

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第5955261号
(P5955261)

(45) 発行日 平成28年7月20日(2016. 7. 20)

(24) 登録日 平成28年6月24日(2016. 6. 24)

(51) Int.Cl.		F I
H03M 13/19	(2006.01)	H03M 13/19
H03M 13/47	(2006.01)	H03M 13/47
H04L 1/00	(2006.01)	H04L 1/00

請求項の数 17 外国語出願 (全 12 頁)

(21) 出願番号	特願2013-87067 (P2013-87067)	(73) 特許権者	000006013
(22) 出願日	平成25年4月18日 (2013. 4. 18)		三菱電機株式会社
(65) 公開番号	特開2013-243654 (P2013-243654A)		東京都千代田区丸の内二丁目7番3号
(43) 公開日	平成25年12月5日 (2013. 12. 5)	(74) 代理人	100110423
審査請求日	平成28年1月7日 (2016. 1. 7)		弁理士 曾我 道治
(31) 優先権主張番号	13/475, 350	(74) 代理人	100094695
(32) 優先日	平成24年5月18日 (2012. 5. 18)		弁理士 鈴木 憲七
(33) 優先権主張国	米国 (US)	(74) 代理人	100111648
			弁理士 梶並 順
早期審査対象出願		(74) 代理人	100122437
			弁理士 大宅 一宏
		(74) 代理人	100147566
			弁理士 上田 俊一
		(74) 代理人	100161171
			弁理士 吉田 潤一郎

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 再構成可能なレートレスコードを用いるとともに、インプロセスステータスフィードバックを復号化してマルチメディアと通信するための方法及びシステム

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

マルチメディアデータを送信機から受信機に通信する方法であって、

前記送信機において、レートレス符号化器によって前記マルチメディアデータを符号化して、次数分布を用いて符号化データを生成するステップと、

前記符号化データを、通信路を介して前記受信機に送信するステップであって、前記通信路は雑音を受けているものと、

前記受信機において、復号化器によって前記通信路の出力を復号化するステップであって、前記復号化器はレートレス復号化器であり、前記復号化器はランダム確率伝搬復号化器であり、

前記符号化データを受信している間に、前記受信機から前記送信機に、該受信機における前記復号化器のインプロセス復号化ステータスのフィードバックを最適なフィードバックタイミングで送信するステップと、

前記送信機において、前記次数分布が時間経過に従って変動するように、前記フィードバックに基づいて前記次数分布を更新するステップと、

前記次数分布の与えられた前記復号化器に基づいて信念メッセージを求めるステップと、

前記通信路の等価なリップルサイズを求めるために、前記信念メッセージのエントロピーを解析するステップと、

正規化された最小二乗最適化を用いて、前記等価なリップルサイズを有する前記次数分

布を最適化するステップと、

前記次数分布が最適な次数分布に収束するまで、前記信念メッセージを求めるステップ、前記エントロピーを解析するステップ、前記最適化するステップを反復するステップと、
を含む、マルチメディアデータを送信機から受信機に通信する方法。

【請求項 2】

前記更新するステップが、
前記フィードバックを受ける前に第 1 の次数分布を求めるステップと、
前記フィードバックを受けた後に第 2 の次数分布を求めるステップと、
を含み、
前記第 1 および第 2 の次数分布は最小二乗最適化を使用して求められ、さらに
理論的解放確率を上げる前記第 1 または第 2 の次数分布により前記次数分布を更新する
ステップと、
を含む、請求項 1 に記載の方法。

10

【請求項 3】

前記等価なリップルサイズは、変更されたランダムウォークモデルによって設計され、
該ランダムウォークモデルは、高次多項式の動きを用い、結果として消失通信路の場合に
区分的平方根リップルとなり、前記通信路の場合に曲がった平方根リップルとなる、請求
項 1 に記載の方法。

【請求項 4】

前記符号化データは、入力シンボル及び出力シンボルを含み、前記方法は、
偶数個の誤りメッセージの失敗確率、及び近傍に含まれる奇数個の誤りメッセージの成
功確率を求めることによってトラッピング回避を実行するステップであって、特定の出力
シンボル内に含まれる全ての入力シンボルは、該出力シンボルの近傍であるものを更に含
む、請求項 1 に記載の方法。

20

【請求項 5】

複数のフィードバックのための最適なフィードバックタイミングは、予測オーバーヘッ
ドを評価することによって最適化される、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 6】

前記フィードバックは、実際のリップルサイズが 1 になったときに行われ、予測解放が
最小二乗最適化の制約項に加えられて、これらのタイミングにおける復号化失敗が回避さ
れる、請求項 1 に記載の方法。

