

【公報種別】特許法第17条の2の規定による補正の掲載

【部門区分】第7部門第3区分

【発行日】平成18年1月5日(2006.1.5)

【公表番号】特表2002-501707(P2002-501707A)

【公表日】平成14年1月15日(2002.1.15)

【出願番号】特願平11-500927

【国際特許分類】

H 0 4 L 1/00 (2006.01)

H 0 3 M 13/09 (2006.01)

H 0 3 M 13/15 (2006.01)

H 0 3 M 13/23 (2006.01)

H 0 3 M 13/29 (2006.01)

H 0 3 M 13/41 (2006.01)

H 0 4 J 13/00 (2006.01)

【F I】

H 0 4 L 1/00 B

H 0 3 M 13/09

H 0 3 M 13/15

H 0 3 M 13/23

H 0 3 M 13/29

H 0 3 M 13/41

H 0 4 J 13/00 A

【誤訳訂正書】

【提出日】平成17年6月17日(2005.6.17)

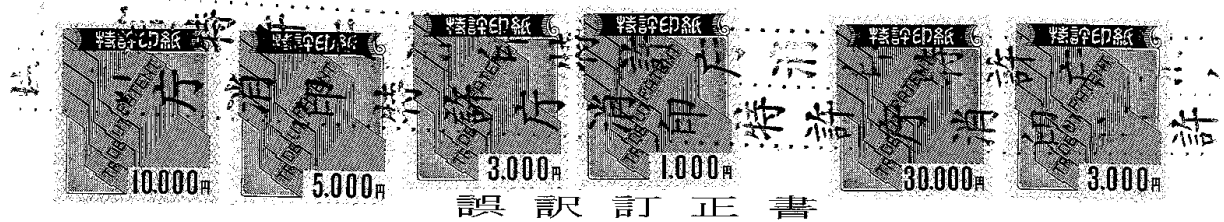
【誤訳訂正1】

【訂正対象書類名】明細書

【訂正対象項目名】補正の内容のとおり

【訂正方法】変更

【訂正の内容】



(52,600 円)

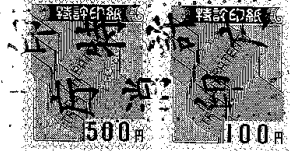
平成17年6月17日



(19,000円) + (33,600円)

(誤訳訂正書印紙) + (訂正により増加する請求項印紙)

特許庁長官 殿



1. 事件の表示 特願平11-500927号

2. 特許出願人

住 所 アメリカ合衆国, カリフォルニア州, 92121-171

4, サン・ディエゴ, モアハウス・ドライブ 5775

名 称 クアアルコム・インコーポレイテッド

3. 代 理 人

住 所 東京都千代田区霞ヶ関3丁目7番2号

鈴榮特許総合事務所内

〒100-0013

電話03(3502)3181 (大代表)

氏 名 (5847) 弁理士 鈴 江 武 彦



4. 訂正により増加する請求項の数 21

5. 訂正の対象 明細書および請求の範囲

6. 訂正の内容

別紙の通り



方式査



7. 訂正の理由等

理由1. 外国語明細書第2頁第12行、第4頁第35行、第5頁第5行、第5頁第14行の「**partition**」の訳として、平成11年11月30日に提出した特許法第184条の5第1項の規定による書面（以下、「当初明細書等」という）第2頁第16行、第5頁第28行、第6頁第6行においては、「区分」と翻訳され、他方、外国語明細書第6頁第25行、第7頁第19行、第16頁第27行の「**partition**」の訳として、当初明細書等第7頁第29行、第9頁第3行、第20頁第22行においては、「分割」と翻訳されている。後者の「分割」に一致させるために本誤訳訂正後の全文訂正明細書（以下、「訂正後の明細書」という）においては「区分」を「分割」と誤訳訂正する。

理由2. 外国語明細書第4頁第2行および第4行の「**systematic**」の訳として、当初明細書等第4頁第2行、第4行および第7行においては、「対称的」、「対称」、「対称」と翻訳され、他方、外国語明細書第8頁第4行（2箇所）、第15頁第14行の「**systematic**」の訳として、当初明細書等の第9頁第24行（2箇所）、第19頁第4行においては、「系統的」、「系統性」と翻訳されている。後者の「系統的」、「系統性」に一致させるために訂正後の明細書においては「対称的」、「対称」を「系統的」と誤訳訂正する。

理由3. 外国語明細書第7頁第30行の「**more than one**」の訳として、当初明細書等第9頁第11行においては、「1つ以上の」と翻訳されている。「**more than**」の訳として『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』において、より以上（than 以下の数量は含まない）とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「1つ以上の」を「1つより多い」と誤訳訂正する。

理由4. 外国語明細書第7頁第30行の「**symbols**」の訳として、当初明細書等第9頁第11行においては、「コード」と翻訳されている。この「**symbol**」の訳としては、『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』において、「シンボル」とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「コード」を「シンボ

ル」と誤訳訂正する。

理由 5. 外国語明細書第 8 頁第 9 行、第 8 頁第 10 行、第 8 頁第 11 行（2 箇所）、第 10 頁第 21 行の「columns」の訳として、当初明細書等第 9 頁第 28 行、第 9 頁第 29 行、第 10 頁第 1 行（2 箇所）、第 12 頁第 24 行においては、「縦列」と翻訳され、他方、外国語明細書第 16 頁第 22 行、第 16 頁第 23 行の「columns」の訳として、当初明細書等第 20 頁第 16 行（2 箇所）においては、「列」と翻訳されている。後者の「列」に一致させるために訂正後の明細書においては「縦列」を「列」と誤訳訂正する。

理由 6. 外国語明細書第 8 頁第 28 行、第 8 頁第 29 行、第 8 頁第 31 行、第 10 頁第 20 行の「rows」の訳として、当初明細書等第 10 頁第 18 行、第 10 頁第 19 行、第 10 頁第 21 行、第 12 頁第 23 行においては、「横列」として翻訳され、他方、外国語明細書第 16 頁第 22 行、第 16 頁第 23 行の「rows」の訳として、当初明細書等第 20 頁第 16 行（2 箇所）において、「行」と翻訳されている。後者の「行」に一致させるために訂正後の明細書においては「横列」を「行」と誤訳訂正する。

理由 7. 外国語明細書第 9 頁第 3 行の「downconverts」の訳として、当初明細書等第 11 頁第 2 行においては「信号順序ウンコンバータで変換し」と翻訳されている。この「downconvert」の訳としては、『ビジネス技術実用英語大辞典 第 4 版電子版』において、「ダウンコーバート」とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「信号順序ウンコンバータで変換し」を「ダウンコンバートし」と誤訳訂正する。

理由 8. 外国語明細書第 11 頁第 5 行、第 11 頁第 7 行（2 箇所）、第 11 頁第 29 行、第 11 頁第 37 行、第 11 頁第 39 行、第 12 頁第 15 行、第 12 頁第 17 行、第 12 頁第 19 行、第 12 頁第 21 行、第 13 頁第 10 行、第 13 頁第 20 行、第 13 頁第 21 行、第 13 頁第 22 行、第 13 頁第 23 行の「erasur

e」の訳として、当初明細書等第13頁第17行等においては、「イレサ」として翻訳され、他方、外国語明細書第14頁第17行において「消去」として翻訳されている。後者の「消去」に一致させるために訂正後の明細書においては「イレサ」を「消去」と誤訳訂正する。

理由9. 外国語明細書第11頁第24行の「estimate」の訳として、当初明細書等第14頁第7行においては「概算する」と翻訳されている。この「estimate」の訳としては、『コンピュータ用語辞典第3版電子版』において、「推定する」とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「概算する」を「推定する」と誤訳訂正する。

理由10. 外国語明細書第12頁第25行の「scenario」の訳として、当初明細書等第15頁第16行においては「実施形態」と翻訳されている。この「scenario」の訳としては、『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』において、「シナリオ」とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「実施形態」を「シナリオ」と誤訳訂正する。

理由11. 外国語明細書第13頁第16行の「symbol」の訳として、当初明細書等第16頁第10行においては、「フレーム」と翻訳されている。この「symbol」の訳としては、『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』において、「シンボル」とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「フレーム」を「シンボル」と誤訳訂正する。

理由12. 外国語明細書第16頁第4行の「puncture」の訳として、当初明細書等第19頁第29行においては、「派生」として翻訳され、他方、外国語明細書第2頁第29行、第3頁第15行、第3頁第16行、第6頁第6行、第16頁第6行（2箇所）、第16頁第18行、第17頁第2行の「puncture」の訳として、当初明細書等第20頁第2行等において、「パンクチャ」と翻訳されている。後者の「パンクチャ」に一致させるために訂正後の明細書においては「派生」を

