすることが“伝送率可変指示者情報(RRI: Reverse Rate Indicator)”である。このようなRRIによりそれぞれの伝送率によるサービスが正しく遂行されるようになる。前記RRIの使用例が図1に示されている。

【0004】

図1は従来技術が適用されるCDMAシステムの端末機の送信器構成を示すもので、一例にHDRシステムの端末機の送信器構成を示す。ここでは伝送フレームが16スロットであり、一つのスロットでRRIを伝送するため16個の符号化されたシンボルが伝送される場合、即ち、一つのフレームに256個の符号化されたシンボルが伝送される場合を例に挙げて説明する。

【0005】

前記図1を参照すると、符号器100はRRI情報ビットを符号化し、符号化されたシンボルを出力する。“0”と“1”に表現される3ビットのRRI情報ビットが符号器100に入力される場合、前記符号器100は前記RRI情報ビットを(8、3)直交符号し、“0”と“1”に表現される8シンボルの符号化されたシンボルを出力する。反復器110は前記符号器100で出力される符号化されたシンボルを32回反復し、総 $32 \times 8 = 256$ 個の反復されたシンボルを出力する。信号変換器120は前記反復シンボルを入力し、“0”であるシンボルは“1”に、“1”であるシンボルは“-1”に変換して出力する。前記信号変換器120により信号変換されたシンボルは乗算器135に入力される。前記乗算器135は前記信号変換器120から出力されたシンボルに長さ4である0番目ウォルシュ符号の信号変換されたチップ(+1、+1、+1、+1)を乗算する。前記乗算器135によりシンボルは拡散(Spreading)された後、チップ(chip)単位に出力される。前記チップ単位のシンボルはマルチプレクサ140に入力された後、その他の信号1及びその他の信号2と時間的にマルチプレクシングされた後に出力される。この時、その他の信号1、2はデータ伝送率制御(DRC: Data Rate Control)情報になることができる。前記マルチプレクサ140からの出力信号I'とデータ信号Q'は共に複素拡散器150に入力される。前記複素拡散器150は前記信号I'及び信号Q'とPN(Pesudo Noise)拡散符号PNI及びPNQを複素乗算して出力する。即ち、前記複素拡散器150は入力信号(I' + jQ')とPN拡散符号(PNI + jPNQ)を乗算し、実数成分信号Iと虚数成分信号Qを出力する。基底帯域ろ波器160及び165のそれぞれは、前記実数成分信号Iと虚数成分信号Qを基底帯域でろ波(フィルタリング)する。乗算器170及び175のそれぞれは、前記基底帯域ろ波された実数成分信号Iと虚数成分信号Qにそれぞれ搬送波 $\cos(2\pi fct)$ と $\sin(2\pi fct)$ を乗算する。合算器180は前記乗算結果を合算した後に送信信号として出力する。

【0006】

図2は従来技術が適用されるHDRCDMAシステムの基地局受信器の構成を示す図であり、前記図1に示された送信器の構成に対応する。ここでは送信器から伝送されたフレームが16スロットであり、一つのスロットでRRIを伝送するため16個の符号化されたシンボルが伝送された場合、即ち一つのフレームに256個の符号化されたシンボルが伝送された場合に対応する受信器の動作を例にして説明する。

【0007】

前記図2を参照すると、乗算器270及び乗算器275は入力信号に搬送波 $\cos(2\pi fct)$ 及び $\sin(2\pi fct)$ をそれぞれ乗算する。整合フィルタ260及び265は前記乗算器270、275の乗算結果を整合フィルタリングし、整合フィルタリング信号I、Qを出力する。複素逆拡散器250は前記整合フィルタ260、265のフィルタリング結果信号I、Qを逆拡散した後、I'信号及びQ'信号を出力する。デマルチプレクサ240は前記I'信号を時間的にデマルチプレクシングし、RRI出力のための信号と、その他の信号1

10

20

30

40

50

、その他の信号 2 に分離出力する。累積器 2 3 5 は前記 R R I 信号を 4 チップずつ累積した後に 2 5 6 個のシンボルを出力する。前記累積器 2 3 5 により累積されたシンボルはシンボル累積器 2 1 0 に入力される。前記シンボル累積器 2 1 0 は図 1 に示された一つのシンボルを 3 2 回反復する反復器 1 1 0 に対応する構成要素である。復号器 2 0 0 は前記図 1 の符号器 1 0 0 に対応する構成要素であり、前記シンボル累積器 2 1 0 から出力される 8 個のシンボルを復号化し、R R I 情報ビットを出力する。前記符号器 1 0 0 に (8、3) 直交符号器を使用する場合、前記復号器 2 0 0 は逆アダマール変換 (Inverse Fast Hadamard Transform) を使用することができる。

【 0 0 0 8 】

上述したような、R R I の値はサービスの組み合わせによって 3 ビット (7 種類の組み合わせ) の基本型に表現され 0 ~ 7 種類の組み合わせを表現することができる。前記 R R I の値は受信端で各サービスのフレームを解釈するため、必ず必要な情報であるので、伝送誤りが発生すると、受信端で各サービスのフレームを正しく解釈することができない。従って伝送中に誤りが発生するとしても受信端で R R I の伝送中に発生する誤りを訂正することができるように、前記 R R I の値は誤り訂正符号 (Error Correction Code) により符号化されることが一般的である。

【 0 0 0 9 】

図 3 は図 1 に示されたような H D R システムに使用され得る符号器 1 0 0 を構成する従来技術による符号化装置の一例を示す図であり、3 ビットに表現される入力情報である R R I の値それぞれに対して誤り訂正符号化した後に出力される符号語が示されている。一例に、前記符号器 1 0 0 は一連の R R I 値と、この R R I 値それぞれに対して誤り訂正符号化した結果である符号語を貯蔵するメモリに具現されることができる。

【 0 0 1 0 】

前記図 3 に示したように、0 ~ 7 (0 0 0 ~ 1 1 1) 間の R R I 値は 3 ビットに表現され、(8、3) 直交符号器 3 0 0 は前記 R R I 値を符号化して 8 シンボルの R R I 符号語に出力する。即ち前記図 3 に示された符号器 1 0 0 の入力情報ビットは 3 ビットの R R I 値に表現され、各 R R I 値によってメモリ (または、その他の貯蔵装置) に貯蔵されている長さ 8 の符号が選択される。前記直交符号器 3 0 0 の符号間最短距離は 4 である。前記直交符号器 3 0 0 から出力される符号が前記図 1 の反復器 1 1 0 を通じて 3 2 回反復されると、総 (2 5 6、3) 符号観点で最短距離は $4 \times 3 2 = 1 2 8$ である。

