(19)日本国特許庁(JP)　(12)特　許　公　報(B2)　(11)特許番号

特許第5129576号
(P5129576)

(45)発行日　平成25年1月30日(2013.1.30)　(24)登録日　平成24年11月9日(2012.11.9)

(51)Int.Cl.		F I		
H03M 13/27	(2006.01)	H03M	13/27	
H04L 1/00	(2006.01)	H04L	1/00	F
H04J 11/00	(2006.01)	H04J	11/00	Z
H03M 13/29	(2006.01)	H03M	13/29	

請求項の数 13　(全 28 頁)

(21)出願番号	特願2007-548864 (P2007-548864)
(86)(22)出願日	平成17年12月19日 (2005.12.19)
(65)公表番号	特表2008-527768 (P2008-527768A)
(43)公表日	平成20年7月24日 (2008.7.24)
(86)国際出願番号	PCT/FR2005/003237
(87)国際公開番号	WO2006/072694
(87)国際公開日	平成18年7月13日 (2006.7.13)
審査請求日	平成20年12月17日 (2008.12.17)
(31)優先権主張番号	0414113
(32)優先日	平成16年12月31日 (2004.12.31)
(33)優先権主張国	フランス(FR)

(73)特許権者　591034154
フランス・テレコム
フランス・７５０１５・パリ・リュ・オリヴィエ・ドゥ・セレ・７８
(74)代理人　100080447
弁理士　太田　恵一
(72)発明者　シオッド，イザベル
フランス共和国，エフ－３５０００　レンヌ，リュ　ドゥ　ラ　ヴィジタシオン，２２
(72)発明者　ユルメール－モル，アンヌ－マリ
フランス共和国，エフ－３５０００　レンヌ，ブルヴァール　ドゥ　ヴィトレ，７

審査官　矢頭　尚之

最終頁に続く

(54)【発明の名称】インターリーブされたアドレスの反復計算によるインターリーブ方法

(57)【特許請求の範囲】

【請求項１】

Ｙ（ｋ）＝Ｘ（Ｉ$^{(j)}$（ｋ））であるようなインターリーブ規則Ｉ$^{(j)}$（ｋ）によって決定された順序にしたがって、デジタル出力データＹで構成された出力シーケンスに、デジタル入力データＸを位置づけるために、変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル・データに対して、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返し（ｉｔｅｒａｔｉｏｎ）によってサイズＫのブロック・インターリーブを行う方法（１）であり、該方法は、

－中間値Ｉ$_0^{(j)}$（ｋ）を計算する第一の過程（２）と、

－出力値Ｉ$^{(j)}$（ｋ）を計算する第二の過程（３）とを含み、

中間値Ｉ$_0^{(j)}$（ｋ）とは、一回目の繰り返しｊ＝１については、入力インデックスｋに対して適用される（ａ＝ｂ＝ｋ）、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第一の代数関数ｆ$_0$（ａ、ｂ）の計算結果であり、ここで、前記第一の代数関数ｆ$_0$（ａ、ｂ）はｆ$_0$（ａ、ｂ）＝［－ａ－ｐｂ］$_K$となるものであって、つまり一回目の繰り返しの結果である中間値についてはＩ$_0^{(1)}$（ｋ）＝［－ｋ－ｐｋ］$_K$となり、

一方、続く各繰り返しｊ（ｊ＝２～Ｎ）については、入力インデックスｋと、先行する繰り返しのときに得られた出力値Ｉ$^{(j-1)}$（ｋ）とに対して適用される同一の代数関数ｆ$_0$（ａ、ｂ）の計算結果であり、つまり、続く各繰り返しｊ（ｊ＝２～Ｎ）についてはＩ$_0^{(j)}$（ｋ）＝［－ｋ－ｐ×Ｉ$^{(j-1)}$（ｋ）］$_K$となるようなものであり、

出力値Ｉ$^{(j)}$（ｋ）とは、所与の繰り返しｊについて、入力インデックスｋと、同一の

繰り返しｊのときに計算された中間値$I_0^{(j)}$（ｋ）とに対して適用される（ａ＝ｋ、ｂ＝$I_0^{(j)}$（ｋ））、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第二の代数関数f_1（ａ、ｂ）の計算結果であり、ここで、前記第二の代数関数f_1（ａ、ｂ）はf_1（ａ、ｂ）＝$[\alpha p+a+qpb]_K$となるものであって、つまり各繰り返しｊの結果である出力値$I^{(j)}$（ｋ）については$I^{(j)}(k)=[\alpha p+k+q\times p\times I_0^{(j)}(k)]_K$となる（ここでｐ及びｑは自然数のパラメータであり、αは０からＫ／ｐの間で変化する自然数であり、$[X]_K$はＫを法とするＸ（Ｘ　ｍｏｄｕｌｏ　Ｋ）を意味する）ことを特徴とする、サイズＫのブロック・インターリーブ方法。

【請求項２】

変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル・データに対して、

インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返し（ｉｔｅｒａｔｉｏｎ）によってサイズＫのブロック・インターリーブを行う方法（１）であり、

ｐ及びｑは決定されたパラメータであり、αは、０からＫ／ｐの間で変化する自然数であるとして、

決定された規則Ｉ（ｋ）：

$I^{(1)}(k)=[\alpha p+k+p\times q\times[-k-k\times p]_K]_K$

$I^{(j)}(k)=[\alpha p+k+p\times q\times[-k-p\times I^{(j-1)}(k)]_K]_K$

に従って、デジタル・データのブロックをインターリーブする、ブロック・インターリーブ方法（１）。

【請求項３】

αがＫ／ｐ－１に等しいことを特徴とする、請求項１または２に記載のブロック・インターリーブ方法（１）。

【請求項４】

ｐが保持すべきパタンのサイズによって決まるものであり、該保持すべきパタンのサイズは外部の制約によって決定されるものであることを特徴とする、請求項１～請求項３のいずれか一つに記載の、Ｎ回の繰り返しによるサイズＫのブロック・インターリーブ方法（１）。