「パンクチャ」と誤訳訂正する。

理由13. 外国語明細書第3頁第29行、第3頁第31行、第16頁第12行(3箇所)、第16頁第13行等の「metrics」の訳として、当初明細書等第4頁第16行等においては、「メトリック(距離)」、「距離」、「メトリックス」として翻訳され、他方、外国語明細書第3頁第36行等の「metrics」の訳として、当初明細書等第4頁第24行等において、「メトリック」と翻訳されている。後者の「メトリック」に一致させるために訂正後の明細書においては「メトリック(距離)」、「距離」、「メトリックス」を「メトリック」と誤訳訂正する。

理由14. 外国語明細書第16頁第37行、第16頁第39行の「throughput rate」の訳として、当初明細書等第20頁第28行、第21頁第1行においては、「作成量」として翻訳されている。この「throughput」の訳としては、『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』において、「スループット」とされ、「rate」の訳としては、『マグローヒル科学技術用語大辞典第3版電子版』において「レート」とされている。それゆえ、訂正後の明細書においては「作成量」を「スループットレート」と誤訳訂正する。

理由15. 外国語明細書第17頁第6行の「encoder」の訳として、当初明細書等第21頁第6行においては、「デコーダ」として翻訳され、他方、外国語明細書第17頁第7行の「encoder」の訳として、当初明細書等第21頁第6行において、「エンコーダ」と翻訳されている。後者の「エンコーダ」に一致させるために訂正後の明細書においては「デコーダ」を「エンコーダ」と誤訳訂正する。

理由16. この請求の範囲の補正は、本願の優先権主張の基礎出願で、米国で特許された米国特許第6, 212, 659B1号および米国特許第6, 553, 538B2号のクレームに対応するように、本願の請求の範囲を補正するものであり、一般補正でも対応可能な補正事項である。

8. 添付書類又は添付物件の目録

(1) 訂正の理由の説明に必要な資料

(2) 明細書および請求の範囲

整理番号 B0099P1306-PCT

【書類名】訂正の理由の説明に必要な資料

◆more than : [数詞を修飾して] …より以上 《than 以下の数量は含まない》
——『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』

◆symbol : 象徴, 表象, シンボル, しるし, 符牒, 記号, 符号
——『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』

◆downconvert, down-convert 《電気》 逓減(テイゲン)する。The receiver downconverts the rf signals to a lower intermediate frequency, while preserving all amplitude and phase relationships. 受信機は、振幅と位相の関係をすべてそのままに保ちながら、高周波信号をそれよりも低い中間周波数にダウンコンバート[逓減]する。
——『ビジネス技術実用英語大辞典第4版電子版』

◆estimate : 推定する, 予測する [一般: ~を見積もる, 評価する]
——『コンピュータ用語辞典第3版電子版』

◆scenario : 【劇】 筋書; 【映】 映画脚本 (screenplay), 撮影台本 (shooting script), シナリオ
——『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』

◆throughput : 処理量, スループット
——『研究社 リーダーズ+プラス電子ブック版』

◆rate : レート
——『マグローヒル科学技術用語大辞典第3版電子版』

以上

明 細 書

無線によるファイル転送のエラー保護を行う方法および装置

発明の背景

I. 発明の分野

本発明は、データ通信に関する。より詳細には、本発明は、I S - 9 9 通信フォーマットと互換性のある無線によるファイル転送に対するエラー保護を提供するための新規で改良された通信システムに関する。

I I. 関連技術の説明

現在の通信システムの複雑さおよびマーケットファクタに対するきわどい時間は、通信システムの設計に大きなストレスを与えている。この複雑さは、大量の信号処理、多数のハードウェアブロック、複雑なデータプロトコルおよび多くの動作モードに起因する。マイクロプロセッサは、一般的に無数のタスクを調整および制御するために要求される。

システムの複雑さは、設計およびデバッグタスクを困難にする。この段階でしばしば高いスケジュール圧力下で全体のシステムを統合しなければならないので、特別の負荷がソフトウェア開発に課せられる。システムの複雑さおよびスケジュールの圧力を緩和するために、いくつかの現在の通信システムは、システム展開後に、無線でダウンロード可能なソフトウェアおよびマイクロコードを受け入れる能力を有するように設計される。これらのシステムは、機能が追加され、あるいはバグが発見および除去されるときに、新たなソフトウェアリリースへアップグレードされる計画を有する不完全なソフトウェア機能性で最初は展開される。

ファイル転送システムの設計は、多くの遠隔局による正確な受信の問題を処理しなければならない。一般的な通信システムでは、中央局と遠隔局との間のデータ送信は、送信チャネルにおける障害、特に送信帯域幅内での追加ノイズおよびスプリアス信号によって妨害される。さらに、信号は、マルチパスのような他の現象によって、それが遠隔局に到達する前に歪むかもしれない。このような障害を抑制し、遠隔局による正確な検出を向上させるために、データは、送信前にエ

ンコードされる。

ブロックコーディングと畳み込みコーディングの2つのクラスのコーディングが正確な受信を向上させるために利用される。畳み込みコードは、良好なエラー訂正能力を提供するが、一般的には相関バーストエラーを出力する。ブロックコードは、適切なレベルのインターリーブと組み合わせられると、組み込みバーストエラー処理能力を有する。実際に、リードソロモンブロックコードは、シンボル内のあらゆるバーストエラーを処理できる。畳み込みコーディングのみでは要求されたコーディング利得を生成しないとき、ブロックコードと畳み込みコードを含む連結コードを使用することができる。

大量のデータを多くの遠隔局へ転送することが必要な1つのこのようなシステムは、以後、IS-99標準規格と呼ばれる“ワイドバンドスペクトル拡散デジタルセルラシステムのためのTIA/EIA/IS-99データサービスオプション標準規格”と適合するコード分割多元接続(CDMA)通信システムである。IS-99標準規格にしたがうと、データは複数のデータフレームに分割され、ブロックエンコードされて、フレーム品質インジケータ、即ち、巡回冗長検査(CRC)ビットが生成される。データビットとCRCビットは、畳み込みエンコードされて無線により送信される。遠隔局は信号を受信および復調し、データを畳み込みデコードし、CRCビットを使用してデータフレームがエラー状態で受信されたか否かを決定する。CRCビットは送信におけるエラーを検出できるが、エラー訂正能力を提供しない。

IS-99標準規格によれば、データフレームがエンコードされて、20 msec幅であるコードチャネルフレームが形成される。中央局から遠隔局へのフォワードリンク送信において、各コードチャネルのシンボルレートは19.2 Kbpsである。これは、コードチャネルフレーム当り384個のシンボルに換算される。レート1/2畳み込みエンコーダを使用してデータをエンコードすると、データレートは9.6 Kbpsまで可能である。9.6 Kbpsデータレートでは、コードチャネルフレーム当り192個のビットがある。IS-99標準規格によれば、192個のビットは、172個の情報ビット、12個のCRCビット、および8個のコードテールビットよりなる。より高いデータレートは、他のコー

ドレートを使用することによって得られる。例えば、 14.4 Kbps のデータレートは、レート $1/2$ 畳み込みエンコーダを使用して8個のシンボルごとの中から2個を削除し、パンクチャレート $3/4$ 畳み込みエンコーダを得ることによって達成される。このケースでは、各コードチャネルフレームは、576個のシンボル即ち288ビットを含む。

CDMA通信システムは、全二重通信システムである。遠隔局は、独立のリバースリンク上で中央局と通信する。訂正不能フレームエラーを検出すると、遠隔局は、エラーで受信されたデータフレームの再送のための要求を中央局に送信する。中央局が多数の遠隔局に対して大きなソフトウェアファイルをダウンロードしようとする、コーディングが不適切であるとデータフレームの多くが誤って受信される。中央局は、各々が異なるデータフレームの再送信を要求する多くの遠隔局からの要求のボトルネックを経験する。このシナリオでは、大きなソフトウェアファイルの多くの遠隔局への送信は、IS-99標準規格によって提供される不適切なコーディング利得によって大きく損なわれることがある。

