

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第5370487号
(P5370487)

(45) 発行日 平成25年12月18日(2013.12.18)

(24) 登録日 平成25年9月27日(2013.9.27)

(51) Int.Cl. F I
HO3M 13/41 (2006.01) HO3M 13/41

請求項の数 6 (全 12 頁)

(21) 出願番号	特願2011-524036 (P2011-524036)	(73) 特許権者	000004237
(86) (22) 出願日	平成21年10月9日 (2009.10.9)		日本電気株式会社
(65) 公表番号	特表2012-510735 (P2012-510735A)		東京都港区芝五丁目7番1号
(43) 公表日	平成24年5月10日 (2012.5.10)	(74) 代理人	100106909
(86) 国際出願番号	PCT/JP2009/067947		弁理士 棚井 澄雄
(87) 国際公開番号	W02010/064496	(74) 代理人	100134544
(87) 国際公開日	平成22年6月10日 (2010.6.10)		弁理士 森 隆一郎
審査請求日	平成24年9月11日 (2012.9.11)	(74) 代理人	100150197
(31) 優先権主張番号	2008906238		弁理士 松尾 直樹
(32) 優先日	平成20年12月2日 (2008.12.2)	(72) 発明者	ドミニカ ウォン
(33) 優先権主張国	オーストラリア(AU)		オーストラリア国、3170、ヴィクトリア、マルグレーブ スプリングベール ロード 649-655 エヌ イー シー オーストラリア ピーティーワイ リミテッド内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 復号方法および復号装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

テイルバイティング畳み込み符号を使用して畳み込みエンコーダによって生成されたN個の受信ブランチワードを復号する復号方法であって、

前記N個の受信ブランチワードをメモリに格納する格納段階と、

ブランチワードのシーケンスにビタビアップデートを連続実行する連続実行段階であって、前記シーケンスが、前記N個の受信ブランチワードのうちのS個の連続するブランチワードで構成される第1ブロックと、前記N個の受信ブランチワードで構成される第2ブロックと、前記N個の受信ブランチワードのうちのT個の連続するブランチワードで構成される第3ブロックとからなり、前記Sの値および前記Tの値は前記Nの値よりも小さく、前記ビタビアップデートがアップデートパスメトリックを生成する、連続実行段階と、

最良のパスメトリックに基づいて、前記シーケンス内に最終ブランチワードを生成した可能性が最も高い前記第3ブロックの終端における第1エンコーダ状態を決定する決定段階と、

前記第3ブロックの終端における前記第1エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの前記第3ブロックの始端における第2エンコーダ状態を決定する第1実行段階と、

前記第3ブロックの始端における前記第2エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの前記第2ブロックの始端における第3エンコーダ状態を決定する第2実行段階と、

10

20

前記第 2 エンコーダ状態と前記第 3 エンコーダ状態とが同一の場合、得られたテイルバイティングパスを出力する出力段階とを有し、

前記 S の値が前記 T の値と等しいことを特徴とする復号方法。

【請求項 2】

前記第 2 エンコーダ状態と前記第 3 エンコーダ状態とが同一ではない場合の、前記第 2 エンコーダ状態を前記第 3 エンコーダ状態に置き換える置換段階と、前記第 2 実行段階を繰り返す繰返し段階と、得られたテイルバイティングパスを出力する出力段階とをさらに有することを特徴とする請求項 1 に記載の復号方法。

10

【請求項 3】

前記連続実行段階におけるブランチワードの前記シーケンスが、前記メモリに格納された前記 N 個の受信ブランチワードの論理的な循環読出しによって形成されることを特徴とする請求項 1 に記載の復号方法。

【請求項 4】

前記第 1 ブロックが、N 個の受信ブランチワードのうちの前記第 2 ブロック終端側の S 個の連続するブランチワードで構成されることを特徴とする請求項 1 に記載の復号方法。

【請求項 5】

前記第 3 ブロックが、N 個の受信ブランチワードのうちの前記第 2 ブロックの始端からの T 個の連続するブランチワードで構成されることを特徴とする請求項 1 に記載の復号方法。

20

【請求項 6】

テイルバイティング畳み込み符号を使用して畳み込みエンコーダによって生成された N 個の受信ブランチワードを復号する復号装置であって、

前記 N 個の受信ブランチワードを格納するメモリと、
データ処理ユニットと

を具備し、

前記データ処理ユニットは、

ブランチワードのシーケンスにビタビアップデートを連続実行する連続実行ユニットであって、前記シーケンスが、前記 N 個の受信ブランチワードのうち S 個の連続するブランチワードで構成される第 1 ブロックと、前記 N 個の受信ブランチワードで構成される第 2 ブロックと、前記 N 個の受信ブランチワードのうち T 個の連続するブランチワードで構成される第 3 ブロックとからなり、前記 S の値および前記 T の値は前記 N の値よりも小さく、前記ビタビアップデートがアップデートパスメトリックを生成する、連続実行ユニットと、