30

【請求項 7】

ランダム選択する前記レートレス復号化器を、前記フィードバックにおける優先度情報
を考慮するように不均一ランダムエッジ選択に変更するステップをさらに含む、請求項 1
に記載の方法。

【請求項 8】

フィードバック機会の数を、ネットワークパラメーターとして選択するステップをさら
含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 9】

前記次数分布は、オフラインで最適化される、請求項 1 に記載の方法。

40

【請求項 10】

前記次数分布は、モンテカルロシミュレーションを用いてオンラインで最適化される、
請求項 1 に記載の方法。

【請求項 11】

前記フィードバックは、前記受信機におけるインプロセス復号化の確率伝搬メッセージ
を含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 12】

前記復号化器のリップルサイズが 1 である時に前記最適なフィードバックタイミングが
求められる、請求項 1 に記載の方法。

50

【請求項 1 3】

前記復号化によって、区分的平方根関数に従って前記リップルのサイズが低減する、請求項 1 2 に記載の方法。

【請求項 1 4】

前記リップルの初期サイズは 1 0 である、請求項 1 2 に記載の方法。

【請求項 1 5】

最適なフィードバックタイミングを復号化の時間に対する割合として求めるステップをさらに含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 1 6】

前記復号化器はレートレス確率伝搬復号化器である、請求項 1 に記載の方法。

10

【請求項 1 7】

情報フィードバックを用いてマルチメディアデータの通信を行うネットワークであって、

レートレス符号化器によって前記マルチメディアデータを符号化して、次数分布に従って符号化データを生成するように構成された送信機と、

復号化器を用いて前記送信機から通信路を介して受信した前記符号化データを復号化するように構成された受信機であって、前記受信機は、前記符号化データを受信している間に、最適なフィードバックタイミングで復号化ステータスをフィードバックし、前記送信機が該フィードバックに基づいて前記次数分布を更新することを可能するものと、

を備え、

20

前記復号化器は、

前記次数分布の与えられた前記復号化器に基づいて信念メッセージを求め、

前記通信路の等価なリップルサイズを求めるために、前記信念メッセージのエントロピーを解析し、

正規化された最小二乗最適化を用いて、前記等価なリップルサイズを有する前記次数分布を最適化し、

前記次数分布が最適な次数分布に収束するまで、前記信念メッセージを求めるステップ、前記エントロピーを解析するステップ、前記最適化するステップを反復する、

ように構成されたランダム確率伝搬復号化器である、

情報フィードバックを用いてマルチメディアデータの通信を行うためのネットワーク。

30

【発明の詳細な説明】**【技術分野】****【0 0 0 1】**

この発明は、包括的にはデジタル通信に関し、より詳細にはレートレスコード及びフィードバックを用いてマルチメディアと通信することに関する。

【背景技術】**【0 0 0 2】**

信頼性のある通信を実現することは、パケット消失通信路を用いるパケットベースの通信ネットワークにおいて重要な問題である。このパケットベースの通信ネットワークでは、パケットは受信され復号化されるか、又は失われる。この通信路モデルは、2 元消失通信路 (B E C) に関する。フィードバック通信路が利用可能である場合、通信路容量は自動再送要求 (A R Q) を用いて達成することができる。受信機は、復号化されたパケットごとに確認応答をフィードバックし、確認応答されていないパケットが再送される。A R Q は頻繁なフィードバックを用いるので、A R Q は多くの実際的なネットワークにおいて実施が困難であり、オーバーヘッドが増大する。

40

【0 0 0 3】

レートレスコーディングは、消失通信路上で頻繁なフィードバックを伴うことなく信頼性のある通信を達成することができる。実際のレートレスコードは、ファウンテンコード、ラプターコード、トルネードコード、及びルビー変換 (L T) コードを含む。レートレスコードは、コード等が十分長い場合、消失通信路における通信路容量に迫ることができる

50

。レートレスコードは、通信路容量に迫るために、入力シンボルから潜在的に無限の数の符号化シンボルを生成する。符号化シンボルの送信は、全てのシンボルが正しく復号化されると終了する。

【 0 0 0 4 】

図 1 は、送信機における従来のレートレス符号化 1 0 0 を示している。通常、符号化は高レートの外側ブロック符号化(outer block encoding)を用いる。データのランダムパリティは、符号化されたパリティの復号化が成功するまで送信される。

【 0 0 0 5 】

一連のシンボル(符号語) 1 0 1 は、低密度パリティチェック(LDPC)コード等の外側ブロック誤り訂正符号化器 1 0 2 によって符号化される。入力シンボルと呼ばれる符号化ビット 1 0 3 は、例えば LT 符号化器 1 1 0 に供給される。符号化器はタナグラフとして示される。