IS-99標準規格に適合するCDMA中央局の畳み込みエンコーダは、9の束縛長($K=9$)を有するレート $1/2$ ($N=2$)である。この畳み込みエンコーダは、 N 個の生成多項式のセットにしたがって、コード分岐と呼ばれる N 個のコードビットに各入力ビットをエンコードする。各生成多項式 $G(x)$ は、1つのコードビットを演算する。 N 個のコードビットは、1つの N ビットコード分岐に結合される。エンコーダの束縛長 K は、エンコーディングプロセスで使用されるデータビットの数であり、コードのエラー訂正能力を決定する。長い束縛長 K は、追加のハードウェアおよび演算の複雑さを犠牲にしてより優れた性能を発揮する。各入力ビットが N 個のコードビットにエコードされるので、畳み込みエンコーダに対するコードレートは $1/N$ である。他のコードレートは、コードビットをパンクチャすることによって $1/N$ コードから得ることができる。パンクチャコードは、1979年1月、情報理論のIEEE会報、IT-25、ページ97~100、"レート $(n-1)/n$ のパンクチャ畳み込みコードおよび単純化最尤デコーディング"において、J. Cain氏、G. Clark氏およびJ. Geist氏によって扱われている。実際に、CDMAシステムに対して、レー

ト1/2およびレート3/4畳み込みエンコーディングは、中央局と遠隔局との間のフォワードリンク送信において使用され、その場合に、レート選択は、中央局の動作モードに依存する。

ビタビアルゴリズムは、送信されたコードビットを受信機でデコードするために使用される。ビタビデコーダの理論および動作についての議論は、通信技術におけるIEEE会報の1971年10月号のCOM19巻第5号、ページ821～835の、A. Viterbi氏の論文“通信システムにおける畳み込みコードおよびそれらの性能”に含まれている。ビタビアルゴリズムは、送信されたデータパスの最尤デコーディングを実行する。各受信コード分岐に対して、各状態に入るすべての分岐の分岐メトリックが演算されて、対応する先のパスメトリックに追加される。各状態に入る最良のパスが選択されて、新たなパスメトリックとして記憶される。選択されたパスはパスメモリに記憶される。1983年9月のアリゾナ州フェニックスでの第6回国際会議のデジタル衛星通信部会での“可変レートビタビデコーダおよびその性能特性”において、Y. Yasuda氏他は、最小パスメトリックを有する生き残りパスのすべてが、あるトレースバック深さの後に同じパスへ収束する事を示した。このように、ビタビデコードビットは、パスメモリ内でトレースバック距離だけパスを戻す方向へトレースすることによって得られる。

IS-99標準規格にしたがうCDMA通信システムにおいて使用されるCRCブロックコードは、系統的で、巡回的な線形ブロックコードである。CRCブロックコーディングは技術的によく知られており、多くの文献において、トピックの優れた処理が見いだされる。系統的ブロックコードにおいて、 k 個のデータビットは、コードワードの最初の k 個のコードビットを形成する。 $n-k$ 個のパリティビットは、生成多項式 $g(x)$ による k 個のデータビットの線形結合によって形成される。CRCブロックコードの線形、系統的および巡回的特性のために、エンコーディングプロセスは、簡単なシフトレジスタおよび排他的論理和ゲートで容易に達成される。 n 個のコードビットが k 個のデータビットに対して送信されるので、コードレート、即ち、データレートにおける減少は、 k/n である。

IS-99標準規格に適合するCDMAシステムにおいて、データは、CRCブロックコードおよび畳み込みコードでエンコードされる。CRCブロックコードは、エラー検出能力を提供するに過ぎず、エラー訂正能力を提供しない。その負担が畳み込みコードに課せられてすべてのエラー訂正を行う。大きなソフトウェアファイルが多数の遠隔局へダウンロードされるとき、エラーの無い受信の必要性が特に重要である。畳み込みコードの性能がそれ自体適切でない場合、エラー訂正ブロックコードまたは畳み込みコードを有する追加のコーディングが、遠隔局によるソフトウェアファイルのエラーの無い受信を確保するために必要である。

発明の概要

本発明は、無線によるファイル転送に十分なエラー保護を提供する新規で改良された通信システムである。本発明にしたがうと、データは、3つのコーディングステップ、即ち、ブロックコーディングまたは畳み込みコーディング、CRCブロックコーディングおよび畳み込みコーディングを含む連結コードを使用してエンコードおよびデコードされる。エンコードデータは、変調されて無線により送信される。

本発明の目的は、リードソロモンコーディング、CRCブロックコーディングおよび畳み込みコーディングを使用して、IS-99標準規格との適合性を維持しながら、無線によりエラーの無いファイル転送を行うことである。ファイルは、リードソロモンエンコードされるデータフレームに分割される。CRCブロックエンコーディングがリードソロモンエンコードデータに実行される。CRCエンコードデータは畳み込みエンコードされる。CRCブロックエンコーディングおよび畳み込みエンコーディングは、IS-99標準規格にしたがって実行される。追加のリードソロモンエンコーディングステップは、IS-99標準規格との互換性を維持しながら、改良されたエラー訂正能力を提供する。

本発明の他の目的は、IS-99標準規格との適合性を維持しながら、無線によりエラーの無いファイル転送を行うことである。ファイルはデータフレームに分割され、第1のエンコーディングステップによりエンコードされる。第1のエ

ンコーディングステップは、ブロックエンコーディングまたは畳み込みエンコーディングとすることができる。第1のエンコーダからの出力は、CRCブロックエンコードされる。次に、CRCエンコードデータは畳み込みエンコードされる。CRCブロックエンコーディングおよび畳み込みエンコーディングはIS-99標準規格にしたがって実行される。追加の第1のエンコーディングステップは、IS-99標準規格との互換性を維持しながら、コーディング利得を増加させる。

本発明のさらに他の目的は、畳み込みコーディングとともに第1のコーディングステップを提供することによって、無線によるエラーの無いファイル転送を提供することである。ファイルはデータフレームに分割され、第1のエンコーディングステップによってエンコードされる。第1のエンコーディングステップは、ブロックエンコーディングまたは畳み込みエンコーディングとすることができる。ブロックエンコーディングが使用される場合、リードソロモンエンコーディングが好ましい。第1のエンコーディングステップからの出力は畳み込みエンコードされる。出力データは、無線により転送される。

本発明の他の目的、特徴および利点とともに前述の説明は、以下の明細書、請求の範囲および添付の図面を参照すると一層明瞭になるであろう。

図面の簡単な説明

本発明の特徴、目的および利点は、全体を通してに同様な参照符号が対応するものを識別している図面を考慮すると以下の詳細な説明から一層明瞭になるであろう。

図1は、デジタル送信システムのブロック図である。

図2は、中央局エンコーダの例示的なブロック図である。

図3は、中央局内のIS-99変調器およびその信号処理の例示的なブロック図である。

図4は、データ源の内容を示す図である。

図5は、CRCブロックエンコーダの後のバッファの内容を示す図である。

図6は、遠隔局内のIS-99復調器およびその信号処理の例示的なブロック図である。

図7は、遠隔局デコーダの例示的なブロック図である。

図8は、レート(7, 3)、GF(2³)リードソロモンエンコーダの図である。

図9は、IS-99標準規格と適合するレート(88, 80)CRCブロックエンコーダの図である。

図10は、IS-99標準規格と適合するレート1/2、K=9畳み込みエンコーダの図である。

図11は、レート1/2畳み込みエンコーダからの3/4パンクチャ状態の図である。

好ましい実施形態の詳細な説明

図を参照すると、図1は本発明のデジタル送信システムのブロック図を図示している。このようなシステムの1つはコード分割多元接続(CDMA)通信システムである。例示的な実施形態では、中央局2が多量の情報、例えば大きなソフトウェアファイルを含み、その情報は多数の遠隔局4にダウンロードされる。中央局2はデータをエンコードし、フォワードチャネル10を通して信号を送信する。遠隔局4は信号を受信し、データをデコードし、リバースチャネル12を通して、エラーで受信したデータフレームの再送信要求を送信する。フォワードおよびリバースチャネル10、12は衛星送信チャネルまたは地上送信チャネルであってよい。

中央局2内のエンコーダの例示的なブロック図が図2に示されている。データ源20はソフトウェアファイルのような多量のデータを含む。データはデータフレーム(図4を参照)に分割され、リードソロモンエンコーダ22に送られる。リードソロモンエンコーダ22はリードソロモンブロックコーディングを使用してデータフレームをエンコードし、リードソロモンエンコードされたデータをバッファ24に提供する。制御プロセッサ26がデータ源20、リードソロモンエンコーダ22、およびバッファ24に接続されている。制御プロセッサ26はデータ源20からデータを提供する方法、リードソロモンエンコーダ22の動作、およびリードソロモンエンコードされたデータをバッファ24に提供する方法を