30

最良のパスメトリックに基づいて、前記シーケンス内に最終ブランチワードを生成した可能性が最も高い前記第 3 ブロックの終端における第 1 エンコーダ状態を決定する決定ユニットと、

前記第 3 ブロックの終端における前記第 1 エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの前記第 3 ブロックの始端における第 2 エンコーダ状態を決定する第 1 実行ユニットと、

40

前記第 3 ブロックの始端における前記第 2 エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの前記第 2 ブロックの始端における第 3 エンコーダ状態を決定する第 2 実行ユニットと、

前記第 2 エンコーダ状態と前記第 3 エンコーダ状態とが同一の場合、得られたテイルバイティングパスを出力する出力ユニットとを具備し、

前記 S の値が前記 T の値と等しいことを特徴とする復号装置。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

50

【 0 0 0 1 】

本発明は、テイルバイティング畳み込み符号を使用して、畳み込みエンコーダによって生成された一般的なコードを復号することに関する。

【 背景技術 】

【 0 0 0 2 】

近年、通信チャネルを介して送信機から受信機に情報信号が伝達される際、チャネルに関連するノイズによって情報信号が破損することがある。このようなノイズによって受信情報が損なわれることを防ぐために、チャネルコーディング技法が利用できる。一般的に、チャネルノイズの影響の軽減に役立つコーディングは、送り手の情報に冗長性を持たせることによって実現される。この冗長性により、ノイズによって伝達情報が損なわれる可能性が減少する。

10

【 0 0 0 3 】

畳み込み符号は、情報の伝送におけるチャネルノイズの影響を軽減するために使用されるチャネルコードの一種である。当分野では畳み込み符号はよく知られており、ある種の通信システムの標準として採用されている。当分野における既知の畳み込み符号の1つが、テイルバイティング畳み込み符号である。

【 0 0 0 4 】

テイルバイティング畳み込み符号を使用して、情報のフレームまたはブロックが符号化されて、ブロック単位方式で伝達される。「テイルバイティング (tail-biting)」という用語は、エンコーダが同一のエンコーダ状態で開始および終了するという事を指すために使用される。デコーダは、エンコーダが同一の状態を開始および終了することを知っているが、そのような状態の値 (または識別情報) は知らない。

20

【 0 0 0 5 】

畳み込み符号用の最もありふれたデコーダは、当分野ではビタビデコーダとして知られている。周知のように、ビタビデコーダは、受信シンボルのシーケンスを復号する際、実際に破損したシーケンスを受信したと仮定して、破損していない可能性が最も高いシンボルのシーケンスを見つけるように処理する。テイルバイティング畳み込み符号用の最もありふれたデコーダは、ビタビ復号を使用するが、計算リソースへの要求が大きくなる場合がある。あるいは、計算リソースが最小化されるとビタビ復号の精度が悪化することがある。

30

【 先行技術文献 】

【 特許文献 】

【 0 0 0 6 】

【 特許文献 1 】 豪国特許仮出願第 2 0 0 8 9 0 6 2 3 8 号

【 非特許文献 】

【 0 0 0 7 】

【 非特許文献 1 】 Clark and Cain, in Air-correction Coding for Digital Communications, Chapter 6 (1981)

【 発明の概要 】

【 発明が解決しようとする課題 】

40

【 0 0 0 8 】

本発明は、上記の複数の問題のうちの1つ以上を解決するか、またはそれらの問題を少なくとも部分的に改善しようとするものである。

【 課題を解決するための手段 】

【 0 0 0 9 】

本発明の一態様では、テイルバイティング畳み込み符号を使用して畳み込みエンコーダによって生成されたN個の受信ブランチワードを復号する復号方法が提供される。上記方法は、N個の受信ブランチワード (branchword) をメモリに格納する格納段階と、ブランチワードのシーケンスにビタビアップデートを連続実行する連続実行段階であって、シーケンスが、N個の受信ブランチワードのうちS個の連続するブランチワードで構成され

