

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4592811号
(P4592811)

(45) 発行日 平成22年12月8日(2010.12.8)

(24) 登録日 平成22年9月24日(2010.9.24)

(51) Int.Cl. F I
 HO4B 1/707 (2006.01) HO4J 13/00 400
 HO4W 28/22 (2009.01) HO4Q 7/00 284

請求項の数 8 (全 24 頁)

(21) 出願番号	特願2009-240365 (P2009-240365)	(73) 特許権者	000006013
(22) 出願日	平成21年10月19日(2009.10.19)		三菱電機株式会社
(62) 分割の表示	特願2005-267086 (P2005-267086) の分割		東京都千代田区丸の内二丁目7番3号
原出願日	平成12年4月21日(2000.4.21)	(74) 代理人	100064746
(65) 公開番号	特開2010-51003 (P2010-51003A)		弁理士 深見 久郎
(43) 公開日	平成22年3月4日(2010.3.4)	(74) 代理人	100085132
審査請求日	平成21年10月19日(2009.10.19)		弁理士 森田 俊雄
(31) 優先権主張番号	9905047	(74) 代理人	100083703
(32) 優先日	平成11年4月21日(1999.4.21)		弁理士 仲村 義平
(33) 優先権主張国	フランス (FR)	(74) 代理人	100096781
(31) 優先権主張番号	9908041		弁理士 堀井 豊
(32) 優先日	平成11年6月23日(1999.6.23)	(74) 代理人	100109162
(33) 優先権主張国	フランス (FR)		弁理士 酒井 将行
		(74) 代理人	100111246
			弁理士 荒川 伸夫

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 通信装置、レートマッチング処理装置及びその方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

複数のトランスポートチャネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理を行う通信装置であって、

前記複数のトランスポートチャネルについて、前記データの入力ブロックの初期サイズ及び前記トランスポートチャネルのレートマッチング比に関するレートマッチングパラメータに基づき、前記出力ブロックの中間サイズを計算する第1の計算手段と、

多重化フレームの複数の最大ペイロード候補の中から利用可能な最大ペイロードを、前記最大ペイロード候補のサイズ及び前記複数のトランスポートチャネルに関する前記出力ブロックの中間サイズの和に基づいて、決定する最大ペイロード決定手段と、

前記最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロード及び前記複数のトランスポートチャネルの前記出力ブロックの中間サイズに基づいて、該中間サイズを修正した前記出力ブロックの最終サイズを計算する第2の計算手段と、

前記複数のトランスポートチャネルについて、前記第2の計算手段によって計算された前記出力ブロックの最終サイズに基づいて、前記入力ブロックのすくなくとも1ビットをパルクチャリング又は反復することにより、前記入力ブロックを前記最終サイズの出力ブロックに変換するレートマッチング手段と、

を有することを特徴とする、通信装置。

【請求項2】

前記レートマッチング手段によって得られた前記複数のトランスポートチャネルの前記

出力ブロックを、前記最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロードを有する多重化フレームに多重化する多重化手段を有し、

前記多重化フレームを送信することを特徴とする、請求項 1 記載の通信装置。

【請求項 3】

前記最大ペイロード決定手段は、

前記利用可能な最大ペイロードが複数存在した場合に、最小の最大ペイロードを決定することを特徴とする、請求項 1 又は 2 記載の通信装置。

【請求項 4】

前記第 2 の計算手段は、

前記複数のトランスポートチャネルの前記出力ブロックの最終サイズの合計が前記最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロードと等しくなるよう、前記中間サイズを修正した前記出力ブロックの最終サイズを計算することを特徴とする、請求項 1 から 3 のいずれか 1 項に記載の通信装置。

10

【請求項 5】

前記第 2 の計算手段は、

前記最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロードと、

k (k は正の整数) を前記トランスポートチャネルの数として、前記出力ブロックの中間サイズ Y'_i の全合計 $\sum_{j=1}^k Y'_j$ に対する前記出力ブロックの中間サイズ Y'_i の部分合計 $\sum_{j=1}^i Y'_j$ の比に基づいて、前記トランスポートチャネル i (i は $1 \sim k$ の正の整数) に対する前記出力ブロックの最終サイズを計算することを特徴とする、請求項 1 から 4 のいずれか 1 項に記載の通信装置。

20

【請求項 6】

前記レートマッチングパラメータは、前記レートマッチング比に関連した整数値であることを特徴とする、請求項 1 から 5 のいずれかに記載の通信装置。

【請求項 7】

複数のトランスポートチャネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理を行う方法であって、

前記複数のトランスポートチャネルについて、前記データの入力ブロックの初期サイズ及び前記トランスポートチャネルのレートマッチング比に関するレートマッチングパラメータに基づき、前記出力ブロックの中間サイズを計算する第 1 の計算ステップと、

30

多重化フレームの複数の最大ペイロード候補の中から利用可能な最大ペイロードを、当該最大ペイロード候補のサイズ及び前記複数のトランスポートチャネルに関する前記出力ブロックの中間サイズの和に基づいて、決定する最大ペイロード決定ステップと、

前記最大ペイロード決定ステップによって決定された最大ペイロード及び前記複数のトランスポートチャネルの前記出力ブロックの中間サイズに基づいて、該中間サイズを修正した前記出力ブロックの最終サイズを計算する第 2 の計算ステップと、

前記複数のトランスポートチャネルについて、前記第 2 の計算ステップによって計算された前記出力ブロックの最終サイズに基づいて、前記入力ブロックのすくなくとも 1 ビットをパンクチャリング又は反復することにより、前記入力ブロックを前記最終サイズの出力ブロックに変換するレートマッチングステップと、

40

を有することを特徴とする、レートマッチング処理方法。

【請求項 8】

複数のトランスポートチャネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理装置であって、

前記複数のトランスポートチャネルについて、前記データの入力ブロックの初期サイズ及び前記トランスポートチャネルのレートマッチング比に関するレートマッチングパラメータに基づき、前記出力ブロックの中間サイズを計算する第 1 の計算手段と、

多重化フレームの複数の最大ペイロード候補の中から利用可能な最大ペイロードを、当該最大ペイロード候補のサイズ及び前記複数のトランスポートチャネルに関する前記出力ブロックの中間サイズの和に基づいて、決定する最大ペイロード決定手段と、

50

前記最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロード及び前記複数のトランスポートチャネルの前記出力ブロックの中間サイズに基づいて、該中間サイズを修正した前記出力ブロックの最終サイズを計算する第2の計算手段と、

前記複数のトランスポートチャネルについて、前記第2の計算手段によって計算された前記出力ブロックの最終サイズに基づいて、前記入力ブロックのすくなくとも1ビットをバンクチャリング又は反復することにより、前記入力ブロックを前記最終サイズの出力ブロックに変換するレートマッチング手段と、

を有することを特徴とする、レートマッチング処理装置。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

10

【0001】

本発明は、複数のトランスポートチャネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理を行う通信装置及びレートマッチング処理方法に関する。

【背景技術】

【0002】

3GPP(3rd Generation Partnership Project、第3世代パートナーシップ・プロジェクト)グループは、もともとはETSI(European Telecommunication Standardization Institute、欧州電気通信標準化機構)やARIB(Association of Radio Industries and Businesses、電波産業会)を含む複数の地域標準化団体から立ち上げられた協会であって、移動用の第3世代の遠隔通信システムの標準化をその目的とする。第3世代のシステムを第2世代のシステムと区別する基本的な1局面は、第3世代のシステムが無線スペクトルをより効率的に使用するという事実を別にすれば、それらが非常に柔軟なサービスを提供するであろうということである。第2世代のシステムは、限られたサービスに対しては最適化された無線インターフェイスを提供する。たとえば、GSM(Global System for Mobiles、移動用グローバルシステム)は、音声の伝送(電話技術)について最適化されている。第3世代のシステムは、あらゆる種類のサービスおよびサービスの組合せに適合する、無線インターフェイスを提供するであろう。

20

【0003】

第3世代の移動無線システムにおいて懸案となっている問題の1つに、サービスの質(QoS)に対する要求が異なるサービスを、無線インターフェイス上で効率的に多重化する問題がある。サービスの質は、従来、処理の遅延、ビット誤り率、および/または、伝送されるブロック当りの誤り率等の、少なくとも1つの判断基準に従って規定されている。これらサービスの質が異なる場合、対応するトランスポートチャネルには異なるチャンネルコーディングおよびチャンネルインターリーブが必要となる。さらに、それらが要求する最大ビット誤り率(BER)も異なる。任意のチャンネルコーディングに対して、BERに関する要求は、コード化されたビットが少なくともある程度のコーディングに依存した比Eb/Iを有した場合に満たされる。この比Eb/Iは、干渉の平均エネルギーに対するコード化された各ビットの平均エネルギーの比を表わす。