【請求項５】

外部の制約が、ビットからシンボルへの符号化から生じるデータシンボル内におけるビットの配分（ｒｅｐａｒｔｉｔｉｏｎ）を考慮に入れている、請求項４に記載の、Ｎ回の繰り返しによるサイズＫのブロック・インターリーブ方法（１）。

【請求項６】

さらに、所与の繰り返しｊについて、インターリーブ後に、ｓ－１データ分だけ隔てられた二つのデジタル入力データ、Ｘ（ｋ）とＸ（ｋ＋ｓ）の間における差を計算する過程を含み、この差が、反復的に計算される関係式$P_{j,s}$（ｋ）＝$I^{(j)}$（ｋ＋ｓ）－$I^{(j)}$（ｋ）＝$[s-q\times p\times(s+p\times P_{j-1,s}(k))]_K$によって与えられ、ここでｓはＫ未満であり、$P_{1,s}(k)=[s-q\times p\times s(1+p)]_K$であり、ｑは自然数のパラメータ、$[X]_K$はＫを法とするＸ（Ｘ　ｍｏｄｕｌｏ　Ｋ）を意味する、請求項１～請求項５のいずれか一つに記載の、Ｎ回の繰り返しによるサイズＫのブロック・インターリーブ方法（１）。

【請求項７】

インターリービング分散（ｄｉｓｐｅｒｓｉｏｎ）値$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ）が、１以上である、少なくとも一つの所定のｓの値について、関係式$\Delta_{eff}I^{(j)}(s)=Min\{|P_{j,s}(k)|,K-|P_{j,s}(k)|\}$を用いた差$P_{j,s}$（ｋ）＝$I^{(j)}$（ｋ＋ｓ）－$I^{(j)}$（ｋ）から決定され、選択された繰り返しｊが、この繰り返しｊの結果、各インターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ）が所定の値以上となるようなものである、請求項６に記載の、Ｎ回の繰り返しによるサイズＫのブロック・インターリーブ方法（１）。

【請求項８】

ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝、Ｙ（ｋ）＝Ｘ（Ｉ（ｋ））であるようなインターリーブ

規則Ｉ（ｋ）＝Ｉ$^{(j)}$（ｋ）（ｊ＝Ｎのとき）によって決定された順序にしたがって、デジタル出力データＹで構成された出力シーケンスに、デジタル入力データＸを位置づけるために、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返し（ｉｔｅｒａｔｉｏｎ）によってサイズＫのブロック・インターリーブを行う装置（４）であり、

前記装置（４）が、二つの入力と一つの出力を備えたＮ個の基本セルＩ（5_1、5_2、5_3、5_j）を備え、各基本セルＩ（5_1、5_2、5_3、5_j）が、それぞれ二つの入力と一つの出力を具備した二つの単位セルI_0とI_1から形成されているような基本セルであり、基本セルＩ（5_1、5_2、5_3、5_j）の出力が単位セルI_1の出力に対応し、基本セルＩ（5_1、5_2、5_3、5_j）の二つの入力が単位セルI_0の二つの入力に対応し、単位セルI_0の出力が単位セルI_1の第一の入力に対応し、単位セルI_1の第二の入力が、基本セルＩ（5_1、5_2、5_3、5_j）の第一の入力に対応する単位セルI_0の第一の入力に接続されていることと、

第一の基本セルＩ（5_1）の二つの入力が互いに接続され、インデックスｋに対応していることと、

各基本セルＩの出力が、次の繰り返しの基本セルＩの第二の入力に接続されていることと、

基本セルＩ（5_1、5_2、5_3、5_j）の第一の入力が互いに接続されていることと、

ｐ及びｑは決定されたパラメータであり、αは０からＫ／ｐの間で変化する自然数であり、$[X]_K$はＫを法とするＸ（Ｘ　ｍｏｄｕｌｏ　Ｋ）を意味するとして、

インデックスｊ＝１のセルＩが、インターリーブ規則$I^{(1)}(k)=[\alpha p+k+p\times q\times[-k-k\times p]_K]_K$を計算するための計算手段を備えており、

インデックスｊ＞１の各セルＩが、インターリーブ規則$I^{(j)}(k)=[\alpha p+k+p\times q\times[-k-p\times I^{(j-1)}(k)]_K]_K$を計算するための計算手段を備えていることを特徴とする、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返しによってサイズＫのブロック・インターリーブを行う装置（４）。

【請求項９】

各単位セルI_0とI_1のそれぞれが、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする代数関数の計算手段を備え、該変数がそれぞれ、単位セルI_0とI_1の入力のそれぞれに対応しており、

$I_0^{(1)}(k)=f_0(k,k)=[-k-pk]_K$となり、

$I_0^{(j)}(k)=f_0(k,I^{(j-1)}(k))=[-k-p\times I^{(j-1)}(k)]_K$となり、そして、

$I_1^{(j)}(k)=f_1(k,I_0^{(j)}(k))=[K-p+k+q\times p\times I_0^{(j)}(k)]_K$となる、請求項８に記載の、インデックスｊについてのＮ回の繰り返しによるサイズＫのブロック・インターリーブ装置（４）。

【請求項１０】

変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル・データに対して、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返し（ｉｔｅｒａｔｉｏｎ）によってブロックサイズＫのブロック・インターリーブを行う装置（４）であり、

ｐ及びｑは決定されたパラメータであり、αは、０からＫ／ｐの間で変化する自然数であるとして、

決定された規則Ｉ（ｋ）：

$I^{(1)}(k)=[\alpha p+k+p\times q\times[-k-k\times p]_K]_K$

$I^{(j)}(k)=[\alpha p+k+p\times q\times[-k-p\times I^{(j-1)}(k)]_K]_K$

に従って、デジタル・データのブロックをインターリーブする手段を備えることを特徴とする、ブロックサイズＫのブロック・インターリーブを行う装置（４）

【請求項１１】

所与のインターリービング分散について決定されたパラメータｐおよびｑを伴う、決定されたインターリーブ規則Ｉ（ｋ）を用いて、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝である変数ｋでインデックス付けされたＫ個のデジタル入力データのブロックに対してインターリーブ