50

る第1ブロックと、N個の受信ブランチワードで構成される第2ブロックと、N個の受信ブランチワードのうちT個の連続するブランチワードで構成される第3ブロックとからなり、Sの値およびTの値はNの値よりも小さく、ビタビアップデートがアップデートパスメトリックを生成する、連続実行段階と、最良のパスメトリックに基づいて、シーケンス内に最終ブランチワードを生成した可能性が最も高い第3ブロックの終端における第1エンコーダ状態を決定する決定段階と、第3ブロックの終端における第1エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの第3ブロックの始端における第2エンコーダ状態を決定する第1実行段階と、第3ブロックの始端における第2エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの第2ブロックの始端における第3エンコーダ状態を決定する第2実行段階と、第2エンコーダ状態と第3エンコーダ状態とが同一の場合、得られたテイルバイティングパスを出力する出力段階とを有し、Sの値がTの値と等しい。

10

【0010】

本発明の別の態様では、本方法は、第2エンコーダ状態と第3エンコーダ状態とが同一ではない場合の、第2エンコーダ状態と第3エンコーダ状態とを置き換える置換段階と、第2実行段階を繰り返す繰り返し段階と、得られたテイルバイティングパスを出力する出力段階とをさらに有する。

【0011】

好ましくは、連続実行段階におけるブランチワードのシーケンスは、メモリに格納されたN個の受信ブランチワードの論理的な循環読出し(circular reading)によって形成される。

20

【0013】

好ましくは、第1ブロックは、N個の受信ブランチワードの第2ブロック終端側のS個の連続するブランチワードで構成される。

【0014】

さらに、第3ブロックは、N個の受信ブランチワードの第2ブロックの始端からのT個の連続するブランチワードで構成される。

【0015】

本発明の別の態様は、テイルバイティング畳み込み符号を使用して畳み込みエンコーダによって生成されたN個の受信ブランチワードを復号する復号装置を提供する。上記装置は、N個の受信ブランチワードを格納するメモリと、データ処理ユニットとを具備する。上記データ処理ユニットは、ブランチワードのシーケンスにビタビアップデートを連続実行する連続実行ユニットであって、シーケンスが、N個の受信ブランチワードのうちS個の連続するブランチワードで構成される第1ブロックと、N個の受信ブランチワードで構成される第2ブロックと、N個の受信ブランチワードのうちT個の連続するブランチワードで構成される第3ブロックとからなり、Sの値およびTの値はNの値よりも小さく、ビタビアップデートがアップデートパスメトリックを生成する、連続実行ユニットと、最良のパスメトリックに基づいて、シーケンス内に最終ブランチワードを生成した可能性が最も高い第3ブロックの終端における第1エンコーダ状態を決定する決定ユニットと、第3ブロックの終端における第1エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの第3ブロックの始端における第2エンコーダ状態を決定する第1実行ユニットと、第3ブロックの始端における第2エンコーダ状態からビタビトレースバック手順を実行し、ブランチワードの第2ブロックの始端における第3エンコーダ状態を決定する第2実行ユニットと、第2エンコーダ状態と第3エンコーダ状態とが同一の場合、得られたテイルバイティングパスを出力する出力ユニットとを具備し、Sの値がTの値と等しい。

30

40

【0016】

本発明のその他の諸特徴および諸利点は、添付の図面を参照して、限定ではなく例示を意図した以下の記載を読むことで明らかとなる。

【図面の簡単な説明】

50

【 0 0 1 7 】

【図 1】関連する畳み込みエンコーダを示す図である。

【図 2】図 1 に示したエンコーダの動作を反映した単一状態 - 遷移トレリスセクションを示す図である、

【図 3】特定の開始状態および符号化のための情報ビットが与えられた場合の図 1 のエンコーダの動作を示した状態遷移トレリスを示す図である。

【図 4】図 1 に示したエンコーダによって生成された受信ブランチワードを復号するように動作するデジタル信号プロセッサを具備した例示的な無線受信機システムを示す図である。

【図 5】図 4 に示した無線受信機の一部を形成するメモリ装置に受信ブランチワードのブロックが格納される方法を示す図である。

【図 6】図 1 に示したエンコーダによって生成された受信ブランチワードのブロックを復号する間、図 4 に示した無線受信機の一部を形成するデジタル信号プロセッサによって実行される動作の順序を示す流れ図である。

【発明を実施するための形態】

【 0 0 1 8 】

以下の記載を明瞭なものとするために、従来技術を図示した図面と本発明を図示した図面とにおける同一の特徴およびステップには同一の参照番号を付す。

【 0 0 1 9 】

図 1 は、 $1/2$ の符号化率を有する、すなわち、符号化しようとする情報ビットごとに、エンコーダが 2 つの出力ビット（すなわち、2 ビットブランチワード）を生成する、例示的な畳み込みエンコーダを示している。エンコーダ 10 は、2 つの単一ビットメモリセル 1, 2 と、2 つの加算回路 3, 4 を具備する。メモリセル 1 および 2 つの加算回路 3, 4 は、符号化しようとする情報ビットのシーケンス $s(i)$ を受信する。メモリセル 1 は、受信したそれぞれの新しい情報ビットとともに、その内容をメモリセル 2 に提供する。エンコーダは、「上流」および「下流」パスを備えた構成であると見なせる。各パスは、加算回路と、情報ビットストリームへの接続と、2 つのメモリセル 1, 2 のうちの一方または両方を含む。