制御する。データフレームの再送信のために、制御プロセッサ 26 は要求されたデータフレームをデータ源 20 が提供するように指令する。マイクロ制御装置、マイクロプロセッサ、デジタル信号処理 (DSP) チップ、またはここで説明するような機能を果たすようにプログラムされた ASIC において制御プロセッサ 26 を実現することができる。

中央局 2 内の IS-99 変調器 (IS-99MOD) 30 と信号処理の例示的なブロック図が図 3 に示されている。IS-99 変調器 30 内で、CRC ブロックエンコーダ 32 がバッファ 24 からリードソロモンエンコードされたデータをデータフレームで受け取り、CRC ビットを得るためにデータフレームを CRC ブロックエンコードする。データフレームと CRC ビットはバッファ 34 に記憶される。畳み込みエンコーダ 36 はバッファ 34 から CRC エンコードされたデータを受け取り、CRC エンコードデータを畳み込みエンコードし、ブロックインターリーブ 38 に畳み込みエンコードデータを提供する。ブロックインターリーブ 38 はビットを再順序付けしてインターリーブされたデータを変調器 (MOD) 40 に提供する。変調器 40 は長い疑似雑音 (PN) コードと、ウォルシュコードと、短い PNI および PNQ コードとで、インターリーブされたデータを拡散させる。拡散されたデータは送信機 (TMTR) 42 に提供され、送信機は信号をアップコンバートし、フィルタし、増幅する。結果的に生じる RF 信号は送受切換器 44 を通してルーティングされ、アンテナ 50 によって送信される。

CRC ブロックエンコーディングと畳み込みエンコーディングは IS-99 標準規格にしたがって実施される。したがって、CRC ブロックコードと畳み込みコードが所定の動作モードのために予め定義される。IS-99 標準規格はどのデータを畳み込みエンコーダ 36 によってブロックインターリーブ 38 に書き込み、変調器 40 によってブロックインターリーブ 38 から読み出すのかの正確な順序も規定している。

データ源 20 の内容の例示的な図が図 4 に図示されている。データ源 20 内のデータはデータフレームに分割される。例えば、データフレーム 1 はデータビット m11、m12、m13 等を含み、データフレーム 2 はデータビット m21、m22、m23 等を含む。データフレームのサイズは所定の動作モードに対して

IS-99標準規格によって予め定められている。例えば、9.6Kbpsデータレートでは、データフレームごとに172個のデータビットがある。簡略化のために、図4の各データフレームは9個のデータビットだけで表されている。IS-99標準規格に関係なく動作する通信システムでは、最大の性能と最小のハードウェアの複雑さを生じさせる寸法のデータフレームサイズが本発明の範囲内にある。

リードソロモンブロックコードは1つより多いビットで構成されるシンボルに対して動作する非バイナリコードである。したがって、データ源20からのデータビットは q -ビットシンボルに結合される。例示的な実施形態では、同じデータフレーム内のデータビットが結合されて、 q -ビットシンボルが形成される。例えば、データフレーム1からのデータビット m_{11} 、 m_{12} 、 m_{13} 等が結合されて第1のデータシンボルが形成される。同様に、データフレーム2からのデータビット m_{21} 、 m_{22} 、 m_{23} 等が結合されて第2のデータシンボルが形成される。

リードソロモンエンコーダ22のコードレート (n, k) が出力コードワードの長さを決定する。レート (n, k) リードソロモンエンコーダ22は k 個のデータシンボルを n 個のコードシンボルのコードワードにエンコードする。コードレートがブロックコードのエラー訂正能力とメモリ要求を決定する。本発明は任意のコードレート (n, k) の使用に向けられている。

リードソロモンコードは系統的なブロックコードである。系統的なブロックコードでは、 k 個のデータシンボルがコードワードの第1の k 個のデータシンボルを形成する。パリティシンボルと称される残りの $n-k$ 個のコードシンボルは、 k 個のデータシンボルの線形結合によって形成される。

例示的な実施形態では、リードソロモンエンコーダ22が列でデータ源20からのデータフレームをエンコードし、列でバッファ24に出力コードワードを記憶させる。列によるデータ源20内のデータの処理および列でのバッファ24への書出しにより、ビット R_{11} 、 R_{12} 等（図5を参照）を含むパリティシンボル等とともに、ビット m_{11} 、 m_{21} 、 m_{31} 等を含むコードシンボルにエンコードすべき、ビット m_{11} 、 m_{12} 、 m_{13} 等（図4を参照）を含むデータシン

ボルとなる。例示的な実施形態では、 k 個のデータシンボルは k 個のデータフレームからであり、コードワードの n 個のコードシンボルが n 個のフレームに渡って書き込まれる。この処理順序が元のデータフレームを保存し、データフレームの後に付加されるリードソロモンパリティシンボルを生じさせる（図 4、5 を参照）。元のデータフレームを保存することによって、リードソロモンエンコーディングステップが次の信号処理にとってトランスペアレントとなり、ハードウェアに対する変更なしに、リードソロモンエンコードデータが IS-99 標準規格にしたがって処理されるようになる。

あるいは、他の順序付け方法によってデータシンボルを形成し、他の順序によってエンコードすることもできる。例えば、異なるデータフレームからのデータビットを結合して q - ビットシンボルを形成することができる。このように、データビット m_{11} 、 m_{21} 、 m_{31} 等を結合して、第 1 のデータシンボルを形成し、データビット m_{12} 、 m_{22} 、 m_{32} 等を結合して、第 2 のデータシンボルを形成することができる。次に行によるリードソロモンエンコーディングを実施することができる。行による処理がエンコードすべきデータビット m_{11} 、 m_{12} 、 m_{13} 等を含むデータシンボルを生じさせる。次に、リードソロモンパリティシンボルをデータシンボルと同じ行に書き込むことができ、あるいはバッファ 24 内の別の場所に書き込むことができ、例えば、最後のデータフレームの後に付加することができる。次のエンコーディングが IS-99 標準規格に準拠することができるので、元のデータフレームの保存が好ましい。データシンボルを形成し、エンコードするために使用されるどのような順序付け方法にも本発明は適用できる。

遠隔局 4 内の IS-99 復調器 (IS-99 DEMOD) 80 と信号処理の例示的なブロック図が図 6 に示されている。遠隔局 4 内のデコーダの例示的なブロック図が図 7 に示されている。遠隔局 4 内のデコーダは中央局 2 内のエンコーダの逆動作を実施する。図 6 では、送信された信号がアンテナ 62 によって受信され、送受切換器 64 を通してルーティングされ、受信機 (RCVR) 66 に提供される。受信機 66 は信号をダウンコンバートし、フィルタし、増幅し、量子化してデジタル化されたベースバンド信号を得る。復調器 (DEMOD) 82 はデ

デジタル化されたベースバンド信号を受け取り、短いPNコードと、ウォルシュコードと長いPNコードとを使用して、逆拡散機能を果たす。復調されたデータがブロックデインターリーバ84に提供される。ブロックデインターリーバ84は中央局2によって実施されたのと逆の順序でビットを再順序付けする。デインターリーブされたデータはビタビデコーダ86に提供され、畳み込みデコードされる。畳み込みデコードされたデータはバッファ88に記憶される。CRC検査エレメント90が畳み込みデコードされたデータを受け取り、CRC検査を実施して、フレームエラーを決定する。上述の復調およびデコーディングはIS-99標準規格に準拠する。

次の信号処理が図7に示したブロック図に図示されている。IS-99復調器80、特にCRC検査エレメント90からのCRC検査されたデータがバッファ102に提供される。バッファ102の内容は図5から右手側のCRCビットを引くことによって図示することができる。リードソロモンデコーダ104がバッファ102からCRC検査されたデータを受け取り、リードソロモンエンコーダ22によって利用された処理順序と矛盾することなく、CRC検査されたデータに対するリードソロモンデコーディングを実施することができる。リードソロモンデコードデータはデータシンク106に提供される。

典型的に、リードソロモンデコーダ104はコードワード用のすべてのコードシンボルを受け取るまではコードワードをデコードすることができない。付加的なデコーディング遅延を許容することができず、またリードソロモンデコーダ104によって提供される付加的なエラー訂正能力を必要としない通信、例えば音声通信に対しては、CRC検査されたデータを直接データシンク106に提供することができる。付加的なデコーディング遅延を許容することができ、付加的なエラー訂正能力を必要とする通信に対しては、リードソロモンデコーダ104を使用してCRC検査されたデータをデコードする。

制御装置70がバッファ102、リードソロモンデコーダ104、およびデータシンク106に接続されている。制御装置70はCRC検査エレメント90からの検出されたフレームエラーに基づいてリードソロモンデコーディングステップを実施することが必要であるか否かを決定し、リードソロモンデコーディング