30

【0004】

要するに、異なるサービスの質は、比Eb/Iについて要求が同じではない。今、CDMA(Code Division Multiple Access、符号分割多元接続)のシステムにおいて、システムの容量は干渉のレベルによって制限されている。したがって、各サービスに対して、比Eb/Iはできる限り正しく設定する必要がある。このため、比Eb/Iを均衡させるためにレートマッチング操作が、種々のサービス間で必要となる。この操作なくしては、比Eb/Iは要求が最大であるサービスによって設定されてしまい、その結果、他のサービスにとってはその質が「良すぎる」ことになり、ひいては、システムの容量に直接影響を与えてしまうことになりかねない。

40

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

50

【 0 0 0 5 】

これは問題となる。というのも、レートマッチング比は、何らかの方法で、無線リンクの両端において同様に規定されねばならないためである。

【 0 0 0 6 】

本発明は、C D M A 無線リンクの両端において同様にレートマッチング比を規定するための、構成方法に関する。

【 0 0 0 7 】

I S O (International Standardization Organization、国際標準化機構) が提案した O S I (Open System Interconnection、開放型システム間相互接続) モデルにおいては、遠隔通信機器は、プロトコルの積み重ねからなる層状のモデルによってモデル化されており、各レベルは、その上方のレベルにサービスを提供するプロトコルである。レベル 1 は、特に、チャンネルコーディングおよびチャンネルインタリーブを実行する責任を負う。レベル 1 によって提供されるサービスが「トランスポートチャンネル」と称される。トランスポートチャンネルは、より高次のレベルがあるサービスの質でデータを伝送することを可能にする。サービスの質は、特に、遅延および B E R によって特徴付けられる。

10

【 0 0 0 8 】

サービスの質に対する要求を満たすことができるように、レベル 1 は、何らかの符号化 (encoding) および好適なチャンネルインタリーブを用いる。

【 0 0 0 9 】

公知の解決策、特に 3 G P P グループによって提案される解決策を、図 1 および図 2 を参照して説明する。

20

【 0 0 1 0 】

図 1 および図 2 に示すのは、3 G P P グループの現時点における提案によって規定された、インタリーブおよび多重化のためのブロック図である。ただし、この提案は未だ最終的に承認されてはいない。

【 0 0 1 1 】

図 1 および図 2 において、同様のブロックには同じ参照番号が付されている。どちらの場合にも、(移動局からネットワークへの) アップリンクは、(ネットワークから移動局への) ダウンリンクとは区別することができ、また、送信部分のみが示されている。

【 0 0 1 2 】

番号 1 0 0 が付された各トランスポートチャンネルは、番号 1 0 2 が付されたより高次のレベルから、トランスポートブロックの組を周期的に受取る。この組内のトランスポートブロック 1 0 0 の数およびそれらのサイズは、トランスポートチャンネルに依存する。トランスポートブロックの組が供給される最小の周期は、トランスポートチャンネルのインタリーブのタイムスパンに対応する。1 つかつ同じサービスの質 (Q o S) を有するトランスポートチャンネルは、1 つかつ同じ処理チェーン 1 0 3 A、1 0 3 B によって処理される。

30

【 0 0 1 3 】

処理チェーン 1 0 3 A、1 0 3 B の各々において、トランスポートチャンネルは、特にチャンネルの符号化およびチャンネルのインタリーブの後に、ステップ 1 0 4 において連結によって互いに多重化される。この多重化は、多重化フレームごとに行われる。多重化フレームとは、それに対して少なくとも部分的に逆多重化を行なうことのできる、データの最小単位である。多重化フレームは典型的に、無線フレームに対応する。無線フレームは、ネットワークと同期しかつネットワークによって期間が定められる、連続的な時間間隔を形成する。3 G P P グループによる提案において、無線フレームは 1 0 m s の時間期間に対応する。

40

【 0 0 1 4 】

3 G P P の提案は、1 0 3 C で概略的に表わされる、サービスに特定のコーディングおよびインタリーブオプションを含む。このようなオプションの可能性が、現時点において考慮されつつある。というのも、それが不可欠であるかどうか未だに判断されていないためである。

50

【 0 0 1 5 】

一般的な場合において、処理チェーン 1 0 0 A はまず、ステップ 1 0 6 を含む。このステップ 1 0 6 において、F C S (フレームチェックシーケンス) と称されるビット語が各トランスポートブロックに付与される。このビット語 F C S は典型的に、いわゆる C R C 技術 (巡回冗長検査) によって計算される。この巡回冗長検査は、トランスポートブロックのビットを多項式 P の係数であると考え、いわゆる生成多項式 G によって多項式 (P + P 0) を除した余りから、C R C を計算するものである。ここで、P 0 は、任意の次数 P に対する所定の多項式である。ビット語 F C S の付与はオプションであって、このステップを含まないトランスポートチャンネルも存在する。ビット語 F C S を計算するための技術もまた厳密にはトランスポートチャンネルに依存し、特に、トランスポートブロックの最大サイズに依存する。ビット語 F C S は、受信されたトランスポートブロックが有効であるか破壊されているかを判定できる点で有効である。

10

【 0 0 1 6 】

次のステップ 1 0 8 において、同じサービスの質 (Q o S) のトランスポートチャンネル (T r C H) を互いに多重化する。これは、同じサービスの質を有するそれらのトランスポートチャンネルが同じチャンネルコーディングを使用することができるためである。典型的に、ステップ 1 0 8 における多重化は、各トランスポートチャンネルにつき、トランスポートブロックの組をそれらの F C S と連結することによって行なわれる。

【 0 0 1 7 】

番号 1 1 0 が付された次のステップは、チャンネルの符号化を行なうステップである。

20

チャンネルエンコーダ 1 1 0 の出口に、コード化されたブロックの組が存在する。典型的に、畳込み符号の場合には、ゼロまたは単一の可変長のコード化されたブロックが存在する。その長さは、

$$N_{\text{output}} = N_{\text{input}} / (\text{コーディングレート}) + N_{\text{tail}} (\text{コード化されたブロックの長さ})$$

という公式によって与えられる。式中、

- ・ N_{output} は、出力におけるビット数 (コード化されたブロックの長さ)、
- ・ N_{input} は、入力におけるビット数、
- ・ コーディングレートは、一定の比、および、
- ・ N_{tail} は、 N_{input} とは独立の、一定量の情報であって、コード化されたブロックを受信した時点においてチャンネルデコーダをきれいに空にする役割を果たす。

30

【 0 0 1 8 】

このステップ 1 1 0 以降は、アップリンクはダウンリンクと区別される。

アップリンク (図 1) においてもダウンリンク (図 2) においても、各トランスポートチャンネルにおいて、チャンネル符号化ステップ 1 1 0 の後にレートマッチングステップが行なわれる。このステップには、アップリンクにおいては 1 1 2 が、ダウンリンクにおいては 1 1 4 が付されている。レートのマッチングは、チャンネルの符号化 1 1 0 の直後に必ずしも行なわれることはない。

【 0 0 1 9 】

レートマッチングステップ 1 1 2 または 1 1 4 の目的は、サービスの質の異なるトランスポートチャンネル間で比 E_b / I を均衡させることにある。この比 E_b / I は、干渉の平均エネルギーに対する 1 ビットの平均エネルギーを表わす。多重アクセス C D M A 技術を用いるシステムにおいては、この比が大きいほど、得ることのできる質は高い。したがって、サービスの質の異なるトランスポートチャンネルの E_b / I に対する要求は同じではなく、レートのマッチングがなされなければ、最も高いサービスの質を要求するチャンネルに従ってそのサービスの質が定められてしまい、そのサービスの質があるトランスポートチャンネルにとってはそれらの要求に対して「良すぎる」という事態が生じ得る。この場合、そのようなトランスポートチャンネルは不必要に干渉を引き起こすおそれがある。したがって、レートのマッチングには、 E_b / I の比をマッチングさせる役割がある。レートのマッチングは、入力における X ビットが出力において Y ビットをもたらすようにするものであり

40

50

、このため、 E_b / I を比 Y / X で、したがってマッチング能力で乗算する。この比 Y / X はレートマッチング比としても知られており、以下の説明において、この比 Y / X をレートマッチング比と称する。