【 0 0 2 0 】

エンコーダの上流パス（すなわち、加算回路 3 を含むパス）の出力は、生成されたブランチワードの第 1 ビットを含む。この出力は、現在のビットと以前の 2 つのビットとを足し合わせることによって生成される。計算結果が奇数の場合、加算回路 3 は論理 1 を出力し、計算結果が偶数の場合、加算回路 3 は論理 0 を出力する。「下流」パス（加算回路 4 を含むパス）の出力は、ブランチワードの第 2 ビットを含む。この出力は、現在のビットと、現在のビットよりも 2 つ前のビットとを足し合わせることによって生成される。先ほどと同様に、計算結果が奇数の場合、加算回路 4 は論理 1 を出力し、計算結果が偶数の場合、加算回路 4 は論理 0 を出力する。出力ブランチワードを決定するために使用されるのは 3 つのビットだけなので、このエンコーダは拘束長 3 を有すると考えられる。メモリされるビットは 2 つである。入力ビット当たりの出力ビットがより多く、拘束長がより長いほど、それだけ符号は強力なものとなる。すなわち、そのような符号は、チャンネルノイズに対してより堅牢となる。

【 0 0 2 1 】

図 1 に示されたエンコーダは例示的なものに過ぎず、本発明の実際の実施形態では、エンコーダによってブランチワードごとにより多くのビット出力が生成されるように、より多くのメモリセルおよび加算回路が使用されてよい。

【 0 0 2 2 】

図 1 に示した畳み込みエンコーダの動作は、通常、図 2 に示したようなトレリス図によって表すことができる。トレリスは、ある情報ビット時間から次の情報ビット時間へ、エンコーダの状態がどのように変化するかを説明する。エンコーダ状態とは、単純に、どの時点においても状態「ワード」として読み取られるエンコーダメモリセルの内容である

10

20

30

40

50

。トレリスの左右両側は、エンコーダの取りうる状態、すなわち、00、01、10、および11である。トレリスの左側の状態は、エンコーダの現在の状態を表す。トレリスの右側の状態は、エンコーダの次の状態を表す。

【0023】

たとえば、現在のビットの値にかかわらず、以前の2つのビットが両方とも0である場合（したがって、2つのメモリセル1, 2の内容が両方とも0である場合）、エンコーダは、状態00（トレリスの左上隅のトレリスノード）であると考えられる。現在のビットが1である場合、次の後続ビットの到着は、エンコーダが状態10に遷移することを意味する。すなわち、次のビットが到着すると、メモリセル2内のビットがメモリセル1内のビット（0）によって置換され、かつメモリセル1内のビットが現在のビット（1）によって置換される。この遷移は、トレリスの左上隅の現在の状態00から始まり、下方に延びて次の状態10に繋がる斜線によって示される。トレリスの右側、下から二つ目の状態がそうである。この状態遷移には、エンコーダの出力ブランチワードの表示（括弧内）があり、この場合は11である。

10

【0024】

現在のビットが1ではなく0である場合、次の後続ビットの到着は、エンコーダが（トレリスの上端を横切る横線で示されるように）同じ状態00に遷移することを意味する。トレリス図は、エンコーダが取りうるすべての状態の遷移を示す。図2に示したダイアグラムによれば、たとえば、エンコーダは、状態00から状態11には遷移できない（左側の00と右側の11をつなぐ線が欠落しているわけではない）。このようなことは、状態は一度に1ビットしか変化しないという事実から直感的に理解できよう。図2に示したタイプの複数のトレリスは、（従来通り）互いに連結して、経時的なエンコーダ状態遷移のシーケンスを示すトレリスを形成している。図3に示したトレリスは、状態00から開始する、エンコーダによる情報ビットシーケンス101100...の符号化を表している。このトレリスは、図2に示したタイプの6つの個々のトレリスセクションを備える。図3に示した例では、入力ビットストリームは、状態00から開始する、実線で示された状態の変化、すなわち、10、01、10、11、01、00、...を引き起こす。トレリスの上部にわたって離散時間*i*が示されている。エンコーダは、括弧内に示したブランチワード、すなわち、11、01、00、10、10、11、...を出力する。トレリスセクションを横切る実線で示された状態遷移のそれぞれは、所与の現在状態および符号化しようとする情報ビットに対応する、許容される遷移である。他の許容される可能性のある状態遷移は点線で示されている。