【 0 0 1 1 】

一方、一般的に 2 進線形符号 (Binary Linear Codes) の誤り訂正能力は 2 進線形符号の各符号間最短距離によって決定されるが、最適符号 (optimal code) になるための 2 進線形符号の入力値と出力値による符号間の最短距離に対しては文献 “An Updated Table of Minimum-Distance Bounds for Binary Linear Codes” (A. E. Brouwer and Tom Verhoeff, IEEE Transactions on information Theory, VOL39, NO. 2, MARCH 1993) に詳細に開示されている。

【 0 0 1 2 】

一例に、伝送される入力情報 (例: R R I の値) が 3 ビットであり、符号化される値が 2 5 6 ビットと仮定する時、前記文献で要求する最適符号の各符号間の最短距離は 1 4 6 である。しかし前記符号語は符号間最短距離が 1 2 8 であるので、誤り訂正方式符号化は最適符号を有しない。前記誤り訂正方式符号化で最適符号を有しないと、同一のチャネル環境で前記伝送情報の誤り確率が高くなる。また、前記伝送情報の誤りが発生してデータフレームの伝送率を誤判断しデータフレームを復号化すると、データフレームのエラー率は増加するようになる。従って、伝送情報を符号化する誤り訂正符号器は誤り率を最小化することが重要である。

【 0 0 1 3 】

【 発明が解決しようとする課題 】

本発明は上述した従来の問題点を解決するためのもので、本発明の目的は、H D R のような C D M A 方式の通信システムで、情報 (例: R R I) を符号化 / 復号化する装置及び方法

10

20

30

40

50

を提供することにある。

本発明の他の目的は、H D RのようなC D M A方式の通信システムで、同一のチャネル環境で伝送情報(例: R R I)の誤り確率を低減する符号化/復号化装置及び方法を提供することにある。

本発明のさらに他の目的は、H D RのようなC D M A方式の通信システムで、データフレームの可変的な伝送率を正確に判断できるようにする符号化/復号化装置及び方法を提供することにある。

【 0 0 1 4 】

【課題を解決するための手段】

前記目的を達成するための本発明の符号化装置は、kビットの列を有する入力情報を符号化して(2^k - 1)より大きな長さNを有する符号語を発生するためのものである。前記符号器は前記入力情報を(r, k)(ここで、r = 2^k - 1)シンプレックス符号を使用して符号化し、長さrを有する符号化されたシンボルの列を発生する。前記反復器は前記符号化されたシンボルの列をt回

【数4】

$$(t = \left\lceil \frac{N}{r} \right\rceil + 1)$$

反復する。前記穿孔器は前記t回反復されたシンボルから長さNになるように、発生される各種符号語の最小ハミング距離が最大となるよう定められたA箇所(ここで、A = r t - N)の穿孔位置の穿孔を行う。前記穿孔されるシンボルは前記反復されたシンボル内で均等に分布されることもでき、前記t番目の反復されたシンボル中で決定されることもできる。

【 0 0 1 5 】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の望ましい実施形態を添付図を参照しつつ詳細に説明する。下記の発明において、本発明の要旨のみを明瞭にする目的で、関連した公知機能又は構成に関する具体的な説明は省略する。

先ず、本発明はC D M Aシステムで伝送情報を符号化するための最適符号を生成するためのもので、特に、H D Rシステムで伝送されるフレームの構造を知らせる役割をするR R I情報ビットを符号化することに関するものである。本発明では、図3の(8、3)直交符号を使用するものではなく、(7、3)穿孔された直交符号を使用する。

【 0 0 1 6 】

本発明の理解を助けるため、誤り訂正符号と誤り訂正性能間の関係を説明すると、次のようである。線形誤り訂正符号(Linear Error Correcting Code)の性能は、誤り訂正符号の符号語(codeword)のハミング距離(Hamming distance)分布により測定される。前記ハミング距離はそれぞれの符号語で“0”ではないシンボルの個数を意味する。例えば、符号語が“0 1 1 1”であると、この符号語に含まれた1の個数、即ちハミング距離は3である。この時、各種符号語のハミング距離の値中、一番小さい値は最小距離(minimum distance)と言われる。線形誤り訂正符号(Linear Error Correcting Code)において、前記最小距離が大きいほど誤り訂正性能が優秀であるとは、“The Theory of Error-Correcting Codes”、F. J. Macwilliams、N. J. A. Sloane、North-Hollandに開示されたように公知の事実である。

【 0 0 1 7 】

先ず、図3に示された従来技術による(8、3)直交符号を使用する場合と、本発明による

(7、3)穿孔された直交符号を使用する場合において、符号語のハミング距離及び最小距離を説明する。(8、3)直交符号を使用する場合に入力ビット、符号語及びハミング距離間の関係が下記表1に示されている。

【表1】

入力ビット	符号語	ハミング距離
000	00000000	0
001	01010101	4
010	00110011	4
011	01100110	4
100	00001111	4
101	01011010	4
110	00111100	4
111	01101001	4

10

20

【0018】

前記表1から分かるように、すべての符号語の一番目の列はすべて“0”にハミング距離に影響を与えない。従って、前記のような(8、3)符号を32回反復すると、一番目の列の反復された32シンボルはハミング距離に影響を与えないようになって最適のハミング距離を獲得できない。

一方、前記(8、3)符号語の一番目列を穿孔した(7、3)符号語を $32 \times 8 = 256$ になるように反復すると、最適のハミング距離を有する符号を獲得することができる。下記表2は前記穿孔した(7、3)符号の符号語とハミング距離及びこれに対応する入力ビット間の関係を示す。

【表2】

入力ビット	符号語	ハミング距離
000	00000000	4
001	10101010	4
010	01100111	4
011	11001110	4
100	00011111	4
101	10110110	4
110	01111100	4
111	11010011	4

30

40

【0019】

次に、長さ32である符号語を例に挙げて従来技術と本発明を比較する。参考的に、理論上に(32、3)符号として最適の最小距離は18である。長さ32である符号語は前記(8、3)符号を4回反復すると、下記表3のような結果が得られる。

50

【表 3】

入力ビット	符号語	ハミング距離
000	00000000 00000000 00000000 00000000	0
001	01010101 01010101 01010101 01010101	4×4=16
010	00110011 00110011 00110011 00110011	4×4=16
011	01100110 01100110 01100110 01100110	4×4=16
100	00001111 00001111 00001111 00001111	4×4=16
101	01011010 01011010 01011010 01011010	4×4=16
110	00111100 00111100 00111100 00111100	4×4=16
111	01101001 01101001 01101001 01101001	4×4=16