を行うための、ブロックサイズKのブロック・インターリーブを行う装置（４）であって、

該装置は、ｊでインデックス付けされた基本セルＩのＮ回の繰り返し（ｉｔｅｒａｔｉｏｎ）を伴うターボ構造から成り、

該基本セルIのそれぞれは二つの単位セル$Ｉ_{0}$、$Ｉ_{1}$の基本ターボ構造で構成され、

該単位セル$Ｉ_{0}$、$Ｉ_{1}$は、第一回目の繰返しにおいては両方の引数がｋに等しいという初期条件を有する、Ｋを法とする第一の代数関数$ｆ_{0}$である$Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）＝ｆ_{0}（ｋ，Ｉ^{(j-1)}（ｋ））＝［－ｋ－ｐＩ^{(j-1)}（ｋ）］_{K}$と、Ｋを法とする第二の代数関数$ｆ_{1}$である$Ｉ_{1}^{(j)}（ｋ）＝ｆ_{1}（ｋ，Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ））＝［Ｋ－ｐ＋ｋ＋ｑ×ｐ×Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）］_{K}$をそれぞれ計算するのに適した計算手段を含み、

前記インターリーブ規則Ｉ（ｋ）がＮ番目の基本セルの出力である、即ち、$Ｉ（ｋ）＝Ｉ^{(N)}（ｋ）＝Ｉ_{1}^{(N)}（ｋ）$であることを特徴とする、ブロックサイズKのブロック・インターリーブを行う装置。

【請求項１２】

$Ｙ（ｋ）＝Ｘ（Ｉ^{(j)}（ｋ））$であるようなインターリーブ規則$Ｉ^{(j)}（ｋ）$によって決定された順序にしたがって、デジタル出力データＹで構成された出力シーケンスに、デジタル入力データＸを位置づけるために、変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル・データに対して、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返しによってサイズKのブロック・インターリーブを行う電子装置（４）で用いるためのデジタル信号であり、

－中間値$Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）$を計算する第一の過程（２）であり、この中間値$Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）$とは、一回目の繰り返しｊ＝１については、入力インデックスｋに対して適用される（ａ＝ｂ＝ｋ）、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第一の代数関数$ｆ_{0}$（ａ、ｂ）の計算結果であり、続く各繰り返しｊ（ｊ＝２～Ｎ）については、入力インデックスｋと、先行する繰り返しのときに得られた出力値$Ｉ^{(j-1)}（ｋ）$とに対して適用される同一の代数関数$ｆ_{0}$（ａ、ｂ）の計算結果であるような、中間値$Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）$を計算する第一の過程と、

－出力値$Ｉ^{(j)}（ｋ）$を計算する第二の過程（３）であり、この出力値$Ｉ^{(j)}（ｋ）$とは、所与の繰り返しｊについて、入力インデックスｋと、同一の繰り返しｊのときに計算された中間値$Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）$とに対して適用される（ａ＝ｋ、$ｂ＝Ｉ_{0}^{(j)}（ｋ）$）、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第二の代数関数$ｆ_{1}$（ａ、ｂ）の計算結果であるような、出力値$Ｉ^{(j)}（ｋ）$を計算する第二の過程、

を電子装置（４）で実行するためのコードを含んでいるデジタル信号であって、

第一の代数関数$ｆ_{0}$（ａ、ｂ）と第二の代数関数$ｆ_{1}$（ａ、ｂ）が互いに関連づけられていることで、各繰り返しｊにおいて、インターリーブされたデータの位置インデックスと、インターリーブされたシーケンス内での該データのランクとの間の差が、０からＫ／ｐまで変動しうる自然数のパラメータαと中間値の倍数との和と、保持すべきパタンのサイズによって決まるパラメータｐとのＫを法とする積となるようになっている、デジタル信号。

【請求項１３】

プログラムの命令を備えた情報媒体であり、前記プログラムが電子装置（４）に搭載され、該電子装置（４）内で実行されるときに、請求項１～請求項７のいずれか一つに記載の、変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝によってインデックス付けされたデジタル・データに、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返しによってサイズKのブロック・インターリーブを行う方法（１）を実施するために適合化されている、プログラムの命令を備えた情報媒体。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【０００１】

本発明は電気通信の分野に関するものである。この分野の中で、本発明はより特徴的に

はデジタル通信と呼ばれる通信に関するものである。デジタル通信とは特に、伝送チャネルが無線チャネルである無線通信並びに有線通信を含んでいる。

【０００２】

本発明はインターリーブ技術に関するものである。一般的に、これらの技術は、データに適用される「選択的な」フィルタリング操作によって生じ、伝送チャネルに内在的な相関を減少させるため、あるいはデータの整形（ｍｉｓｅ　ｅｎ　ｆｏｒｍｅ）によって生じる相関を減少させるために実施されている。

【０００３】

本発明は特に、有線または無線の伝送システムのあらゆるタイプに適用されるものであり、該システムの伝送すべきデータは離散的で、受信器の決定回路を劣化させる作用を持った、受信データの間に相関を生じさせる干渉（ｐｅｒｔｕｒｂａｔｉｏｎ）を受けるものである。