20

30

【0025】

図3から分かるように、ある特定の瞬間のトレリス内のどのような状態にも、所与の状態への遷移が起こる可能性のある先行状態が2つ存在する。このことは、トレリスセクションの右側の状態が2つの遷移パスによってセクションの左側の2つの状態に関連付けられている、図2または図3のいずれかからも分かる。さらに、特定の開始状態が与えられると、符号化しようとする情報ビットのどのような特定のストリームも、トレリスを通る唯一のパスをもたらしことになる。これら2つのポイントにより、畳み込みエンコーダによって生成されたブランチワードをビタビ復号するアプリケーションのベースが提供される。

40

【0026】

図1に示した例示的なエンコーダによって生成された符号語は、通信チャネルを介してデコーダに伝達される。デコーダの役割は、エンコーダによって符号化された情報ビットのシーケンスを決定することである。決定は、デコーダの受信したブランチワードに基づいて行われる。通信チャネルおよびエンコーダ開始状態の認識が完全であると仮定すると、このタスクは比較的容易である。デコーダは、現在のエンコーダの状態遷移を説明するタイプのトレリスを使用し、開始状態が分かると、受信ブランチワードを使用して、符号化の際にエンコーダによって選択された状態遷移を決定する。これらの状態遷移に基づいて、このような遷移を引き起こすビットのシーケンスが決定される。

50

【 0 0 2 7 】

一般に、現実世界においては、完全な通信チャネルに遭遇することはない。したがって、実際のデコーダは、受信したブランチワードのうちのいくつかはビットエラーを含んでいるという事実に対処しなければならない。たとえば、エンコーダはブランチワード 0 0 を生成したが、デコーダはブランチワード 0 1 を受信する場合がある。その結果、デコーダは、エンコーダによって選択された状態のシーケンスの認識において判断を誤る場合がある。エンコーダの開始および終了状態が常にゼロと等しい関連ビタビエンコーダとは対照的に、テイルバイティングビタビデコーダは、エンコーダの開始状態および終了状態を知らない。テイルバイティングビタビデコーダが有する認識は、エンコーダの開始および終了状態は理想的には同一となるということだけである。しかしながら、エンコーダの開始状態および後続の状態のシーケンスの認識が不完全だと、デコーダは、エンコーダ情報ビットを決定する際に誤りを犯す可能性がある。

10

【 0 0 2 8 】

当分野ではよく知られているように、チャネルエラーの問題は、ビタビデコーダを使用することによって軽減される。ビタビデコーダは、ビットエラーを含む可能性があるブランチワードがあると、コーダトレリスから最も可能性が高いパスを選択する。ビタビデコーダは、(デコーダは開始状態の認識がないものと仮定して)いくつかの開始状態のうちのいずれからも選択することができる。最も可能性が高いパスの選択は、一度に1つの受信ブランチワードに対して順次行われる。連続する各受信ブランチワードにビタビ技法を適用した結果、そのメトリックに関連付けられるパスがエンコーダによって実際に選択されたパスであるという可能性を反映するパスメトリックが維持される。

20

【 0 0 2 9 】

エンコーダによって選択されたパスの最良推定の決定の一部として、その状態に入る可能性がある2つのパスのうちのどちらがより良いパスであるかを状態ごとに(所与の離散時間で)反映する決定ベクトルが生成される。ベクトルは、トレリス内の状態ごとに「より良いパス(better path)」決定を記録する。より良いパスとして選択されないパスは「除外された(pruned)」と考えられる。除外されたパスは、ブランチワードの最終的な復号に影響を及ぼさない。現実世界の環境では、チャネルシンボルは、ノイズおよび干渉によって損なわれる。より多くの復号情報をビタビデコーダに提供するために、ソフト受信されたブランチワードを使用して、パス選択に対するブランチおよびパスメトリックの計算がなされる。これらのソフト受信されたブランチワードは実数である。以下の説明におけるブランチワードという用語は、ソフトブランチワードを意図している。

