

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4425282号
(P4425282)

(45) 発行日 平成22年3月3日(2010.3.3)

(24) 登録日 平成21年12月18日(2009.12.18)

(51) Int.Cl. F 1
HO 3M 13/19 (2006.01) HO 3M 13/19
HO 3M 13/29 (2006.01) HO 3M 13/29

請求項の数 2 (全 32 頁)

(21) 出願番号	特願2006-552836 (P2006-552836)	(73) 特許権者	000005223 富士通株式会社 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号
(86) (22) 出願日	平成17年8月12日(2005.8.12)	(74) 代理人	100084711 弁理士 齊藤 千幹
(86) 国際出願番号	PCT/JP2005/014822	(72) 発明者	宮崎 俊治 日本国神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
(87) 国際公開番号	W02006/075417	(72) 発明者	大淵 一央 日本国神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
(87) 国際公開日	平成18年7月20日(2006.7.20)	(72) 発明者	矢野 哲也 日本国神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
審査請求日	平成19年7月13日(2007.7.13)		最終頁に続く
(31) 優先権主張番号	PCT/JP2005/000367		
(32) 優先日	平成17年1月14日(2005.1.14)		
(33) 優先権主張国	日本国(JP)		

(54) 【発明の名称】 符号化方法および符号化装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

情報アルファベットにパリティアルファベットを追加してなる組織符号を送受信するシステムにおける符号化方法において、

K個の情報アルファベットにK0個の所定パターンのダミーアルファベットを追加してK1 (=K+K0) 個の第1の情報アルファベットを発生するステップ、

該K1個の第1情報アルファベットから作成されるM個のパリティアルファベットを該K1個の第1情報アルファベットに追加するとともに、K0個の前記所定パターンのダミーアルファベットを削除してN (=K + M) 個のアルファベットの組織符号を生成するステップ、

を備え、前記ダミーアルファベットの所定パターンとして移動端末に異なるパターンを割り振り、所定の移動端末の所定パターンを用いて符号化して該符号化データを該移動端末へ送信する、

ことを特徴とする符号化方法。

【請求項2】

情報アルファベットにパリティアルファベットを追加してなる組織符号を送受信するシステムにおける符号化装置において、

K個の情報アルファベットにK0個の所定パターンのダミーアルファベットを追加してK1 (=K+K0) 個の第1の情報アルファベットを発生するダミーアルファベット追加部、

該K1個の第1情報アルファベットから作成されるM個のパリティアルファベットを該K1個の第1情報アルファベットに追加するとともに、K0個の前記所定パターンのダミーアル

ファベットを削除して $N (=K + M)$ 個のアルファベットの組織符号を生成する組織符号生成部、

該組織符号を移動端末に送信する送信部

を備え、前記ダミーアルファベット追加部は、前記ダミーアルファベットの所定パターンとして移動端末に異なるパターンを割り振り、所定の移動端末に応じたパターンのダミーアルファベットを前記 K 個の情報アルファベットに追加して前記第1の情報アルファベットを発生し、前記送信部は、該第1の情報アルファベットより前記組織符号生成部で生成された組織符号を移動端末に送信する、

ことを特徴とする符号化装置。

【発明の詳細な説明】

10

【技術分野】

【0001】

本発明は、情報アルファベットにパリティアルファベットを追加してなる組織符号を送受信するシステムにおける符号化方法及び符号化装置に関する。

【背景技術】

【0002】

・組織符号およびブロック符号

一般に、 q 個の異なる値を有する情報アルファベット（典型例は $q=2$ のビット）を用いる符号化は、図35に示すよう K 個の情報アルファベット（情報ビット）を1組のブロック l_1 として、このブロックの可能な全てのパターン（ q^K 通りある）に対して、 K より大きい N 20
個の符号アルファベット（符号ビット）のブロック l_2 を1対1に対応させる。

このとき、情報アルファベットと符号アルファベットの組が同じで、 N 個の符号のうち K 個を元の情報アルファベットにより構成されるような符号を組織符号という。残りの $M=N-K$ 個のアルファベットはパリティアルファベットと呼ばれ、通常は情報アルファベットに対して加算等の規定の処理を行って得られる。

すなわち、 N ビットで構成される符号語の構成ビットのうち、 K ビットが情報で残りの $M (=N-K)$ ビットが誤り検出や訂正のためのパリティビットである符号をブロック符号といい、符号語の始めの K ビットが情報ビットで、その後 $(N-K)$ ビットのパリティビットが配列されているブロック符号を組織符号という。

【0003】

30

送信側において、 K 個の情報アルファベット $u=(u_0, u_1, \dots, u_{K-1})$ に $K \times N$ の生成行列

$$G = (g_{ij}); i = 0, \dots, K-1; j = 0, \dots, N-1$$

を用いて、次式

$$x = uG \quad (1)$$

により N 個の符号アルファベット $x=(x_0, x_1, \dots, x_{N-1})$ を生成すれば、この符号アルファベットがブロック符号になり、情報アルファベット u はブロック符号化される。

受信側では符号ベクトル x に対しての受信データから情報アルファベット u を推定する。このためには、 x に対しての以下のパリティチェック関係式

40

$$xH^T = 0 \quad (2)$$

を用いる。ここで、

$$H = (h_{ij}); i = 0, \dots, M-1; j = 0, \dots, N-1$$

はパリティ検査行列で、 H^T は H の転置（行と列の入れ替え）を意味する。(1), (2)式から H と G は以下の関係を満たす。

$$GH^T = 0 \quad (3)$$

これから、 H と G のいずれか一方が与えられると符号化規則が一意に決まる。

【0004】

図36は送信機においてブロック符号化し、受信機において復号する通信システムの構成図であり、送信機1は K ビットよりなる情報 u を符号化して N ビットのブロック符号 x を

50

生成する符号部 1 a と該ブロック符号を変調して送信する変調部 1 b を備えている。受信機 2 は伝送路 3 を介して受信した信号を復調する復調部 2 a と N ビットの受信情報より元の送信された K ビットの情報を復号する復号部 2 b を備えている。

符号部 1 は $M (= N - K)$ 個のパリティビット p を生成するパリティ生成器 1 c と K ビットの情報 u と M ビットのパリティビット p を合成して $N (= K + M)$ 個のブロック符号 x を出力する P / S 変換部 1 d を備えている。符号部 1 a は (1) 式に従ってブロック符号 x を出力するもので、一例として x を組織符号とすれば、符号部 1 a は数式的に図 3 7 に示す生成行列 G で表現できる。復号部 2 a は受信尤度データ y に誤り検出訂正処理を施して元の送信された K ビットの情報を復号して推定情報を出力する復号器 2 c を備えている。送信機 1 より送信されたブロック符号 x は伝送路 3 の影響を受けて復号器 2 c に送信されたままの状態を入力せず、尤度データとして復号器 2 c に入力する。尤度データは符号ビットが 0 か 1 かの信頼度と符号 (+1 であれば 0、-1 であれば 1) から成る。復号器 2 c は各符号ビットに対する尤度データを基に規定の復号処理を行い、情報ビット u の推定を行う。復号部 2 a は (2) 式に従って復号するもので、一例として x を組織符号とすると共に生成行列 G を図 3 7 示す行列とすれば、復号部 2 b は図 3 8 に示すパリティ検査行列 H の転置行列で表現できる。

【 0 0 0 5 】

・ LDPC 符号

LDPC 符号 (Low-Density Parity-Check 符号) は、ブロック符号において 0 と異なる要素の数 ($q = 2$ の場合には 1 の数) が全要素数に対して少ない割合の検査行列 H によって定義される符号の総称である。

特に、検査行列 H の行と列のそれぞれにおける要素の数 (1 の数) が一定の場合には「レギュラー-LDPC 符号」と呼ばれ、符号長 N と、列と行のそれぞれの要素数であるウェイト数 (w_c, w_r) とで特徴付けられる。一方、検査行列 H の各列、各行で異なるウェイト数を許すタイプは、「イレギュラー-LDPC 符号」と呼び、符号長 N と、列と行のウェイト数分布 ($(w_{j,k}); j = 1, \dots, j_{\max}; k = 1, \dots, k_{\max}$) とにより特徴付けられる。ここで、 $w_{j,k}$ はウェイト数 j の列に属する 0 と異なる要素数 (1 の数) の全体に対する割合を示している。図 3 9 はウェイト数分布の説明図であり、 $M \times N$ の検査行列 H において、1 の数が j 個の列数を N_j とし、検査行列 H における 1 の総数を E とすれば、ウェイト数分布 w_j は

$$w_j = j \times N_j / E$$

であり、1 の数が j 個の列数の全列に対する割合 f_j は

$$f_j = N_j / N$$

である。たとえば、 $j = 3, N_j = 4$ とすれば、 $w_3 = 12 / E$ であり、 $f_j = 4 / N$

である。 w_k はウェイト数 k の行に属する 0 と異なる要素数 (1 の数) の全体に対する割合を示しており、 w_j と同様に定義できる。なお、レギュラー-LDPC 符号はイレギュラー-LDPC 符号の特別な場合とみなすこともできる。

LDPC 符号はレギュラー、イレギュラーいずれにしても符号長 N とウェイト数分布が決まっただけでは具体的な検査行列は一意に決まらない。換言すれば、規定のウェイト分布を満たすような具体的な「1」の配置方法 (「0」と異なる要素の配置方法) は多数存在する可能性があり、それぞれが別の符号を定義することになる。そして、符号の誤り率特性は、ウェイト数分布と、該ウェイト数分布を満たす検査行列における具体的な 1 の配置の仕方に依存する。なお、符号器および復号器の回路規模、処理時間、処理量等は基本的にウェイト数の分布のみにより影響される。

【 0 0 0 6 】

・ ターボ符号

ターボ符号は組織符号であり、最大事後確率復号 (MAP 復号: Maximum A Posteriori Probability Decoding) を採用することにより復号繰り返し回数を重ねる毎に復号結果の誤りを減少することができる。

図 4 0 はターボ符号器及びターボ復号器を含む通信システムの構成図におけるターボ符

10

20

30

40

50

号部1aの構成図、図41はターボ復号部2bの構成図である。

図40において、 $u (= [u_1, u_2, u_3, \dots, u_N])$ は伝送する長さNの情報データ、 x_a, x_b, x_c はターボ符号部1aで情報データuを符号化した符号化データ、 y_a, y_b, y_c は符号化データ x_a, x_b, x_c が通信路3を伝搬し、雑音やフェージングの影響を受けた受信信号、 u はターボ復号部2bにおいて受信データ y_a, y_b, y_c を復号した復号結果である。ターボ符号部1aにおいて、符号化データ x_a は情報データuそのものであり、符号化データ x_b は情報データuを符号器ENC1で畳み込み符号化したデータ、符号化データ x_c は情報データuをインタリーブ()して符号器ENC2で畳み込み符号化したデータである。すなわち、ターボ符号は、要素符号を2つ以上用いて合成した組織符号で、 x_a は情報ビット、 x_b, x_c はパリティビットである。P/S変換部1dは符号化データ x_a, x_b, x_c を直列に変換して出力する。

10

図41ターボ復号部2bにおいて、第1の要素復号器DEC1は受信信号 y_a, y_b, y_c のうち、 y_a と y_b を使って復号を行う。要素復号器DEC1は軟判定出力の要素復号器であり、復号結果の尤度を出力する。次に、第2の要素復号器DEC2は第1の要素復号器DEC1から出力された尤度と y_c とを用いて同様の復号を行う。第2の要素復号器DEC2も軟判定出力の要素復号器であり、復号結果の尤度を出力する。この場合、 y_c は原データuをインタリーブしたものを符号化した x_c に対応する受信信号なので、第1の要素復号器DEC1から出力される尤度は第2の要素復号器DEC2に inputsする前にインタリーブ()する。第2の要素復号器DEC2から出力された尤度はデインタリーブ(-1)された後、第1の要素復号器DEC1への入力としてフィードバックされる。なお、第2の要素復号器DEC2のデインタリーブ結果を"0","1"の硬判定した結果が、ターボ復号結果(復号データ)uとなる。以後、上記の復号操作を所定回数繰り返し行うことにより、復号結果uの誤り率が低減する。かかるターボ要素復号器における第1、第2の要素復号器DEC1,DEC2としてMAP要素復号器を使用することができる。