【０００４】

伝送媒体がマルチパスであるとき、伝送に割り当てられた伝送帯域Ｂの逆数によって、システムによって「知覚される」エコーの分解能（ｒｅｓｏｌｕｔｉｏｎ）が提供される（δτ　１／Ｂ）。これらのエコー（複素振幅および遅延）は反射波によって生成され、送信器－受信器の軸の近傍にある障害物で回折する。該エコーは伝播チャネルのインパルス応答の係数を記述し、該伝播チャネルはシステムの帯域幅の中で通信信号を選別する。帯域Ｂにおけるブロードバンド伝送（Ｂ＞チャネルのコヒーレント帯域）については、小サイズのインタリーバによって、伝播チャネルの周波数の選択性によって生じるデータの相関を数シンボル規模に減少させることができる。ナローバンド伝送（Ｂ＜チャネルのコヒーレント帯域）のとき、データ間の相関は、無線周波数電磁界のナローバンドの変動、あるいは、データに対して行われる理想的なローパスフィルタリング操作に関連している。チャネルのコヒーレント時間を超える周期で送信されたデータをインターリーブすることで、受信のとき、デインターリーブ後にデータを非相関化し、低いＳＮ比でデータを分散させることができる。この操作によって、デジタル伝送システムの受信における決定回路の効率が向上する。

【０００５】

サイズＫのブロックに対するインターリーブ規則Ｉ（ｋ）は順序を与えるのだが、該順序にしたがって、出力では、０からＫ－１まで変動するインデックスｋによってインデックス付けされているＫ個のデータで形成された入力シーケンスを読む必要がある。Ｘ（ｋ）をインターリーブ規則Ｉ（ｋ）によるインタリーバの入力でのシーケンスとする。Ｙ（ｋ）をインタリーバの出力でのシーケンスとする。このとき、Ｙ（ｋ）＝Ｘ（Ｉ（ｋ））であり、位置インデックスｋ－１を有するインターリーブされたシーケンスのｋ番目のデータは、入力シーケンスＸ（０），．．．，Ｘ（Ｋ－１）のインデックスＩ（ｋ－１）のデータに対応している。インターリーブ規則Ｉ（ｋ）は全単射関数であり、該関数は空間Ｓ＝｛０，．．．Ｋ－１｝の中で自身の値をとる。インターリービング分散（ｄｉｓｐｅｒｓｉｏｎ）は、インターリーブ後の、ｓ－１データによって隔てられた二つの入力データ、Ｘ（ｋ）およびＸ（ｋ＋ｓ）に関連づけられた二つの位置インデックスの間における最小の距離として定義される。インターリービング分散は、関係式$\Delta I_{eff}(s)=Min_{k,\,k\in S}|I(k+s)-I(k)|$によって与えられる。関数｜Ｘ｜はＸの絶対値を与える。

【０００６】

インターリーブすべき入力データおよび出力のインターリーブされたデータは、明細書の以下の部分では、反する指示がない限り、インデックスｋによってのみ表されるものである。

【０００７】

本発明はより特徴的には、ブロック・インターリーブの技術に関するものである。つまり、サイズＫのデータからなる各ブロックが他のブロックとは独立してインターリーブされるインターリーブ技術であり、この条件において、インデックスｋは０からＫ－１まで

変動する。
【背景技術】
【０００８】
これらの技術の中には、急速なフェーディングを克服することを目的としたものもあれば、特にターボ符号に対するデコード回路を改良することを目的としたものもある。
【０００９】
ターボ符号に対するインターリーブ・アルゴリズムの中では、ＲＰアルゴリズムと呼ばれる、Ｒｅｌａｔｉｖｅ Ｐｒｉｍｅ ｉｎｔｅｒｌｅａｖｅｒが知られており、該アルゴリズムは特に、「Ｈｉｇｈ－Ｐｅｒｆｏｒｍａｎｃｅ Ｌｏｗ－Ｍｅｍｏｒｙ Ｉｎｔｅｒｌｅａｖｅｒ Ｂａｎｋｓ ｆｏｒ Ｔｕｒｂｏ－Ｃｏｄｅｓ」というタイトルで、Ｐｒｏｃｅｅｄｉｎｇｓ ｏｆ ｔｈｅ ５４ｔｈ ＩＥＥＥ Ｖｅｈｉｃｕｌａｒ Ｔｅｃｈｎｏｌｏｇｙ Ｃｏｎｆｅｒｅｎｃｅ（ＶＴＣ ２００１ Ｆａｌｌ）、Ａｔｌａｎｔｉｃ Ｃｉｔｙ、Ｎｅｗ Ｊｅｒｓｅｙ、ＵＳＡ、ｐｐ．２３９４－２３９８、Ｏｃｔｏｂｅｒ７－１１、２００１に収められたＳ．Ｃｒｏｚｉｅｒ ｅｔ Ｐ．Ｇｕｉａｎｄの論文に記載されている。
【００１０】
ＲＰアルゴリズムは元来、ターボ符号に内在的なインターリーブ・マトリクスを生成するために定義されている。このアルゴリズムは、サイズＫのブロックに対するブロック・インターリーブ・アルゴリズムであり、インターリーブされた二つのデータ間で決定されたインターリービング分散を与えるものである。該アルゴリズムは、比較的短いブロックのサイズに対して十分に高いインターリービング分散という特性で知られている。しかしながら、大きいサイズのブロックについては、大きなインターリービング分散の要件は、周期構造に挿入される、インターリーブされていない多くのデータを導いてしまう。このアルゴリズムは、二つのパラメータｓおよびｄと、Ｋを法とする演算によって記述されるインターリーブ規則を生成することからなる。ｓは第一のデータでのずれに対応し、ｄはインターリーブ後の連続する二つのデータ間の距離に対応し、ｄによって、インターリーブされた連続する二つのデータ間のインターリービング分散値を確定することが可能になる。ｄとＫは互いに素でなければならない。ある場合には、このアルゴリズムによってサイズｐのパタン（ｍｏｔｉｆ）を保持することが可能になる。このような特性の利点は、マルチチャネルのインターリーブ・システムのインフラを軽くし、伝送システム全体の最適化に関わる特定的な制約に応えることにある。
【００１１】
多重化されたデータのｐ個のストリームに対応するデータ配分（ｒｅｐａｒｔｉｔｉｏｎ）のパタンを保持することは、パラメータｐがインターリーブすべきブロックのサイズＫの約数であることを前提としている。つまり入力のデータ・シーケンスＳと出力のデータ・シーケンスＳ’は、それぞれｐ個のデータで構成されたＫ／ｐ個のパーティションＰで形成される。パタンを保持することは、各パーティションＰにおけるデータのｐ個のストリームの順序付けが、インターリーブ処理後に保持されることを意味する。サイズｐのパーティションの中で、ｉ＝｛１，．．．，ｐ｝であるストリームｉに属する各データは、インターリーブ操作後に自身のランクを保持する。インターリーブ後のシーケンスにおける位置ｉにあるデータは、明らかに同一のものではなくなっているが、同一のストリームｉに属している。この特性は、インターリーブされたデータの位置インデックスと、インターリーブされたシーケンス内での該データのランクの間にある差がｐの倍数となることによって表され、このことは、