10

20

【0020】

前記表 3 から分かるように、(8、3)直交符号を 4 回反復すると、太字に表示された全部“0”である列(即ち、反復された符号語の一番目列)が 4 回発生するが、これはハミング距離に影響を与えない。従って、最小距離は前記表 3 から分かるように 16 であり、これは最小距離観点で最適と見ることができない。

【0021】

下記の表 4 は(8、3)直交符号の全部 0 である列を穿孔した(7、3)符号を 5 回反復し、5 番目の反復中、太字及び下線に表示された 3 個の列を穿孔して長さ 32 である符号の符号語を示す。このように行と列に配列された集合である直交符号中で 0 番列、即ち全部“0”である列を除去した符号が、いわゆるシプレックス符号(Simplex Code)である。言い換えれば、前記シプレックス符号は(2^k、k)である直交符号(または、first order Reed-Muller 符号)で全部“0”である一番目の列を除去した符号であり、(2^k-1、k)長さを有する符号である。例えば、前記シプレックス符号には前記(7、3)符号以外に(3、2)符号、(15、4)符号、(31、5)符号、(63、6)符号、(127、7)符号、(255、8)符号などがある。

30

【0022】

【表 4】

入力ビット	符号語	ハミング距離
000	0000000 0000000 0000000 <u>0000000</u>	0
001	1010101 1010101 1010101 <u>1010101</u>	$4 \times 4 + 2 = 18$
010	0110011 0110011 0110011 <u>0110011</u>	$4 \times 4 + 2 = 18$
011	1100110 1100110 1100110 <u>1100110</u>	$4 \times 4 + 2 = 18$
100	0001111 0001111 0001111 <u>0001111</u>	$4 \times 4 + 4 = 20$
101	1011010 1011010 1011010 <u>1011010</u>	$4 \times 4 + 2 = 18$
110	0111100 0111100 0111100 <u>0111100</u>	$4 \times 4 + 2 = 18$
111	1101001 1101001 1101001 <u>1101001</u>	$4 \times 4 + 2 = 18$

10

【 0 0 2 3 】

前記表 4 から分かるように、直交符号の全部 “ 0 ” である列を穿孔した (7 , 3) 符号を反復すると、最小距離 1 8 である符号を生成することができる。実際に前記表 4 で穿孔されるシンボル列の位置によって前記符号語のハミング距離の分布は変わる。しかし、前記表 4 の穿孔位置は一番優秀な性能を示す位置である。また、前記表 4 から分かるように、穿孔した (7 , 3) 符号の 5 番目反復部分の 1 , 2 , 3 番目列を穿孔した。前記符号語は穿孔した (7 , 3) 符号を反復したので、5 番目の反復部分の 1 番目の列の代わり、他の反復部分の 1 番目の列を穿孔しても同一のハミング距離分布を有する。例えば、穿孔した (7 , 3) 符号の 5 番目反復部分の 1 , 2 , 3 番目の列の代わり $7 \times 0 + 1 = 1$ 、 $7 \times 2 + 2 = 16$ 、 $7 \times 4 + 3 = 31$ 番目の列を穿孔しても前記のようなハミング距離分布を有する。

20

【 0 0 2 4 】

上述したように、本発明は (7 , 3) 穿孔された直交符号であるシプレックス符号を反復することにより最適符号を生成する方法と、このような方法を利用して R R I ビットのような入力情報を伝送する C D M A システムで前記入力情報を符号化 / 復号化する最適の符号化装置及び復号化装置を提供するためのものである。上述した説明では、3 ビットの R R I を符号化する時、(8 , 3) 符号中でハミング距離に影響を与えない 0 のビット値を有する列が穿孔された (7 , 3) 符号を使用し、前記 (7 , 3) 符号を予め設定された長さ 3 2 の符号語シンボルを発生させるため 5 回反復し、前記反復された符号語シンボル中で 3 個のシンボルを穿孔することに説明した。

30

【 0 0 2 5 】

実際に、 $N > 2^k$ である (N , k) 符号器において、長さ 2^k である直交符号を反復する方法は、符号語シンボルの中でハミング距離に影響を与えない 0 を含むため、ハミング距離分布上での優秀性を失うようになる。特に、 $N > k \cdot 2^k$ である場合には、(N , k) 符号器として (7 , 3) 穿孔された直交符号を反復することにより最適符号を生成する方法が (8 , 3) 直交符号を反復する方法より最小距離観点で優秀である。また、前記符号の長さを示す N が 7 の倍数ではない場合、(7 , 3) 穿孔された直交符号を反復した後に穿孔すべきであり、穿孔位置に従って性能が変わる。

40

【 0 0 2 6 】

例えば、N を 7 で除算した余りが 1 である場合、 $N / 7 + 1$ だけ反復した後、相異なる 6 個の符号シンボルを穿孔すると、(N , 3) 符号として最適の符号になる。N を 7 に分けた余りが 2 である場合、 $N / 7 + 1$ だけ反復した後、相異なる 5 個の符号シンボルを穿孔すると、(N , 3) 符号として最適の符号になる。N を 7 に分けた余りが 5 である場合、N /

50

7 + 1 だけ反復した後、相異なる 2 個の符号シンボルを穿孔すると、(N、3) 符号として最適の符号になる。N を 7 に分けた余りが 6 である場合、N / 7 + 1 だけ反復した後、1 個の符号シンボルを穿孔すると、(N、3) 符号として最適の符号になる。

【0027】

しかし、N を 7 で除算した余りが 3、または 4 である場合には、符号シンボルの穿孔位置は次のように決定される。N を 7 で除算した余りが 3 である場合、先ず N / 7 + 1 だけ反復した後、1 は 001、2 は 010、3 は 011、4 は 100、5 は 101、6 は 110、7 は 111 のように 2 進数に表現する。7 個の 2 進表現をそれぞれの桁が座標になる 3 次元ベクトル(vector)に考える時、一次独立(linearly independent)である 3 個の元素を除外した余りの 4 元素を穿孔すると、最適の符号が得られる。例えば、1 = 001、2 = 010、4 = 100 の場合は、3 個の数を桁別に 2 進加算した和が 0 ではないので一次独立になる。そのため、前記のような 1、2、4 番位置を除外した余り 3、5、6、7 番位置の符号シンボルを穿孔すると、最適の(N、3) 符号が獲得される。