30

【 0 0 3 0 】

ある状態に入ることができるパスは最大でも2つである。したがって、どのパスを維持すべきか、およびどのパスを除外すべきかの決定を、従来通り、単一のビットで表すことができる。図1および図2に示したエンコーダの例示的な実施形態では、時間内の離散点ごとに4つの状態がある。したがって、このような時間ごとに、4ビットの決定ベクトルが決定されて、メモリに保存される。いったん受信ブランチワードにビタビ技法が適用されると、保存された決定ベクトルが関連ビタビトレースバック手順の基準となる。受信ブランチワードを復号するのはこのトレースバック手順である。従来のビタビ復号についてのさらなる詳細は、文献「in Air-correction Coding for Digital Communications」(非特許文献1)に開示されている。上記文献の全体が、引用によって本明細書に組み込まれる。

40

【 0 0 3 1 】

図4は、無線受信機システムの一部を形成するビタビデコーダ20の例示的な実施形態を示している。デコーダ20は、アナログ無線信号 $x(t)$ を受信するアンテナ8と、離散点 $c(m)$ でデコーダ20にデジタルブランチワードを提供する無線受信機回路10とに接続されている。

【 0 0 3 2 】

デコーダ20は、読出し専用メモリ(ROM)21およびランダムアクセスメモリ(R

50

RAM 23に接続されたデジタル信号プロセッサ(DSP)22を具備する。特に、RAM 23は、本発明で使用するためのN個の受信ブランチワードのバッファと、ビタビアップデートの結果とを格納する。

【0033】

デコーダ20は、無線通信チャネルで受信したブランチワード $c(m)$ を復号するように動作する。これらのブランチワードは、テイルバイティング畳み込み符号を使用しているエンコーダによって生成される。このようなエンコーダは、図1および図2を参照して先に説明したエンコーダであってよい。チャネルにノイズが多いので、ブランチワードは不完全に伝達される。すなわち、ブランチワードは1つ以上のビットエラーを含む可能性がある。デコーダ20によって実行される復号動作は、これらのブランチワードから送

10

【0034】

デコーダ20は、関連するビタビ復号を利用して、テイルバイティング畳み込み符号を使用して畳み込みエンコーダによって生成されたN個の受信ブランチワードのブロックを復号する。しかしながら、デコーダ20は、畳み込みエンコーダによって生成されたN個の受信ブランチワードより長いブランチワードのシーケンスにビタビアップデートを連続的に実行することによって、この復号を実行する。ビタビアップデートが連続的に実行されるブランチワードのシーケンスは、ブランチワードのブロックをN個の受信ブランチワードの始端に追加し、かつブランチワードの別のブロックをN個の受信ブランチワードの終端に追加することによって構成される。

20

【0035】

好ましくは、これは図5に示した方法で行われる。この図から分かるように、ブランチワードのシーケンスは、RAM 23に格納されたN個の受信ブランチワードの論理的な循環読出しによって形成されうる。N個の受信ブランチワードのうちS個の連続するブランチワードで構成される第1ブロックは、RAM 23に格納されたN個の受信ブランチワードのブロックの終端から読み取ることができる。同様に、T個の連続するブランチワードのブロックは、RAM 23に格納されたN個の受信ブランチワードのブロックの始端から読み取ることができる。最初に、N個の受信ブランチワードからS個の連続するブランチワードの第1ブロック40を読み取り、次いで、N個の受信ブランチワードで構成される第2ブロック42を読み取り、最後に、N個の受信ブランチワードの第2ブロッ

30

【0036】

ビタビ復号の現在の文脈で、デコーダ20は以下の原則を使用している。図3に示したトレリスを介してパスに沿ってブランチメトリックの累積を開始する場合、以下を適用する。2つのパスが1つの状態に合流するときは常に、これらのパスへのすべての可能な延長にとって、現在より良いパスは常により良いパスなので、最も可能性の高いパス(最良パスまたは生き残りパス(survivor path))だけを保持する必要がある。パスへの所与

40

【0037】

したがって、図6に示すように、デコーダ20は、図5に説明した方法でRAM 23から読み取られた $N+S+T$ 個のブランチワードのシーケンスにビタビアップデートを連続的に実行する。ビタビアップデートは、 $N+S+T$ 個のブランチワードのシーケンスの終端に到達するまで、ブランチワードごとにアップデートされたパスメトリックを生成する。

50

【 0 0 3 8 】

この時点で、デコーダ 2 0 は、最良のパスメトリックからシーケンス内の最終ブランチワードを生成した可能性が最も高い第 1 エンコーダ状態を決定する。次いで、ブランチワードの第 3 ブロック 4 4 の始端における第 2 エンコーダ状態を決定するために、上記第 1 エンコーダ状態に基づいてビタビトレースバック手順が実行される。次いで、第 2 エンコーダ状態から開始して、第 3 エンコーダ状態を決定するために、ブランチワードの第 2 ブロック 4 2 の終端からブランチワードの第 2 ブロック 4 2 の始端まで第 2 ビタビトレースバック手順が実行される。