$$I(k)-k=Q(k)\times p \quad (1)$$

という等式によって表現され、ここで、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝であり、Ｑ（ｋ）は、ｋがいくつであれ、Ｑ（ｋ）×ｐ＜Ｋとなるような整数空間における関数である。
【００１２】
したがって、サイズｐのパタンは関係式（１）が満足されれば保持される。つまり、インターリーブ後およびインターリーブ前のランクにおける位置インデックスｋの間の差は

必然的にサイズｐのパタンの倍数となる。

【００１３】

ＲＰアルゴリズムのインターリーブ規則は、

Ｉ（ｋ）＝［ｓ＋ｋｄ］$_{K}$

によって与えられ、ここでｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝、ｄ＝｜Ｉ（ｋ＋１）－Ｉ（ｋ）｜である。

【００１４】

演算［Ｘ］$_{K}$はＸに適用されるＫを法とする演算に対応し、したがって、ＫによるＸの除算の剰余を表すものであり、すなわち、

［Ｘ］$_{K}$＝Ｘ－Ｅ（Ｘ／Ｋ）×Ｋであり、ここで、Ｅ（ｚ）はｚの整数部分である。

【００１５】

該アルゴリズムは、Ｋおよびｄが互いに素であることを限定的に要求する。したがって、ある種のｄの値のみが所与のサイズＫに対して許容され、いかなるｄの値もパタンのサイズに相当することはないのだが、それは、該パタンのサイズが必然的にＫの約数だからである。しかし、該アルゴリズムのさまざまな実施分析は、Ｋがｄ－１の倍数となるようにｄが選択されると、サイズｐのパタンが保持される構造が存在することを示している。この場合、量ｄ－１はｐの倍数でなければならない。これは、

Ｋ＝ｎ×（ｄ－１）＝ｎ×ｍ×ｐ　（２）

という関係式で表される。

【００１６】

たとえばＫ＝６０である場合には、Ｋがｄ－１の倍数であり、ｄとＫが互いに素となる、１０を超えるインターリービング分散用であるｄの値はｄ＝１１、ｄ＝１３およびｄ＝３１である。

【００１７】

Ｋ＝６０に対するこれら三つのｄの値に関連づけられたＲＰのインターリーブ規則は図１に示されている。これらの場合それぞれについて、等式（２）を確証しているサイズｐのさまざまなパタンを保持することができる。したがって、ｄ＝１３については、サイズｐ＝｛３、６、１２｝のパタンを保持することができる。ｄ＝３１については、サイズｐ＝｛３、５、６、１０｝のパタンを保持することができる。インターリーブ規則の観察は、インターリービング分散ｄが大きくなるときに不利な周期性が現れることを示している。さらに、インターリーブされていないデータの数、つまり、Ｉ（ｋ）＝ｋであるデータがｄとともに増加する。

【００１８】

このように、ＲＰアルゴリズムによって、実質的にある種の条件下でサイズｐのパタンを保持し、データのインターリービング分散ｄを確定することが可能になるのだが、値ｐおよびｄは、周期構造を抑制し、インターリーブの結果として、インターリーブされていないデータの数を抑えるために小さくなければならない。

【００１９】

ｄ－１がＫの約数でなければ、ＲＰアルゴリズムでは、Ｋがｐの倍数であるときに、サイズｐのパタンを体系的に保持することができない。このことは、図２に対する以下の例によって示される。つまり、Ｋ＝６０およびｄ＝２３（ｄ－１＝２２はＫの約数ではない）である。恣意的に選ばれたサイズのモチーフをｐ＝３とする。補遺１の表１は、サイズｐ＝３のパタンに対応する量Ｒ’（ｋ）、ｄの値＝２３、Ｋの値＝６０、そしてＲＰ技術のインターリーブ規則を示している。

Ｒ’（ｋ）＝（Ｉ（ｋ）－ｋ）／３　∀ｋ＝｛０，．．．，５９｝

【００２０】

実数空間で値をとり、整数空間では値をとらないＲ’（ｋ）では、パタンの体系的な保持はない。

【００２１】

好適には、ＲＰアルゴリズムによるパタンの保持によって、伝送ラインの中で、中規模

効果を目的としたインターリーブと小規模効果を目的としたインターリーブ（ターボ符号、ＯＦＤＭシンボル内部でのインターリーブ）を同時に処理することが可能となり、したがって、伝送システムを全体的に最適化することが可能となる。しかし、ＲＰアルゴリズムによるパタンの保持は、少なくともパラメータｐがＫと互いに素であることを必要とし、このことは非常に制限を課すものであると判断されることがある。

【非特許文献１】「Ｈｉｇｈ－Ｐｅｒｆｏｒｍａｎｃｅ Ｌｏｗ－Ｍｅｍｏｒｙ Ｉｎｔｅｒｌｅａｖｅｒ Ｂａｎｋｓ ｆｏｒ Ｔｕｒｂｏ－Ｃｏｄｅｓ」 Ｐｒｏｃｅｅｄｉｎｇｓ ｏｆ ｔｈｅ ５４ｔｈ ＩＥＥＥ Ｖｅｈｉｃｕｌａｒ Ｔｅｃｈｎｏｌｏｇｙ Ｃｏｎｆｅｒｅｎｃｅ（ＶＴＣ ２００１ Ｆａｌｌ）、Ａｔｌａｎｔｉｃ Ｃｉｔｙ、Ｎｅｗ Ｊｅｒｓｅｙ、ＵＳＡ、ｐｐ．２３９４－２３９８、Ｏｃｔｏｂｅｒ７－１１、２００１