【0020】

レートのマッチングは、アップリンクとダウンリンクとでは異なる方法で行なわれる。

これは、アップリンクにおいては、非連続的な送信が移動局の出力における無線周波数パワーのピーク/平均比を劣化させるので、連続的に送信するように決められているためである。この比は1に近づくほど良い。なぜなら、もしこの比が劣化すれば(すなわち上昇すれば)、それは、パワー増幅器が平均動作点に対してより大きな線形性のマージン(バックオフ)を必要とすることを意味するためである。このように大きなマージンでは、パワー増幅器の効率は悪化し、したがって、発散される同じ平均パワーに対してより多くを消費するようになり、それにより、特に、移動局の電池駆動耐性を受入れることのできないほどに減じてしまうことになる。アップリンクにおいては連続的に送信する必要があるので、レートマッチング比 Y / X は一定とすることはできない。なぜなら、マッチングを行なった後のビット数の合計 $Y_1 + Y_2 + \dots + Y_k$ は、そのデータに対する無線フレームにおけるビットの合計数と等しくなければならないためである。この数字は、予め定められた何らかの値 N_1, N_2, \dots, N_p のみをとり得る。したがって、 k 個の未知数 Y_1, \dots, Y_k において以下に示す系を解くことが適切である。系中、 X_i および E_b / I および P_i は、各トランスポートチャネルの特性定数であって、この系においては、 p 個の可能な値 N_1, N_2, \dots, N_p 中の、 N_j を最小にする解が求められる(注： P_i はコード化されたトランスポートチャネルに対する最大許容可能なパンクチャレートである)。

【0021】

【数1】

$$\left\{ \begin{array}{l} \forall i \in \{1, \dots, k\} \quad Y_i = \lambda \cdot (E_b / I) \cdot X_i \\ Y_1 + \dots + Y_k = N_j \\ \forall i \in \{1, \dots, k\} \quad \lambda \geq \frac{1 - P_i}{E_b / I} \end{array} \right.$$

【0022】

したがって、アップリンクにおいては、各トランスポートチャネルに対するレートマッチング比 Y / X は、多重化フレームごとに一定ではないが、乗法定数(multiplicative constant)内で規定され、したがって、これらの比の間の対ごとの比は一定に保たれる。

【0023】

ダウンリンクにおいては、無線周波数パワーのピーク/平均比は、どのような場合にも非常に劣る。なぜなら、ネットワークは複数のユーザに同時に送信を行なうためである。これらユーザに向けられる信号は、建設的または破壊的に組合わさって、ネットワークによって発せられる無線周波数パワーに大きなばらつきを生じさせ、したがって、ピーク/平均比を劣化させる。したがって、ダウンリンクについては、種々のトランスポートチャネル間の E_b / I は、一定のレートマッチング比 Y / X を有するレートマッチングによって均衡させるようにするよう決定され、また、多重化フレームにはダミービット、すなわち送信されないビットを補充し、したがって、非連続な送信を行なうように決められた。

【0024】

したがって、アップリンクとダウンリンクにおける違いは、アップリンクにおいてはレートのマッチング112が多重化フレームを補充するように動的であるのに対し、ダウンリンクにおいてはレートのマッチング114が静的であって、多重化フレームがそのすぐ

後続くステップ124においてダミービットを挿入することによって補充される点にある。

【0025】

動的であれ静的であれ、レートのマッチングは、SMG2/UMTS-L1/Doc 428/98の参照番号が付された技術文書において、シーメンス社(Siemens company)(登録商標)によってETSIに提案されたアルゴリズムに従って、反復またはパンクチャ(puncture)によって行なわれる。このアルゴリズムは、整数でないパンクチャ/反復比を得ることができるようにする。これに関する情報を表1に示す。

【0026】

【表1】

入力データ：	
X_i	-入力におけるビット数
Y_i	-出力におけるビット数
$N_{p/r} = Y_i - X_i $	-反復またはパンクチャされるビット数 ($Y_i > X_i$ の場合は反復、さもなければパンクチャする)
パンクチャ/反復規則は以下の通り：	
$e = 2^{*N_{p/r} - X_i}$	-- 現時点のパンクチャ/反復の比と 所望のパンクチャ/反復の比との間の 初期誤差
$x = 0$	-- 現時点のビットの指標
while $x < X_i$ do	--
if $e > 0$ then	-- ビット数 x が反復/パンクチャ されるべきかを検査する
{	
ビット数 x をパンクチャまたは反復	
$e = e + (2^{*N_{p/r}} - 2^{*X_i})$	-- 誤差を更新する
else	
$e = e + 2^{*N_{p/r}}$	-- 誤差を更新する
end_if	
$x = x + 1$	-- 次のビット
end_do	

表1：反復またはパンクチャアルゴリズム

【0027】

このアルゴリズムの具体的な特徴は、それがパンクチャモードで演算を行なう場合に、連続するビットのパンクチャは行なわずに、2つのパンクチャされたビット間の間隙を最大にすることである。反復に関しては、反復されるビットがそれらが反復するビットの後続く。このような条件下においては、レートのマッチングはインタリーブの前に行なわれることが有益であることを理解されたい。なぜなら、反復については、インタリーブがレートのマッチングの後に行なわれることにより、反復されたビットの間隔を離すことが

可能となるためである。パルクチャについては、インタリーバがレートマッチングの前に置かれることにより、チャンネルエンコーダの出口においてレートマッチングによって連続するビットがパルクチャされるおそれが生じる。

【 0 0 2 8 】

したがって、レートマッチングはできるだけ高い位置で行なわれることが望ましく、すなわち、チャンネルエンコーダのできるだけ近くで行なわれることが好ましい。

【 0 0 2 9 】

さらに、各処理チェーン 1 0 3 A、1 0 3 B はまた、チャンネル符号化ステップ 1 1 0 の後に、アップリンクについては 1 1 6 の符号が付されかつダウンリンクについては 1 1 8 の符号が付された第 1 のインタリーバを含み、その後、アップリンクについては 1 2 0 、ダウンリンクについては 1 2 2 の符号が付された、多重化フレームごとにセグメント化するステップが行なわれる。第 1 のインタリーバ 1 1 8 は必ずしもチャンネル符号化 1 1 0 の直後に置かれる必要はない。

【 0 0 3 0 】

ダウンリンクについては、レートマッチング比が一定であるため、チャンネルの符号化 1 1 0 のちょうど出力に、レートマッチング 1 1 4 を位置付けることが可能である。したがって、先験的には単一のインタリーバ 1 1 8 のみが必要とされる。

【 0 0 3 1 】

しかし、サービスの質 Q o S が異なるトランスポートチャンネルの多重化が単純な連結によって行なわれ、また、そのような方法が各多重化ブロックのタイムスパンを実際に制限してしまうために、第 2 のインタリーバ 1 3 6 もまた必要となる。

【 0 0 3 2 】

アップリンクについては、レートマッチング比は多重化フレームごとに変化し得る。このため、コード化ブロックのビットを複数の多重化フレームにわたって分配するために、レートマッチング 1 1 2 の前には少なくとも第 1 のインタリーバ 1 1 6 が必要であり、さらに、レートマッチング 1 1 2 によって反復されたビットを離すために、レートマッチングの後に第 2 のインタリーバ 1 2 8 を配置する必要がある。

【 0 0 3 3 】

したがって、図 1 および図 2 のブロック図において、第 1 のインタリーバおよび第 2 のインタリーバと称される 2 つのインタリーバが配置されている状態が示される。第 1 のインタリーバ 1 1 6、1 1 8 は、そのタイムスパンが、対応するトランスポートチャンネルのためのインタリーブのタイムスパンと等しい、インタリーバである。このスパンは、多重化フレームの時間期間よりも長くてもよく、典型的に、それを一定の比で乗じたものである。このために、第 1 のインタリーバ 1 1 6、1 1 8 はときとして、フレーム間 (inter-frame) インタリーバとも称される。

【 0 0 3 4 】

第 2 のインタリーバ 1 2 6、1 2 8 はまた、そのタイムスパンが多重化フレームのタイムスパンであるために、フレーム内 (intra-frame) インタリーバとも称される。

【 0 0 3 5 】

したがって、1 2 0、1 2 2 の符号が付された、多重化フレームごとのセグメント化のステップは、(第 2 のインタリーバがある場合、) 第 1 のインタリーバ 1 1 6、1 1 8 と第 2 のインタリーバ 1 2 8、1 2 6 との間に位置付けられる。このステップは、コード化されかつ第 1 のインタリーバによってインタリーブされたブロックを、多重化フレームの時間期間に対する第 1 のインタリーバのタイムスパンの比と等しい、できるだけ多くのセグメントにセグメント化するステップを含む。このセグメント化は典型的には、セグメントの連結によって再び、インタリーブされたコード化ブロックが生み出されるような方法で行なわれる。