を制御する。特に、制御装置70はCRC検査されたデータをバッファ102から読み出す方法、リードソロモンデコード104の動作、およびリードソロモンデコードされたデータをデータシンク106に提供する方法を制御する。マイクロ制御装置、マイクロプロセッサ、デジタル信号処理(DSP)チップ、またはここで説明するような機能を果たすようにプログラムされたASICにおいて制御装置70を実現することができる。

IS-99標準規格に準拠するCDMA通信システムでは、CRCビットだけを使用してフレームエラーを検出し、フレーム内のエラーを訂正する能力がない。本発明では、付加的なリードソロモンデコーディングステップがエラー訂正能力を提供し、ほとんどのエラーを除去する。リードソロモンデコード104がエラーを訂正することができない場合には、再送信要求を発生させることができる。その要求は送信機(TMTR)68によって処理され、送受切換器64を通してルーティングされ、アンテナ62によって送信される(図6を参照)。中央局2(図3を参照)では、信号がアンテナ50によって受信され、送受切換器44を通してルーティングされ、受信機(RCVR)サブシステム46によって処理される。受信機サブシステム46は制御プロセッサ26にその要求を提供する。制御プロセッサ26はエラーで受信した一部またはすべてのデータフレームの再送信を指令することができる(図2を参照)。

本発明では、制御装置70はCRC検査エレメント90からの結果に基づいて、いくつかの機能を果たすことができる。以下の説明は中央局2においてレート (n, k) リードソロモンコードが使用されると仮定する。さらにデータフレームが行内のビットを含み、リードソロモンコードワードが列内のシンボルを含む例示的な実施形態を仮定する。

第1のシナリオでは、フレームエラーがない場合、訂正すべきエラーがないので、制御装置70はリードソロモンデコーディングステップを省略することができる。さらに、制御装置70は k 個のデータフレームがエラーなしに受信されたことを肯定応答するメッセージの中央局2への送信を指令することができる。これらのデータフレーム用にリードソロモンパリティシンボルの必要がないので、リードソロモンパリティシンボルの送信は無駄である。したがって、中央局2は

遠隔局4によって正しく受信されたコードワードに対する不必要なリードソロモンパリティシンボルの送信を除去することができる。

第2のシナリオでは、フレームエラーの数がゼロより大きい、 $(n-k)$ 以下である場合、制御装置70は多くの実施形態の1つを使用して、CRC検査されたデータに対してリードソロモンデコーディングを遂行するようにリードソロモンデコーダ104に命令することができる。 $(2t+f) \leq (n-k)$ である場合、 $n-k$ 個のパリティシンボルを有するリードソロモンコードは t 個のシンボルエラーを訂正することができ、同時にコードワード内の f 個の消去（または紛失）シンボルを埋めることができることが技術的に知られている。制御装置70は下記の3つの実施形態の1つを使用して、CRC検査されたデータに対するリードソロモンデコーディングを命令することができる。3つの実施形態を組み合わせ、他のリードソロモンデコーディングプロセスを生み出すことができる。下記の他の実施形態および実施形態の組み合わせも本発明の範囲内である。

第1の実施形態では、CRC検査エレメント90によって検出された各フレームエラーのために、制御装置70はデータフレーム全体を消去で置き換える。次に、制御装置70は消去の正しい値をリードソロモンデコーダ104によって計算できることを知っている、制御装置70はデータシンボルと消去のリードソロモンデコーディングを命令する。

第2の実施形態では、制御装置70はエラーのあるデータフレームに対して何ら修正することなく、コードワードのリードソロモンデコーディングを命令する。データフレーム内のエラー事象の持続時間が短い場合、この実施形態はうまく動作する。リードソロモンデコーディングにおいて、コードワード内のシンボルエラーの数が $(n-k)/2$ 個以下である場合、エラーロケータの順序はコードワード内のシンボルエラーの数を示し、リードソロモンデコーダ104はコードワード内のすべてのシンボルエラーを訂正することができる。 $(n-k)/2$ 個より多いシンボルエラーを有するコードワードはエラーロケータを失敗モードにし、結果的にエラーロケータが間違った位置を示すことになる。例えば、失敗モードはエラーロケータがCRC検査エレメント90によって良いと示されたデータフレーム内のシンボルを指すようにさせることがある。あるいは、失敗モードはエ

ラーロケータが存在しない位置を指す、または1つの位置に多数のルーツを有するようにさせることがある。 $(n-k)/2$ 個より多いシンボルエラーを有するコードワードは下記の方法の1つで処理することができる。

第3の実施形態では、制御装置70がフレームエラーの重大度を推定して、リードソロモンデコーディングプロセスを改良することができる。上述のように、 $(2t+f) \leq (n-k)$ である場合、リードソロモンデコーダ104は t 個のシンボルエラーを訂正し、同時にコードワード内の f 個の消去シンボルを埋めることができる。多くのエラービットを含むデータフレームは完全に消去と置き換えることができる一方、少しのエラービットを含むデータフレームは修正なしに使用することができる。データフレーム内に1つ以上のエラービットがある場合、CRC検査エレメント90はフレームエラーのハード表示を提供するので、制御装置70はCRC検査の使用によってフレームエラーの重大度を決定することができない。しかし、制御装置70は累積されたビタビメトリックまたは再エンコードされたCRCシンボルエラーレートのような任意のソフトメトリックを使用して、データフレームエラーの重大度を決定することができる。ソフトメトリックが予め定められたしきい値を超える場合、制御装置70はデータフレーム全体を消去と置き換える。そうでなければ、データフレームは修正なしで使用される。制御装置70は次に消去および/またはおそらくシンボルエラーを含むコードワードのリードソロモンデコーディングを命令する。

また第3のシナリオでは、リードソロモンデコーダ104によって訂正できるより多くのシンボルエラーがあるかもしれないので、フレームエラー数が $(n-k)$ 個より大きい場合、制御装置70はリードソロモンデコーディングステップを開始または遅延させることができる。データフレーム内の1つ以上のビットがエラーで受信された場合、CRC検査エレメント90がフレームエラーを示す。フレームエラーはそのデータフレーム内のすべてのビットがエラーで受信されたことを示すものではない。実際には、エラーデータフレーム内のほとんどのビットが正しく受信されているかもしれない。

フレームエラー数が $(n-k)$ 個より大きい場合でも、制御装置70は第2のまたは第3の実施形態、または第2のと第3の実施形態の組み合わせを使用して、

第2のシナリオにおいて上述したように、コードワードのリードソロモンデコーディングを開始することができる。このように、エラーデータフレームに対して何ら修正することなく、制御装置70はコードワードのリードソロモンデコーディングを命令することができる。あるいは、上述のようにソフトメトリックに基づいて、制御装置70はエラーフレームの一部を消去で置き換えることができ、消去および／またはおそらくシンボルエラーを含むコードワードのリードソロモンデコーディングを命令することができる。

制御装置70は消去されたデータフレーム数が確実に $(n-k)$ 個を超えないようにする。消去で完全に置き換えられた各データフレームはコードワード内の他のシンボルエラーを訂正するリードソロモンデコーダ104の能力を低下させる。実際、コードワード内の f 個の消去がコードワード内の冗長シンボル数を $(n-k-f)$ 個まで減少させ、コードワード内の $(n-k-f)/2$ 個のシンボルエラーしか訂正できないようにリードソロモンデコーダ104を制限する。

あるいは、第3のシナリオでは、フレームエラー数が $(n-k)$ 個より大きい場合、あるいはシンボルエラー数が $(n-k)/2$ 個より大きい場合、制御装置70はリードソロモンデコーディングを遅延させることができる。制御装置70はいくつかの実施形態の1つを使用して、再送信を要求することができる。第1の実施形態では、残りのデータフレームのリードソロモンデコーディングを実施するために、制御装置70はエラーで受信したすべてのデータフレームの再送信、またはエラーで受信したデータフレームに十分なだけの再送信を要求することができる。例えば、制御装置70がエラーで受信したデータフレーム数が $(n-k)+3$ 個であると決定した場合、制御装置70は3個以上のデータフレームの再送信を要求することができる。以前にエラーで受信した3個以上のデータフレームを正しく受信すると、リードソロモンデコーダ104はエラーで受信したすべてのデータフレームをデコードし（そして訂正する）ことができる。以前にエラーで受信した十分なデータフレームを続いて正しく受信した後、フレームエラー数が $(n-k)$ 個より少なくなるように、制御装置70はリードソロモンデコーディングを開始することができる。第2の実施形態では、データフレームエラーに関係なく、制御装置70はエラーで受信したコードワードの再送信を要求す