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【００２２】

また、本発明の対象によって解決すべき技術的課題は、あるパタンを保持するサイズＫのブロックをインターリーブする方法を提案することであるが、該方法とは、伝送ラインの中で、中規模効果を目的としたインターリーブと小規模効果を目的としたインターリーブ（ターボ符号、ＯＦＤＭシンボル内部でのインターリーブ）を同時に処理することを可能にし、したがって、伝送システムを全体的に最適化し、そして、既知のＲＰ法よりも制限が少なくなるようなものである。

【課題を解決するための手段】

【００２３】

提起された技術的課題に対する一つの解決法は、本発明によると、Ｙ（ｋ）＝Ｘ（Ｉ$^{(j)}$（ｋ））であるようなインターリーブ規則Ｉ$^{(j)}$（ｋ）によって決定された順序にしたがって、デジタル出力データＹで構成された出力シーケンスに、デジタル入力データＸを位置づけるために、変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル・データに対して、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返し（ｉｔｅｒａｔｉｏｎ）によってサイズＫのブロック・インターリーブを行う前記方法が、少なくとも、

－中間値Ｉ$_0$$^{(j)}$（ｋ）を計算する第一の過程であり、この中間値Ｉ$_0$$^{(j)}$（ｋ）とは、一回目の繰り返しｊ＝１については、入力インデックスｋに対して適用される（ａ＝ｂ＝ｋ）、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第一の代数関数ｆ$_0$（ａ、ｂ）の計算結果であり、続く各繰り返しｊ（ｊ＝２～Ｎ）については、入力インデックスｋと、先行する繰り返しのときに得られた出力値Ｉ$^{(j-1)}$（ｋ）とに対して適用される同一の代数関数ｆ$_0$（ａ、ｂ）の計算結果であるような、中間値Ｉ$_0$$^{(j)}$（ｋ）を計算する第一の過程と、

－出力値Ｉ$^{(j)}$（ｋ）を計算する第二の過程であり、この出力値Ｉ$^{(j)}$（ｋ）とは、所与の繰り返しｊについて、入力インデックスｋと、同一の繰り返しｊのときに計算された中間値Ｉ$_0$$^{(j)}$（ｋ）とに対して適用される（ａ＝ｋ、ｂ＝Ｉ$_0$$^{(j)}$（ｋ））、二つの変数ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第二の代数関数ｆ$_1$（ａ、ｂ）の計算結果であるような、出力値Ｉ$^{(j)}$（ｋ）を計算する第二の過程を含んでいることからなる。第一の代数関数ｆ$_0$（ａ、ｂ）と第二の代数関数ｆ$_1$（ａ、ｂ）が互いに関連づけられていることで、各繰り返しｊにおいて、インターリーブされたデータの位置インデックスと、インターリーブされたシーケンス内での該データのランクとの間の差が、０からＫ／ｐまで変動しうる自然数のパラメータαと中間値の倍数の和と、保持すべきパタンのサイズによって決まるパラメータｐとのＫを法とする積となるようになっている。

【００２４】

さらに本発明は、変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル入力データを、インデックスｊについてのＮ回（Ｎは１以上）の繰り返しによるサイズＫのブロック・インターリーブを行う装置も対象としている。前記装置は、

－それぞれが二つの入力と一つの出力を具備している二つの単位セルI_0およびI_1によって各基本セルＩが形成されているような、二つの入力と一つの出力がついたＮ個の基本セルＩを含んでおり、該基本セルＩは、基本セルＩの出力が単位セルI_1の出力に対応し、基本セルＩの二つの入力が単位セルI_0の二つの入力に対応し、単位セルI_0の出力が単位セルI_1の第一の入力に対応し、単位セルI_1の第二の入力が、基本セルＩの第一の入力に対応する単位セルI_0の第一の入力に接続されている。

【００２５】

第一の基本セルＩの二つの入力は互いに接続され、インデックスｋに対応している。各基本セルＩの出力は、次の繰り返しの基本セルＩの第二の入力に接続されている。基本セルＩの第一の入力は互いに接続されている。

【００２６】

このように、本発明によるインターリーブによって、「ターボ」構造を介して、代数関数の組み合わせで記述される、ブロックタイプのインターリーブ規則を生成することが可能となる。

【００２７】

インターリーブ方法は、二つの入力と一つの出力を有する「ターボ」構造を利用する。実際、各繰り返しｊの結果、インタリーバの出力におけるインターリーブ規則Ｉ（ｊ）（ｋ）は、インターリーブ前のデータの位置インデックスによって形成された入力シーケンス（典型的にはランプ（ｒａｍｐｅ））と、同一のインターリーブ・アルゴリズムによる先行する繰り返しから生じたインターリーブされたシーケンス（インターリーブ後のデータ位置を与える）にしたがって修正される。

【００２８】

本発明にしたがったインターリーブ方法およびインターリーブ装置によって課題は解決される。実際、インターリーブ規則Ｉ（ｊ）（ｋ）は、等式（１）が満足されるようなものであり、また、繰り返しｊ、ｋ、ｐ、ｑおよびＫの値がいくつであれ、等式（１）は満足される。パタンのサイズｐはパラメータ化することができ、インタリーバのパラメータの一つである。