【 0 0 3 6 】

アップリンクにおいては、このセグメント化のステップ 1 2 0 がレートマッチング 1 1 2 の前に置かれなければならないことに留意されたい。これは、そのレートのマッチン

10

20

30

40

50

グ 1 1 2 が、多重化フレームごとに動的に構築される比に従って行なわれるために、複数の多重化フレームにわたって延び得るデータの単位では行なうことができないためである。

【 0 0 3 7 】

アップリンクおよびダウンリンクにおいて、各第 2 のインタリーブ 1 2 6、1 2 8 の前に、物理的チャンネルへのセグメント化のステップ 1 3 0 が実行される。同様に、第 2 のインタリーブ 1 2 6、1 2 8 の後には、適正な送信のための物理的チャンネルのマッピングのステップ 1 3 2 が行なわれる。

【 0 0 3 8 】

現時点において、多重化、チャンネルの符号化、インタリーブおよびレートのマッチングのアルゴリズムのみが規定されかつ検討されている。ビットレートマッチング器にサイズ X のブロックが入力されると、それに対応して出力にサイズ Y のブロックが得られるような方法を固定することを可能にする規則は存在しない。すべての (X, Y) の対の組合せが予め定められかつ固定された形でメモリ内に記憶されていると仮定すると、以下の 2 つの方法のうち一方のみが可能である。すなわち：

- (X, Y) の対の組は固定されたままとされ、問題となるサービスに対するこの (X, Y) の対の組の定義には柔軟性は何ら得られない。これは、求められている効果に反する。または、

- (X, Y) の対の組が関連する遠隔通信ネットワークと移動局との間で折衝され、大きい数の信号化ビット (signaling bits)、かつしたがって付加的な資源の固定化が見られなければならない。

【 0 0 3 9 】

他のブロックとレートがマッチングされたレートマッチング済ブロックのサイズ Y を、レートのマッチング前のそのブロックのサイズ X に基づいて判定する規則が、少なくともアップリンクにおいて必要である。なぜなら、サービスが可変ビットレートを有するので、各トランスポートチャンネルに対して提供されるトランスポートブロックの数が可変であるためである。レートがマッチングされるべきブロックのサイズのリスト (X_1, X_2, \dots, X_k) はしたがって、多重化フレームごとに異なり得る。このリストにおける要素の数 k もまた必ずしも一定ではない。

【 0 0 4 0 】

サイズ X_i に関連するサイズ Y_i は、動的なマッチングのために、 X_i ばかりでなくリスト全体 (X_1, X_2, \dots, X_k) に依存するので、各リスト (X_1, X_2, \dots, X_k) に対してリスト (Y_1, Y_2, \dots, Y_k) が存在することになる。リストの数はしたがって非常に大きい場合があり、これは少なくとも、トランスポートフォーマットの組合せの数と同じだけの数となる。トランスポートフォーマットの組合せは、多重化フレームの逆多重化の方法を規定するものである。

【 0 0 4 1 】

したがって、送信側エンティティおよび受信側エンティティは、同じ関連リスト (X_1, X_2, \dots, X_k) (Y_1, Y_2, \dots, Y_k) を用いなければならない。コード化されたトランスポートチャンネルの複合を接続する時点において、これら 2 つのエンティティ間のこの関連リストを信号化すること (signaling) は、信号化ビットについて無視できないコストがかかることを意味する。コード化されたトランスポートチャンネルの複合は、コード化されたトランスポートチャンネルの少なくとも 2 つのグループを含む。さらに、コード化されたトランスポートチャンネルの複合内への各付加または各除去に対して、新しい関連のリスト (X_1, X_2, \dots, X_k) (Y_1, Y_2, \dots, Y_k) を交換することができるようにしなければならないであろう。

【 0 0 4 2 】

さらに、比 E_b / I の厳密なマッチングは、各サービスの質 QoS に対するチャンネルデコーダの技術に依存する。このようなデバイスの性能は、製造業者のそれぞれのノウハウに応じて製造業者間でばらつき得る。実際に、このレートのマッチングは、各デコーダの

10

20

30

40

50

絶対的な性能によるものではなく、互いに対するそれらの性能に依存し、したがって、製造業者によってその性能に違いがある場合にはそれらに従ってばらつき得る。

【 0 0 4 3 】

このため、用いられる送信側および受信側エンティティが、信号化メッセージの適切な交換を通じて、比 $(E b / I)$ のマッチングを「折衝する」ことができるようにすることは不可能である。

【 0 0 4 4 】

このことを説明するために、2つのサービスの質 A および B、ならびに、2つの製造業者 M および N を想定する。M および N は A に対して同じチャネルデコーダを有するが、B に対しては M の方が N よりもはるかに効率的なデコーダを有する。この場合、製造業者 M の方が B についてより小さい比 $E b / I$ から恩恵を得ることができることは明らかである。というのも、これにより、必要とされるパワーの総量が減じられ、かつしたがって、容量の利得が得られ、これにより、M は、それを主張することによってネットワークオペレータに対してより多くの携帯用遠隔通信機器を販売することが可能となるためである。

【 0 0 4 5 】

したがって、マッチング前のブロックのサイズ X からレートマッチングの後のブロックのサイズ Y を判定するための規則 X → Y を規定することを可能にするパラメータを通知することができることは、非常に有益であろう。これにより、比 $E b / I$ の割合を折衝または再折衝することができるようになるであろう。ただし、この通知は、できる限る低費用でなければならない。

【 0 0 4 6 】

より高次のレベルによって行なわれる比 $E b / I$ の接続中のこの調整は、したがって、2つの遠隔通信局 A および B がサービスの多重化がそれにわたって行なわれる接続を構築したいかまたは修正したい場合に、それらが以下のステップをたどることを意味する。すなわち：

1 . B が A に対して、B が送信することのできる多重化フレームの最大負荷 N を通知する。

【 0 0 4 7 】

2 . A は、以下の点から、比 $E b / I$ の A に対する理想的な割合を判定する：

- B から受信した N の値、
- 各サービスの質 Q o S について A によって許容される最大バンクチャレート、
- $E b / I$ に関する、各サービスの質 Q o S の相対的な要求、および、
- A について特定される最小性能要求。

【 0 0 4 8 】

3 . A が B に対して、A が期待する比 $E b / I$ の割合を伝える。

上述のステップ 1 は必ずしも存在しない。システムによっては、最大負荷が予めわかっており、それがシステムの一部を形成するようなシステムも考えられ得る。ただし、そのようなシステムは柔軟性に欠けるため、存在しそうにない。

【 0 0 4 9 】

場合によっては、A によって判定される比 $E b / I$ の割合が、どのトランスポートチャネルもそれに見合う以上のものを有してはならないという、求められる目標に対して最適ではないことがあり得る。これは、妥協的な状況であって、この場合、サービスを組合せた接続が構築できる場合には、ネットワークの容量を減じることが望ましい。

【 0 0 5 0 】

このような妥協は、その劣化が、システムの仕様において規定された最小性能要求によって定められる限界内である場合に、受入れ可能である。

【 0 0 5 1 】

また、実際の許容限度が一部、ネットワークに一任されている場合も考えられる。これは、保証されないレベルのサービスを規定することを可能にし、この場合、トラフィック条件が許せばサービスが提供され、さもなければサービスは下方向に再折衝される。

【 0 0 5 2 】

可能なサービスの組合せの仕様は確かに存在するであろう。この仕様においては、各サービスの組合せについて、トランスポートフォーマットの組合せの組が関連付けられるであろう。これは明らかに、従来の電話サービス、および、電話呼出、スタンバイ等のすべての関連サービスのような、基本的なサービスに当てはまるであろう。

【 0 0 5 3 】

しかし、可能性のある組合せの数は将来的に増加し、またその場合、より高次のレベルが、どのような組合せが可能であるか、どのようにそれらを折衝するかおよび/またはそれらを再折衝するかを判定するのに、また、それらが任意の組合せに対するトランスポートフォーマットの組合せの組を判定するのに、明確な規則が必要となるであろう。

10

【 0 0 5 4 】

したがって、そのような高次のレベルは、どのようなトランスポートフォーマットの組合せが可能であるかを、簡単な演算アルゴリズムの助けを借りて判定することができなければならない。このために、それらのより高次のレベルが適用すべき、以下のような少なくとも3つの演算規則がある：