【 0 0 3 9 】

第 2 エンコーダ状態と第 3 エンコーダ状態とが同一であることが分かると（すなわち、ブランチワードの第 2 ブロック 4 2 に実行されたビタビトレースバック手順の開始状態と終了状態とが同一であることが分かると）、デコーダ 2 0 によって最良テイルバイティングパスが見つけ出される。

10

【 0 0 4 0 】

第 2 エンコーダ状態と第 3 エンコーダ状態とが同一ではない場合、任意選択で、デコーダ 2 0 は、第 2 エンコーダ状態と第 3 エンコーダ状態とを置換することによって、ブランチワードの第 2 ブロック 4 2 にビタビトレースバック手順を繰り返すことができ、トレースバック手順を繰り返す。次いで、得られたテイルバイティングパスが出力される。ビタビトレースバック手順のさらなる反復は、通常は必要ではない。

【 0 0 4 1 】

好ましくは、S の値と T の値とは同一であり、すなわち、第 1 および第 3 ブロックは、RAM 2 3 に格納された N 個の受信ブランチワードのサブセットを形成する同数のブランチワードで構成される。しかしながら、本発明の別の実施形態では、ブランチワードの第 1 および第 3 ブロックは異なる数のブランチワードを含むことができる。

20

【 0 0 4 2 】

テイルバイティング畳み込み符号を使用して畳み込みエンコーダによって生成された N 個の受信ブランチワードを復号する上記の方法は、有利には、ビタビアップデートが実行されるブランチワードのシーケンスを延ばすことによって、ビタビトレースバック手順の間に使用するためのより信頼性の高いパスメトリックを提供する。N 個の受信ブランチワードの第 2 ブロックにトレースバック手順を 1 つだけ、または最大でも 2 つのトレースバック手順を実行することによって、この方法を使用して最良のテイルバイティングパスが見つけ出せる。さらに、ブランチワードのシーケンスが図 5 に示したように構築される方法は非常に簡単な計算で実行できるので、最小限の計算リソース追加で上記の方法の精度改善が実現される。

30

【 0 0 4 3 】

上記の実施形態では、本発明は主にデジタル信号処理を使用して実装されたが、別の実施形態では、本発明は、たとえば特定用途向け集積回路などのハードウェアコンポーネントを使用して主にハードウェアとして実装されてよい。また、本発明は、主にコンピュータソフトウェア、または、ハードウェアおよびソフトウェアの両方の組合せを使用して、本発明を実装されてもよい。

40

【 0 0 4 4 】

本発明を、関連する例示的な実施形態を参照して図示および説明してきたが、本発明はこれらの実施形態に限定されるものではない。特許請求の範囲に定義される本発明の精神および範囲から逸脱することなく、形態および細部の様々な変更が本発明に行われてよいことが当業者には理解されよう。

【 0 0 4 5 】

本出願は、2 0 0 8 年 1 2 月 2 日に出願された豪国特許仮出願第 2 0 0 8 9 0 6 2 3 8 号に基づくものであり、その優先性を主張する。上記出願の全内容が、引用によって本明細書に組み込まれる。

【 産業上の利用可能性 】

50

【 0 0 4 6 】

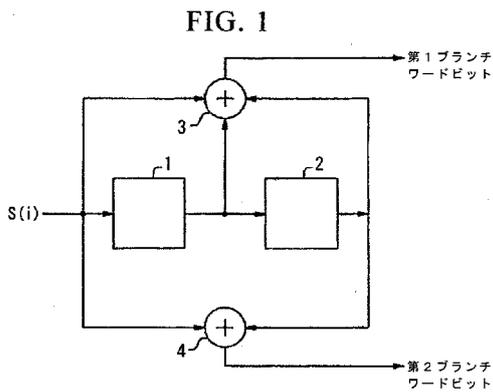
本発明によれば、記憶装置および計算リソースへの要求を最小化するビタビ復号を利用したテイルバイティング畳み込み符号の復号方法が提供できるとともに、さらにこのような復号の精度を最適化することができる。

【符号の説明】

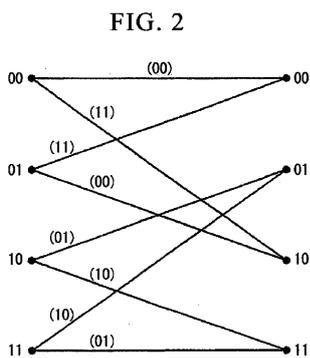
【 0 0 4 7 】

- 1, 2 ビットメモリセル
- 3, 4 加算回路
- 8 アンテナ
- 10 無線受信機回路
- 20 デコーダ
- 21 読み出し専用メモリ (ROM)
- 22 デジタル信号プロセッサ (DSP)
- 23 ランダムアクセスメモリ (RAM)