20

【0007】

・パンクチャリング

情報長K、符号長N1の符号C1が与えられているとすると、符号C1の符号化率は $R1=K/N1$ である。この符号C1を用いて $R1$ よりも符号化率が大きな符号を構成したい場合があり、パンクチャリングが行われる。すなわち、図42に示すように送信機はN1個の符号ビットのうちN0個のビットを取り除いて符号長を $N(=N1-N0)$ として送信する。受信機は、取り除かれたビット位置が既知であるから、各ビットが等確率となるようにデータを補完して復号処理を行って符号C1を推定する。このパンクチャリングにおいて符号化率は $R=K/N(>R1)$ となる。

30

・レペティション

情報長K、符号長N1の符号C1が与えられているとき、この符号C1を用いて符号化率が $R1(=K/N1)$ よりも小さい符号を構成したい場合があり、レペティションが行われる。すなわち、図43に示すように送信機はN1個の符号のうち幾つかのアルファベットについて(パリティに限らず)1回以上繰り返したアルファベットを全部でN0個追加して、 $N(=N1+N0)$ 個の符号アルファベットの符号として送信する。受信機は繰り返したアルファベットのデータについて、それぞれダイバシティ合成し(最も簡単には加算するだけ)、符号C1についての復号を行う。

40

・LDPC符号のヌリング

LDPC符号のヌリング法は、符号化率R(ただし、 $R < R1$)を調整するために図44に示すようにK個の情報ビットの先頭にK0個のall 0(オール0)のビットを設定して符号化および復号処理を行う(非特許文献1参照)。LDPC符号のヌリング法において符号化率は $R1=(K0+K)/N1$ である。符号化率 $R1$ の符号の検査行列を特徴付けるウェイト分布係数 $L_j^{(R1)}$ は、密度発展法(Density Evolution)で与えられる(非特許文献2参照)。

ところで、符号化率 $R(=K/N)$ の符号は、Kビットの情報ビットの先頭にK0個のall 0の情報ビットを追加して $K1 \times N1$ の生成行列を用いて符号化して送信し、受信側で $M \times N1$ 検査行列の始めからK0列を除いた $M \times N$ 検査行列により復号することと等価である。このことが

50

ら、符号化率 R のLDPC符号の $M \times N$ 検査行列の N 列についてのウェイト数分布 $L_j^{(R)}$ は
【数 1】

$$L_j^{(R)} = \frac{1-R1}{1-R} L_j^{(R1)} \quad (4)$$

となるようにする。なお、パリティ数 M が変わらないことから $M=N - K=N1 - K1$ であり、

【数 2】

$$1-R1 = \frac{M}{N1}, 1-R = \frac{M}{N} \Rightarrow N = \frac{1-R1}{1-R} N1 \quad (5)$$

という関係がある。なお、LDPC符号のヌリング法では $K1 \times N1$ の生成行列を用いて符号化した符号の送信の仕方については何も規定がない。

【 0 0 0 8 】

・フィルラビット追加（コードセグメンテーション）

3GPPによる第3世代無線移動通信システムIMT-2000のW-CDMAシステムではターボ符号によってデータを符号化することが標準化されている。そこで、情報ビットサイズが40ビットに満たない場合に情報ビットを40ビットにするために、あるいは、情報ビットサイズが5114を越えるような大きなサイズの場合に、なるべく同じサイズになる複数のブロックに分割して、半端な数を合わせるために図45に示すように先頭に0の値のビットをフィルラビット(filler bit)として挿入する。そして、それぞれのブロックを符号化し、フィルラビットも含めて変調して伝送する。

従って、所定ビットを付加して符号化する点で図44と同様であるが、こちらは、符号化率があまり変化しないようなビット数となっている。

・課題

(1) 同じフォーマット（符号長 N 、情報長 K ）の符号化を行う場合、符号化法によって誤り率特性が異なる。情報通信システムにおいて、実装のための回路規模や処理量が同程度で、ビットあたりの電力が同じであれば、なるべく誤り率が小さくなるような符号化法を選択する必要がある。

特にLDPC符号に関しては、同じフォーマット（符号長 N 、情報長 K ）で特性を良くしようとすると、検査行列 H のウェイト分布の最適化処理が必要で、これには複雑な数値計算を行う必要がある。なお、必要な符号化率の符号で簡単に実装できる符号が必ずしも特性的に最適な符号となっているとは限らない。

(2) 情報通信システムにおいて、データ伝送に複数のフォーマット（符号長、情報長）を適応的に用いるような場合、異なるフォーマットのそれぞれにあわせた符号器を用意する必要があり、回路規模が大きくなる。レートマッチング法では、前述のように1つの符号化率に対応する符号（「母符号」と呼ぶ）のみの符号器を用意し、該符号器で符号化した符号から一部を取り除く（パンクチャリング）か、繰り返す（レペティション）ことで、異なるフォーマットに対応させ、これにより回路規模を削減する。

しかし、レートマッチング法では、符号化率が小さな符号を母符号とし、これから他の符号化率がより大きな符号を用意するためにパンクチャリングを用いるが、パンクチャリングは復号に必要な情報を削除するため特性劣化が大きくなる問題がある。逆に符号化率が大きな符号を用意してレペティションにより符号化率の小さな符号を用意する場合は、符号長が小さい符号での復号となるために特性が十分に得られない問題がある。

また、もし符号器および復号器において同じフォーマットの符号を用いることに限定するならばパンクチャリング（図42参照）では、符号化、復号処理において削除するアルファベットに対しての処理（削除、推定）を行う必要がある。一方、レペティション（図43）では、繰り返しアルファベットのデータは伝送路を通して送信する必要がありそのためのリソースが必要になる。

10

20

30

40

50

(3) 上記課題(1)、(2)を解決するために従来例の「ヌリング法」を適用することが考えられる。しかし、従来のヌリング法は付加したall “0”をも伝送して復号処理をするものであるため、伝送誤りにより信頼度が低下し、復号誤りが大きくなる問題がある。

(4)また、従来のヌリング法は、all 0のパターンに限定しており、符号定義の自由度を有効に使用してない問題がある。

(5)又、ヌリング法において検査行列のウェイト分布は母符号のウェイト分布 $L_j^{(R1)}$ から符号化率に基づいて(4)式により調整を行うものである。しかし、これは与えられた符号化率に対して最適な特性を与える分布になっていない問題がある。

(6)従来のフィルーパービットを追加する方法ではフィルーパービットをそのまま伝送するため無駄な伝送コストが必要になる問題がある。

10

【先行技術文献】

【非特許文献】

【0009】

【非特許文献1】T.Tian, C.Jones, and J.D.Villasenor "Rate-Compatible Low-Density Parity-Check Codes", submitted to Int. Sym, on Information Theory, 2004.

【非特許文献2】S.Chung, T. Richardson, and R. Urbanke "Analysis of sum-product decoding of low-density parity-check codes using a Gaussian approximation" IEEE Trans, Inform. Theory, vol.47, pp.657-670, Feb.2001

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

20

【0010】

以上より、本発明の目的は、情報ビットにダミービットを付加して符号化する符号化方法、復号方法およびそれらの装置において誤り率特性を向上することである。

本発明の別の目的は、レートマッチング法における問題を生じることなく、複数の符号化率の符号を1つの符号器によって実現することである。

本発明の別の目的は、与えられた符号化率の与えられたウェイト分布のLDPC符号に対して最適なダミービットの分布を実現することである。

本発明の別の目的は、ダミービットのビットパターンを違わせることにより異なる符号を定義し、これにより符号の自由度を大きくし、符号の最適化を実現し、あるいは複数端末の認証などの用途を実現することである。

30

本発明の別の目的は、ダミービットを送信側から受信側に送信しないようにして送受信機の電力消費および伝送路の使用帯域を削減することである。

本発明の別の目的は、ダミービットを送信側から受信側に送信せず、受信側で尤度を最大にしたダミービットを受信データに追加して復号することにより復号誤りを減少することである。

【課題を解決するための手段】

【0011】

本発明は、情報アルファベットにパリティアルファベットを追加してなる組織符号を送受信するシステムにおける符号化方法および符号化装置である。

・符号化方法

40

本発明の符号化方法は、K個の情報アルファベットにK0個の所定パターンのダミーアルファベットを追加してK1(=K+K0)個の第1の情報アルファベットを発生するステップ、該K1個の第1情報アルファベットから作成されるM個のパリティアルファベットを該K1個の第1情報アルファベットに追加するとともに、K0個の前記所定パターンのダミーアルファベットを削除してN(=K+M)個のアルファベットの組織符号を生成するステップを備え、前記ダミーアルファベットの所定パターンとして移動端末に異なるパターンを割り振り、所定の移動端末の所定パターンを用いて符号化して該符号化データを該移動端末へ送信する。

・符号化装置

本発明の符号化装置は、K個の情報アルファベットにK0個の所定パターンのダミーアル

50

ファベットを追加して $K1 (=K+K0)$ 個の第1の情報アルファベットを発生するダミーアルファベット追加部、該 $K1$ 個の第1情報アルファベットから作成される M 個のパリティアルファベットを該 $K1$ 個の第1情報アルファベットに追加するとともに、 $K0$ 個の前記所定パターンのダミーアルファベットを削除して $N (=K + M)$ 個のアルファベットの組織符号を生成する組織符号生成部、該組織符号を移動端末に送信する送信部を備え、前記ダミーアルファベット追加部は、前記ダミーアルファベットの所定パターンとして移動端末に異なるパターンを割り振り、所定の移動端末に応じたパターンのダミーアルファベットを前記 K 個の情報アルファベットに追加して前記第1の情報アルファベットを発生し、前記送信部は、該第1の情報アルファベットより前記組織符号生成部で生成された組織符号を移動端末に送信する。

10

【発明の効果】

【0012】

本発明によれば、符号化率が大きな符号を用いて、符号化率が小さい符号の符号化が可能になる。また、本発明によれば、1つの符号化率の符号を実装するだけで、複数の符号化率の符号化に対応でき、回路規模を削減することができる。また、ダミービットの自由度を利用することにより簡易に同じ符号化率の異なる符号を構成できる。

また、本発明によれば、ダミービットを削除して変調し伝送することで、送受信機の電力消費および伝送路容量の使用を削減することができる。

また、本発明によれば、ダミービットを受信側に送信せず、受信側で尤度を最大にしたダミービットを受信データに追加して復号することにより復号誤りを減少することができる。また、本発明によれば、各移動端末へのみ所定の情報を送信することができる。

20

【図面の簡単な説明】

【0013】

【図1】本発明の符号化方法の説明図である。

【図2】情報アルファベットにパリティビットを追加してなる組織符号を送受信する無線通信システムの構成図である。

【図3】本発明の生成行列 $G1$ 、検査行列 $H1$ の説明図である。

【図4】タナーグラフの説明図である。

【図5】タナーグラフの別の説明図である。

【図6】検査行列 H の0番目の列が $[1\ 1\ 1\ 0\ 0\ 0\ \dots\ 0]^T$ である時のタナーグラフのサブグラフである。

30

【図7】検査行列 H の0番目の行が $[1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ \dots\ 0]$ である時のタナーグラフのサブグラフである。

【図8】Sum-Product algorithm (SPA)で使用する用語の定義説明図である。

【図9】メッセージ $q_{ij}(b)$ 、 $r_{ji}(b)$ の説明図である。

【図10】ダミービットの追加位置の説明図である。

【図11】 $K0$ 個のダミービットの挿入位置を等間隔とした場合の配置方法説明図である。

【図12】ダミービット追加部の構成図である。

【図13】第3実施例の最適なダミービット追加位置の決定法説明図である。

【図14】第3実施例のダミービット追加位置決定処理フローである。

40

【図15】第4実施例のダミービット追加位置決定処理フローである。

【図16】第5実施例の説明図である。

【図17】第6実施例の符号器の構成図である。

【図18】第7実施例の復号器の構成図である。

【図19】第7実施例の対数尤度比を用いたSum-Product algorithm (SPA)の第1の処理フローである。

【図20】第7実施例の対数尤度比を用いたSum-Product algorithm (SPA)の第2の処理フローである。

【図21】第8実施例のターボ符号を用いた符号化/復号方法説明図である。

【図22】移動通信システムにおける符号器であるターボ符号器の構成図である。

50

【図23】移動通信システムにおける復号部の構成図である。
 【図24】第8実施例の第1変形例の符号化/復号方法説明図である。
 【図25】第1変形例の無線通信システムは構成図である。
 【図26】第8実施例の第2変形例の符号化/復号方法説明図である。
 【図27】第2変形例の効果説明図である。
 【図28】第2変形例の無線通信システムは構成図である。
 【図29】第3変形例の符号化/復号方法説明図である。
 【図30】第3変形例の無線通信システムは構成図である。
 【図31】第4変形例の符号化/復号方法説明図である。
 【図32】第4変形例の無線通信システムは構成図である。 10
 【図33】第5変形例の符号化/復号方法説明図である。
 【図34】第5変形例の無線通信システムは構成図である。
 【図35】組織符号およびブロック符号説明図である。
 【図36】送信機においてブロック符号化し、受信機において復号する通信システムの構成図である。