10

【0028】

N を 7 で除算した余りが 4 である場合、先ず前記直交符号を N / 7 + 1 だけ反復した後、1 は 001、2 は 010、3 は 011、4 は 100、5 は 101、6 は 110、7 は 111 のように 2 進数に表現する。7 個の 2 進表現をそれぞれの桁が座標になる 3 次元ベクトル(vector)に考える時、一次独立(linearly independent)である 3 個の元素と前記 3 個の元素を 2 進加算して得られる元素を除外した余りの 4 元素を穿孔すると、最適の符号が獲得される。例えば、1 = 001、2 = 010、4 = 100 の場合は 3 個の数を桁別にそれぞれ 2 進加算した和が 0 ではないので一次独立になる。また、前記のような 1、2、4 番位置と前記 1 = 001、2 = 010、4 = 100 を桁別に 2 進加算すると、7 = 111 が得られる。そのため、前記 1、2、4、7 番位置を除外した余り 3、5、6 番位置の符号シンボルを穿孔すると、最適の(N、3) 符号が獲得される。

20

【0029】

上述した方法は(7, 3)穿孔された符号、即ちシンプレックス符号を使用する場合のみ可能である。実際に(N, 3)符号の符号語を予め決定された順序通り配列して見ると、それぞれの列は長さ $2^3 = 8$ である直交符号になる。そして、長さ $2^3 = 8$ であり、少なくとも一つの 1 を有する直交符号は 7 個があるが、(N、3) 符号は前記のような長さ $2^3 = 8$ であり、少なくとも一つの 1 を有する直交符号を(N - 1)回配列した形態を有する。従って、N が 7 以上になる時、0 ではない直交符号中の所定直交符号を 2 度以上使用するようになる。また、前記のような特定の直交符号のみを反復使用すると、最適性を失うようになる。従って、特定符号の反復性を与えられた長さ内で最小化し、7 個の直交符号の反復を均等にするためには、(7、3)穿孔された符号を使用すべきである。前記のように反復及び穿孔することにより、最適の(N、3)符号を生成することができる。

30

【0030】

一方、(6、3)、または(5、3)穿孔された符号を使用すると、どのような方法に反復及び穿孔しても最適の符号を獲得できない。これは、(6、3)、または(5、3)穿孔された符号の場合は、7 個の符号中の一部符号のみを反復するためである。

以上、(7, 3)穿孔された直交符号を反復することにより最適符号を生成する方法と、このような方法を利用してCDMAシステムでRRIBビットを符号化/復号化する最適の符号化装置及び復号化装置に対して説明した。しかし、本発明はRRIBのビット数が変わる場合にも適用されることができ、またRRIBの代わり他の情報を符号化する場合にも適用されることができ。例えば、k ビットの列を有する入力情報を符号化して($2^k - 1$)より大きな長さNを有する符号語を発生すると仮定する時、前記入力情報は(r, k)シンプレックス符号を使用して符号化され、長さrを有する符号化されたシンボルの列が発生される。ここで、 $r = 2^k - 1$ である。前記符号化されたシンボルの列はt回反復される。ここで、

40

【数5】

$$t = \left\lfloor \frac{N}{r} \right\rfloor + 1$$

である。前記 t 回反復されたシンボルに対しては長さ N になるように A 回穿孔が遂行される。ここで $A = r t - N$ である。前記穿孔されるシンボルは前記反復されたシンボル内で均等に分布されることもでき、前記 t 番目反復されたシンボルの中で決定されることもできる。

【0031】

下記では本発明の原理に従って R R I ビットを伝送する C D M A システムでの R R I 符号化装置及び復号化装置の例に対して説明する。しかし、本発明は前記 R R I ビットを符号化する場合以外に他の情報を符号化する場合にも同一に適用されることができ、ことに注意すべきである。図 4 及び図 5 はそれぞれ本発明の一実施形態による R R I 符号化装置及び R R I 復号化装置の構成図である。また図 4 及び図 5 に示したように符号化装置及び復号化装置を構成する場合に対応して、図 1 に示されたような従来技術が適用される端末機の送信器は図 6 に示したように構成され、図 2 に示されたような従来技術が適用される基地局の受信器は図 7 に示したように構成される。即ち、本発明による符号化装置を収容する端末機の送信器は、図 6 に示したように図 1 に示された反復器 1 1 0 を除去して構成することができ、本発明による復号化装置を収容する基地局の送信器は、図 7 に示したように図 2 に示されたシンボル累積器 2 1 0 を除去して構成することができる。下記で本発明による符号化 / 復号化装置は第 1 実施形態及び第 2 実施形態に区分され説明される。第 1 実施形態は伝送フレームが 1 6 スロットに構成される場合(伝送フレームが 2 6 . 7 6 ms 単位である場合)に本発明を適用した例であり、第 2 実施形態は伝送フレームが 1 2 スロットに構成される場合(伝送フレームが 2 0 ms 単位である場合)に本発明を適用した例である。

【0032】

第 1 実施形態

第 1 実施形態は H D R システムで一つの伝送フレームが 1 6 スロットに構成される場合に該当する。この時、一つのスロットには R R I 情報を伝送するために 1 6 個の符号語シンボルが伝送され、一つのフレームには $16 \times 16 = 256$ 個の符号語シンボルが伝送される。第 1 実施形態では最適の (256、3) 符号生成方法及び前記 (256、3) 符号を使用して R R I を符号化する装置が説明される。より具体的に説明すると、第 1 実施形態では前記穿孔した (7、3) 符号を 37 回反復することによって生成される $7 \times 37 = 259$ シンボルの中で最小距離が最適になる位置のシンボルを穿孔することにより、(256、3) 符号を生成する動作が説明される。最小距離が最適になる位置のシンボル、即ち穿孔されるシンボルは、下記の表 5 のように $7 \times 37 = 259$ 個のシンボルの中で太字及び下線に表示された 1、128、255 番目位置の 3 個のシンボルである。穿孔のためのシンボルの位置を決定する動作を一般化された式に示すと、 $n_1 \times 7 + 1$ 、 $n_2 \times 7 + 2$ 、 $n_3 \times 7 + 3$ (ただ、 $0 \leq n_1, n_2, n_3 \leq 36$ であり、 n_1, n_2, n_3 は反復ブロックの数字である) のように表現されることができ、下記表 5 での穿孔位置 1、128、255 のそれぞれは、前記一般化式で $n_1 = 0$ 、 $n_2 = 18$ 、 $n_3 = 36$ である場合に決定される。