ることができる。この実施形態は多くのフレームエラーがあるかもしれないが、わずかなコードワードエラーしかないので、第1の実施形態より効率的であるかもしれない。実際、制御装置70はどの実施形態が少ない再送信を生じさせるかを決定した後、第1のまたは第2の実施形態を使用することを決定することができる。

第3のシナリオの例として、レート(15, 11)リードソロモンコードを使用し、中央局2が1つの遠隔局4に送信していると仮定する。さらに、遠隔局4がデータフレーム1、3、4、7および9をエラーで受信すると仮定する。リードソロモンデコーダ104は2つ以下のフレームエラーを訂正することができるか、あるいはコードワード内の4つの消去用の値を計算することができる。

制御装置70はフレームエラー数が $(n-k)$ 個より大きい場合でもリードソロモンデコーディングステップを開始させることができる。制御装置70はエラーで受信したデータフレームに対して何ら修正を加えることなく、コードワードのリードソロモンデコーディングを命令することができる。5個のフレームエラーがある場合でも、各コードワードが2個以下のシンボルエラーを含むかもしれない高い可能性がある。これが真実である場合、フレームエラー数が $(n-k)$ 個より大きい場合でも、リードソロモンデコーダ104はすべてのシンボルエラーを訂正することができる。

さらに、制御装置70はエラーで受信した一部のデータフレームをソフトメトリックに基づいて消去で完全に置き換えることができる。例えば、制御装置70はデータフレーム3と7を消去で置き換え、所定のリードソロモンコードワード内に2つの消去およびおそらく1つまでの付加的なシンボルエラーを含むコードワードのリードソロモンデコーディングを命令することができる。2つの消去は冗長シンボル数を4から2にまで減少させる。したがって、リードソロモンデコーダ104は各コードワード内で1つのシンボルエラーを訂正することができるだけである。

あるいは、遠隔局4は中央局2に対して、エラーで受信したデータフレームを示すメッセージを送信することができる。遠隔局4による1つだけのデータフレームの正しい受信により、リードソロモンデコーダ104がエラーで受信した他

の4つのデータフレームをうまくデコードすることができるようになるので、中央局2内の制御プロセッサ26は1つ以上のデータフレームの再送信を命令することができる。

上記の例を使用して、さらに中央局2が第2の遠隔局4にも送信中であり、第2の遠隔局4がデータフレーム1、3、5、7および9をエラーで受信すると仮定する。第1と第2の遠隔局4はエラーで受信したデータフレームを示すメッセージを中央局2に送信することができる。第1と第2の遠隔局4によるデータフレームの受信により、2つの遠隔局4の各々におけるリードソロモンデコーダ104が、エラーで受信した他の4つのデータフレームをうまくデコードすることができるようになるので、制御プロセッサ26はデータフレーム1だけの再送信を命令することができる。したがって、再送信されたデータフレーム1の正しい受信により、エラーで受信したデータフレーム3、4、7および9を第1の遠隔局4が訂正できるようになる。同様に、再送信されたデータフレーム1の正しい受信により、第2の遠隔局4がエラーで受信したデータフレーム3、5、7および9を訂正できるようになる。あるいは、制御プロセッサ26が両方の遠隔局4がエラーで受信したすべてのデータフレームの再送信を命令することもできる。このケースでは、データフレーム1、3、4、5、7および9が中央局2によって再送信される。最後に、各々の遠隔局4が5個のフレームエラーを受信していても、遠隔局4内の制御装置70がリードソロモンデコーディングステップを開始することができる。

本発明では、追加のリードソロモンコーディングステップによる提供される追加コーディング利得により、多数の遠隔局4での正確なデータ受信が確実となり、再送信のための要求数を最小にすることができる。図示のように、 $k/n=1/1.35$ であるリードソロモンブロックコードを使い、1000個のデータシンボルを含む1350個のコードシンボルを送信すると仮定する。さらに、(例えば、1つのコードワード中少なくとも $n-k$ 個のシンボルがエラー受信されるという)消去の確率が20%であると仮定する。1000個のデータシンボルを含む1350個のコードシンボルの送信が、1000の遠隔局4のうちの999の遠隔局4で正確に受信できることが判る。それゆえ、リードソロモンコーディン

グステップにより、コードワードのエラーレートが20%からほぼ0.1%へと改善する。コードシンボルをエラー受信した遠隔局4は、エラー受信したコードシンボルに対応したデータフレーム、または、コードワードを再送信するよう中央局2に通知することができる。再送信は、コードシンボルがエラーなしで受信されるまで継続される。

リードソロモンブロックコーディングの理論や動作は技術的によく知られており、前述の引用参照文献で説明されている。リードソロモンエンコーダやデコーダの動作を、本発明の理解や認識の手助けのために以下に簡単に説明する。

リードソロモンブロックコードでは、 q 個のデータビットを合成して、1つの q ビットシンボルを形成する。リードソロモンコードは、同じ入力 (k) ブロック長と出力 (n) ブロック長を有する任意の線形コードに対する最大の可能性あるコードの最短距離 (d_{min}) を達成する。最短距離は、コードのエラー訂正能力を決定するものである。 (n, k) リードソロモンコードは、 n 個のコードシンボルのブロック内で、最大で $(n - k) / 2$ 個のシンボルエラーを訂正することができる。

$GF(2^3)$ に対して規定されるレート $(7, 3)$ コードについて、例示的なリードソロモンエンコーダが図8に示されており、ここで $q = 3$ 、 $n = 7$ 、 $k = 3$ であり、データおよびコードのシンボルは集合 $\{0, 1, \alpha, \alpha^2, \alpha^3, \alpha^4, \alpha^5, \alpha^6\}$ により規定される。生成多項式は、 $g(x) = x^4 + g_3 \cdot x^3 + g_2 \cdot x^2 + g_1 \cdot x^1 + g_0 = x^4 + \alpha^3 \cdot x^3 + x^3 + x^2 + \alpha \cdot x^1 + \alpha^3$ である。最初に、 $n - k$ 個のレジスタ136を0にリセットし、MUX1 130とMUX2 138は「1」位置が選択され、 k 個のデータシンボルがMUX出力へルーティングできるようにする。 k 個のデータシンボルをシフトした後、MUX1 130とMUX2 138は「0」位置にトグル変化され、 $n - k$ 個のパリティシンボルがレジスタ136から読み取れるようにする。生成多項式 $g(x)$ の係数は、GF乗算器132内に示されている。GF加算器134は、ガロア体加算器である。

リードソロモンコードをデコードする第1のステップは、受信した n 個のコードシンボルから1組のシンδροームを算定するステップを含む。シンδροームは、

コードワード内でシンボルエラーが発生したか否かを示すものである。エラー位置多項式のエラー係数 $\sigma(x)$ はシンδροームを使用して計算され、この値から、エラーロケータ X_i やエラー値 Y_i が計算される。そしてエラーロケータとエラー値により、エラーシンボルが位置付けられ、訂正される。

CRCブロックコードはまた、系統性、巡回性、線形性をもつ。それゆえ、CRCビットの生成が、リードソロモンコードと同じ方法で行える。実際、CRCブロックコードは2値コードなので、ガロア体加算器を簡単な排他的論理和ゲートで置き換えることができ、ガロア体乗算器を除去できる。IS-99標準規格によりサポートされる1つの動作モードのためのレート(88, 80)CRCブロックエンコーダの構成が図9に示されている。レート(88, 80)CRCブロックエンコーダの生成多項式は、 $g(x) = x^8 + x^7 + x^4 + x^3 + x + 1$ である。最初に、8個のレジスタ152が0にリセットされ、MUX1 150とMUX2 156が「1」位置に選択され、データビットがMUX出力ヘルペディングされるようにする。80個のデータビットがシフトされた後、MUX1 150とMUX2 156は「0」位置にトグル変化され、8個のパリティビットがレジスタ152から読み取れるようにする。加算器154は、排他的論理和ゲートで実現可能なモジュロ2加算器である。

また、IS-99標準規格は、いくつかの動作モードでのレート(184, 172)CRCブロックエンコーダの使用も規定している。レート(184, 172)CRCブロックエンコーダに対する生成多項式は、 $g(x) = x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^4 + x + 1$ である。

畳み込みコーディングも技術的によく知られており、畳み込みエンコーディングとビタビデコーディングの理論や動作は、前述の引用参考文献の任意のものを参照することにより理解することができる。畳み込みエンコーディングやビタビデコーディングの実行を、本発明の理解を安易にするため以下で簡単に説明する。