【００２９】

本発明によるインターリーブ規則は四つのパラメータに依存する。すなわち、

－インターリーブすべきブロックのサイズであるＫと、

－保持すべきパタンのサイズに依存するｐと、

－インターリーブ規則の調整に自由度を加えるｑと、

－繰り返し数Ｎ、

である。

【００３０】

このように、本発明によって、多重化されたデータのｐ個のストリームに対応するサイズｐのパタンを保持することが可能になる。

【００３１】

パラメータｐは基本パタンに対応するパラメータp_iの倍数として選択することができ、また、好適には、保持すべき複数の基本パタンの組み合わせ（$\Pi p_i = p$）の結果として生じるものであってもよい。配分（ｒｅｐａｒｔｉｔｉｏｎ）の基本パタンはデータのｐ個のストリームの多重化（マルチチャネルシステム、ＭＩＭＯ）と同一に考えることができる。この多重化はリアルまたはバーチャルとすることができ、あるいは、符号化操作に関連づけることができるのだが、該符号化によって、異なった特性が変調前のサイズｐのビットストリームにおけるビットに与えられる。該多重化はユーザーによって定められたパタンに対応することができ、該パタンは、インターリーブ操作の前または後に特定化された、送信データの特異的な順序付けを介して、伝送システム全体の性能を最適化することを目的としている。このように、本発明によるインターリーブによって、符号化（時空間、ビットからシンボルへの符号化、ターボ（エン）コーダに関連する外部の制約）の

最適な解決法を保持することと、インターリーブに先行するまたは後続するデータ（たとえば多重化から生じたデータ）の順序付けの最適な解決法を保持することが可能となる。好ましくは、ｐは、所与の繰り返しｊに対する所与の基準にしたがって、インターリービング分散（ｄｉｓｐｅｒｓｉｏｎ）$\Delta I^{(j)}_{eff}(s)=Min_{k,k\in S}|I^{(j)}(k+s)-I^{(j)}(k)|$を増加させることからなるアルゴリズムの最適化との関係で、あるいは、典型的には最適化の制約である、伝送システムの処理に関する他のモジュールによって課される外部の制約に応じて決定される。

【００３２】

二つの連続するデータ間のインターリービング分散、より一般的にはインターリーブ後にｓ－１データ分だけ隔てられた二つのデータ間のインターリービング分散を確定する数学的規則は三つのパラメータに依存する。すなわち、保持すべきパタンのサイズｐ、パラメータｑおよび本発明のターボ構造で実施される繰り返し数である。該インターリービング分散は代数関数によって与えられる。

【００３３】

インターリービング分散は多項式$P_{j,s}(k)=\Delta I^{(j)}(s)$に適用されるＫを法とする演算の基本特性によって計算され、該多項式は、基本アルゴリズムＩの繰り返し数ｊに関連し、ｓ－１個のデータによって隔てられた二つのデータ間の分散を記述している。

$$P_{j,s}(k)=I^{(j)}(k+s)-I^{(j)}(k),\ s<K \quad (3)$$

【００３４】

固定された繰り返しｊについて、アルゴリズムの代数式はインターリーブされたデータの疑似周期構造を生成する。このことによって、Ｘ－Ｙ平面における二次元にしたがって、インターリーブされたデータを表現し、Ｘ軸を考察するか、またはＹ軸を考察するかに応じて二つのインターリービング分散値を与えることが可能になる。Ｙ軸は二つの連続するデータ間のインターリービング分散$\Delta y=\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$を表すために用いられ、Ｘ軸は$s_1$－１データ分だけ隔てられた二つのデータ間のインターリービング分散、$\Delta x=\Delta_{eff}I^{(j)}(s=s1)$を表すために用いられ、$s_1$はインターリーブ規則の疑似周期に対応している。慣習的に、疑似周期はサブ・シーケンスS_1の長さ（近いサンプルに対しての）に対応し、該長さの間、インターリービング分散Δｙは一定であり、$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$に等しい。パラメータs_1の値は選択されたｐの値ならびに繰り返しｊに関連づけられたインターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$に依存する。この疑似周期構造は、外部の制約にしたがってインターリーブ操作を最適化するために利用される。外部の制約は、典型的には伝送環境とデータのラスタライズに関連しており、該伝送環境およびラスタライズは一方で伝送システムのその他の処理（符号語におけるデータの分配パタン、マッピングなど）を最適化するものである。インターリーブ操作の最適化は、インターリーブされたデータを特定の構成にしたがって配分することからなる。特徴的な実施態様によると、ＱＡＭセル内における符号化されたビットの配分は、この疑似周期構造を考慮して最適化することができる。本発明によるインタリーバのパラメータｐおよびｑをうまく調整することで、近接するＱＡＭセルの間にある均等に重み付けされたビットが最大限にインターリービング分散され、各ＱＡＭセル内部で、異なる重み付けをされたビット間で最適化されたインターリービング分散を保証するようにすることができる。

【００３５】

送信側のインタリーバの「ターボ」構造は、１を超える繰り返しに対して、先行する繰り返しのインターリーブされたシーケンスのパタンと、元々のシーケンスの位置インデックスを同時に利用することで、固有のインターリーブのパタンを生成するようになっている。この特性によって、良好な繰り返しを選択して、インターリーブ規則を、すなわち、伝送媒体の特性あるいは伝送媒体の発達に応じて、インターリーブされた出力シーケンスをダイナミックに適合化することが可能になる。したがって、インターリーブ・アルゴリズムのパラメータを最適に調整し、決定することで、同時に、

－ｓ＝１であるときの、データストリーム全体における連続する二つのデータ間のインターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}(s)$と、
－ｓ＝ｐであるときの、同一のストリームｉ　ｉ＝｛１，．．．，ｐ｝から生じるデータのインターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}(s)$と、
－Ｌが外部の制約によって確定され、ｓ＝Ｌであるときの、Ｌ－１データ分だけ離れた二つのデータ間のインターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}(s)$を変更することが可能となり、この制約は
・ビットからシンボルへの符号化操作する時のビットの配分、
・伝送用のデータの特定的な整形（ｍｉｓｅ　ｅｎ　ｆｏｒｍｅ）、でありうる。

【００３６】
本発明によるインターリーブの疑似周期構造によって、
－デジタル変調操作に先立つビットからシンボルへの符号化操作の後に、シンボル内で同一のウェイトのデータに関連づけられている位置インデックスの間で最大の距離を保証することと、
－物理媒体にデータを伝送するためのデータの特定的な順序付け、
が可能となる。