【図37】符号部の生成行列Gの説明図である。

【図38】復号器の検査行列Hの説明図である。

【図39】ウェイト数分布の説明図である。

【図40】ターボ符号器及びターボ復号器を含む通信システムの構成図である。

【図41】ターボ復号器の構成図である。 20

【図42】パンクチャリング説明図である。

【図43】レペティション説明図である。

【図44】LDPC符号のヌリング法説明図である。

【図45】フィルタビット追加の説明図である。

【発明を実施するための最良の形態】

【0014】

(A) 第1実施例

(a) 符号化方法

図1は情報アルファベットにパリティアルファベットを追加してなる組織符号を送受信するシステムにおける符号化方法の説明図である。以下では説明上 $q=2$ とし、アルファベットという用語に代えてビットという言葉を用いるが、本発明は $q=2$ に限るものではない。 30

K 個の情報ビット100に K_0 個の所定パターンのダミービット200を追加して $K_1 (=K+K_0)$ 個の第1情報ビットにする。なお、ダミービットはオール1のパターンあるいは1と0を交互に繰返す1010...10パターンなど特定のパターンに限らず、所定のパターンを使用することができる。このことは、以下の全ての実施例においても同様である。

ついで、該 K_1 個の第1情報ビットを用いて作成された M 個のパリティビット300を K_1 個の前記第1情報ビットに追加して $N_1 (=K_1 + M)$ 個の第2情報ビットを発生する(組織符号化)。ついで、該第2情報ビットから K_0 個のダミービット200を削除して $N (=K + M)$ ビットの組織符号400を発生する。以上により符号化した組織符号を送信機より受信機に送信し、受信機において復号する。 40

【0015】

(b) 無線通信システム

図2は情報アルファベットにパリティビットを追加してなる組織符号を送受信する無線通信システムの構成図である。送信機10の符号化部11は信頼度の高い伝送を行うために情報ビット u に対して前方誤り訂正符号化(FEC: Forward Error Correction)を適用し、変調部12は結果の符号ビット x の変調を行い、受信機20へ無線伝送路30を通して送信する。受信機20の復調部21は受信データを復調し、符号ビットが0か1かの信頼度と硬判定符号(+1 0, -1 1)からなる尤度データ y を復号部22に入力する。復号部22は各符号ビットに対する尤度データをもとに規定の復号処理を行い、情報ビット u 50

の推定を行う。FECの符号C1としてLDPC符号を用い、符号のタイプを組織符号とする。尚、FEC符号としてターボ符号を用いることができ、第8実施例において説明する。

送信機10の符号化部11におけるダミービット追加部11aは、K個の情報ビットuにK0個のランダムに選択した0,1のビットを、ランダムに選択した位置にダミービットとして追加して、K1=K+K0個の情報ビット

$$(u, a) = (u_0, \dots, u_{K-1}, a_0, \dots, a_{K0-1})$$

を出力する(図1参照)。符号器11bはK1×N1の生成行列

$$G1 = (g_{1ij}); i = 0 \sim K1-1; j = 0 \sim N1-1$$

を用いて次式

$$(u, a) G1$$

によりN1(=K+K0+M)個の情報ビットx₁(u, a, p)を出力する。ただし、pはM個のパリティビットで、

$$p = (p_0, \dots, p_{M-1})$$

である。

ダミービットを挿入しない時のK×Nの生成行列Gが図3(A)であるとすれば、上記のK1×N1の生成行列G1は図3(B)に示すようになり、パリティビットpは

$$p = (uP, aQ)$$

となる。また、復号において使用する検査行列H1は図3(C)に示すようになる。

ダミービット削除部11cは、符号器11bから出力するN1個の情報ビットx₁(u, a, p)からK0個のダミービットaを削除してN個の情報ビット

$$x = (u, p) = (x_0, x_1, \dots, x_{N-1})$$

を生成する。変調部12はこの情報ビットxに変調を加えて送信する。

符号器11bは以上の原理で情報ビット(u, a, p)を出力するが、実際には、パリティ生成器11b-1がK1個の情報ビット(u, a)を入力されてM個のパリティビットpを作成し、合成部11b-2がK1個の情報ビット(u, a)とM個のパリティビットpを合成してN1個の情報ビット(u, a, p)を出力する。

【0016】

受信機20の受信部21は伝送路30を通り雑音を付加されたデータを受信して復調し、各符号ビットに対しての尤度データ

$$y = (y_0, y_1, \dots, y_{N-1})$$

を復号部22に入力する。復号部22のダミービット尤度追加部22aは、送信機で付加したダミービットに対応する確率1の尤度データaを追加してN1(=N+K0)個の尤度データとして復号器22bへ入力する。復号器22bはN1個の尤度データ(y, a)に対して、LDPC復号処理あるいはターボ復号処理を行い情報ビットの推定結果を出力する。なお、LDPC復号処理の場合には、周知のSum-Product法により復号処理を行い情報ビットの推定結果を出力する。

符号化部11は、最大符号化率R1(=(K+K0)/N1)の符号化が可能となるように実装する。K0を変更して複数の符号化率の符号を実現する場合、該符号化率のサイズに応じた符号を符号化部11より適宜出力する。このようにすれば、レートマッチング法における問題を生じることなく、複数の符号化率の符号を1つの符号器によって実現することができる。

【0017】

(c) Sum-Product法

・タナーグラフ(Tanner graph)

Sum-Product法を理解する上でタナーグラフが便利である。タナーグラフは、図4(A)に示すようにM×Nの検査行列の各行に対応させてM個のチェックノードf₀, y₁, ..., f_{M-1}を上段に配列し、また各列に対応させてN個の変数ノードc₀, c₁, ..., c_{N-1}を下段に配列し、i行j列のマトリクス交点が1の場合、チェックノードf_iと変数ノードc_j間をエッジで接続したものである。例えば、検査行列Hが図4(B)であるとすれば、タナーグラフは、図4(C)に示すようなる。

10

20

30

40

50

変数ノード c_0, c_1, \dots, c_5 には、尤度データ $y = (y_0, y_1, \dots, y_5)$ が入力する。 $y = x$ とすれば、

$$x H^T = 0 \quad (6)$$

が成立し、図 4 (c) の例では図 5 に示すように

$$x_0 + x_1 + x_2 = 0$$

$$x_2 + x_3 = 0$$

$$x_3 + x_4 + x_5 = 0$$

が成立する。

【 0 0 1 8 】

・ 繰り返し復号アルゴリズム

10

Sum-Product法は、タナーグラフに基づいて繰り返し後述の事後確率APPあるいは尤度比LRあるいは対数尤度比LLRを求めて x を推定し、(6)式を満足する推定値を求める手法である。なお、以下では説明上、 x の代わりに c を使用し、符号コード $c = (c_0, c_1, \dots, c_{N-1})$ が送信されたものとする。この場合、変数ノードの表記も c_0, c_1, \dots, c_{N-1} を使用しているが、コード、ノードという用語をつけて区別する。

コード $c = (c_0, c_1, \dots, c_{N-1})$ が送信されて、尤度データ $y = (y_0, y_1, \dots, y_{N-1})$ が受信された時の事後確率APP、尤度比LR、対数尤度比LLRを次式

【数 3】

$$APP: \Pr(c_i = 1/y)$$

20

$$LR: \quad l(c_i) \cong \frac{\Pr(c_i = 0/y)}{\Pr(c_i = 1/y)} \quad (7)$$

$$LLR: \quad l(c_i) \cong \log \left(\frac{\Pr(c_i = 0/y)}{\Pr(c_i = 1/y)} \right)$$

で表現する。

タナーグラフにおいて、各変数ノード c_i はチェックノードからの入力メッセージと尤度データ y_i を有し、出力メッセージを隣接するチェックコードへ渡す。図 6 (A) に示すように検査行列 H の 0 番目の列が $[1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0]^T$ である時のタナーグラフのサブグラフは図 6 (B) に示すように、変数ノード c_0 にチェックノード f_0, f_1, f_2 が接続し、尤度データ y_0 が入力する構成になる。変数ノード c_0 からチェックノード f_2 へのメッセージ m_{02} は、図 6 (C) に示すようにチェックノード f_0, f_1 から変数ノード c_0 へのメッセージと尤度データ y_0 を入力とする出力メッセージである。この出力メッセージ m_{02} は、コード c_0 が 0 であるか 1 であるかの事後確率 $\Pr(c_0=b | \text{入力メッセージ})$ 、 $b \in \{0,1\}$ 、あるいは確率比、あるいは対数確率比を示している。繰り返しの半サイクルで全ノード c_i / f_j の組み合わせに対する m_{ji} が計算される。

30

図 7 (A) に示すように検査行列 H の 0 番目の行が $[1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0]$ である時のタナーグラフのサブグラフは図 7 (B) に示すように、チェックノード f_0 に変数ノード c_0, c_1, c_2, c_4 が接続する構成になる。チェックノード f_0 から変数ノード c_4 へのメッセージ m_{04} は、図 7 (C) に示すように変数ノード c_0, c_1, c_2 からチェックノード f_0 へのメッセージを入力とする出力メッセージである。この出力メッセージ m_{04} は、入力メッセージに対して検査式 f_0 が満たされる確率、あるいは確率比、あるいは対数確率比を示している。入力メッセージに対して検査式 f_0 が満たされる確率は

40

$$\Pr(\text{検査式 } f_0 \text{ が満たされる} | \text{入力メッセージ}), \quad b \in \{0,1\}$$

と表現される。繰り返しの他の半サイクルで全ノード f_j / c_i の組み合わせに対する m_{ji} を計算する。

【 0 0 1 9 】

・ 事後確率を使用した Sum-Product algorithm (SPA)

始めに、以下で使用する用語の定義をする。

50

図8(A)に示すようにチェックノード f_j に接続する全変数ノードの集合を V_j と表現し、チェックノード f_j に接続する全変数ノードから変数ノード c_i を除外した集合を $V_j \setminus i$ と表現する。

また、図8(B)に示すように変数ノード c_i に接続する全チェックノードの集合を C_i と表現し、変数ノード c_i に接続する全チェックノードからチェックノード f_j を除外した集合を $C_i \setminus j$ と表現する。

また、ノード c_i を除く全変数ノードからのメッセージを $M_v(\sim i)$ と表現し、ノード f_j を除く全チェックノードからのメッセージを $M_c(\sim j)$ と表現し、尤度データ y_i が受信された時のコード c_i が1である事後確率を $P_i = \Pr(c_i=1 | y_i)$ と表現し、コード c_i を含む検査式が満たされる事象を S_i と表現する。

10

さらに、

$$q_{ij}(b) = \Pr(c_i = b | S_i, y_i, M_c(\sim j))$$

とする。ただし、 $b \in \{0, 1\}$ である。図8(C)に示すように事後確率APPアルゴリズムの場合、 $m_{ij} = q_{ij}(b)$ 、LRアルゴリズムの場合、 $m_{ij} = q_{ij}(0) / q_{ij}(1)$ 、LLRアルゴリズムの場合 $m_{ij} = \log [q_{ij}(0) / q_{ij}(1)]$ である。

また、

$$r_{ji}(b) = \Pr(\text{検査式 } f_j \text{ が満たされている} | c_i = b, M_v(\sim i))$$

とする。ただし、 $b \in \{0, 1\}$ である。図8(D)に示すように、事後確率APPアルゴリズムの場合、 $m_{ji} = r_{ji}(b)$ 、LRアルゴリズムの場合、 $m_{ji} = r_{ji}(0) / r_{ji}(1)$ 、LLRアルゴリズムの場合 $m_{ji} = \log [r_{ji}(0) / r_{ji}(1)]$ である。