【 0 0 0 6 】

入力シンボルは、排他的論理和(XOR)演算によって結合され、符号化出力シンボルが生成される。各出力シンボルは、ランダム入力シンボルを結合することによって XOR されたパリティビットである。XOR において用いられる入力シンボルからのエッジ 1 0 5 の数は、出力シンボルの次数 1 0 6 と呼ばれ、出力シンボルに含まれる全ての入力シンボルはその出力シンボルの近傍と呼ばれる。エッジは次数分布に従ってランダムに選択される。このプロセスは、受信した出力シンボルから入力シンボルが復号化されるまで送信を反復することができる(1 0 7)。

【 0 0 0 7 】

図 2 は、確率伝搬(BP: belief propagation: 信念伝搬)を用いるレートレスコードの受信機の従来の復号化器 2 0 0 を示している。レートレスコードの全体的な復号化プロセスは、受信の尤度を求めることと、エッジを介して信念(確率)情報を伝搬することと、外側誤り訂正復号化によって誤りを補正することを含む。BP 復号化 2 0 1 は、全てのシンボルに誤りがなく、かつ全てのシンボルを復号化することができる場合に、消失通信路について単純となる。

【 0 0 0 8 】

全ての次数 1 の出力シンボル 2 0 3 が特定され、リップル 2 0 4 と呼ばれる記憶装置に移動される。リップルは関連するサイズを有する。次数 1 の出力シンボルは、単一の近傍入力シンボルを有するシンボルである。リップル内のシンボルは、近傍に対するリップルノードの XOR 演算によって処理される。シンボルが処理された後(2 0 5)、シンボルはリップルから除去され、復号化されたとみなされる。リップル内のシンボルの処理によって、潜在的に、バッファリングされたシンボルのうちの幾つかが次数 1 に低減される。この場合、それらのシンボルはリップルに移動される。これは解放されたシンボル(a symbol released)と呼ばれる。

【 0 0 0 9 】

反復的な復号化プロセス 2 0 1 は以下のように要約することができる。全ての次数 1 のシンボルを特定し、それらのシンボルをリップルに追加する。リップルからのシンボルを処理し、次にそのシンボルを除去する。処理後、新たな次数 1 のシンボルをリップルに加える。この反復は、リップル内に依然としてシンボルが存在する間継続する。全ての入力シンボルが復号化されたとき、復号化は成功する。全ての入力シンボルを処理する前にリップルサイズがゼロになる場合、復号化は失敗している。

【 0 0 1 0 】

レートレスコードを設計するために、リップルサイズパラメータは消失通信路における重要な要素である。性能は、このパラメータが復号化中にどのように展開するかに大きく依拠し、このため、レートレス符号化のための従来の方法は、適切なリップル展開、及び所望のリップルサイズ展開を達成する次数分布を求めることによって、リップルのサイズに主に焦点を当ててきた。

【 0 0 1 1 】

10

20

30

40

50

1つの理想的なリップル展開は、全ての復号化プロセスにわたってリップル内の1つのみのシンボルを用いる。この理想的なリップルは、エッジ次数分布のためのいわゆる理想的ソリトン分布(I S D)を提供する。I S Dは無限のコード長に最適であるが、有限のコード長を用いると、復号化の失敗が頻繁に生じるので、実際には準最適である。変更形態のうちの1つは、リップルサイズのマージンを考慮して復号化の失敗を回避することである。この着想は、ロバストソリトン分布(R S D)を提供する。

【0012】

別の変更形態は、ランダムウォークモデルに基づく。ランダムウォークモデルによって、平方根のリップル展開が得られる。レートレスコードは元々消失通信路のために開発されたが、加法的白色ガウス雑音(A W G N)通信路にも用いることができる。

10

【0013】

通信路フィードバックは、コーディング、すなわち符号化及び復号化を容易にする。リアルタイムのオブリアスな消失訂正は、このフィードバックを利用して、復号化された入力シンボル数をシグナリングすることができる。送信機は、この情報を用いて、未来の符号化シンボルのために、新たな入力シンボルを復号化する確率を最大にする固定の次数を選択する。

【0014】

従来のドープされたファウンテンコーディングでは、受信機は、復号化されていないシンボルに関する情報をフィードバックする。この方法は、より高い優先度を有する復号化されていないシンボルを送信することによってコーディング効率を改善する。

20

【0015】

しかしながら、レートレスコーディングを用いた短い符号化の場合、復号化の信頼性及びコーディング効率は準最適である。これらの設計技法は、実際のフィードバックシステムでは、雑音の多い通信路環境において復号化器から何らかのフィードバックを取得することに対応していない。