【0033】

【表 5】

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21
22	23	24	25	26	27	28	29	30	31	32	33	34	35	36	37	38	39	40	41	42
43	44	45	46	47	48	49	50	51	52	53	54	55	56	57	58	59	60	61	62	63
64	65	66	67	68	69	70	71	72	73	74	75	76	77	78	79	80	81	82	83	84
85	86	87	88	89	90	91	92	93	94	95	96	97	98	99	100	101	102	103	104	105
106	107	108	109	110	111	112	113	114	115	116	117	118	119	120	121	122	123	124	125	126
127	128	129	130	131	132	133	134	135	136	137	138	139	140	141	142	143	144	145	146	147
148	149	150	151	152	153	154	155	156	157	158	159	160	161	162	163	164	165	166	167	168
169	170	171	172	173	174	175	176	177	178	179	180	181	182	183	184	185	186	187	188	189
190	191	192	193	194	195	196	197	198	199	200	201	202	203	204	205	206	207	208	209	210
211	212	213	214	215	216	217	218	219	220	221	222	223	224	225	226	227	228	229	230	231
232	233	234	235	236	237	238	239	240	241	242	243	244	245	246	247	248	249	250	251	252
253	254	255	256	257	258	259														

10

20

【 0 0 3 4 】

前記表 5 で太字及び下線に表示した位置のシンボルを穿孔すると、前記 (2 5 6 、 3) 符号の最小距離は (4 × 3 6) + 2 = 1 4 6 に最適の符号を示す。

前記表 5 で太字及び下線に表示した位置のシンボルは上述したように穿孔されるシンボルである。穿孔されるシンボルの最小距離は次のようである。前記一般式 $n_1 \times 7 + 1$ 、 $n_2 \times 7 + 2$ 、 $n_3 \times 7 + 3$ (ただ、 $0 \leq n_1, n_2, n_3 \leq 36$) で、 n_1 、 n_2 、 n_3 値に関わりなく穿孔されるシンボルは常に同一の最小距離を有するようになる。一例に、最小距離を簡単に計算するために n_1 、 n_2 、 n_3 を 36 とする時、前記 (7 、 3) 符号を 37 回反復すると、37 番目の反復ブロックで 7 個のシンボル中、1 番目、2 番目、3 番目の 3 個のシンボルは穿孔され、穿孔されるシンボルを除外した残り 3 個のシンボル (4 番目のシンボル、5 番目のシンボル、6 番目のシンボル、7 番目のシンボル) のみが残る。この時、(7 、 3) 符号は最小距離が 4 であり、前記 37 番目の反復ブロックで 7 個のシンボル中、1 番目、2 番目、3 番目の 3 個のシンボルを除外した残り 4 個のシンボルのみに構成される時、シンボル間の最小距離は 2 であるので、(2 5 6 、 3) 符号の最小距離は (4 × 3 6) + 2 = 1 4 6 であり、このような (2 5 6 、 3) 符号は最適の符号を示す。前記 (2 5 6 、 3) 符号を使用して R R I を符号化する装置と、この符号化装置を含む送信器及び前記送信器に対応する受信器を説明すると、次のようである。

30

40

【 0 0 3 5 】

今、“ 0 ” と “ 1 ” に表現される 3 ビットの R R I 情報ビットが図 6 の符号器 6 0 0 に入力されると仮定する。本発明によると、前記符号器 6 0 0 は図 4 に示したように構成される。

図 4 は本発明の実施形態による符号化装置の構成を示す図であり、図 6 に示されたような端末機内の送信器の符号器 6 0 0 を構成する。

【 0 0 3 6 】

前記図 4 を参照すると、符号語発生器 4 0 0 は 3 ビットの R R I 情報ビットを前記表 2 のような (7 、 3) 穿孔された直交符号により符号化し、7 個の符号シンボルを出力する。シンボル反復器 4 1 0 は前記出力された符号シンボルを 36 回反復し、259 個の反復され

50

たシンボルを出力する。シンボル穿孔器 4 2 0 は前記反復された 2 5 9 個のシンボルを入力し、 $1、(7 \times 18) + 2 = 128、(7 \times 37) + 3 = 255$ 番目のシンボルを穿孔して 2 5 6 シンボルのみを出力する。前記符号器 6 0 0 のシンボル穿孔器 4 2 0 で出力される符号シンボルは図 6 の信号変換器 6 2 0 に入力される。

【 0 0 3 7 】

図 6 を参照すると、信号変換器 6 2 0 は前記符号シンボル中 “ 0 ” であるシンボルは “ 1 ” に、“ 1 ” であるシンボルは “ - 1 ” に変換する。前記信号変換されたシンボルは乗算器 6 3 5 に印加される。前記乗算器 6 3 5 は前記信号変換器 6 2 0 から出力されたシンボルに長さ 4 である 0 番目ウォルシュ符号の信号変換されたチップ(+ 1、+ 1、+ 1、+ 1)を乗算する。前記乗算器 6 3 5 によりシンボルは拡散(Spreading)された後、チップ(chip)単位に出力される。前記チップ単位のシンボルはマルチプレクサ 6 4 0 に入力された後、その他の信号 1 及びその他の信号 2 と時間的にマルチプレクシングされた後に出力される。この時、その他の信号はデータ伝送率制御(D R C :Data Rate Control)情報になることができる。前記マルチプレクサ 6 4 0 の出力信号 I ' はデータ信号 Q ' と共に複素拡散器 1 5 0 に入力される。前記複素拡散器 6 5 0 は前記信号 I ' 及び信号 Q ' と、P N (Pseudo Noise) 拡散符号 P N I 及び P N Q を複素上でかけて出力する。即ち、前記複素拡散器 6 5 0 は入力信号(I ' + j Q ')と P N 拡散符号(P N I + j P N Q)を乗算し、実数成分信号 I と虚数成分信号 Q を出力する。基底帯域ろ波器 6 6 0 及び 6 6 5 のそれぞれは、前記実数成分信号 I と虚数成分信号 Q を基底帯域でろ波(フィルタリング)する。乗算器 6 7 0 及び 6 7 5 のそれぞれは、前記基底帯域ろ波された実数成分信号 I と虚数成分信号 Q にそれぞれ搬送波 $\cos(2 \text{ } \text{fct})$ と $\sin(2 \text{ } \text{fct})$ を乗算する。合算器 6 8 0 は前記乗算結果を合算した後に送信信号として出力する。