20

以上の定義より、図9(A)に示すメッセージ $q_{ij}(b)$ は次式

【数4】

$$\begin{aligned} q_{ij}(0) &= \Pr(c_i = 0 | y_i, S_i, M_c(\sim j)) \\ &= (1 - P_i) \Pr(S_i | c_i = 0, y_i, M_c(\sim j)) / \Pr(S_i) \\ &= K_{ij}(1 - P_i) \prod_{j \in C_i \setminus j} r_{ji}(0) \end{aligned} \quad (8)$$

$$q_{ij}(1) = K_{ij} P_i \prod_{j \in C_i \setminus j} r_{ji}(1) \quad (9)$$

30

で与えられる。 K_{ij} は $q_{ij}(0) + q_{ij}(1) = 1$ を満たす係数である。

M 個のバイナリデジット a_i のシーケンスにおいて、 a_i が1である確率を $\Pr(a_i = 1) = p_i$ と表わす。そのとき、該シーケンス

$$\{a_i\}_{i=1}^M$$

が偶数の1を含む確率は

【数5】

$$\frac{1}{2} + \frac{1}{2} \prod_{i=1}^M (1 - 2p_i) \quad (10)$$

40

である。上式と $p_i = q_{ij}(1)$ であることを考慮すると、次式

【数6】

$$r_{ji}(0) = \frac{1}{2} + \frac{1}{2} \prod_{i \in V_j \setminus i} (1 - 2q_{ij}(1)) \quad (11)$$

が得られる(図9(B)参照)。

50

これはコード $c_i = 0$ のとき、検査式 f_j が満たされるために以下で示すビット

$$\{c'_i : i' \in V_j \setminus i\}$$

が、偶数個の 1 を持たなければならないからである。なお、検査式 f_j が偶数個の 1 を有していれば、 $f_j \bmod 2 = 0$ である。

また、次式

【数 7】

$$r_{ji}(1) = 1 - r_{ji}(0) \quad (12)$$

10

が成立する。

【0 0 2 0】

以上から、事後確率を使用する Sum-Product algorithm (SPA) は以下ようになる。

ステップ 1 : $i=0, 1, \dots, n-1$ のそれぞれに対して、第 i 尤度データ y_i を受信した時のコード c_i が 1 となる確率を $P_i = \Pr(c_i=1|y_i)$ とする。そのとき、 $h_{ij} = 1$ の全 i, j について $q_{ij}(0) = 1 - P_i$, $q_{ij}(1) = P_i$ とする。

ステップ 2 : (11) 式、(12) 式により $\{r_{ji}(b)\}$ を更新する。

ステップ 3 : (8) 式、(9) 式により、 $\{q_{ji}(b)\}$ を更新する。

ステップ 4 : $i=0, 1, \dots, n-1$ に対して $Q_i(0)$, $Q_i(1)$ を次式により計算する。

20

【数 8】

$$Q_i(0) = K_i(1 - P_i) \prod_{j \in C_i} r_{ji}(0) \quad (13)$$

$$Q_i(1) = K_i P_i \prod_{j \in C_i} r_{ji}(1) \quad (14)$$

ただし、係数 K_i は $Q_i(0) + Q_i(1) = 1$ が成り立つように選ばれる。

ステップ 5 : $Q_i(1) > Q_i(0)$ であれば、

30

$$\hat{c}_i = 1$$

とし、 $Q_i(1) < Q_i(0)$ であれば、

$$\hat{c}_i = 0$$

とする。

ステップ 6 : 最後に、次式

【数 9】

40

$$\hat{c}H^T = 0 \quad (15)$$

が成立するか、あるいは最大繰り返し回数になったかチェックし、上式が成立し、あるいは最大繰り返し回数に到達すれば処理を終了し、さもなければステップ 1 以降の処理を繰り返す。

【0 0 2 1】

・対数尤度比を用いた Sum-Product algorithm (SPA)

以上は事後確率の Sum-Product algorithm (SPA) であるが、次に対数尤度比を用いた Sum-Product algorithm (SPA) を説明する。なお、

50

【数 1 0】

$$L(c_i) = \log \left(\frac{\Pr(c_i = 0 | y_i)}{\Pr(c_i = 1 | y_i)} \right)$$

$$L(r_{ji}) = \log \left(\frac{r_{ji}(0)}{r_{ji}(1)} \right)$$

$$L(q_{ij}) = \log \left(\frac{q_{ij}(0)}{q_{ij}(1)} \right)$$

10

$$L(Q_i) = \log \left(\frac{Q_i(0)}{Q_i(1)} \right)$$

である。また、BEC(binary erasure channel)において、 $L(q_{ij})$ は以下により初期化する。

【数 1 1】

$$L(q_{ij}) = L(c_i) = \begin{cases} +\infty, & y_i = 0 \\ -\infty, & y_i = 1 \\ 0, & y_i = E \end{cases} \quad (16)$$

20

更に、 $L(q_{ij})$ を次式により、

【数 1 2】

$$\begin{aligned} L(q_{ij}) &= \alpha_{ij} \beta_{ij} \\ \alpha_{ij} &= \text{sign}[L(q_{ij})] \\ \beta_{ij} &= |L(q_{ij})| \end{aligned}$$

30

符号と振幅で表現する。これにより、 $L(r_{ji})$ は次式

【数 1 3】

$$L(r_{ji}) = \prod_{i \in \mathcal{V}_j \setminus i} \alpha_{ij} \cdot \phi \left(\sum_{i \in \mathcal{V}_j \setminus i} \beta_{ij} \right) \quad (17)$$

より得られる。但し、

【数 1 4】

$$\phi(x) = -\log[\tanh(x/2)] = \log \left(\frac{e^x + 1}{e^x - 1} \right) \quad (18)$$

40

である。また、 $L(q_{ij})$ は次式

【数 1 5】

$$L(q_{ij}) = L(c_i) + \sum_{j \in \mathcal{C}_i \setminus j} L(r_{ji}) \quad (19)$$

より与えられ、更に、 $L(Q_i)$ は次式

50

【数 1 6】

$$L(Q_i) = L(c_i) + \sum_{j \in c_i} L(r_{ji}) \quad (20)$$

により求まる。

【0 0 2 2】

以上から、対数ドメインにおけるSum-Product algorithm (SPA)は以下ようになる。

ステップ 1 : $i=0,1,\dots,n-1$ のそれぞれに対して、 $h_{ij} = 1$ の全 i, j について(16)式にしたがって $L(q_{ij})$ を初期化する。

ステップ 2 : (17)式により、 $L(r_{ji})$ を更新する。

ステップ 3 : (19)式により $L(q_{ij})$ を更新する。

ステップ 4 : (20)式により $L(Q_i)$ を求める。

ステップ 5 : $i=0,1,\dots,n-1$ に対して、 $L(Q_i) < 0$ であれば、

$$\hat{c}_i = 1$$

とし、 $L(Q_i) > 0$ であれば、

$$\hat{c}_i = 0$$

とする。

ステップ 6 : 最後に、次式

【数 1 7】

$$\hat{c}H^T = 0 \quad (21)$$

が成立するか、あるいは最大繰り返し回数になったかチェックし、上式が成立し、あるいは最大繰り返し回数に到達すれば処理を終了し、さもなければステップ1以降の処理を繰り返す。

以上第1実施例によれば、ダミービットを追加して符号化するため、符号化率が大きくなり、ダミービットを情報ビットに含めたときの符号としては特性が悪くなるが、復号側においてダミービットに対応するビット位置に確率 1 に対応する尤度データを追加して復号できるため符号特性(誤り検出訂正特性)を良くできる。このことは、例えば元の符号がレギュラー-LDPC符号であっても、ダミービットに対応する信頼度が無限大の尤度データを挿入することで、ダミービット位置の検査行列要素を無視することと等価になり(式(18)から)特性が良いレギュラー-LDPC符号による符号化および復号と同等の効果を与えるためである。しかも、ダミービットを伝送しないため、無駄な伝送コストがかからない利点(伝送効率が低下しない利点)が有る。

また、最小符号化率の符号化が可能となるように符号化部を実装するため、複数の符号化率の符号を1つの符号器によって実現することができる。

【0 0 2 3】

(B) 第2実施例

図 1 においてダミービット 2 0 0 は情報ビット 1 0 0 にランダムに追加した場合について説明したが、具体的には以下のように追加することができる。図 1 0 (A) は情報ビット 1 0 0 の後方にダミービット 2 0 0 を一括追加する例、図 1 0 (B) は情報ビット 1 0 0 の前方にダミービット 2 0 0 を一括追加する例、図 1 0 (C) は情報ビット 1 0 0 にほぼ均一にダミービット 2 0 0 を追加する例である。ここで、「ほぼ均一」とは、偏りが全く、または殆ど無いことをいう。ほぼ均一にダミービットを追加する方法として、例えば、3 G P P の W-CDMA で規定されているレートマッチパターンアルゴリズムで位置を特定し

10

20

30

40

50

て追加する手法を用いることができる。ダミービット位置により符号特性が変化する。特に、符号をイレギュラーLDPC符号とする場合には、ダミービットに対応する検査行列 H_1 における列のうち、同一ウェイトの列が偏らないように選択するのが良い。そのためには各ウェイト数を検査行列 H_1 の列に一樣にあるいはランダムに分布させる。

図11は第1実施例における $K1 (= K0+K)$ 個の情報ビットのうち、 $K0$ 個のダミービットの挿入位置を図10(C)に示すようにほぼ均一とした場合の配置方法説明図である。実数の $[0,1]$ の範囲で、各 $K0$ 個のダミービットに対応する「実インデックス」 $r(i)$ を

$$r(i) = i / K0 \quad (22)$$

と定義する。このとき、実際の整数インデックス $s(i)$ を次式

$$s(i) = [K \cdot r(i) + 0.5] \quad (23)$$

とする。ただし、 $[z]$ は z 以下の最小整数である。 i を $0, 1, \dots, K0-1$ と変化させることにより $K0$ 個のダミービット位置を(23)式により求めることができる。

図12は、図2におけるダミービット追加部11aの構成図であり、バッファ部11a-1は K 個の情報ビットを一時的に記憶し、ダミービット発生部11a-2は $K0$ 個のダミービットを発生し、ダミービット位置取得部11a-3は(23)式により $K0$ 個のダミービット位置を計算して合成部11a-4に入力する。合成部11a-4は、図11に示すように情報ビット100のダミービット位置に $K0$ 個のダミービット200を一樣に挿入して出力する。

【0024】

(C) 第3実施例

ダミービット追加位置により符号特性が変化する。このため、第3実施例では符号をLDPC符号として最適なダミービット追加位置を決定し、そこにダミービットを追加する。さて、固定符号を追加した時の検査行列 H_1 は図3(C)に示すように $M \times N1$ 行列になる。ただし、 $M=N-K$ 、 $N1=N+K0$ である。ダミービットを追加しない検査行列 H は検査行列 H_1 から Q^T 部分を削除した $M \times N$ 行列になる。ダミービットを挿入して符号化する第1実施例の符号化方法は、理想的な状況を想定すると、検査行列 H_1 からダミービットに対応する列(Q^T 部分)を削除し、該削除して得られた $M \times N$ の検査行列 H を用いて受信した N 個の尤度データ y を復号することと特性的には変わらない。

そこで、図13に示すように、復号に用いる $N1 \times M$ 検査行列 H_1 の既知のウェイト分布を (j, k) 、該検査行列より $K0$ 個の列を除いた $N \times M$ 検査行列 H の最適なウェイト分布 (j, k) としたとき、 $N1 \times M$ 検査行列 H_1 より $K0$ 個の列を除いた $N \times M$ 検査行列のウェイト分布が前記最適なウェイト分布 (j, k) となるような $K0$ 個の列を決定し、該決定した $K0$ 個の列に対応する位置をダミービットの $K0$ 個のビット挿入位置とする。

$N \times M$ 検査行列 H の最適なウェイト分布 (j, k) は、LDPC符号の復号方法である信頼度伝播法(Belief Propagation)に基づいて与えられている、尤度分布に対しての密度発展法(Density Evolution)を適用することにより求めることができる。なお、信頼度伝播法、密度発展法は周知であり、詳細は以下の参考文献を参照されたい。

参考文献：T.J. Richardson and M.A. Shokrollahi, and R.L. Urban 「Design of Capacity-Approaching Irregular Low-Density Parity-Check Codes」

図14は第3実施例のダミービット追加位置決定処理フローであり、図12のダミービット位置取得部11a-3が行なう。

【0025】

最初に、 $N \times M$ の検査行列 H の最適なウェイト分布 (j, k) を密度発展法により求める(ステップ501)。ついで、ウェイト分布が既知の (j, k) である $N1 \times M$ 検査行列 H_1 から $K0$ 列を除去し(ステップ502)、 $K0$ 列を除去した残りの $N \times M$ 行列のウェイト分布 (j, k) を計算する(ステップ503)。