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

【0016】

この発明の目的は、フィードバックを用いた信頼性のあるマルチメディア通信のための方法とシステムを提供することである。

30

【課題を解決するための手段】

【0017】

この発明の実施の形態は、フィードバックを用いた信頼性のあるマルチメディア通信のための方法を提供する。このマルチメディア通信において、通信は送信機から受信機へのものである。フィードバックは、データが送信され、受信され、復号化される間、送信機に情報を提供する。例えば、フィードバックは、受信機におけるレートレス復号化器のインプロセスステータスを含む。

【0018】

従来の低密度パリティチェック(L D P C)に基づく容量に迫る(capacity-approaching)コードは、10000ビットよりも多くを必要とするのに対し、この方法は、非常に短い符号語、例えば64ビット以下であっても、容量に迫るレートレスコードを用いる。この方法は、加法的白色ガウス雑音(A W G N)通信路、及び2元対称通信路(B S C : binary symmetric channel)、並びに2元消失通信路(B E C : Binary Erasure Channel)を含むいかなる任意の通信路においても関連するコードを設計する方法を提供する。

40

【0019】

実施の形態は、消失通信路に由来する一般化された設計方法である。任意の通信路における復号化挙動の等価なメトリックに基づいて、レートレスコードの次数分布を動的に最適化することができる。

【0020】

正規化された最小二乗最適化を用いて誤った復号化が回避される。この発明の1つの実

50

施の形態は、性能を更に改善する複数のフィードバック機会を可能にする。

【図面の簡単な説明】

【0021】

【図1】レートレスコードを用いた従来の符号化の概略図である。

【図2】レートレスコードを用いた従来の符号化の概略図である。

【図3】この発明の実施の形態による、情報フィードバックを組み込んだ再構成可能なレートレスコーディングの概略図である。

【図4】この発明の実施の形態による、フィードバック情報を用いて復号化プロセスにおいて展開するリップルサイズのグラフである。

【図5】この発明の実施の形態による、最小二乗最適化を用いることによってリップル展開を達成する次数分布を設計するブロック図である。

【図6】この発明の実施の形態による、フィードバックタイミングの影響のグラフである。

【図7】この発明の実施の形態による、単一フィードバック機会又は二重フィードバック機会の場合の最小二乗最適化を介したリップル展開のグラフである。

【図8】この発明の実施の形態による、雑音の多い通信路におけるリップル展開に基づいて次数分布を設計する方法のブロック図である。

【発明を実施するための形態】

【0022】

この発明の実施の形態は、フィードバックを用いた信頼性のあるマルチメディア通信のための方法を提供する。このマルチメディア通信において、データは送信機から受信機へ通信される。受信機は、復号化プロセスに関する情報を送信機にフィードバックし、それによって送信機は符号化器によって用いられる次数分布を最適化することができる。次数分布は時間とともに変動する。フィードバックは復号化が進行するとともに生成される。フィードバックは、受信機におけるレートレス復号化器のインプロセスステータスを含む。

【0023】

レートレスコードは、フィードバックが利用可能であるとき、フィードバックを用いる。単純にするために、単一フィードバックに焦点をあてる。しかしながら、この発明によるフィードバックを組み込んだレートレスコーディングの概念は、消失通信路環境又は雑音の多い通信路環境のための任意の量のフィードバックに一般化することができる。

【0024】

図3は、この発明の実施の形態による、フィードバック308を用いた再構成可能なレートレスコーディングを用いる通信ネットワーク300を示している。

【0025】

送信機301は、消失及び/又は雑音を受ける可能性がある通信路303を介して受信機302と通信する。マルチメディアデータ304は、レートレス符号化器305を用いて送信され、レートレス符号化器305は次数分布306を用いる。例えば、符号化器305はLT符号化器である。

【0026】

受信機302は、確率伝搬(BP)レートレス復号化器307を用いて通信路出力信号を復号化する。この発明は、レートレスBP復号化器307のインプロセスステータスを含むフィードバック308を用いることによってレートレスコードの信頼性及び効率を最適化する(309)方法を提供する。

【0027】

フィードバックを用いて、送信機はレートレスコードの次数分布306を最適化して(309)復号化効率を改善する。

【0028】

消失通信路303を用いて、フィードバック308は、いずれの入力信号が復号化されたかを最適なフィードバックタイミングで送信機にシグナリングする。このため、送信機

10

20

30

40

50

は復号化されたシンボルを正確に知る。

【 0 0 2 9 】

これによって、レートレス L T 符号化器 3 0 5 は次数分布 3 0 6 を動的に適合させることができる。符号化器 3 0 5 は未来の符号化から全ての復号化シンボルを排除してオーバーヘッドを低減し、次数分布を変更して、復号化器におけるリップルサイズが復号化の失敗を伴うことなく迅速にゼロに降下することを確実にする。