【 0 0 3 8 】

図 7 は前記図 4 に示された符号器を含む送信器から出力された伝送信号を受信する受信器の構成図である。

前記図 7 を参照すると、乗算器 7 7 0 及び乗算器 7 7 5 は入力信号に $\cos(2 \text{ } \text{fct})$ と $\sin(2 \text{ } \text{fct})$ をそれぞれかける。整合フィルタ 7 6 0 及び 7 6 5 のそれぞれは、前記乗算器 7 7 0 と 7 7 5 の乗算結果を整合フィルタリングした後、整合フィルタリング結果信号 I、Q を出力する。複素逆拡散器 7 5 0 は前記整合フィルタ 7 6 0、7 6 5 によるフィルタリング結果信号 I、Q を逆拡散した後、I ' 成分信号及び Q ' 成分信号を出力する。デマルチプレクサ 7 4 0 は前記 I ' 成分信号を時間的にデマルチプレクシングし、R R I 出力のための信号と、その他の信号 1、その他の信号 2 に分離出力する。累積器 7 3 5 は前記 R R I 信号を 4 チップずつ累積した後に 2 5 6 個のシンボルを出力する。前記復号器 7 0 0 は図 6 の符号器 6 0 0 に対応して復号化動作を遂行し、前記累積器 7 3 5 から受信されるシンボルを復号する。

【 0 0 3 9 】

図 5 は本発明による復号化装置の構成を示す図であり、図 7 に示されたような基地局内の受信器の復号器 7 0 0 を構成する。

前記図 5 を参照すると、2 5 6 個のシンボルが入力されると、前記図 4 のシンボル反復器 4 1 0 及びシンボル穿孔器 4 2 0 に対応するシンボル累積器 5 0 0 は前記入力された 2 5 6 個のシンボルを累積して 7 個のシンボルを出力する。ゼロ(0、zero)挿入器 5 1 0 は前記 7 個のシンボルを入力し、入力された 7 個の信号の前に “ 0 ” を挿入することにより、ウォルシュ符号形態の 8 個のシンボルを出力する。例えば、ゼロ挿入器 5 1 0 に 7 個のシンボル c 1、c 2、c 3、c 4、c 5、c 6、c 7 が入力される場合、前記シンボル列の真っ先に 0 が挿入され、0、c 1、c 2、c 3、c 4、c 5、c 6、c 7 のような 8 個のシンボル列が出力される。逆アダマール変換器(I F H T : Inverse Fast Hadamard Transformer) 5 2 0 は前記 8 個のシンボルを逆アダマール変換して復号化し、復号化されたビットを出力する。

【 0 0 4 0 】

第 2 実施形態

10

20

30

40

50

第2実施形態はHDRシステムでの伝送フレームが12スロット(slots)に構成される場合に該当する。この時、一つのスロットにはRRI情報を伝送するために16個の符号シンボルが伝送され、一つのフレームには $12 \times 16 = 192$ 個のシンボルが伝送される。本発明の第2実施形態では最適の(192、3)符号生成方法及び前記(192、3)符号を使用してRRIを符号化する装置が説明される。より具体的に説明すると、第2実施形態では前記穿孔した(7、3)符号を28回反復させることによって生成される $7 \times 28 = 196$ シンボルの中で、最小距離が最適になる位置のシンボルを穿孔することにより(192、3)符号を生成する動作が説明される。最小距離が最適になる位置のシンボル、即ち穿孔されるシンボルは、下記表6のように $7 \times 28 = 196$ 個のシンボルの中で太字及び下線に表示された3、54、104、154番目位置の4個のシンボルである。穿孔のためのシンボルの位置を決定する動作を一般化された式に示すと、 $n_1 \times 7 + 3$ 、 $n_2 \times 7 + 5$ 、 $n_3 \times 7 + 6$ 、 $n_4 \times 7 + 7$ (ただ、 $0 \leq n_1, n_2, n_3, n_4 \leq 27$ であり、 n_1, n_2, n_3, n_4 は反復ブロックの数字である)のように表現されることができる。前記表6での穿孔位置3、54、104、154のそれぞれは、 $n_1 = 0$ 、 $n_2 = 7$ 、 $n_3 = 14$ 、 $n_4 = 21$ である場合にそれぞれ決定される。

【0041】

【表6】

1	2	<u>3</u>	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28
29	30	31	32	33	34	35	36	37	38	39	40	41	42
43	44	45	46	47	48	49	50	51	52	53	<u>54</u>	55	56
57	58	59	60	61	62	63	64	65	66	67	68	69	70
71	72	73	74	75	76	77	78	79	80	81	82	83	84
85	86	87	88	89	90	91	92	93	94	95	96	97	98
99	100	101	102	103	<u>104</u>	105	106	107	108	109	110	111	112
113	114	115	116	117	118	119	120	121	122	123	124	125	126
127	128	129	130	131	132	133	134	135	136	137	138	139	140
141	142	143	144	145	146	147	148	149	150	151	152	153	<u>154</u>
155	156	157	158	159	160	161	162	163	164	165	166	167	168
169	170	171	172	173	174	175	176	177	178	179	180	181	182
183	184	185	186	187	188	189	190	191	192	193	194	195	196

【0042】

前記表6で太字及び下線に表示した位置のシンボルは、上述したように穿孔されるシンボルである。穿孔されるシンボルの最小距離は次のようである。前記一般式 $n_1 \times 7 + 3$ 、 $n_2 \times 7 + 5$ 、 $n_3 \times 7 + 6$ 、 $n_4 \times 7 + 7$ (ただ、 $0 \leq n_1, n_2, n_3, n_4 \leq 27$)で n_1, n_2, n_3, n_4 値に相関なし穿孔されるシンボルは、常に同一の最小距離を有するようになる。一例に、最小距離を簡単に計算するために n_1, n_2, n_3, n_4 を2

10

20

30

40

50

7とする時、前記(7、3)符号を27回反復すると、27番目の反復ブロックで7個のシンボル中に3番目、5番目、6番目、7番目の4個のシンボルは穿孔され、その他の3個のシンボル(1番目シンボル、2番目シンボル、4番目シンボル)のみが残る。この時、(7、3)符号の最小距離は4であり、前記27番目の反復ブロックで、3番目、5番目、6番目、7番目の4個のシンボルを除外した残り3個のシンボル間の最小距離は1であるので、(192、3)符号の最小距離は $(4 \times 27) + 1 = 109$ であり、このような(192、3)符号は最適の符号である。前記(192、3)符号を使用してRRIを符号化する装置と、この符号化装置を含む送信器及び前記送信器に対応する受信器に対して説明すると、次のようである。

【0043】

今、“0”と“1”に表現される3ビットのRRI情報ビットが図6の符号器600に入力されると仮定する。本発明によると、前記符号器600は図4に示したように構成される。