しかる後、 $(j, k) = (j, k)$ であるかチェックし(ステップ504)、成立しなければステップ502に戻り、除去する $K0$ 列を代えて以降の処理を繰返す。一方、 $(j, k) = (j, k)$ であれば、そのときの $K0$ 列を除いた位置をダミービットのビット追加位置とする(ステップ505)。

なお、ステップ504において、許容誤差 $|j - j| < \epsilon$ を定めておき

10

20

30

40

50

$k_0 < k_1 < \dots < k_{N-1}$ が成立したとき、そのときの K_0 列を除いた位置をダミービットのビット追加位置とするようにもできる。

第3実施例によれば、与えられた符号化率の与えられたウェイト分布のLDPC符号で最適なダミービット位置を求めることができる。

【0026】

(D) 第4実施例

ダミービット追加位置により符号特性が変化する。第4実施例はダミービットを挿入する位置を選択するために、最小符号間距離が大きくなるようなダミービット追加位置を決定し、そこにダミービットを追加する。これは最小符号間距離が大きいと誤り検出訂正能力が向上し、符号特性がよくなるからである。

$M \times N_1$ の検査行列 H_1 を以下のように列ベクトル表現する。

【数18】

$$H_1 = [h_0, h_1, \dots, h_{N_1-1}] \quad (24)$$

$$\text{ただし、 } h_j = [h_{ji}]^T; \quad i = 0, \dots, M-1$$

ただし、線形ブロック符号において、最小符号間距離は符号の最小ハミングウェイト数に等しい。そして、任意の $d-1$ 個の列ベクトルが線形独立であるが、 d 個の列ベクトルの組で線形従属なものがあると、その最小符号間距離は d となる。

ダミービットを挿入した符号 C は、ダミービットがall 0(オール0)と異なれば線形符号でなくなるが最小符号間距離においてはall 0パターンを挿入した符号と等価である。all 0パターンを挿入した符号は線形符号と考えることができるため、その最小符号間距離は符号の最小ハミングウェイトに等価であり、したがって、ダミービットを挿入した符号においても最小符号間距離は最小ハミングウェイトに等価となる。

【0027】

図15は第4実施例のダミービット追加位置決定処理フローであり、図12のダミービット位置取得部11a-3が行なう。

元になる母符号 C_1 の最小距離(ハミングウェイト数)が d_0 であるとする。 $N_1 \times M$ 検査行列 H_1 において d_0-1 個の列ベクトルは線形独立であるから、任意の d_0-1 個と線形従属になる列ベクトルのインデックスの組を求める(ステップ601)。

ついで、 $K_0 < k_0$ であるかチェックし(ステップ602)、 $K_0 < k_0$ であれば、 k_0 個の中から K_0 個を選び、選んだ列ベクトル位置をダミービットのビット位置とし(ステップ603)、処理を終了する。このとき、ダミービットを挿入された符号 C の最小距離は元の符号 C_1 と同じになる。

ステップ602において、 $K_0 = k_0$ であれば k_0 個を選び次に進む。このとき残りの $N_1 - k_0$ の列ベクトルは、少なくとも任意の d_0 個のベクトルが線形独立になっているので、最小距離 d_1 は d_0+1 以上になる。先ほどの k_0 個のベクトルを除外した、 $N_1 - k_0$ 個のベクトルのなかで、任意の d_1-1 個のベクトルは線形独立であるが、 d_1 個で従属となる($k_1 - k_0$)個のベクトルの組を求める(ステップ604)。

ついで、 $k_1 < K_0$ であるかチェックし(ステップ605)、 $k_1 = K_0$ であればステップ603に飛び、 k_1 個の中から K_0 個を選び、選んだ列ベクトル位置をダミービットのビット位置とし(ステップ603)、処理を終了する。

一方、ステップ605において、 $k_1 < K_0$ であれば k_0 を k_1 で置き換え($k_0 = k_1$ 、ステップ606)、以後、ステップ604以降の処理を繰り返し K_0 個のダミービット位置の選択が完了するまで繰り返す。

第4実施例によれば、符号特性を向上することができる。

【0028】

(E) 第5実施例

CDMA移動通信システムのような複数の移動端末が同時に同じ無線リソースにアクセスすることができる無線移動通信システムを考える。この無線移動通信システムでは、基地局

10

20

30

40

50

から各移動端末に共通チャネルを介してステータス情報を通信する。移動端末は、該共通チャネルを介して送信されたステータス情報を受信し、復調処理を実行し、受信符号ビットを尤度データにして複合器に入力する。

各移動端末には、予め個別のダミービットがIDとして与えられている。基地局は、共通チャネルを介して個々の移動端末に対して所定のステータス情報を通知する。その際、図16に示すように、各移動端末向けのステータス情報の符号化に際して第1実施例の符号化方法を適用し、ダミービットとして宛先移動端末のIDを用いる。各移動端末は、共通チャネルの全てのフレームの受信データから尤度データを生成して、自端末のIDとなるダミービットを追加して復号処理を行う。しかし、宛先移動端末以外の移動端末は復号に失敗し、宛先移動端末のみが復号に成功し、ステータス情報の秘密性を維持できる。図16では、移動端末A宛の情報は移動端末Aのみが受信に成功し、移動端末B宛の情報は移動端末Bのみが受信に成功する。

第5実施例によれば、各移動端末へのみ所定の情報を送信することができる。

【0029】

(F) 第6実施例

第1実施例の送信機10における符号器11b(図2参照)は

$$x_1 = (u, a) G_1$$

により $N_1 (= K+K_0+M)$ 個の情報ビット x_1 を出力する。生成行列 G_1 は図3(B)に示す行列であるから上式は、

【数19】

$$x_1 = (u, a) \begin{pmatrix} I_{k_1} & P \\ & Q \end{pmatrix} = (u, a, uP, aQ) = (u, a, uP, b) \quad (25)$$

となる。ここで、

$$p = uP + b \quad (26)$$

はパリティビットベクトルであり、 $b=aQ$ はダミービットに対応する部分で一定値である。そこで、 $b=aQ$ を予め計算してテーブルに保持しておき、(26)式の演算に際して使用する。

図17は第6実施例の符号器11bの構成図であり、図2の符号器と同一部分には同一符号を付している。ダミービットパリティテーブル11b-3には、(26)式の $b (=aQ)$ が予め計算されて記憶されている。パリティ生成器11b-1は(26)式における右辺第1項 uP を演算し、加算器11b-4は(26)式の加算演算を行ってパリティビット p を出力する。合成部11b-2は情報ビット (u, a) にパリティビット p を挿入して情報ビット x_1 を出力する。

【0030】

(G) 第7実施例

第1実施例の受信機では、復調部21は受信データから生成した尤度データをそのまま復号器22に入力する。復号処理としては(17)、(19)式の2つの尤度演算をダミービットも含む全ての符号ビットに対して、繰り返し行うSum-Productアルゴリズムを適用する。(17)~(19)式を再掲すると以下の通りである

【数 2 0】

$$L(r_{ji}) = \prod_{i \in V_j \setminus i} \alpha_{ij} \cdot \phi\left(\sum_{i \in V_j \setminus i} \beta_{ij}\right) \quad (27)$$

$$\text{但し、} \phi(x) = -\log[\tanh(x/2)] = \log\left(\frac{e^x + 1}{e^x - 1}\right) \quad (28)$$

$$L(q_{ij}) = L(c_i) + \sum_{j \in C_i \setminus j} L(r_{ji}) \quad (29)$$

10

上式をそのまま実行すると相当の演算量になる。そこで、第 7 実施例では図 1 8 に示すようにダミービットに関連する演算結果を予め求めてメモリ(ダミービットテーブル) 2 3 に記憶しておき、復号部 2 2 は復号に際して該保持されている演算結果を利用する。

(17)式の $L(r_{ji})$ において、チェックノード f_j に接続する変数ノードの集合 $V_j|i$ の全変数ノードがダミービット位置に対応している場合には、 $L(r_{ji})$ はダミービットを用いて演算できるから予め計算してメモリ 2 3 に記憶する。又、(17)式において、変数ノード c_i

がダミービット位置であれば、(16)式より $L(q_{ij}) = L(c_i) = \pm$ となり、 $(i, j) = 0$ となるから該 $(i, j) = 0$ を同様にメモリ 2 3 に保存する。さらに、(19)式の $L(q_{ij})$ において変数ノード c_i がダミービット位置であれば、(16)式より $L(q_{ij}) = L(c_i) = \pm$ となるから、該 $L(q_{ij}) = L(c_i)$ をメモリ 2 3 に保存しておく。

20

【0 0 3 1】

図 1 9、図 2 0 は、第 7 実施例の対数尤度比を用いた Sum-Product algorithm (SPA) の処理フローである。

予め必要な値 ($L(r_{ji})$, $L(q_{ij})$, $(i, j) = 0$ 等) を計算してメモリ 2 3 に保存し、かつ、繰り返し回数 $l=1$ とする(ステップ701)。

ついで復号部 2 2 は、 $i=0, 1, \dots, n-1$ (ただし、 $n=N1$) のそれぞれに対して、 $h_{ij} = 1$ の全 i, j について(16)式にしたがって $L(q_{ij})$ を初期化する(ステップ702)。

初期化が終了すれば、復号部 2 2 は、(17)式に基づいて $L(r_{ji})$ を更新する(ステップ703)。すなわち、まず、 $h_{ij} = 1$ の i, j を選び(ステップ703a)、変数ノードの集合 $V_j|i$ の全変数ノードがダミービット位置に対応しているか判断し(ステップ703b)、「YES」であれば、メモリ 2 3 に保存してある計算値 $L(r_{ji})$ を使用する(ステップ703c)。しかし、「NO」であれば、 $L(r_{ji})$ を計算する(ステップ703d)。この場合、変数ノード c_i がダミービット位置であれば

30

$(i, j) = 0$ を使用する。ついで、復号部 2 2 は全ての $h_{ij} = 1$ の i, j の組合わせに対して上記処理を終了したかチェックし(ステップ703e)、完了してなければ、 i, j の組合わせを変え(ステップ703f)、ステップ703 b以降の処理を繰り返す。

【0 0 3 2】

以上により、全 $L(r_{ji})$ の計算が完了すれば、(19)式により $L(q_{ij})$ を更新する(ステップ704)。すなわち、まず、 $h_{ij} = 1$ の i, j を選び(ステップ704a)、変数ノード c_i がダミービット位置に対応しているか判断し(ステップ704b)、「YES」であれば、メモリ 2 3 に保存してある計算値 $L(q_{ij})$ を使用する(ステップ704c)。しかし、「NO」であれば、 $L(q_{ij})$ を計算する(ステップ704d)。

40

ついで、復号部 2 2 は全ての $h_{ij} = 1$ の i, j の組合わせに対して上記処理を終了したかチェックし(ステップ704e)、完了してなければ、 i, j の組合わせを変え(ステップ704 f)、ステップ704 b以降の処理を繰り返す。

以上により、全 $L(q_{ij})$ の計算が完了すれば、(20)式により $L(Q_i)$ を求める(ステップ705)。そして、 $i=0, 1, \dots, n-1$ に対して、 $L(Q_i) < 0$ であれば、

$$\hat{c}_i = 1$$

とし、 $L(Q_i) > 0$ であれば、

$$\hat{c}_i = 0$$

と判定する(ステップ706)。最後に、次式

【数 2 1】

$$\hat{c}H^T = 0$$

10

が成立するかチェックし(ステップ707)、成立すれば復号処理を終了する。しかし、上式が成立しなければ、最大繰り返し回数になったかチェックし($l = I_{MAX}$) (ステップ708)、最大繰り返し回数に到達すれば復号処理を終了し、さもなければ I を歩進して(ステップ709)、ステップ703に戻り以降の処理を繰り返す。

第6、第7実施例によれば、演算量を少なくでき、高速の処理が可能となる。

【0033】

(H) 第8実施例

以上の実施例では符号としてLDPC符号を用いる場合であるが、ターボ符号を用いることができる。尚、符号としてターボ符号を用いる場合も、無線通信システムは図2と同一の構成になる。

20

図21はターボ符号を用いた符号化/復号方法説明図であり、ダミービット200のビット数を情報ビット100のビット数 K と等しくし、符号化率 $1/5$ で伝送する場合の例を示している。