【 0 0 3 0 】

リップル展開を求めることは、I S D 及び R S D の双方を含む。改善されたリップル展開は、平方根リップル展開を提供するランダムウォークモデルに基づく。

【 0 0 3 1 】

図 4 に示すように、フィードバック機会が存在するとき、平方根リップル展開は、区分的平方根展開(piece-wise square-root evolution)に変更される。この図は、復号化プロセスにわたるリップルサイズ決定展開(a determining ripple size evolution) 4 0 1 を示している。メッセージ(符号語)長は k ビットであり、処理中の復号化ビット数は L である。

【 0 0 3 2 】

1 つの設計原理は、復号化の失敗を回避するのに十分大きい、全てのビットを復号化する冗長性を回避するのに十分小さいマージンを有することである。このため、初期リップルサイズ 4 0 2 は十分大きく、例えば 1 0 であるのに対し、最後のリップル 4 0 3 はゼロである。リップル曲線は復号化プロセスにわたる区分的平方根関数 4 0 4 として以下のように定義される。

【 0 0 3 3 】

【数 1】

$$R(L) = c_1 \sqrt{L - (1 - f_1)k} \quad L > (1 - f_1)k \text{ の場合}$$

$$R(L) = c_i \sqrt{L - (1 - f_i)k} \quad (1 - f_{i-1})k > L > (1 - f_i)k \text{ の場合}$$

【 0 0 3 4 】

ここで、R(L) はリップルサイズであり、 f_i は i 番目のフィードバックタイミングにおける復号化プロセスの割合であり、 c_i は適切な定数である。フィードバックタイミング 4 0 5 において、 $f_1 k$ 個のシンボルが復号化される場合、リップルサイズはゼロに近く、すなわち 1 である。

【 0 0 3 5 】

図 5 は、この発明による、次数分布を設計して、任意のコード長についてリップル決定展開を達成する方法 5 0 0 を示している。2 つの異なる次数分布が求められ、単一フィードバックの場合、一方はフィードバック前に求められ、他方はフィードバック後に求められる。

【 0 0 3 6 】

リップルサイズ決定展開 R(L) 5 0 1 は Q(L) にマッピングされる(5 0 2)。Q(L) は、復号化ステップにおける予測解放数を示す。マッピングは以下のように表される。

【 0 0 3 7 】

【数 2】

$$Q(L) = \frac{L(R(L) - R(L+1) + 1)}{L - (R(L+1) - 1)} \quad k > L \geq 0 \text{ の場合}$$

【 0 0 3 8 】

ここで、Q(k) = R(k) である。

【 0 0 3 9 】

予測解放数 Q(L) は、次数 d の理論的解放確率 q(d, L, k) 5 0 3

10

20

30

40

50

【 0 0 4 0 】

【 数 3 】

$$q(d, L) = \frac{d(d-1)L \prod_{j=0}^{d-3} (k - (L+1) - j)}{\prod_{j=0}^{d-1} (k - j)}$$

【 0 0 4 1 】

によって以下のように表される。

【 0 0 4 2 】

【 数 4 】

$$Q(L) = \sum_{d=1}^{k-L+1} n\Omega(d)q(d, L, k),$$

【 0 0 4 3 】

ここで、 n は受信シンボル数であり、 (d) は次数分布である。すなわち、 (d) は、出力シンボルが次数 d ($d = 1, 2, 3, \dots$)を有する確率を表す。単一フィードバックの場合、この方法は、最適な次数分布、すなわちフィードバック前の $_1(d)$ 、及びフィードバック後の $_2(d)$ を解く(505)。上記の式は解くのに数値的に不安定であるため、この発明は最小二乗最適化を用いて最適に近い次数分布を得る。

10

20

【 0 0 4 4 】

図6は、単一フィードバックを用いたLTコーディングのオーバーヘッドの意味での効率性をフィードバックタイミング f_1 の関数として示している。最適なフィードバックタイミングは、区分的平方根リップル展開の場合、約 $f_1 = 0.75$ である。曲線は、上から下に、 $k = 128, 256, 512, 1024$ 、及び 2048 についてのものである。グラフは、最も短いコードがより多くのオーバーヘッドを必要とすることを示し、フィードバックを用いるこの方法は、このオーバーヘッドを大幅に低減することができる。