IS-99標準規格にしたがったレート $1/2$ 、 $k=9$ の畳み込みエンコーダ36が図10に示されている。入力データビットは、 $G0=1EB$ (Hex) および $G1=171$ (Hex) である生成多項式 $G(x)$ にしたがってエンコードされる。9個のレジスタ180は、束縛長 $K=9$ で決められる。加算器182と

184は、モジュロ2加算器である。各入力データビットは、2個のコードビットC0とC1になる。コードビット対により、コード分岐が形成される。レート1/2畳み込みエンコーダでは、両方のコードビットが送信される。レート1/2の畳み込みエンコーダからパンクチャされたレート3/4の畳み込みエンコーダでは、3個のデータビットが6個のコードビットにエンコードされるが、4個のコードビットだけが送信される。他の2個のコードビットは、パンクチャつまり削除される。レート3/4のパンクチャ状態が、図11に示されている。

畳み込みデコーディングは技術的によく知られており、どのトレリスデコーダでも畳み込みエンコードデータのデコーディングをすることができる。好ましい実施形態では、畳み込みデコーディングのためにビタビデコーダ86を利用する。ビタビデコーディングは、1組の分岐メトリックを計算し、分岐メトリックでパスメトリックを更新し、最小パスメトリックを有するパスを決定し、それぞれ状態に対して生き残りパスをパスメモリに記憶することにより実行される。束縛長Kにより、状態の数が決まり、トレースバック深さの選択に影響を与える。これら2つのパラメータが、パスメモリの記憶要求を規定する。またトレースバック深さにより、ビタビデコーディングプロセスでの待ち時間が決められる。IS-99標準規格では特に規定されていないレート3/4などのパンクチャコードは、トレースバック深さや待ち時間を増加させる。

本発明の第2の実施形態では、リードソロモンエンコーダ22を第1の畳み込みエンコーダで置き換えることができる。第1の畳み込みエンコーダは、行または列ごとにデータ源20からのデータをエンコードして、行または列ごとにコードビットをバッファ24に書き込む。データは4つの可能性ある順序付けの任意の1つで処理することができる。最適の順序付けはシステム設計によって決定される。第1の畳み込みエンコーダのコードレートや束縛長Kは、システム設計パラメータである。バッファ34（図5を参照）のCRCエンコードフレームサイズがIS-99標準規格により固定されているため、コードレートが異なると、結果としてデータ源20からのデータは異なるデータフレームサイズに分割される。本発明は、第1の畳み込みエンコーダに対するコードレートと束縛長の組み合わせに向けられている。

リードソロモンエンコーダ 2 2 が第 1 の畳み込みエンコーダで置き換えられた第 2 の実施形態において、第 1 の畳み込みエンコーダの設計に関して、いくつかの設計パラメータを考慮する。束縛長が長いと、結果としてデコーディング回路がさらに複雑になり、待ち時間も長くなる。第 1 の畳み込みエンコーダや畳み込みエンコーダ 3 6 のコードレートは、有効なデータスループットレートを減少させる。例えば、レート $1/2$ の第 1 の畳み込みエンコーダをレート $1/2$ の畳み込みエンコーダ 3 6 と組み合わせると、全体的なデータスループットレートは $1/4$ になる。送信されるエンコードデータは元のファイルサイズの 4 倍であり、他のオーバーヘッドビットを含まない。他のパンクチャレート、例えば $3/4$ 、を使うと、データスループットレートは改善するが、コーディング利得が低下する。設計トレードオフの考慮が必要となる。付加的な考慮事項として、ビタビデコーダ 8 6 は、相関バーストエラーを出力する傾向がある。したがって、第 1 の畳み込みエンコーダと畳み込みエンコーダ 3 6 との間でいくらかのインターリーブが望ましい。

図 3 と図 4 に示す中央局 2 内のエンコーダのブロック図は、2 つの独立したバッファ 2 4 と 3 4 が含まれている。2 つのバッファ 2 4 と 3 4 は、説明のためだけに図示されているものである。実際には、図 5 に示すような 1 ブロックのメモリを使用してバッファ 2 4 と 3 4 を実現することが可能である。データ源 2 0 からのデータは、メモリの 1 つのコーナに書き込むことができる。リードソロモンエンコーディングや CRC ブロックエンコーディングを行って、これらのエンコーディングステップからのパリティビットは同じメモリの別の位置に書き込まれる。

ブロックインターリーバ 3 8 は、畳み込みエンコーダ 3 6 からのコードビットをインターリーブする。このようなことから、ブロックインターリーバ 3 8 へデータが書き込まれ、ブロックインターリーバ 3 8 からデータを読み出す順序は、IS-99 標準規格により特に規定されている。インターリーブは、チャネル障害が引き起こすエラーバーストの影響を「ホワイト化」することができる。チャネル特性が圧倒的に「ホワイト」である衛星リンクでは、性能を低下させることなくブロックインターリーバ 3 8 を除去することができる。

好ましい実施形態の先の説明は、当業者が本発明を作りまたは使用できるように提供されている。これらの実施形態に対するさまざまな変更も当業者にとって容易に明らかになり、ここで規定される一般的な原理は発明能力を使用することなく他の実施形態にも適用可能である。したがって、本発明は、ここに示されている実施形態に制限されることを意図するものではなく、ここに開示されている原理および新規な特徴と矛盾しない最も広い範囲にしたがうべきである。

請求の範囲

1. I S - 9 9 標準規格に対する適合性を維持しながら無線転送用データファイルをエンコードする装置において、

前記データファイルをエンコードして第1のエンコードデータファイルを生成する第1のエンコーダと、

前記第1のエンコードデータファイルを受け取るように接続され、第2のエンコードデータファイルを生成するように構成されているCRCブロックエンコーダと、

前記第2のエンコードデータファイルを受け取るように接続されている畳み込みエンコーダとを具備し、

前記CRCブロックエンコーダと前記畳み込みエンコーダはI S - 9 9 標準規格により規定されている装置。

2. 前記第1のエンコーダはブロックエンコーダである請求項1記載の装置。

3. 前記第1のエンコーダはリードソロモンブロックエンコーダである請求項1記載の装置。

4. 前記第1のエンコーダは畳み込みエンコーダである請求項1記載の装置。

5. I S - 9 9 標準規格に対する適合性を維持しながら無線転送用データファイルをエンコードする装置において、

前記データファイルをエンコードして第1のエンコードデータファイルを生成する第1のエンコーダと、

前記第1のエンコードデータファイルを受け取るように接続され、第2のエンコードデータファイルを生成するように構成されているCRCブロックエンコーダと、

前記第2のエンコードデータファイルを受け取るように接続され、第3のエンコードデータファイルを生成するように構成されている畳み込みエンコーダと、

前記第3のエンコードデータファイルを記憶するバッファとを具備し、

前記CRCブロックエンコーダと前記畳み込みエンコーダはI S - 9 9 標準規格により規定され、前記第3のエンコードデータファイルはI S - 9 9 標準規格により規定された予め定められた順序で前記バッファに書き込まれ、前記バッフ

ァから読み出される装置。

6. 前記第1のエンコーダはブロックエンコーダである請求項5記載の装置。

7. 前記第1のエンコーダはリードソロモンブロックエンコーダである請求項5記載の装置。

8. 前記第1のエンコーダは畳み込みエンコーダである請求項5記載の装置。

9. I S - 9 9 標準規格に適合するようエンコードされ、無線で転送されるデータファイルを受信する装置において、

前記エンコードデータファイルをデコードして第1のデコードデータファイルを生成する畳み込みデコーダと、

前記第1のデコードデータファイルを受け取るように接続され、前記第1のデコードデータファイルのCRC検査を行うように構成されているCRC検査エレメントと、

前記CRC検査されたデータファイルを受け取るように接続され、第2のデコードデータファイルを生成するように構成されている第2のデコーダとを具備し、

前記CRC検査されたデータファイルはCRCデコードデータフレームを含む装置。

10. 前記第2のデコーダはリードソロモンデコーダである請求項9記載の装置。

11. 前記CRC検査エレメントによりエラーフレームとして示されたCRC検査済データフレームが消去で置換される請求項10記載の装置。

12. ソフトメトリックによりエラーフレームとして示されたCRC検査済データフレームが消去で置換される請求項10記載の装置。

13. 前記CRC検査エレメントによりエラーフレームとして示されたCRC検査済データフレームを示すメッセージを送信する送信機をさらに具備する請求項10記載の装置。