図2および図21を参照すると符号化に際して、送信機10の符号化部11を構成するダミービット追加部11aは、情報ビット100にダミービット200を追加する。しかる後、ターボ符号器11bにより該ダミービットが追加された情報ビットを符号化して符号率 $1/3$ のターボ符号400を発生する。すなわち、ダミービットが追加された情報ビットを用いて作成したパリティビット300を該情報ビットに付加してなるターボ符号400を発生する。ついで、ダミービット削除部11cはターボ符号400から前記ダミービット200を削除して組織符号500を生成し、伝播路30を介して該組織符号を受信機20に送信する。受信機の復調部21は該組織符号500を受信して復調し、復号部22は復調した組織符号に送信側で削除したダミービット200を尤度最大にして追加し、しかる後、ターボ復号して情報ビット100を出力する。なお、尤度最大(信頼度)にしてダミービットを追加する方法は、受信信号の尤度の絶対値(信頼度)を求めてその平均値を演算し、該平均値に十分大きな値の係数、例えば10を乗算した正負の値をそれぞれダミービットの“0”、“1”とすることにより行う。

30

【0034】

図22は図2の移动通信システムにおける符号器11bであるターボ符号器の構成図である。ターボ符号器は、図示しないダミービット追加部11a(図2参照)から入力する情報長 $K1 (=2K)$ のダミービット付き情報ビット u を符号化して符号化データ x_a, x_b, x_c を直列にして出力する。

40

符号化データ x_a は情報ビット u そのものであり(組織ビット)、符号化データ x_b は情報ビット u を要素符号器51aで畳み込み符号化したデータ(第1のパリティビット)、符号化データ x_c は情報ビット u をインタリーブ部51bでインタリーブ()して要素符号器51cで畳み込み符号化したデータ(第2のパリティビット)であり、P/S変換部51dはターボ符号 x_a, x_b, x_c を直列データに変換して、図示しないダミービット削除部11c(図2参照)に入力する。

なお、図22の要素符号器51a, 51cにおいて、EORは排他的論理和回路、Dはシフトレジスタを構成するフリップフロップである。また、図22にはトレリス終結(trellis ter

50

mination)を行うためにテールビットスイッチ51d, 51eが設けられている(非特許文献3GPP TS 25.212 V5.9.0(2004-06)参照)。ターボ符号において、トレリスト終結時の要素符号器51a, 51cのシフトレジスタの内容が常にオールゼロとなっていれば、ターボ復号際して後方確率演算を正しく行え、結果的に高精度の復号処理を行える。このため、情報ビットuの入力終了後に、テールビットスイッチ51dを点線位置に切り替えて要素符号器51aの最初のEOR出力が必ず"0"となるようにする。これにより、3クロック後にシフトレジスタの内容がオール零になる。そして、3クロック分の要素符号器51aの入力と出力を、それぞれテールビットとして組織ビットxaと第1パリティビットxbに付加して出力する。ついで、テールビットスイッチ51eを点線位置に切り替えて要素符号器51cの最初のEOR出力が必ず"0"となるようにする。これにより、3クロック後にシフトレジスタの内容がオール零になる。そして、3クロック分の要素符号器51cの入力をテールビットxdとして出力すると共に、要素符号器51cの出力をテールビットとして第2パリティビットxcに付加して出力する。

10

【0035】

図23は図2の移動通信システムにおける復号部22の構成図であり、復号器としてターボ符号器を用いる場合の構成図である。

復号前処理部22aは図2のダミービット尤度追加部22aに相当し、分離部61aは直列に入力するデータを符号化データya, yb, yc, ydに分離し、ダミービット追加部61bは送信側で削除したダミービット200を尤度最大にして組織ビットyaに追加し、得られた符号化データya, yb, yc, ydを符号器22bに入力する。ターボ復号器22bにおいて第1の要素復号器62aは、受信信号ya, yb, yc, ydのうち、yaとybを使って復号を行う。要素復号器61aは軟出力要素復号器であり、復号結果の尤度を出力する。次に、第2の要素復号器62bは第1の要素復号器61aから出力する尤度とyc, ydとを用いて同様の復号を行い、復号結果である尤度を出力する。なお、ycは原データuをインタリーブしたものを符号化したxcに対応する受信信号なので、第1の要素復号器62aから出力される尤度をインタリーブ部62cでインタリーブ()して第2の要素復号器62bに入力する。デインタリーブ部62dは第2の要素復号器62bから出力する尤度をデインタリーブ(-1)して、第1の要素復号器62aにフィードバックする。以後、上記の復号操作を所定回数繰り返し行い、第2の要素復号器62bのデインタリーブ出力を硬判定し、判定結果を復号結果として出力する。

20

第8実施例によれば、ダミービットを受信側に送信せず、受信側で尤度を最大にしたダミービットを受信データに追加して復号することにより復号誤りを減少することができる。また、ダミービットを削除して変調し伝送することで、送受信機の電力消費および伝送路容量の使用を削減することができる。

30

【0036】

(a) 第1変形例

図24は第8実施例の第1変形例の符号化/復号方法説明図であり、ダミービット200のビット数を情報ビット100のビット数Kと等しくした場合の例を示している。図25は第1変形例の無線通信システムの構成図であり、図2の第1実施例と同一部分には同一符号を付している。なお、以後の変形例において、11aは符号化前処理部、11cは符号化後処理部、22aは復号前処理部として説明している。

40

符号化に際して、送信機10の符号化部11を構成する符号化前処理部11aにおけるダミービット追加部71は情報ビット100にダミービット200を追加する。しかる後、ターボ符号器11bにより、該ダミービットが追加された情報ビットを符号化して符号率1/3のターボ符号400を発生する。ついで、符号化後処理部11cのダミービット一部削除部72はターボ符号400から前記ダミービットの一部を削除して組織符号500を生成し、変調部12を含む送信部は伝播路30を介して該組織符号500を受信機20に送信する。

受信機20の復調部21は該組織符号500を受信して復調し、復号部22の復号前処理部22aの受信ダミービット削除部73は復調した組織符号からダミービット200を削除し、ダミービット追加部74は該ダミービット200を削除した組織符号に送信側で追加したダミービット200を尤度最大にして追加し、しかる後、ターボ復号器22bでターボ復号して情報ビッ

50

ト100を出力する。

第1変形例によれば、上位により決定される物理チャネルのデータ数(送信ビットレート)に合わせて、余分の一部ダミービットを削除して送信することができる。

【0037】

(b) 第2変形例

図26は第8実施例の第2変形例の符号化/復号方法説明図であり、ダミービット200のビット数を情報ビット100のビット数Kと等しくした場合の例を示している。また、図27は第2変形例の効果説明図、図28は第2変形例の無線通信システムの構成図であり、図2と同一部分には同一符号を付している。

符号化に際して、送信機10の符号化部11を構成する符号化前処理部11aにおけるダミービット追加部71は情報ビット100にダミービット200を追加する。しかる後、ターボ符号器11bにより、該ダミービットが追加された情報ビットを符号化して符号率1/3のターボ符号400を発生する。ついで、符号化後処理部11cのダミービット削除部75はターボ符号400から前記ダミービットを削除して組織符号500を生成し、レペティション処理部76は該組織符号500にレペティション処理を施してレペティションビット600を追加する。レペティション処理は、組織符号500のうちから指定の数を選び、そのコピーを作成して追加する処理である。変調部12を含む送信部は、伝播路30を介してレペティションビットが追加された組織符号700を受信機20に送信する。

受信機20の復調部21は該組織符号700を受信して復調し、復号部22の復号前処理部22aのレペティション復号部77は、レペティションビットを用いてダイバースチ合成(レペティション復号)を行い、ダミービット追加部78は送信側で削除したダミービットを尤度最大にして追加し、しかる後、ターボ復号器22bでターボ復号して情報ビット100を出力する。

情報ビットにダミービットを追加してターボ符号化することにより符号化率 $R=1/3$ のターボ符号が得られ、該ターボ符号からダミービットを削除して送信することにより符号化率 R を $1/3$ 以下にでき、ダミービットのビット数が大きくなるほど、符号化率を小さくできる。所定のビットエラーレートBERを得るに必要な E_b/N_0 と符号化率の関係は図27の曲線Aに示すようになる。すなわち、ダミービットを追加することにより符号化率が $1/3$ から $1/5$ まで小さくなるにつれて所定ビットエラーレートBERを得るに必要な E_b/N_0 を小さくできる。換言すれば、 E_b/N_0 を一定であれば、符号化率が $1/3$ から $1/5$ まで小さくなるにつれてBERを小さくすることができる。しかし、符号化率が $1/5$ 以下になると次第に特性が悪化し、符号化率が小さくなるにつれてBERが大きくなる。そこで、第2変形例では要求される符号化率が $1/5$ より大きければ、ダミービットのみを追加する処理により特性を向上する。しかし、要求される符号化率が $1/5$ 以下の場合には、レペティション処理により繰り返しビットを付加して符号化率を要求された符号化率にする。なぜならば、レペティション処理により繰り返しビットを付加しても、図27の曲線Bで示すように、特性が劣化しないからである。

以上より、第2変形例によれば、レペティションビットを付加することにより復号誤りの劣化を防止することができる。

【0038】

(c) 第3変形例

第3変形例は第2変形例のレペティションをパンクチュアリングに変えた例であり、図29は第3変形例の符号化/復号方法説明図で、ダミービット200のビット数を情報ビット100のビット数Kと等しくした場合を示している。また、図30は第3変形例の無線通信システムの構成図であり、図2と同一部分には同一符号を付している。パンクチャリングとは、符号ビットのうちから指定の数を選び、そのビットを削除する処理であり、受信側では削除位置のビットデータとして固定の値(0値尤度)を追加する。

符号化に際して、送信機10の符号化部11を構成する符号化前処理部11aにおけるダミービット追加部71は情報ビット100にダミービット200を追加する。しかる後、ターボ符号器11bにより、該ダミービットが追加された情報ビットを符号化して符号率1/3のターボ符号400を発生する。ついで、符号化後処理部11cを構成するダミービット削除部81はター

ボ符号400から前記ダミービットを削除して組織符号500を生成し、パンクチュアード符号部82は組織符号500にパンクチュアリング処理を施してパリティビットの所定位置、所定ビット数分のパリティビットを削除する(パンクチュアリング)。ついで、変調部12を含む送信部は伝播路30を介してパンクチュアリングされた組織符号800を受信機20に送信する。

受信機20の復調部21は該組織符号800を受信して復調し、復号部22の復号前処理部22aのパンクチュアード復号部83は、削除したパリティビット位置に尤度が0のパリティビット(0値尤度)を挿入して元の長さのパリティビット300を復元する(パンクチュアード復号)。ついで、ダミービット追加部84は送信側で削除したダミービットを尤度最大にして追加し、しかる後、ターボ復号器22bでターボ復号して情報ビット100を出力する。

第3変形例によれば、ダミービットを送信しないことにより符号化率を小さくして復号誤りを減少でき、しかも、所望の符号化率となるようにパンクチュアリングして送信することができる。

【0039】

(d)第4変形例

第2変形例では、ターボ符号化後にレペティション処理を施して復号誤りを減少すると共に要求された符号化率を満足するようにしたが、ターボ復号前にレペティション処理を施しても同様の効果を期待することができる。そこで、第4変形例はターボ復号前にレペティション処理を施してデータ送信する。

図31は第4変形例の符号化/復号方法説明図で、ダミービットとレペティションビットの合計ビット数と情報ビット100のビット数Kとを等しくした場合を示している。また、図32は第4変形例の無線通信システムの構成図であり、図2と同一部分には同一符号を付している。

符号化に際して、送信機10の符号化部11を構成する符号化前処理部11aのレペティション処理部91は情報ビット100にレペティションビット150を追加し、ダミービット追加部92は該レペティションビットが追加された情報ビットにダミービット200を追加する。しかる後、ターボ符号器11bにより、レペティションビットとダミービットが追加された情報ビットを符号化して符号率1/3のターボ符号400を発生する。ついで、符号化後処理部11cのダミービット削除部93はターボ符号400から前記ダミービットを削除して組織符号500を生成し、変調部12を含む送信部は伝播路30を介して該組織符号500を受信機20に送信する。

受信機20の復調部21は該組織符号500を受信して復調し、復号部22を構成する復号前処理部22aのダミービット追加部94は復調した組織符号に送信側で削除したダミービット200を尤度最大にして追加し、ターボ符号器22bはターボ復号して情報ビット100を出力する。なお、ターボ復号により情報ビット100とレペティションビット150とダミービット200が得られるから、ターボ復号後にダミービットを削除し、ついで、レペティション復号処理を施して情報ビット100を出力する。