【 0 0 4 5 】

最小二乗最適化及び区分的平方根リップル展開を用いる設計方法は、複数の中間フィードバック機会の事例に拡張することができる。フィードバック機会の数は、ネットワーク

30

【 0 0 4 6 】

図7は、単一フィードバックの事例及び二重フィードバック事例の同様の事例について区分的平方根リップル決定に近づくために達成される最適に近いリップル展開の例を示している。

【 0 0 4 7 】

従来のRSDは、かなり大きなオーバーヘッドを有する一方、この発明によるフィードバックを用いたLTコーディングは、コーディングの効率を大幅に改善することができる。この発明は、平均次数が減少することに起因して、符号化/復号化の複雑度も減少させる。

40

【 0 0 4 8 】

外側誤り訂正コードを用いるレートスラプターコーディング構造は、コーディング(符号化/復号化)の複雑度を更に低減することができる。

【 0 0 4 9 】

この発明は、平均次数の制約を最小二乗最適化に加えることによってラプターコーディングに適用することができる。平均次数は以下のように表される。

【 0 0 5 0 】

【数 5】

$$\bar{d} = \sum_{i=1}^{m+1} \frac{n_i}{n} \sum_{d=1}^{k'_{i-1}-k'_i} d\Omega_i(d) \quad n = \sum_{i=1}^{m+1} n_i,$$

【0051】

ここで、 m はフィードバック機会の数であり、 $k'_{i-1} = (1 - f_i)k$ であり、ここで f_i は i 番目のフィードバックタイミングであり、 n_i は i 番目のフィードバックにおいて受信されるシンボルである。この式は、比較的大きな制約重みを用いて最小二乗最適化に

10

【0052】

リップルサイズは、区分的平方根展開についてフィードバックタイミングにおいてゼロに近い。リップルサイズがちょうどゼロになる場合、復号化は失敗している。そのような復号化の失敗を回避するために、フィードバックの前に十分な解放量が達成されるように最小二乗最適化に制約が加えられる。そして、実際のリップルサイズが1になると、復号化の失敗を回避するためにフィードバックが実行される。

【0053】

単一フィードバックを用いた $k = 128$ ビットのラプターコーディングの場合、平均次数は比較可能な LT コードの半分に低減され、このため、複雑度が半分となる。

20

【0054】

図 8 は、消失通信路の代わりに雑音の多い通信路における、リップル解析に基づく次数最適化のためのこの発明の一実施の形態を示している。雑音の多い通信路の場合、通信路出力が完全に信頼性があるわけではないので、BP 復号化はより複雑となる。従来の BP 復号化はバッチスケジューリングを用い、信念(確率)メッセージが同時に伝搬されるのに対し、ランダム伝搬等の連続スケジューリングはより良好に機能することが知られている。

【0055】

雑音の多い通信路のためのフィードバック情報は信念メッセージを含む。確率伝搬メッセージは、各シンボルの復号化の確率を示す。この情報を用いて、送信機は信頼度に従って次数分布及び優先度の重み付けを最適にすることができる。

30

【0056】

まず、この実施の形態は、そのような変更されたスケジューリング 801 について、信念メッセージのエントロピーを解析する(802)。この発明は、エントロピーに基づいて、等価なリップルを定義する情報理論による相互情報 804 を求めること(803)によって雑音の多い通信路を等価に解釈して消失通信路にする方法を提供する。次に、相互情報は、最小二乗最適化を用いて次数分布を最適化する(805)のに用いられる。

【0057】

雑音の多い通信路の場合、最適な次数分布は誤りの確率又は雑音分散に依拠する。雑音分散の影響に対処するために、この発明の実施の形態は、変更されたランダムウォークモデル 806 を用いてリップル決定を最適化する。信念メッセージは誤った情報を含む場合があるので、調整項を加えて、誤った確率伝搬中のトラッピングを回避する(807)ことによって性能を改善するように、最小二乗最適化も変更される。更新された次数分布を用いて、エントロピー解析 802 から次数設計 805 までの最適化プロセスは、収束するまで反復する(808)。

40

【0058】

従来のランダムウォークモデルは、1つのシンボル復号化プロセスのためのランダムなインクリメント又はデクリメントを仮定する。雑音の多い通信路の場合、処理されるシンボルは必ずしも1つのシンボルとは限らない。この実施の形態は、高次の多項式を用いて過渡的な動きをモデル化する。ほとんどの場合に、一次多項式は十分に良好な性能を有す