14. データファイルをエンコードする方法において、

前記データファイルを複数のデータフレームに分割するステップと、

各データフレームをエンコードして、第1のエンコードデータフレームを生成するステップと、

巡回冗長検査(CRC)ビットを前記第1のエンコードデータフレームに付加

し、第2のエンコードデータフレームを生成するステップと、

前記第2のエンコードデータフレームを畳み込みエンコードして、第3のエンコードデータフレームを生成するステップとを含み、

前記付加ステップと前記畳み込みエンコードステップはIS-99標準規格に準拠している方法。

15. 前記第1のエンコードデータフレームをエンコードするステップはブロックエンコーディングを含む請求項14記載の方法。

16. 前記第1のエンコードデータフレームをブロックエンコードするステップはリードソロモンエンコーディングを含む請求項15記載の方法。

17. 前記第1のエンコードデータフレームをエンコードするステップは畳み込みエンコーディングを含む請求項14記載の方法。

18. データファイルをエンコードする方法において、

前記データファイルを複数のデータフレームに分割するステップと、

IS-99標準エンコーダを使用して、各データフレームをエンコードして、第1のエンコードデータフレームを生成するステップと、

CRCエンコーダを使用して、CRCビットを前記第1のエンコードデータフレームに付加し、第2のエンコードデータフレームを生成するステップと、

畳み込みエンコーダを使用して、前記第2のエンコードデータフレームをエンコードして、第3のエンコードデータフレームを生成するステップとを含み、

前記CRCエンコーダと前記畳み込みエンコーダはIS-99標準規格に準拠している方法。

19. 前記第1のエンコードデータフレームをエンコードするステップはブロックエンコーダを使用する請求項18記載の方法。

20. 前記第1のエンコードデータフレームをエンコードするステップはリードソロモンエンコーダを使用する請求項19記載の方法。

21. 前記第1のエンコードデータフレームをエンコードするステップは畳み込みエンコーダを使用する請求項18記載の方法。

22. データファイルをデコードする方法において、

IS-99復調器を使用して前記データフレームを復調するステップと、

リードソロモンデコーダを使用して前記復調されたデータフレームをデコードするステップとを含み、

デコードする方法は制御装置をさらに使用し、

前記制御装置は、

前記 I S - 9 9 復調器からフレームエラーインジケータを受け取るステップと、

前記フレームインジケータを使用して、前記リードソロモンデコーディングステップを省略するか否かを決定するステップを実行する方法。

23. 前記フレームエラーインジケータはエラーを示し、前記制御装置は前記リードソロモンデコーディングステップを使用することを決定し、前記制御装置は前記リードソロモンデコーディングステップを使用する前にデータフレームを消去で置換することをさらに決定する請求項22記載の方法。

24. 前記フレームエラーインジケータはエラーを示し、前記制御装置は前記リードソロモンデコーディングステップを省略することを決定し、前記制御装置は前記リードソロモンデコーディングステップを省略する決定をした後に再送信要求を送信することをさらに決定する請求項22記載の方法。

25. データファイルをデコードする方法において、

I S - 9 9 準拠復調器を使用してデータファイルを復調するステップと、

I S - 9 9 復調されたデータファイルにおいてリードソロモンデコーダを選択的に実行させるステップとを含み、

リードソロモンデコーダの実行は制御ステップにより決定され、

制御ステップは、

制御装置を使用して I S - 9 9 復調器からフレームエラー情報を受け取るステップと、

前記制御装置を使用して、

a. フレームエラー情報がエラーがないことを示している場合に、リードソロモンデコーダを使用するデコーディングステップを省略するステップ、

b. フレームエラー情報がエラーを示している場合に、リードソロモンデコーダを使用するデコーディングステップを実行するステップ、

c. フレームエラー情報がエラーを示している場合に、エラーを消去で置換し、

その後リードソロモンデコーダを使用するデコーディングステップを実行するステップ、

d. 無線で再送信要求を送信し、リードソロモンデコーダを使用するデコーディングステップを実行することを省略するステップ、

の中の1つを選択して、その後に正確に実行するステップとを含む方法。

26. データをデコードする装置において、

復調エレメントから受け取った第1の複数の復調データフレームを記憶するように構成されているバッファと、

前記バッファに記憶された前記第1の複数の復調データフレームをデコードするように構成されているブロックデコーダと、

前記バッファと前記ブロックデコーダとに結合され、前記バッファに記憶された前記第1の複数の復調データフレームにおいてブロックデコーダを選択的に実行させるためのものである制御エレメントとを具備し、

前記第1の複数の復調データフレームは復調エレメントで復調され、デコードされ、エラー検査される装置。

27. 前記ブロックデコーダはリードソロモンデコーダである請求項26記載の装置。

28. 前記制御エレメントは、前記第1の複数の復調データフレームがデータトラフィックを伝える場合に、前記ブロックデコーダを選択的に実行させる請求項26記載の装置。

29. 前記制御エレメントは、前記第1の複数の復調データフレームが音声トラフィックを伝える場合に、前記ブロックデコーダを実行させることを選択的に止める請求項26記載の装置。

30. 前記制御エレメントは、前記制御エレメントが前記第1の複数の復調データフレーム中に多数のフレームエラーを検出した後に前記ブロックデコーダを選択的に実行させ、前記多数のフレームエラーは巡回冗長検査から決定される請求項26記載の装置。

31. 前記制御エレメントは、前記制御エレメントが前記第1の複数の復調データフレーム中に許容できない多数のフレームエラーを検出した場合に前記ブロッ

クデコーダを実行させることを選択的に止め、その後前記制御エレメントはデータ源に向けられる再送信のための要求を発生させる請求項 30 記載の装置。

32. 前記制御エレメントは、

前記バッファ中の第2の複数の復調データフレームを検出し、

前記第1の複数の復調データフレームと前記第2の複数の復調データフレームにおいて前記ブロックデコーダを実行させるようにさらに構成され、

前記第2の複数の復調データフレームは再送信に対する要求に応答して、前記データ源により送信されたものである請求項 31 記載の装置。

33. 前記第2の複数の復調データフレームは前記第1の複数の復調データフレームの一部である請求項 32 記載の装置。

34. 前記制御エレメントは、データフレームに関するソフトメトリック値が予め定められたしきい値を超えるか否かを決定し、前記ソフトメトリック値が前記予め定められたしきい値を超える場合に、前記データフレームにおいて前記ブロックデコーダを実行させるようにさらに構成されている請求項 26 記載の装置。

35. 前記制御エレメントは、データフレームに関するソフトメトリック値が予め定められたしきい値を超えるか否かを決定し、前記ソフトメトリック値が前記予め定められたしきい値を超える場合に、前記データフレームを消去フレームで置換し、その後、前記消去フレームにおいて前記ブロックデコーダを実行させるようにさらに構成されている請求項 26 記載の装置。

36. 前記制御エレメントは、データフレームに関するソフトメトリック値が予め定められたしきい値を超えるか否かを決定し、前記ソフトメトリック値が前記予め定められたしきい値を超える場合に、

再送信のための要求を発生させ、

前記バッファ中の第2の複数の復調データフレームを検出し、

前記第1の複数の復調データフレームと前記第2の複数の復調データフレームにおいて前記ブロックデコーダを実行させ、

前記再送信のための要求はデータ源に向けられるものであり、

前記第2の複数の復調データフレームは再送信に対する要求に応答して、前記データ源により送信されたものである請求項 26 記載の装置。

37. 前記第2の複数の復調データフレームは前記第1の復調データフレームの一部である請求項36記載の装置。

38. ワイヤレス通信システムにおける、複数のエンコードデータフレームを受信し、前記複数のエンコードデータフレームをデコードし、前記複数のエンコードデータフレーム中で検出されたエラーを訂正する装置において、

前記複数のエンコードデータフレームをデコードし、前記デコードされた複数のデータフレームにエラー検査を実行する復調器と、

前記復調器に結合され、前記復調器の出力を記憶するバッファと、

前記バッファに結合され、前記復調器のデコードされた出力において検出されたフレームエラーを訂正するブロックデコーダと、

前記バッファと前記ブロックデコーダとに結合され、前記フレームエラーを検出し、前記フレームエラーを訂正するように前記ブロックデコーダを選択的に動作させるように構成されている制御エレメントとを具備する装置。

39. 前記制御エレメントはさらに、

前記フレームエラーを含むデータフレームの代わりに消去フレームを置換し、

前記消去フレームにおいて前記ブロックデコーダを動作させる請求項38記載の装置。

40. 前記制御エレメントは巡回冗長検査を使用してエラーの存在を決定する請求項38記載の装置。

41. 前記制御エレメントはソフトメトリックを使用してエラーの存在を決定する請求項38記載の装置。