【0040】

(e)第5変形例

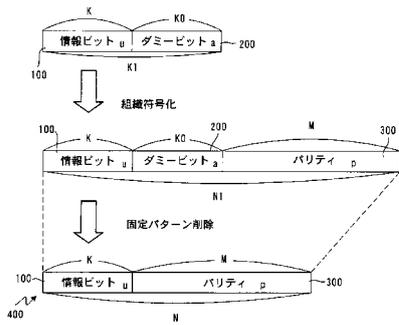
第5変形例はターボ復号前にレペティション処理を施してデータ送信する別の例であり、図33は第5変形例の符号化/復号方法説明図で、ダミービットとレペティションビットの合計ビット数と情報ビット100のビット数Kとを等しくした場合を示している。また、図34は第5変形例の無線通信システムの構成図であり、図2と同一部分には同一符号を付している。

符号化に際して、送信機10の符号化部11を構成する符号化前処理部11aのレペティション処理部91は情報ビット100にレペティションビット150を追加し、ダミービット追加部92は該レペティションビットが追加された情報ビットにダミービット200を追加する。しかる後、ターボ符号器11bにより、レペティションビットとダミービットが追加された情報ビットを符号化して符号率1/3のターボ符号400を発生する。ついで、符号化後処理部11cであるダミービット削除部93は、ターボ符号400から前記ダミービット200を削除し、レ

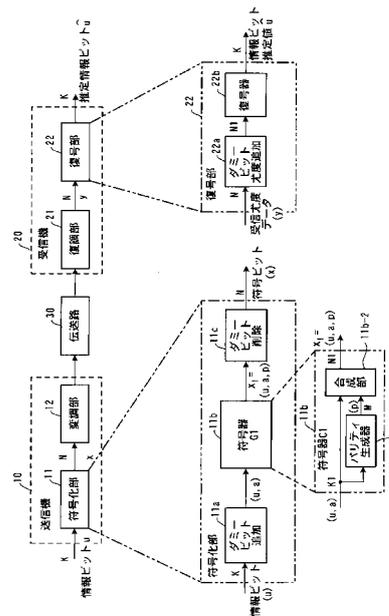
ペティションビット削除部95はレペティションビット150を削除して組織符号500を生成し、変調部12を含む送信部は伝播路30を介して該組織符号500を受信機20に送信する。

受信機20の復調部21は該組織符号500を受信して復調し、復号部22の復号前処理部22aの0値尤度レペティションビット挿入部96は送信側で削除したレペティションビット150の位置に尤度0のレペティションビットを挿入し、ダミービット追加部94は復調した組織符号に送信側で削除したダミービット200を尤度最大にして追加する。しかる後、ターボ復号器22bはターボ復号して情報ビット100を出力する。なお、ターボ復号により情報ビット100とレペティションビット150とダミービット200が得られるから、ターボ復号後にダミービットを削除し、ついで、レペティション復号処理を施して情報ビット100を出力する。