図4は本発明の実施形態による符号化装置の構成を示す図であり、図6に示された端末機内の送信器の符号器600を構成する。

【0044】

前記図4を参照すると、3ビットのRRI情報ビットは符号語発生器400に入力され、前記符号語発生器400は前記表2のような(7、3)穿孔された直交符号により符号化され7個の符号シンボルを出力する。シンボル反復器410は前記出力された符号シンボルを27回反復し、196個の反復されたシンボルを出力する。シンボル穿孔器420は前記反復された196個のシンボルを入力し、3番目 $(= (7 \times 0) + 3)$ 、54番目 $(= (7 \times 7) + 5)$ 、104番目 $(= (7 \times 14) + 6)$ 、154番目 $(= (7 \times 21) + 7)$ シンボルを穿孔して192個のシンボルのみを出力する。前記192個の符号シンボルは図6の信号変換器620に入力される。

【0045】

図6を参照すると、前記信号変換器620は前記符号シンボル中“0”であるシンボルは“1”に、“1”であるシンボルは“-1”に変換する。前記信号変換されたシンボルは乗算器635に印加される。前記乗算器635は前記信号変換器620から出力されたシンボルに長さ4である0番目ウォルシュ符号の信号変換されたチップ(+1、+1、+1、+1)を乗算する。前記乗算器635によりシンボルは拡散(Spreading)された後にチップ(chip)単位に出力される。前記チップ単位のシンボルはマルチプレクサ640に入力された後、その他の信号1及びその他の信号2と時間的にマルチプレクシングされた後に出力される。この時、その他の信号1及び2はデータ伝送率制御(DRC:Data Rate Control)情報になることができる。前記マルチプレクサ640の出力信号I'とデータ信号Q'は共に複素拡散器650に入力される。前記複素拡散器650は前記信号I'及び信号Q'をPN(Pseudo Noise)拡散符号PNI及びPNQと複素乗算して出力する。即ち前記複素拡散器650は入力信号 $(I' + jQ')$ とPN拡散符号 $(PNI + jPNQ)$ を乗算し、実数成分信号Iと虚数成分信号Qを出力する。基底帯域ろ波器660及び665のそれぞれは、前記実数成分信号Iと虚数成分信号Qを基底帯域でろ波(フィルタリング)する。乗算器670及び675のそれぞれは、前記基底帯域ろ波された実数成分信号Iと虚数成分信号Qにそれぞれ搬送波 $\cos(2\pi fct)$ と $\sin(2\pi fct)$ を乗算する。前記合算器680は前記乗算結果を合算した後に送信信号として出力する。

【0046】

図7は前記図4に示された符号器を含む送信器から出力された伝送信号を受信する受信器の構造図である。

前記図7を参照すると、乗算器770及び乗算器775は入力信号に $\cos(2\pi fct)$ 及び $\sin(2\pi fct)$ をそれぞれ乗算する。整合フィルタ760及び765のそれぞれは、前記乗算器770、775の乗算結果をフィルタリングして整合フィルタリングされた信号I及びQを出力する。複素逆拡散器750は前記信号I及びQを逆拡散して、I'成分信号及びQ'成分信号を出力する。デマルチプレクサ740は前記I'成分信号を時間的にデマル

10

20

30

40

50

チプレクシングし、R R I出力のための信号と、その他の信号1と、その他の信号2に分離出力する。累積器735は前記R R I信号を4チップずつ累積した後に192個のシンボルを出力する。前記復号器700は図6の符号器600に対応して復号化動作を遂行し、前記累積器735から受信されるシンボルを復号する。

【0047】

図5は本発明による復号化装置の構成を示す図であり、図7に示された基地局内の受信器の復号器700を構成する。

前記図5を参照すると、192個のシンボルが入力されると、前記図4のシンボル反復器410及びシンボル穿孔器420に対応するシンボル累積器500は前記入力された192個のシンボルを累積して7個のシンボルを出力する。ゼロ(0、zero)挿入器510は前記7個のシンボルを入力し、入力された7個の信号の真っ先に“0”を挿入することにより、ウォルシュ符号形態の8個のシンボルを出力する。例えば、ゼロ挿入器510に7個のシンボルc1、c2、c3、c4、c5、c6、c7が入力される場合、前記シンボル列の真っ先に0が挿入され0、c1、c2、c3、c4、c5、c6、c7のような8個のシンボル列が出力される。逆アダマール変換器(IFHT: Inverse Fast Hadamard Transformer)520は前記8個のシンボルを逆アダマール変換して復号化し、復号化されたビットを出力する。

【0048】

【発明の効果】

上述したように本発明は、符号分割多重接続通信システムで伝送フレームの伝送速度を示すR R Iのような情報を符号化する時、誤り訂正符号器の性能を決定する最小距離を最大化することにより性能を向上させる効果がある。

以上、本発明の実施例を添付図面を参照して説明したが、本発明はこの特定の実施例に限るものでなく、各種の変形及び修正が本発明の範囲を逸脱しない限り、該当分野における通常の知識を持つ者により可能なものは明らかである。