・第1の規則は、チャンネルの符号化に関し、これは、トランスポートブロックの組のエレメントの数およびそれらそれぞれのサイズを、コード化されたブロックの組のエレメントの数およびそれらそれぞれのサイズへと、変換することを可能にする。たとえば、この規則は、

$$Y = X / (\text{コーディングレート}) + N_{\text{tail}}$$

20

のタイプのものであり、式中「コーディングレート」および「 N_{tail} 」はそのコードの特性定数である。

【 0 0 5 5 】

・第2の規則はセグメント化に関し、これは、コード化されたブロックのサイズを多重化フレームごとのセグメント化によって得られたセグメントのサイズへと変換する。一般に、この規則は、関連のトランスポートチャンネルの伝送間隔がF個の多重化フレームに対応する場合には、Fによる単純な除算である。しかし、そのセグメント化が等しいかまたは等しくないかはまだ明らかではない。等しいセグメント化の場合には、コード化されたブロックはFの倍数であるサイズを有する。この場合、すべてのセグメントは同じサイズである。なぜなら、Fによって除されるとき丸め誤差が生まれなためである。不平等なセグメント化の場合、セグメントのサイズは切り上げまたは切り捨てる丸め誤差のために1ビット以内に規定され、セグメントの曖昧さを減ずるために連続番号を知る必要が生じる。たとえば、80ビットがF=8フレームにセグメント化される場合、すべてのセグメントは10ビットを含み、そのサイズを確定するのに関連するセグメントの連続番号（またはセグメントの位置）を知る必要はない。これに対し、78ビットをF=8フレームにセグメント化する場合には、6つのセグメントが10ビットを含み、他の2つのセグメントは9ビットを含むことになり、そのサイズを確定するのにセグメントの連続番号を知る必要がある。

30

【 0 0 5 6 】

・第3の規則は、レートがマッチングされるべきブロックのサイズXから、レートがマッチングされたブロックのサイズYを導出することを可能にする規則である。

40

【 0 0 5 7 】

この第3の規則は特定されておらず、本発明はこの、マッチングされるべきブロックについて対応のサイズを導出する問題を解決するものである。

【 課題を解決するための手段 】

【 0 0 5 8 】

[発明の概要]

本発明の目的は、移動用遠隔通信ネットワークに用いられる通信装置が、各トランスポートチャンネルについて、レートマッチング手段の出力において得られるブロックのサイズYを、そのレートマッチング手段に入力されるブロックのサイズXから簡単な方法で算出

50

することができるようにすることである。

【0062】

一実施の形態に従う通信装置は、複数のトランスポートチャンネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理を行う通信装置であって、

複数のトランスポートチャンネルについて、データの入力ブロックの初期サイズ及びトランスポートチャンネルのレートマッチング比に関するレートマッチングパラメータに基づき、出力ブロックの中間サイズを計算する第1の計算手段と、

多重化フレームの複数の最大ペイロード候補の中から利用可能な最大ペイロードを、最大ペイロード候補のサイズ及び複数のトランスポートチャンネルに関する出力ブロックの中間サイズの和に基づいて、決定する最大ペイロード決定手段と、

最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロード及び複数のトランスポートチャンネルの出力ブロックの中間サイズに基づいて、該中間サイズを修正した出力ブロックの最終サイズを計算する第2の計算手段と、

複数のトランスポートチャンネルについて、第2の計算手段によって計算された出力ブロックの最終サイズに基づいて、入力ブロックのすくなくとも1ビットをパンクチャリング又は反復することにより、入力ブロックを最終サイズの出力ブロックに変換するレートマッチング手段と、を有する。

【0063】

好ましくは、通信装置は、レートマッチング手段によって得られた複数のトランスポートチャンネルの出力ブロックを、最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロードを有する多重化フレームに多重化する多重化手段を有し、多重化フレームを送信する。

好ましくは、最大ペイロード決定手段は、利用可能な最大ペイロードが複数存在した場合に、最小の最大ペイロードを決定する。

好ましくは、第2の計算手段は、複数のトランスポートチャンネルの出力ブロックの最終サイズの合計が最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロードと等しくなるよう、中間サイズを修正した前記出力ブロックの最終サイズを計算する。

好ましくは、第2の計算手段は、最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロードと、 k (k は正の整数)をトランスポートチャンネルの数として、出力ブロックの中間サイズ Y'_j の全合計 $\sum_{j=1}^k Y'_j$ に対する出力ブロックの中間サイズ Y'_i の部分合計 $\sum_{j=1}^i Y'_j$ の比に基づいて、トランスポートチャンネル i (i は $1 \sim k$ の正の整数)に対する出力ブロックの最終サイズを計算する。

好ましくは、レートマッチングパラメータは、レートマッチング比に関連した整数値である。

【0064】

一実施の形態に従う方法は、複数のトランスポートチャンネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理を行う方法であって、

複数のトランスポートチャンネルについて、データの入力ブロックの初期サイズ及びトランスポートチャンネルのレートマッチング比に関するレートマッチングパラメータに基づき、出力ブロックの中間サイズを計算する第1の計算ステップと、

多重化フレームの複数の最大ペイロード候補の中から利用可能な最大ペイロードを、当該最大ペイロード候補のサイズ及び複数のトランスポートチャンネルに関する出力ブロックの中間サイズの和に基づいて、決定する最大ペイロード決定ステップと、

最大ペイロード決定ステップによって決定された最大ペイロード及び複数のトランスポートチャンネルの出力ブロックの中間サイズに基づいて、該中間サイズを修正した出力ブロックの最終サイズを計算する第2の計算ステップと、

複数のトランスポートチャンネルについて、第2の計算ステップによって計算された出力ブロックの最終サイズに基づいて、入力ブロックのすくなくとも1ビットをパンクチャリング又は反復することにより、入力ブロックを最終サイズの出力ブロックに変換するレートマッチングステップと、

10

20

30

40

50

を有する。

【0065】

一実施の形態に従うレートマッチング処理装置は、複数のトランスポートチャネルによって搬送されるデータの入力ブロックを出力ブロックに変換するレートマッチング処理装置であって、

複数のトランスポートチャネルについて、データの入力ブロックの初期サイズ及びトランスポートチャネルのレートマッチング比に関するレートマッチングパラメータに基づき、出力ブロックの中間サイズを計算する第1の計算手段と、

多重化フレームの複数の最大ペイロード候補の中から利用可能な最大ペイロードを、当該最大ペイロード候補のサイズ及び複数のトランスポートチャネルに関する出力ブロックの中間サイズの和に基づいて、決定する最大ペイロード決定手段と、

最大ペイロード決定手段によって決定された最大ペイロード及び複数のトランスポートチャネルの出力ブロックの中間サイズに基づいて、該中間サイズを修正した出力ブロックの最終サイズを計算する第2の計算手段と、

複数のトランスポートチャネルについて、第2の計算手段によって計算された出力ブロックの最終サイズに基づいて、入力ブロックのすくなくとも1ビットをパンクチャリング又は反復することにより、入力ブロックを最終サイズの出力ブロックに変換するレートマッチング手段と、

を有する。

【図面の簡単な説明】

【0066】

【図1】現時点の3GPPの提案における、アップリンク上でのトランスポートチャネルの多重化を示す概略図である。

【図2】現時点の3GPPの提案における、ダウンリンク上でのトランスポートチャネルの多重化を示す概略図である。

【図3】本発明に従った、ダウンリンクのためのアルゴリズムの実現を説明するフローチャートである。

【図4】本発明に従った、アップリンクのためのアルゴリズムの実現を説明するフローチャートである。

【発明を実施するための形態】

【0067】

本発明は、例示の目的のみで示された以下の説明を添付の図面を参照して読むことにより、よりよく理解されるであろう。

【0068】

一般に、本発明においては、各サービスの質は2つの整数EおよびPによって特徴付けられる。Eは、比 E_b/I に対応し、すなわち、1、2、...、pが付された複数のサービスの質が存在する場合、そのそれぞれの係数Eは E_1 、 E_2 、...、 E_p で表わされ、各サービスの質の比 E_b/I は、係数 E_i と同じ割合となる。

【0069】

係数Pは、任意のサービスの質に対して認められ得る最大のパンクチャレートに対応する。したがって、各サービスの質1、2、...、pに対して、最大パンクチャレート P_1 、 P_2 、...、 P_p が関連付けられる。最大パンクチャレートは、該当のサービスの質に特定の処理チェーン内で実行されるチャネルコーディングによって課される。パンクチャは、コード化されたビットの削除を含む。この削除は、チャネルのコーディングが冗長性をもたらず場合に限り許容可能である。しかし、パンクチャされたビットの数は、コード化されたビットの合計数に対して大きすぎてはならず、したがって、チャネルのコーディングに依存しかつ使用されるデコーダに依存する最大パンクチャレートが存在する。