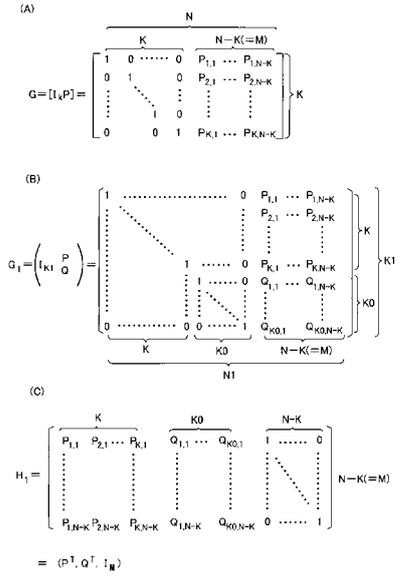
【図1】



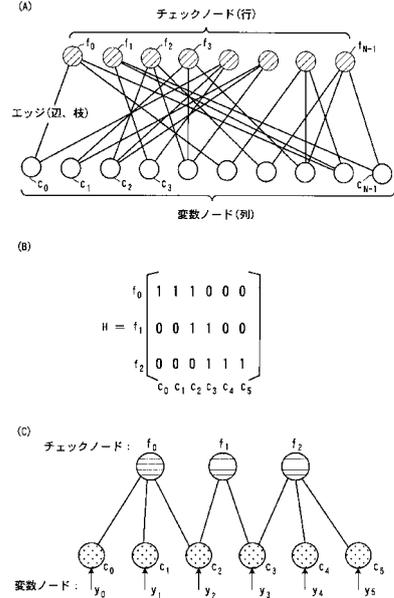
【図2】



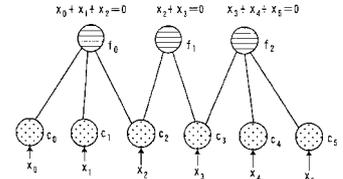
【図3】



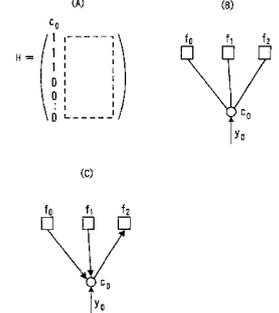
【図4】



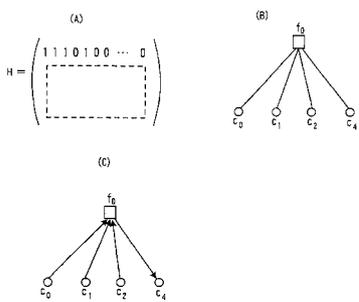
【図5】



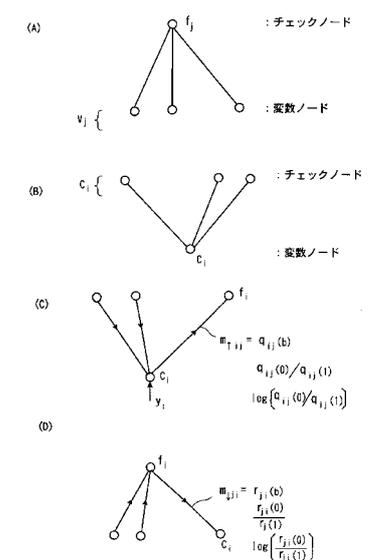
【図6】



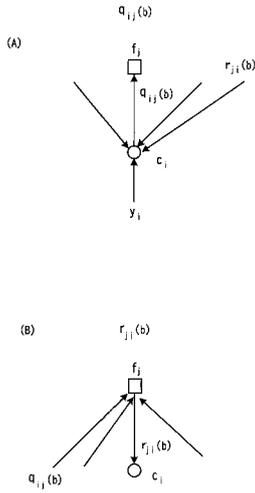
【図7】



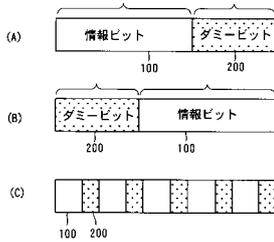
【図8】



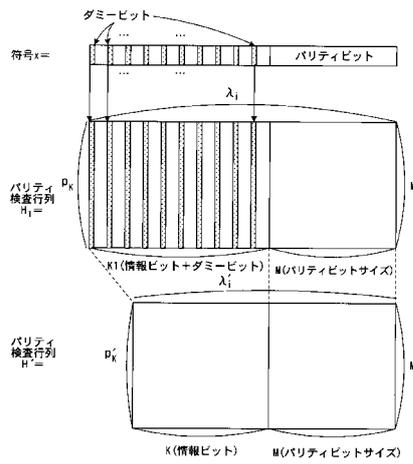
【図9】



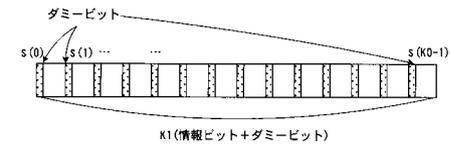
【図10】



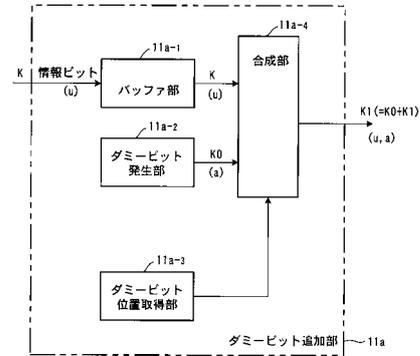
【図13】



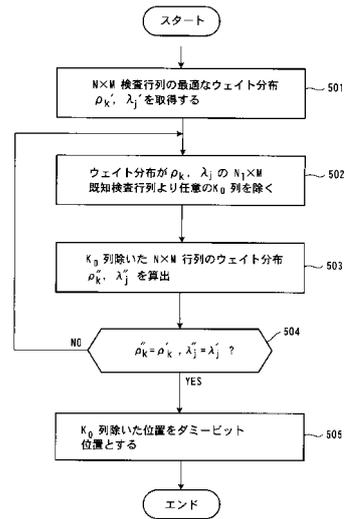
【図11】



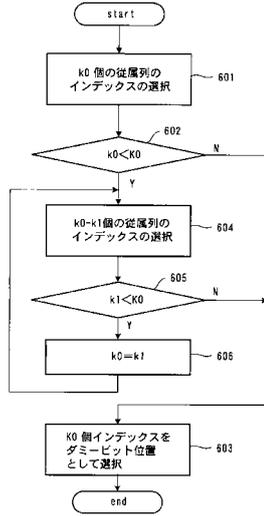
【図12】



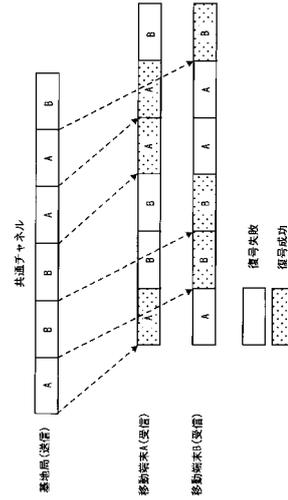
【図14】



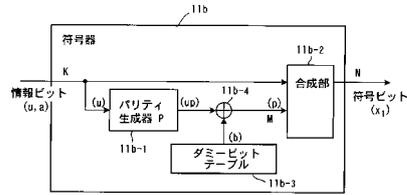
【図15】



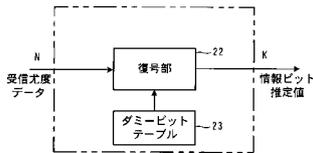
【図16】



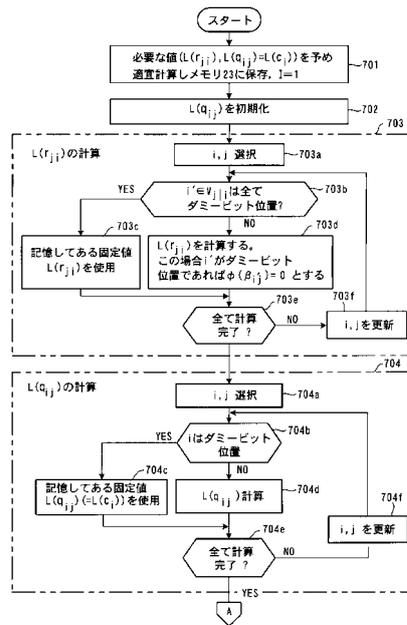
【図17】



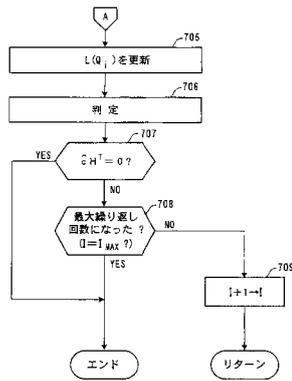
【図18】



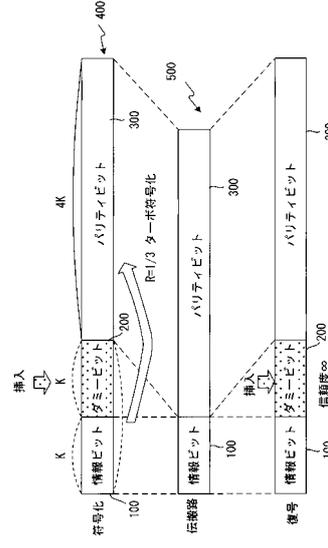
【図19】



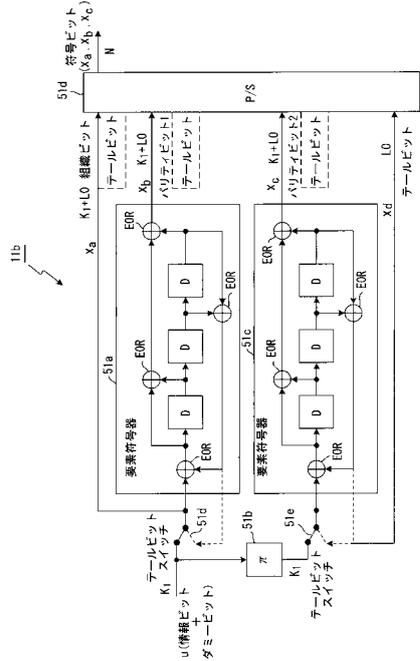
【図20】



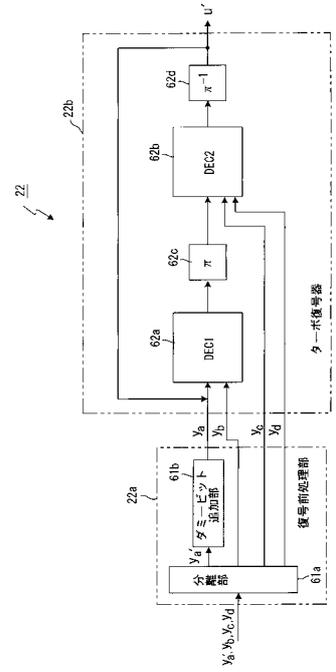
【図21】



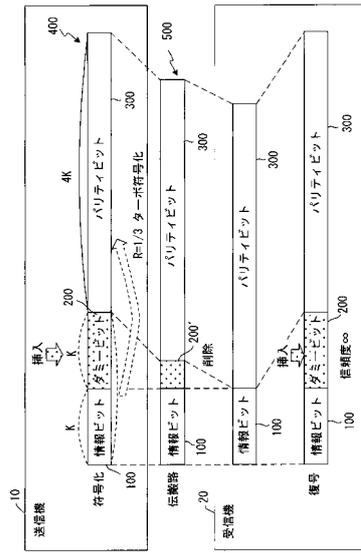
【図22】



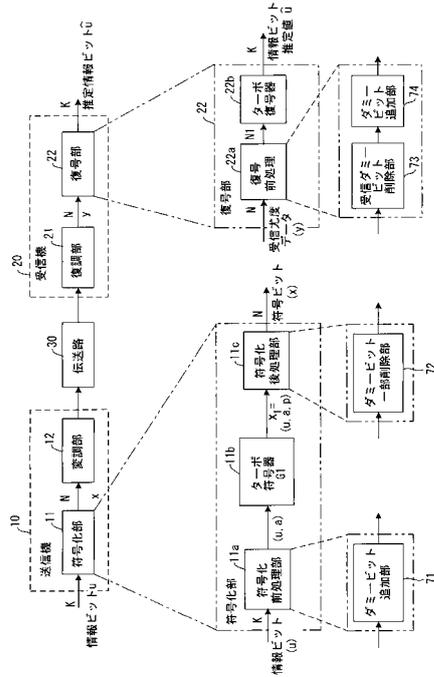
【図23】



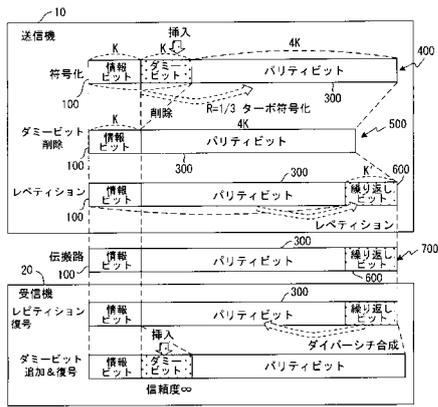
【図 24】



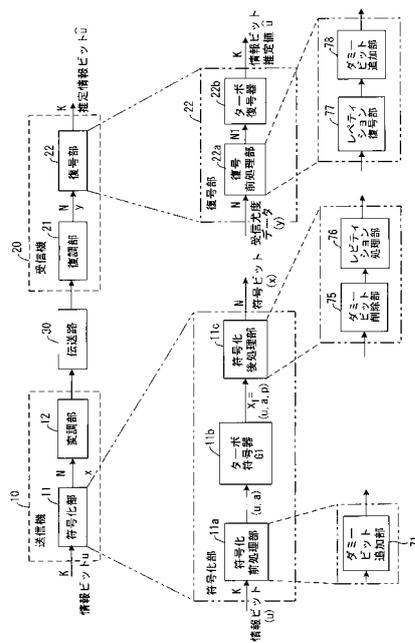
【図 25】



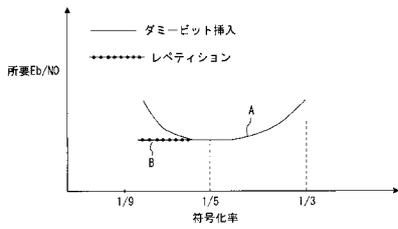
【図 26】



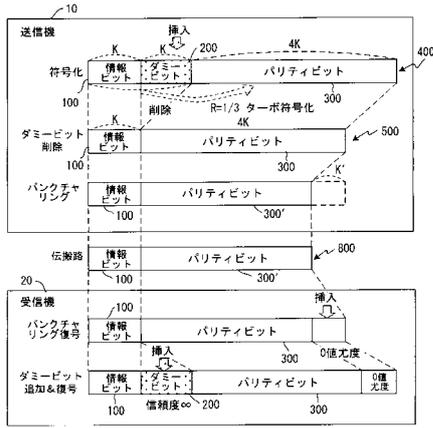
【図 28】



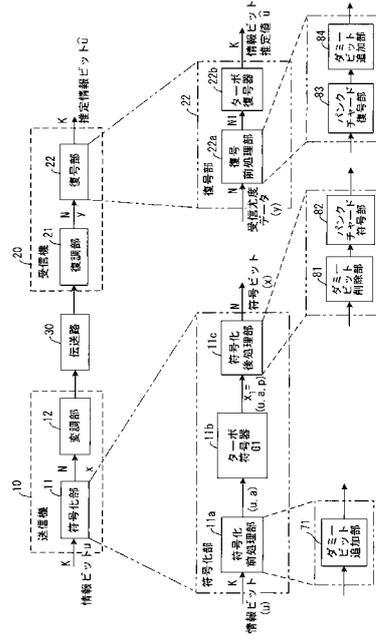
【図 27】



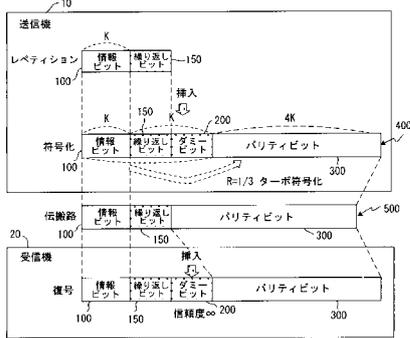
【図 29】



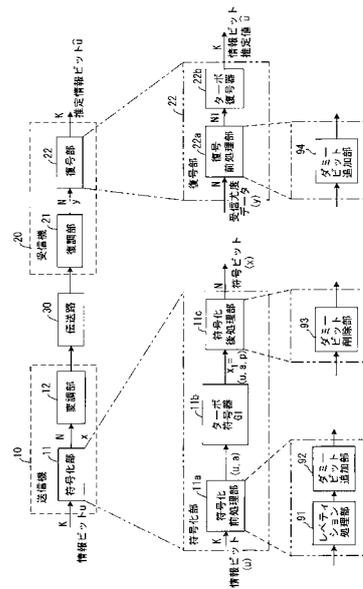
【図 30】



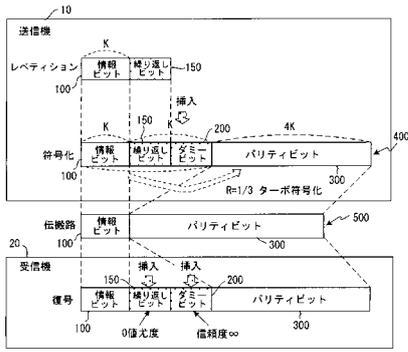
【図 31】



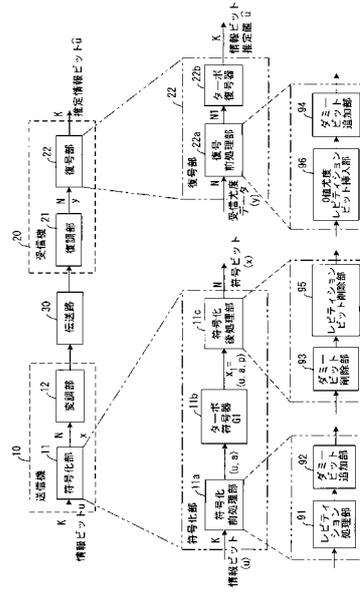
【図 32】



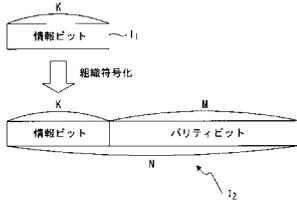
【図 3 3】



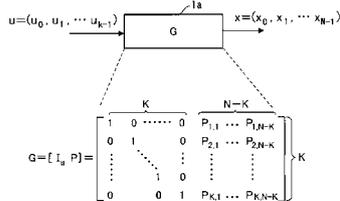
【図 3 4】



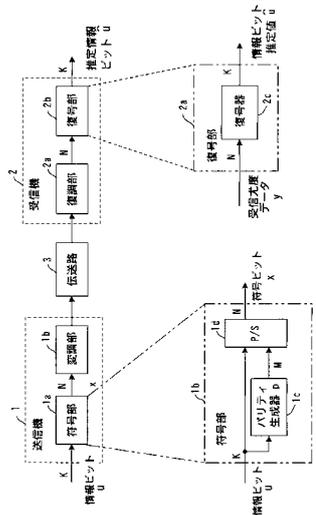
【図 3 5】



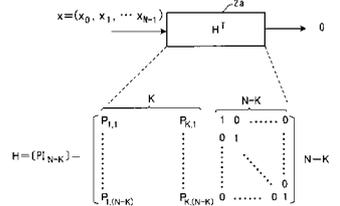
【図 3 7】



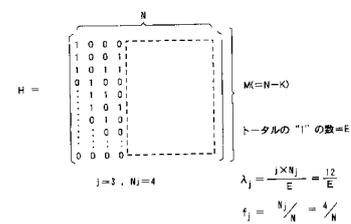
【図 3 6】



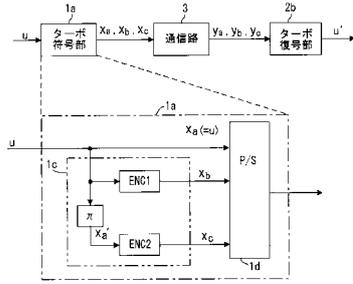
【図 3 8】



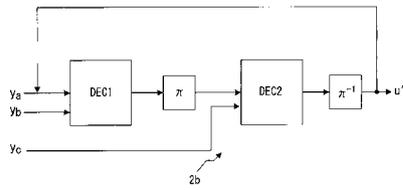
【図 3 9】



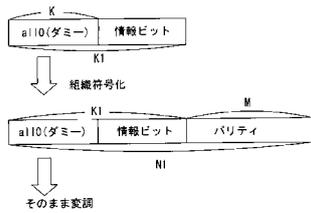
【図40】



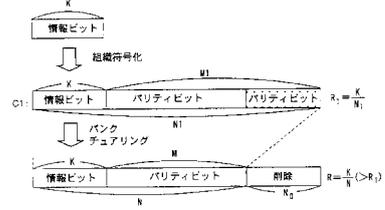
【図41】



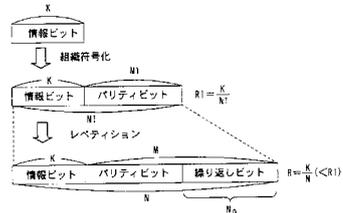
【図45】



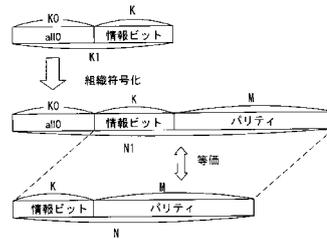
【図42】



【図43】



【図44】



フロントページの続き

審査官 藤井 浩

- (56)参考文献 特開平09 - 146785 (JP, A)
特表2004 - 531972 (JP, A)
特開2004 - 266463 (JP, A)
特開平09 - 298471 (JP, A)
特表2003 - 524984 (JP, A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H03M 13/00

H04L 1/00