【図面の簡単な説明】

【図1】 従来技術によるC D M Aシステムの端末機の送信器構成を示す図である。

【図2】 従来技術によるC D M Aシステムの基地局の受信器構成を示す図である。

【図3】 従来技術による(8、3)直交符号器における伝送率可変指示情報(R R I)と符号語シンボル間の対応関係を示す図である。

【図4】 本発明の実施形態による符号化装置の構成を示す図である。

【図5】 本発明の実施形態による復号化装置の構成を示す図である。

【図6】 本発明が適用されるC D M Aシステムの端末機の送信器構成を示す図である。

【図7】 本発明が適用されるC D M Aシステムの基地局の受信器構成を示す図である。

10

20

30

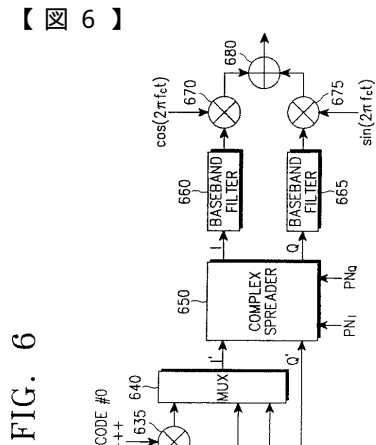
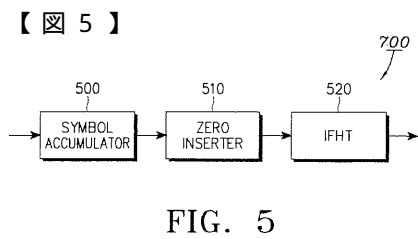
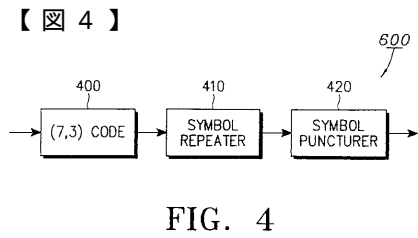
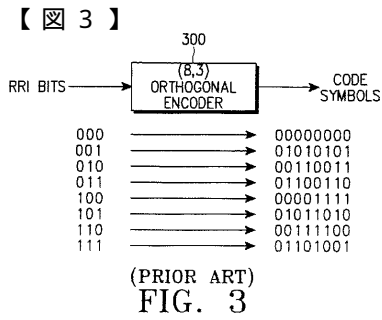
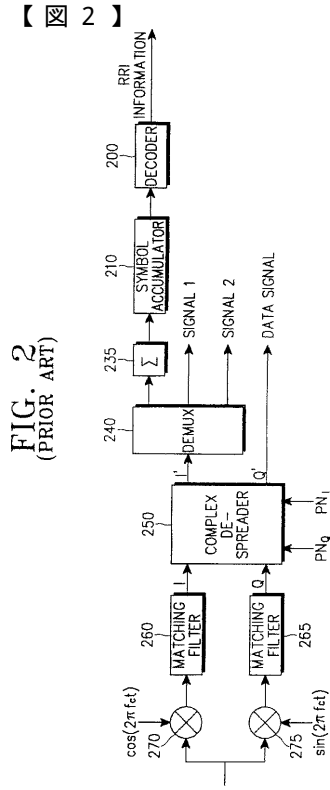
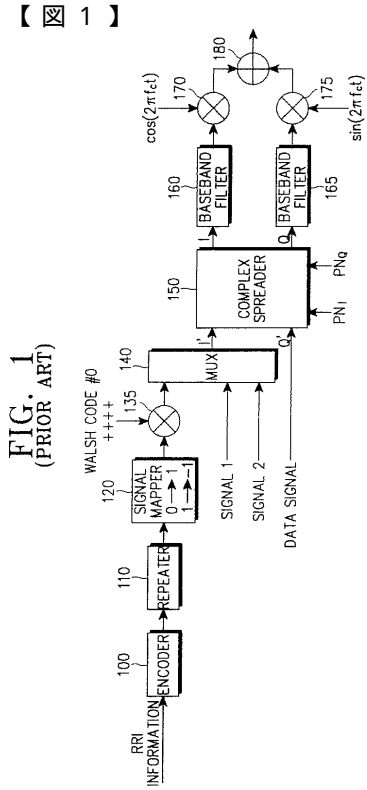
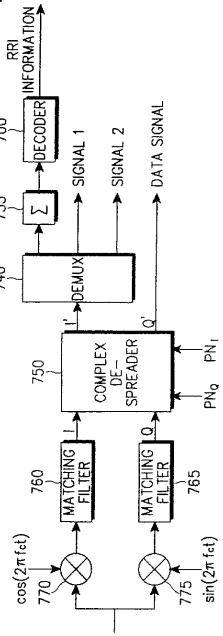


FIG. 7

【 7 】



フロントページの続き

- (72)発明者 ヒュン - ウー・イ
大韓民国・キョンギ - ド・41 - 390・スウォン - シ・クォンソン - グ・クォンソン - ドン・(番地なし)・ビュクサン・アパート・#806 - 901
- (72)発明者 スン - ヨン・ユン
大韓民国・ソウル・463 - 070・ソンパ - グ・カラク - ドン・165
- (72)発明者 ヒー - ウォン・カン
大韓民国・ソウル・131 - 207・チュンラン - グ・ミョンモク・7 - ドン・1499
- (72)発明者 ホ - キュ・チョイ
大韓民国・ソウル・137 - 030・ソチョ - グ・チャンウォン - ドン・56 - 2

審査官 石井 研一

- (56)参考文献 国際公開第99/048227(WO, A1)
国際公開第97/040593(WO, A1)
米国特許出願公開第2002/0066060(US, A1)
Multiplexing and channel coding (FDD), 3G TS 25.212, 1999年12月, V3.1.1, pp.39-43, URL, http://www.3gpp.org/ftp/Specs/archive/25_series/25.212/25212-311.zip
A.R.Calderbank, The Art of Signaling:Fifty Years of Coding Theory, IEEE Transactions on Information Theory, IEEE, 1998年10月, Vol.44 No.6, pp.2561,2562
Michael D. Jones, Using Simplex Codes to Improve OTDR Sensitivity, IEEE PHOTONICS TECHNOLOGY LETTERS, IEEE, 1993年7月, Vol.15 No.7, pp.822-824
Hong Y. Song et.al., Some New Constructions for Simplex Codes, IEEE Transactions on Information Theory, IEEE, 1994年3月, Vol.40 No.2, pp.504-507
Hideki Imai et.al., Novel Fast Correlation Attacks via Iterative Decoding of Punctured Simplex Codes, Information Theory,2000. Proceedings.IEEE International Symposium on, IEEE, 2000年6月30日, p.214
Samsung Electronics, Improvement of RRI Coding, C30-DOPHYS-20000706-008, 2000年7月6日, URL, ftp://ftp.3gpp2.org/TSGC/Working/2000/TSG-C_0007/TSG-C%200007%20Kona/TSG-C%200007%20Kona/WG3/1XEV%20Ad%20Hoc/2000.07.06/C30.DOPHYS-20000706-008%20SAM_RRI.doc
山里敬也, 第3章 CDMA方式に用いられる符号, CDMA方式と次世代移動体通信システム, 株式会社トリケップス, 1996年6月1日, pp.108-109
Samsung Electronics, Improvement of RRI Coding, C30-DOPHYS-20000706-008, 2000年7月6日, URL, ftp://ftp.3gpp2.org/TSGC/Working/2000/TSG-C_0007/TSG-C%200007%20Kona/TSG-C%200007%20Kona/WG3/1XEV%20Ad%20Hoc/2000.07.06/C30.DOPHYS-20000706-008%20SAM_RRI.doc
今井 秀樹, 符号理論, 社団法人 電子情報通信学会, 1996年5月25日, pp.137-139

(58)調査した分野(Int.Cl.⁷, DB名)

H04J 13/00 - 13/06

H04B 1/69 - 1/713