【0070】

遠隔通信システムにおいては、制御データの伝送専用の物理的チャネルが、システムの種々の送信側および/または受信側エンティティの間に設けられる。具体的には、そのよ

10

20

30

40

50

うなチャンネルは、移動無線通信システムの固定されたネットワークと移動局との間に存在する。このチャンネルは、3GPP標準においてはDPCH（すなわち、Dedicated Physical Control Channel、専用物理制御チャンネル）と共通に称される。これは、同じ標準においてDPDCH（すなわち、Dedicated Physical Data Channel、専用物理データチャンネル）と称される物理的なデータ伝送チャンネルに沿って共存する。

【0071】

本発明に従えば、遠隔通信システムの各エンティティが、レートがマッチングされたブロックのサイズ Y_i とマッチングされるべきブロックのサイズ Z_i との間の対応の組を確定することができるように、かつ、それを各サービスの質について行なうことができるようにするために、 $i \in [1, p]$ である対 (E_i, P_i) のみが、互いに通信せねばならないシステムのすべてのエンティティに対して論理的制御データ伝送チャンネルを介して伝送される。これらの対は、複数のエンティティのうちの1つによって構築されるか、または、第1の実施例においては複数のエンティティの間で「折衝」され得る。第2の実施例においては、パラメータ (E_i) のみが折衝され、パラメータ (P_i) は任意のチャンネル符号化について予め定められる。第3の実施例においては、パラメータ (P_i) のみが折衝され、パラメータ (E_i) の組は任意のトランスポートチャンネルのグループに対して予め定められる。上に規定した対 (E_i, P_i) からブロック X_i, Y_i のサイズの間の対応を判定するための方法は、本明細書中、後に説明する。

10

【0072】

EおよびPに対して整数が使用されるのは以下の理由による。すなわち：

- 整数または固定小数点の計算は、実現するのが簡単であり、換言すれば、それらはより高速にかつより少ない資源で行なうことができる。また、
- 整数の計算の正確性は、それらの整数がその中に記憶されるレジスタのビット数を通じて非常に容易に定量化することが可能である。したがって、ネットワークおよび移動局において同じ丸め誤差が生成され、かつしたがって、計算の結果が無線インターフェースの各側において厳密に同じになることを容易に確信することができる。

20

【0073】

より正確には、ダイナミクスは以下のように規定される。すなわち：

- ・ Eは1からEMAXまでの整数である、
- ・ Pは0からPMAXまでの整数である。

30

【0074】

【数2】

さらに、定数PBASEを $P_{MAX} < P_{BASE}$ となる

ように、かつ、 $\frac{P}{P_{BASE}}$ が任意のサービスの質に対する認められ得る最大のパンクチャレートとなるように規定する。

$\frac{1}{P_{BASE}}$ は粒度に対応し、PBASEは 10^4 程度である。

40

任意のサービスの質に対して実行されるレートマッチングステップにおいて、認められ得る最大のパンクチャレート

$\frac{P}{P_{BASE}}$ は、典型的に、0～20%の間である。

【0075】

したがって、本発明のアルゴリズムは、3つの整数の定数EMAX、PMAXおよびPBASEによって特徴付けられる。

50

【0076】

以下においては、計算の正確性に関連する、第4の整数の定数L B A S Eが使用される。

【0077】

アップリンク、すなわち移動局からネットワークへのリンクと、ダウンリンク、すなわちネットワークから移動局へのリンクにおいて、同じ符号E M A X、P M A X、P B A S EおよびL B A S Eが使用されるが、対応する定数が両方の場合において必ずしも同じ値を有するわけではないことに留意されたい。

【0078】

また以下において、同じ符号XおよびYが、アップリンクとダウンリンクの場合において異なる意味で使用される。

【0079】

さらに、各リンクについて、ブロックの任意の指標に対してサービスの質Q o Sの値を与える、Qの符号が付されたマッピングを、アップリンクとダウンリンクの両方の場合に規定することとする。

【0080】

ダウンリンクにおいては、 X_1, X_2, \dots, X_k は、任意のサービスの質(Q o S)のブロックに対する、レートマッチング前の可能なサイズのリストを示し、これは、サービスの質(Q o S)のすべての可能な値に対して示される。

【0081】

より正確には、サービスの質Q o Sが1からpまでの値をとる場合には、
 $X_{k(0)+1}, \dots, X_{k(1)}$ は、Q o S 1に対する可能なすべてのブロックサイズであり、
 $X_{k(1)+1}, \dots, X_{k(2)}$ は、Q o S 2に対する可能なすべてのブロックサイズであり、
 ...
 $X_{k(p-1)+1}, \dots, X_{k(p)}$ は、Q o S pに対する可能なすべてのブロックサイズであって、
 ここで、 $k(0) = 0$ および、 $k(p) = k$ および、 $k(0) < k(1) < \dots < k(p)$ であるものとする。

【0082】

さらに、各サービスの質Q o Sに対するブロックサイズの指標の組{1, ..., k}から、サービスの質の指標の組{1, ..., p}へのマッピングQを考える。したがって、以下の式が得られる。

【0083】

【数3】

$$Q: \{1, \dots, k\} \rightarrow \{1, \dots, P\}$$

$$i \rightarrow Q(i) = j \quad \text{ただし、} k_{j-1} < i \leq k_j$$

【0084】

以上の定義から、サービスの質が同じでない($Q(i) \neq Q(j)$)とすると、同じブロックサイズを2回($X_i = X_j$ 、ただし $i \neq j$)有することが可能であることに留意されたい。

【0085】

アップリンクについては、任意の多重化フレームに対してレートがマッチングされるべきブロックには、1、2、...、kの番号が付され、それらそれぞれのサイズは X_1, X_2, \dots, X_k となる。

【0086】

したがって、リスト(X_1, X_2, \dots, X_k)は多重化フレームごとに変化する。そのエレメントの数kは特に、必ずしも一定ではない。

10

20

30

40

50

【 0 0 8 7 】

Qは、 $\{ 1, \dots, k \}$ から $\{ 1, \dots, p \}$ へのマッピングであって、これは、該当する多重化フレームについて、ブロックの指標 i に関連し、そのサービスの質は $Q(i)$ である。

【 0 0 8 8 】

このように規定した場合、サービスの質が同じであるかないかにかかわらず ($Q(i) = Q(j)$ または $Q(i) < Q(j)$)、同じブロックサイズを2回 ($X_i = X_j$ 、ただし $i \neq j$) 有することが可能である。

【 0 0 8 9 】

実際に、同様のサービスの質の2つのブロックが同じサイズを有するには、チャンネルエンコーダが、同じサイズのエレメントを少なくとも2つ有するコード化ブロックの組を出力するだけで十分である。

10

【 0 0 9 0 】

要約すれば、ダウンリンクについては、 $1, 2, \dots, k$ は、レートがマッチングされるべきブロックの可能なすべてのサイズについての指標であって、ただしこの場合、異なるサービスの質に対応するブロックサイズは別個にカウントされる。アップリンクについては、 $1, 2, \dots, k$ は、任意の多重化フレームに対する、レートがマッチングされるべきブロックのリストの指標である。

【 0 0 9 1 】

Y_1, \dots, Y_k は、レートマッチング後の X_1, \dots, X_k にそれぞれ対応する、ブロックのサイズである。

20

【 0 0 9 2 】

ダウンリンクに関して、図3に、サービスの質 q に関連する値 E_q および P_q から対 (X_i, Y_i) の組を判定するためのアルゴリズムを、1つかつ同じ処理チェーン ($Q_{d(i)}$) について、また、干渉の平均エネルギーに対する1ビットの平均エネルギーの比 (E_b/I) のマッチングを折衝する一方でパラメータの対の組 $\{ E_q, P_q \}$ を受信する1つのエンティティについて、例示する。このエンティティは、トランスポートチャンネルの複合に対する (少なくとも1つの基地局を含む) 送信側エンティティ、または、トランスポートチャンネルのこの複合に対する (少なくとも1つの移動局を含む) 受信側エンティティであってもよく、これは、現時点における折衝の結果を判定するエンティティに依存する。大半の場合には、決定するのはトランスポートチャンネルのグループに対する受信側エンティティであって、本発明の構成方法を実現するのは送信側エンティティである。

30

【 0 0 9 3 】

$\{ 1, \dots, p \}$ における各サービスの質 q に対して、すなわち、各処理チェーンに対して、上述のように規定された2つの特徴的な整数 E_q および P_q が存在するものと仮定する。これらは、既に構築されているトランスポートチャンネルによって実行されるステップ300Aおよび300Bにおいて受信される。さらに、ステップ300Cにおいては値 X_i が入手可能である。 X_i は、サービスの質 q に対して予め定められているかまたは折衝されたものである。