【 図 1 】



【 図 2 】



【 図 3 】

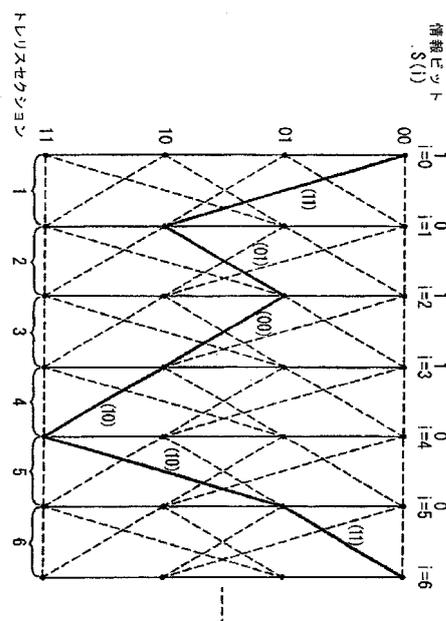
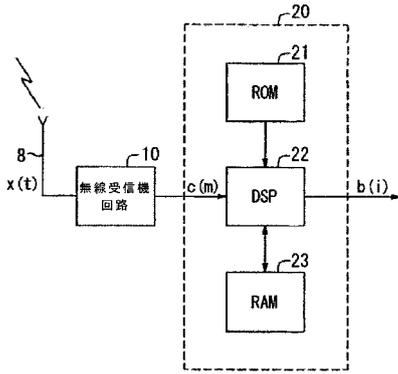


FIG. 3

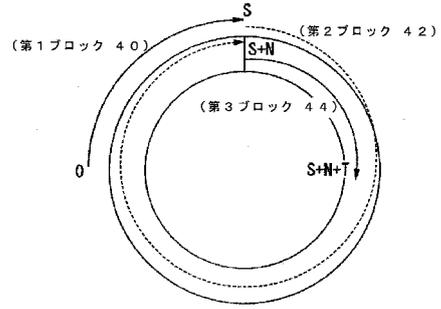
【 図 4 】

FIG. 4



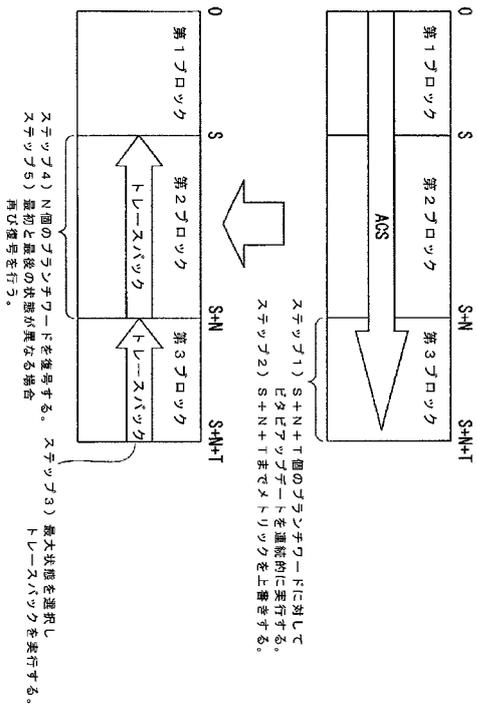
【 図 5 】

FIG. 5



【 図 6 】

FIG. 6



フロントページの続き

(72)発明者 ドブリカ ベイシック

オーストラリア国、3170、 ヴィクトリア、 マルグレーブ スプリングベール ロード 6
49-655 エヌ イー シー オーストラリア ピーティーワイ リミテッド内

審査官 岡 裕之

(56)参考文献 特開2010-130271(JP,A)

特表2001-506811(JP,A)

Howard H. Ma et al., On Tail Biting Convolutional Codes, Communications, IEEE Transactions on, 1986年 2月, Vol.34, No.2, pp.104-111

Rose Y. Shao et al., Two decoding algorithms for tailbiting codes, Communications, IEEE Transactions on, 2003年10月, Vol. 51, No. 10, pp.1658-1665

佐藤 匡 外2名, Tail-Biting畳み込み符号に対する準最尤復号アルゴリズムの効率化, 電子情報通信学会技術研究報告, 2004年 7月22日, Vol. 104, No.229, pp.41-46, IT2004-25

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H03M 13/41

IEEE Xplore

Cinii