50

る。この変更されたランダムウォークモデルを用いて、リップル決定の展開は曲がった(b ended)平方根関数として表される。

【 0 0 5 9 】

雑音の多い通信路の場合、B P復号化は近傍の偶数個の誤った信念メッセージによってトラップされる可能性がある。そのようなトラッピングは、奇数個の誤りビットの確率と比較して、偶数個の誤りビットの確率を最大にすることによって回避することができる。正規化された最小二乗最適化は、リップル方程式の二乗誤差の下でこの確率を最大にする。

【 0 0 6 0 】

この発明の別の実施の形態では、外側ブロック誤り訂正コードは比較的高レートであり、すなわち0.95よりも高く、非線形ブロックコーディング及び線形ブロックコーディングを含み、それによって、階層化したマルチメディアデータが、線形ブロックコーディングではなく非線形ブロック誤り訂正コードを用いることによって、階層化したマルチメディアデータのための不均等な誤り保護を有するようにする。ランダムエッジ選択が、フィードバックから得られる優先度情報を考察することによって変更される。

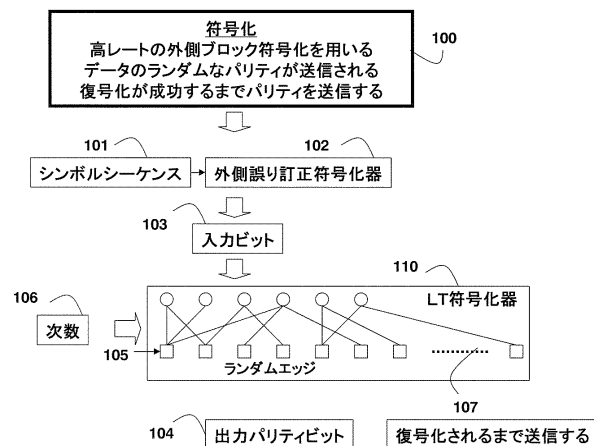
【 0 0 6 1 】

次数分布はオフラインで設計することができるのに対し、情報フィードバックは、次数分布及び優先度重みを動的にリアルタイムラインで再構成することができる。

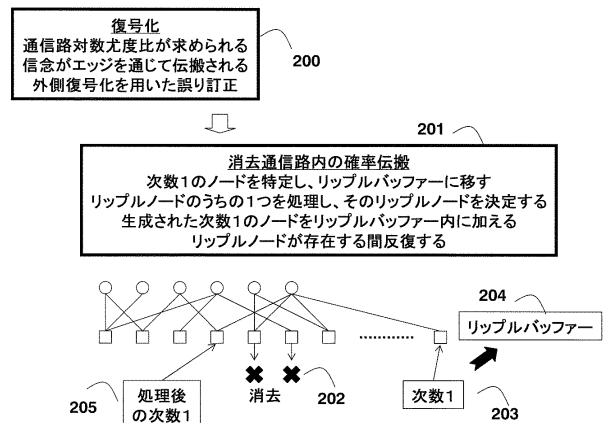
【 0 0 6 2 】

この実施の形態は、予測される性能のモンテカルロシミュレーションによってこれらのパラメータを送信前に再構成する方法を提供する。モンテカルロシミュレーション後、最適に機能する次数分布が選択される。