【 0 0 9 4 】

このアルゴリズムの最初のステップ302は、1から p までの各 q について、以下の式 (1) によって規定される整数パラメータ L_q を計算するステップである。

40

【 0 0 9 5 】

【数4】

$$L_q = \left\lfloor \frac{(PBASE - P_q) \cdot LBASE}{E_q} \right\rfloor \quad (1)$$

式中、 $\lfloor x \rfloor$ は、 x 以下の最大の整数を表わす。異なる実施例においては、 x 以上の最小の整数が選択されることは明らかである。

【0096】

10

一般に、パラメータを判定するための、その中で丸め操作が実行されるべきステップにおいては、どのステップにおいてもどのような丸め操作も適用することができる。さらに、パラメータを判定するための2つのステップが、2つの異なる、互いに独立した丸め操作を用いることも可能である。

【0097】

【数5】

次のステップ304は、以下の式(2)によってパラメータLMAXを規定するステップである。

20

$$LMAX = \max_q \{L_q\} \quad (2)$$

次にステップ306において、各サービスの質 q につき、整数 S_q が以下の式(3)によって規定される。

$$S_q = LMAX \cdot E_q \quad (3)$$

S_q は、各サービスの質 q について最大パンクチャレート $\frac{P_q}{PBASE}$ であるとする、有理数 $\frac{S_q}{PBASE \cdot LBASE}$ が最小レート

30

マッチング比となるようにされる。

換言すれば、 S_q は以下の式(4)に示す関係に適合しなければならない。

$$\frac{S_q}{PBASE \cdot LBASE} \geq 1 - \frac{P_q}{PBASE} \quad (4)$$

【0098】

40

本発明の構成方法は、以下の利点を有する。すなわち、特に、同じサービスの質を示すトランスポートチャンネルの少なくとも1つのグループの、現時点におけるトランスポートチャンネルの複合内での付加および/または削除という状況において、または、任意のサービスの質に求められる、干渉の平均エネルギーに対する1ビットの平均エネルギーの比(E_b/I)の変更という状況において、使用されるサービスの質のすべてに対するパラメータの対 $\{E_q, P_q\}$ の組ではなく、求められる比(E_b/I)の付加および/または変更によって影響を受けるトランスポートチャンネルのグループに関連するパラメータの対 $\{E_q, P_q\}$ のみしか再伝送する必要がない、という利点を有する。

【0099】

アルゴリズムのこれまでの部分は、アップリンクに対しても当てはまる。しかし、アル

50

ゴリズムの最後はダウンリンクに特定のなものである。

【0100】

ステップ306の完了後、 X_i 、 Y_i の関係がステップ308において以下の式(5)によって規定される。

【0101】

【数6】

$$Y_i = \left\lceil \frac{S_{Q(i)} \cdot X_i}{P_{BASE} \cdot L_{BASE}} \right\rceil \quad (5)$$

式中、 $\lceil x \rceil$ は、 x 以上の最小の整数である。

10

【0102】

X_i および対応する Y_i の各値を知ることによって、ステップ310においてサイズの対(X_i 、 Y_i)の組が構築される。

【0103】

要約すれば、ダウンリンクにおいては、アルゴリズムは実質的に以下の4つのステップを含む。

【0104】

【数7】

20

1. すべての $Q \circ S_q$ について、以下を行なう。

$$L_q = \left\lceil \frac{(P_{BASE} - P_q) \cdot L_{BASE}}{E_q} \right\rceil \quad (\text{ステップ 302})$$

2. $L_{MAX} := \max_q \{L_q\}$ (ステップ 304)

3. すべての $Q \circ S_q$ について、以下を行なう。

$$S_q := L_{MAX} \cdot E_q \quad (\text{ステップ 306})$$

30

4. $i := 1 \sim k$ について、以下を行なう。

$$Y_i := \left\lceil \frac{S_{Q(i)} \cdot X_i}{P_{BASE} \cdot L_{BASE}} \right\rceil \quad (\text{ステップ 308-310})$$

【0105】

アップリンクに関して、図4に、サービスの質 q に関連する値 E_q および P_q から対(X_i 、 Y_i)の組を判定するためのアルゴリズムを、干渉の平均エネルギーに対する1ビットの平均エネルギーの比(E_b/I)の均衡を折衝する一方でパラメータの対 $\{E_q, P_q\}$ の組を受取る1つのエンティティについて、1つかつ同じ処理チェーン($Q_m(i)$)について、例示する。このエンティティは、現時点の折衝の結果を決定するエンティティに応じて、トランスポートチャネルの複合に対する(少なくとも1つの基地局を含む)送信側エンティティであってもよく、または、トランスポートチャネルのこの複合に対する(少なくとも1つの移動局を含む)受信側エンティティであってもよい。大半の場合には、その決定をするのはトランスポートチャネルの複合に対する受信側エンティティであって、本発明の構成方法を実現するのは送信側エンティティである。

40

【0106】

アップリンクについては、各多重化フレームに対してレートマッチング比が計算される。したがって、これは X_i 、 Y_i のマッピングを判定する問題ではなく、むしろ、(X_1 、 X_2 、...、 X_k)、(Y_1 、 Y_2 、...、 Y_k)のマッピングの問題である。実際に、 Y_i から Y

50

k までの合計は、多重化フレームの最大のペイロードに等しくなければならない。

【0107】

さらに、多重化フレームの（潜在的な）最大ペイロードは、使用される物理的資源に応じて、（伝送されるブロックのすべてのサイズ X_i から X_k に対する入力データの量に対応する）伝送されるべきデータの量の関数として、フレームごとに変化し得る。したがって、多重化フレームに対して、たとえば $N_1 \dots N_r$ である、可能な最大ペイロードの組 $\{N_1, \dots, N_r\}$ を規定することが可能である。より一般的には、 N_1, N_2 から N_r の指標の次数1、2、...、 r は、種々の最大ペイロード $\{N_1, N_2, \dots, N_r\}$ の伝送を可能にする物理的資源の選好序列に対応する。

【0108】

したがって、レートマッチングを判定するためのアルゴリズムの結果のうちの1つは、 $\{1, 2, \dots, r\}$ から、最大ペイロード N_{JSEL} の伝送を可能にする、 $JSEL$ で識別される物理的資源の組を選択し、かつ、以下の式(6)を確実にすることである。

【0109】

【数8】

$$\sum_{i=1}^K Y_i = N_{JSEL} \quad (6)$$

【0110】

この目的のために、2つの連続的なフェーズが実現される。

第1のフェーズにおいては、ブロックサイズ Y_i がダウンリンクの場合と同様に「静的に」判定される。このフェーズのステップは、図3と同じ参照番号にそれぞれ100を加えた番号で表わされる。したがって、これは X_i, Y_i のマッピングである。

【0111】

第2のフェーズにおいて、 N_{JSEL} および Y_i の値に対応する Y_i の値が、式(1)を満たすように「動的に」判定される。したがって、これは、 (Y_1, Y_2, \dots, Y_k) (Y_1, Y_2, \dots, Y_k)のマッピングである。

【0112】

ステップ400から408を含む第1のフェーズは、単に、式： $Y_i = S_{Q(i)} \cdot X_i$ によって規定される。

【0113】

次に、 $JSEL$ が、ステップ410において以下の式(7)によって規定される。

【0114】

【数9】

$$JSEL = \min \left\{ j / \sum_{i=1}^{i=K} Y_i' \leq PBASE \cdot LBASE \cdot N_j \right\}$$

... (7)

【0115】

言い換えれば、もし N_1, N_2, \dots, N_r の場合には、伝送を可能にする最小の最大ペイロードが選択される。

【0116】

その後、ステップ412において、以下によって最終サイズの集合体の値に対応する整数 Z_0, Z_1, \dots, Z_k が規定される。

【0117】

10

20

30

40

50

【数 1 0】

$$Y_i, \text{ すなわち, } Z_j = \sum_{i=1}^{j} Y_i$$

$$Z_0 := 0$$

$i := 1 \sim k$ について、以下を行なう。

$$Z_i := \left\lfloor \frac{\left(\sum_{j=1}^{j=i} Y'_j \right) \cdot N_{JSEL}}{\sum_{j=1}^{j=k} Y'_j} \right\rfloor$$

10

ただし、 $\lfloor x \rfloor$ は、 x 以下の最大整数である。

【0 1 1 8】

最後に、ステップ 4 1 4 において Y_i が、

$$Y_i = Z_i - Z_{i-1}$$

によって簡単に計算される。

20

【0 1 1 9】

このように、最終サイズ (Y_i) の計算における丸め誤差は集約されないことが理解されるであろう。したがって、データブロックの数 k にかかわらず、次の 2 つの丸め操作のみが実行される：

Z_i が付された集合体のサイズの値に対する第 1 の丸め操作、および

Z_{i-1} が付された先の集合体のサイズの値に対する第 2 の丸め操作。

【0 1 2 0】

求められる対 (X_i 、 Y_i) が、ステップ 4 1 6 において最終的に得られる。

要約すれば、アップリンクにおいては、アルゴリズムは実質的に以下の 7 つのステップを含む。

30

【0 1 2 1】

【数 1 1】

1. すべての $Q \circ S_q$ について、以下を行なう。

$$L_q = \left\lfloor \frac{(PBASE - P_q) \cdot LBASE}{E_q} \right\rfloor \quad (\text{ステップ 402})$$

2. $LMAX := \max_q \{L_q\}$ (ステップ 404)

3. すべての $Q \circ S_q$ について、以下を行なう。

$$S_q := LMAX \cdot E_q \quad (\text{ステップ 406})$$

4. $i := 1 \sim k$ について、以下を行なう。

$$Y'_i := S_{Q(i)} \cdot X_i \quad (\text{ステップ 408})$$

5. $JSEL = \min \left\{ j / \sum_{i=1}^{i=k} Y'_i \leq PBASE \cdot LBASE \cdot N_j \right\}$
(ステップ 410)

$$Z_0 = 0$$

6. $i := 1 \sim k$ について、以下を行なう。

$$Z_i := \left\lfloor \frac{\left(\sum_{j=1}^{j=i} Y'_j \right) \cdot N_{JSEL}}{\sum_{j=1}^{j=k} Y'_j} \right\rfloor \quad (\text{ステップ 412})$$

7. $i := 1 \sim k$ について、以下を行なう。

$$Y_i := Z_i - Z_{i-1} \quad (\text{ステップ 414})$$

【0 1 2 2】

最後に、本明細書中においては、サービスの質の概念をトランスポートチャネルのサービスの質として、すなわち、レベル 1 からより高次のレベルによって提供されるサービスの質として規定したが、その目的がレートマッチングを判定することにあることを考えると、インタリーブおよび多重化チェーンの底部によってチャネルエンコーダに対して提供されるサービスの質について述べる方がより正確であろうということを理解されたい。

【0 1 2 3】

以上に述べた実施例は、本発明の範囲を限定する意図を含むものではなく、したがって、それに対してその概念から離れることなく種々の変形を行なうことが（いずれにせよ）可能である。特に、パラメータの対 $\{E_q, P_q\}$ を判定するステップは、サービスの質ごとにのみ行なわれるのではなく、1つかつ同じサービスの質についてコード化されたビットのクラスごとにも行なわれ得るものであると理解されたい。実際に、（特にターボコーディング等の）何らかのチャネル符号化においては、幾分パンクチャに敏感に反応するコード化ビットの種々のクラスが与えられることが思い起こされる。

【符号の説明】

【0 1 2 4】

1 0 0 トランスポートチャネル、1 0 3 A, 1 0 3 B 処理チェーン、1 1 0 チャネルの符号化、1 1 2 レートのマッチング、1 1 6 第 1 のインタリーブ、1 2 8 第

10

20

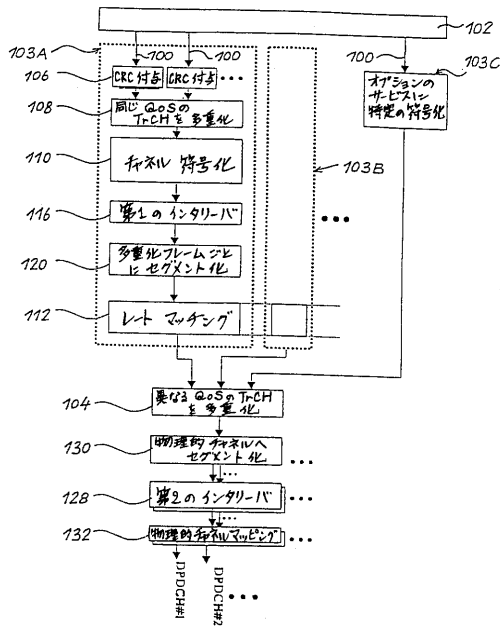
30

40

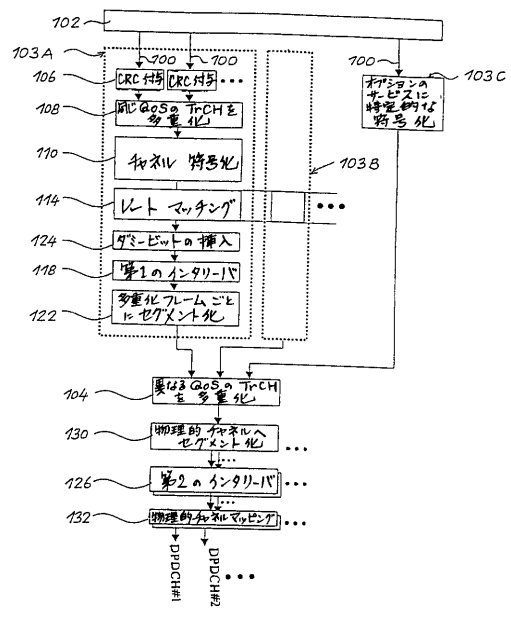
50

2のインターリーブ、132 物理的チャネルのマッピング、302 整数パラメータ L_q を計算するステップ、304 パラメータ L_{MAX} を規定するステップ、306 整数 S_q を規定するステップ、308 関係 X_i, Y_i を規定するステップ、310 サイズの対 (X_i, Y_i) の組を構築するステップ。

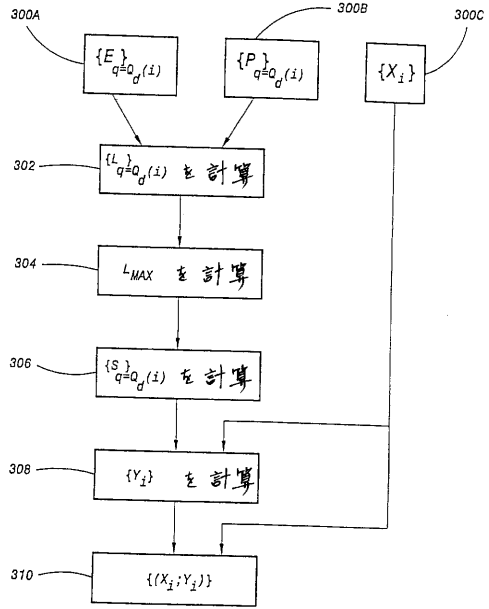
【図1】



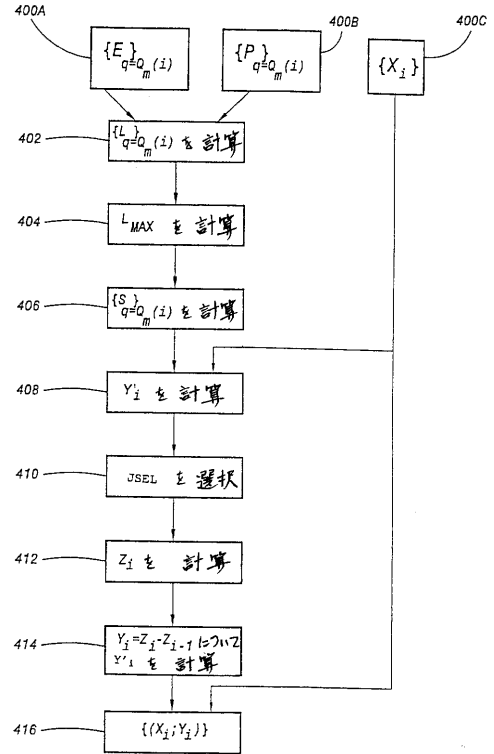
【図2】



【図3】



【図4】



フロントページの続き

(74)代理人 100124523

弁理士 佐々木 真人

(72)発明者 バンサン・ベライシュ

フランス、35500 ビトル、リュ・ド・ラ・ボーデリー、1・ビス

審査官 菊地 陽一

(56)参考文献 特許第3617480(JP, B2)

欧州特許第01494384(EP, B1)

国際公開第99/065148(WO, A1)

Mitsubishi Electric, A rule to determine the rate matching ratio, TSGR1#5(99)538, 3GPP, 1999年5月12日

Lucent Technologies, A unifying code proposal for all data rates, block sizes and Quality of Service: Performance/Complexity trade-off, TSGR1#3(99)189, 3GPP, 3GPP, 1999年3月26日

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04B 1/707

H04W 28/22