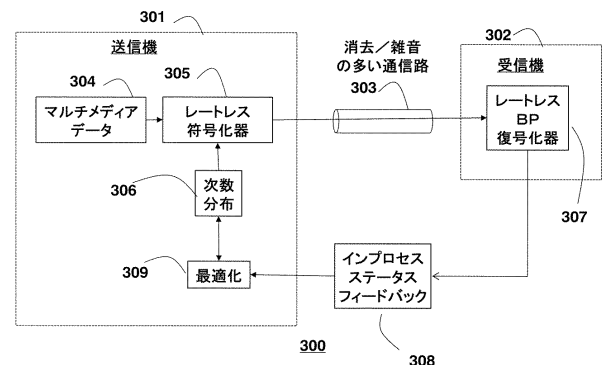
【 図 1 】



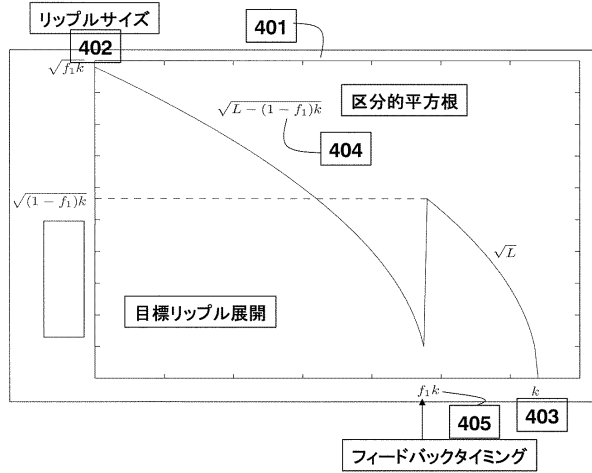
【 図 2 】



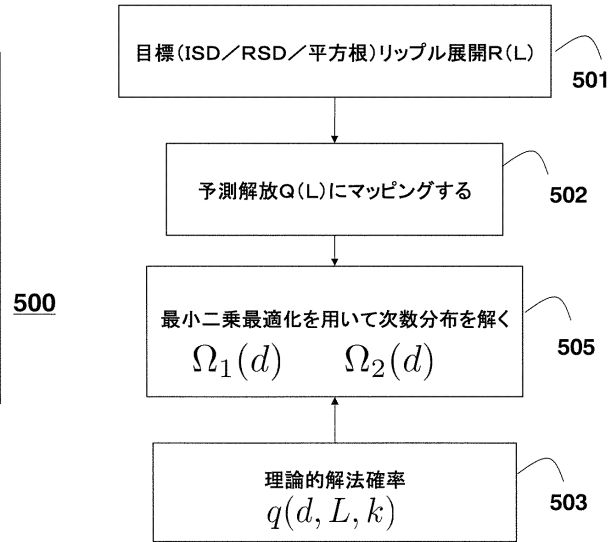
【 図 3 】



【図 4】

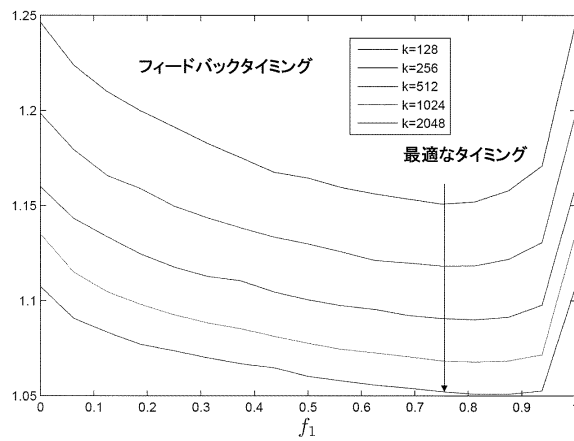


【図 5】

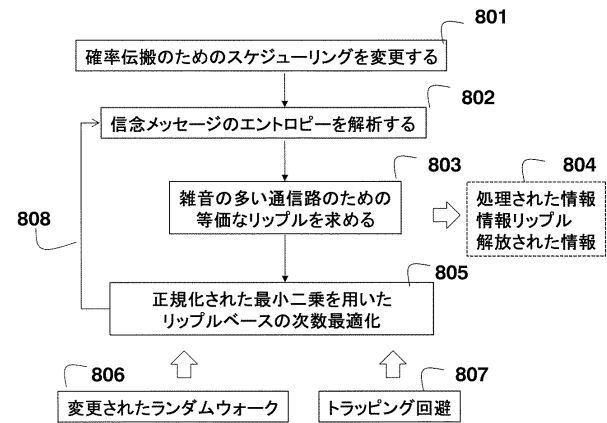


【図 6】

リップルサイズ

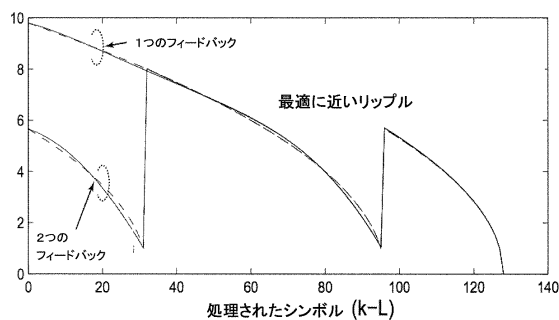


【図 8】



【図 7】

リップルサイズ



フロントページの続き

(74)代理人 100161115

弁理士 飯野 智史

(72)発明者 秋濃 俊昭

アメリカ合衆国、マサチューセッツ州、メドフォード、リバーズ・エッジ・ドライブ 100、ア
パートメント 162

(72)発明者 ジェスパー・エイチ・セレンセン

デンマーク国、アールボルグ、ニプロガーデ・1・エスター・テーヴィ、アールボルグ・ユニバー
シティ

(72)発明者 フィリップ・オーリック

アメリカ合衆国、マサチューセッツ州、ケンブリッジ、デイ・ストリート 15、ユニット 1

審査官 岡 裕之

(56)参考文献 特開2007-274309(JP,A)

特開2010-178332(JP,A)

国際公開第2005/107081(WO,A1)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H03M 13/19

H03M 13/47

H04L 1/00

CiNii

IEEE Xplore