【００３７】
この疑似周期構造によって、本発明によるインターリーブのパタンに多次元構造が与えられ、また、該疑似周期構造は、マルチチャネルシステムの各分岐に適用されるインターリーブストラクチャよりも実施が複雑ではないことが明らかである。

【００３８】
好ましい実施態様によると、第一の代数関数$f_0(a、b)$は、
$$f_0(a、b)=[-a-pb]_K \quad (4)$$
という式を有し、第二の代数関数$f_1(a、b)$は、
$$f_1(a、b)=[\alpha p+a+qpb]_K \quad (5)$$
という式を有する。

【００３９】
中間データI_0は一回目の繰り返しの結果から、
$$I_0^{(1)}(k)=f_0(k、k)=[-k-pk]_K \quad (6)$$
という形で表され、続く各繰り返しの結果から、
$$I_0^{(j)}(k)=f_0(k、I^{(j-1)}(k))=[-k-p\times I^{(j-1)}(k)]_K \quad (7)$$
という形で表される。

【００４０】
インターリーブされた出力データ$I^{(j)}(k)$は、各繰り返しの結果から、
$$I^{(j)}(k)=I_1^{(j)}(k)=f_1(k、I_0^{(j)}(k))=[\alpha p+k+q\times p\times I_0^{(j)}(k)]_K \quad (8)$$
という形で表され、このとき、ｑおよびαは典型的には自然数のパラメータであり、αは０からＫ／ｐまで変動しうるものである。

【００４１】
二つの代数関数f_0およびf_1それぞれの入力ｂは、それぞれ先行する繰り返しの計算結果と、同一の繰り返しの中間値I_0から与えられるので、二つの入力ａおよびｂは独立した変数ではない。したがって、I_0およびI_1は入力シーケンス内でのデータの位置インデックスである変数ｋにしか依存しない。

【００４２】
ここで説明している発明は、インターリーブの方法と装置に関するものである。好ましい実施態様によると、該方法の各過程はチップのような電子回路に内蔵されたインターリーブ・プログラムの命令によって決定され、該チップ自体を送信器のような電子装置に配置することができる。また、本発明によるインターリーブの方法は、このプログラムがプロセッサまたはその同等物のような計算機構に載せられているときにも実施することがで

き、このとき該計算機構の作動はプログラムの実行によって制御される。

【００４３】

その結果、本発明はコンピュータのプログラム、とりわけ本発明を実施するために適合化された、情報媒体上または情報媒体内部のコンピュータのプログラムにも適用される。このプログラムはどのようなプログラミング言語でも用いることができ、ソース・コード、オブジェクト・コード、または部分的にコンパイルされた形式のような、ソース・コードとオブジェクト・コードの中間的なコード形式とすることができ、あるいは、本発明による方法を実施するための他のあらゆる望ましい形式とすることもできる。

【００４４】

情報媒体はプログラムを記憶する能力をもった、どのようなエンティティまたは装置でもよい。たとえば、媒体はＣＤ　ＲＯＭまたはマイクロ電子回路のＲＯＭといったＲＯＭのような記憶手段、または、たとえばフレキシブルディスクやハードディスクといった磁気記録手段を具備することができる。

【００４５】

そうでなければ、情報媒体はプログラムが内蔵された集積回路とすることもでき、該回路は対象となっている方法を実行するため、または該方法の実行中に用いるために適合化されている。

【００４６】

他方、インターリーブ・プログラムは電気信号または光信号のような伝送可能な形式に翻訳することができ、該信号は無線またはその他の手段によって、電気ケーブルまたは光ケーブルを介して搬送することができる。本発明によるプログラムは特に、インターネット型のネットワークからダウンロードすることができる。

【発明を実施するための最良の形態】

【００４７】

本発明のその他の特徴および利点は、非制限的例示として示している添付図面について述べた以下の説明によって明らかになるものである。

【００４８】

図１は、ｐがブロックのサイズＫに対して素となっている、さまざまなｐの値について、先行技術のＲＰアルゴリズムで得られたインターリーブのシーケンスを表すグラフである。

図２は、ｐ－１がＫの約数とはならないようなｐの値について、先行技術のＲＰアルゴリズムで得られたインターリーブのシーケンスを表すグラフである。

図３は、インターリーブ操作を表す概略図である。

図４は、本発明によるインターリーブ方法のフローチャートである。

図５、図６ａおよび図６ｂは本発明によるインタリーバの構造の基本規則を概略的に表す図である。

図７は、本発明によるインターリーブを最適化した特徴的な場合に得られたインターリーブのシーケンスを表すグラフである。

図８は、送信／受信システムにおける本発明によるインターリーブの実施を示す概略図である。

【００４９】

図３はインターリーブの概念を示している。該図はインターリーブ規則Ｉ（ｋ）によるインタリーバの入力でのデータ・シーケンスＸ（ｋ）を表している。出力でのデータ・シーケンスはＹ（ｋ）と表記されている。この出力シーケンスは、

Ｙ（ｋ）＝Ｘ（Ｉ（ｋ））、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝およびＩ（ｋ）＝｛０，．．．，Ｋ－１｝、

という関係式によって入力シーケンスに関連づけられている。

【００５０】

図４は、本発明によるインターリーブ方法の特徴的な実施態様のフローチャートを表している。

【００５１】
本発明によるＮ回の繰り返しを伴うインターリーブ方法１は、変数ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝でインデックス付けされたデジタル入力データのサイズＫのブロックを制約の下でインターリーブし、サイズｐのパタンまたはｐの約数のパタンを保持する。
【００５２】
第一過程２において、方法１は中間値$I_0^{(j)}(k)$を計算する。この中間値$I_0^{(j)}(k)$は二つの入力ａおよびｂを有する、Ｋを法とする第一の代数関数$f_0(a、b)$の計算結果である。
【００５３】
第一の代数関数は、好ましい態様によると、$f_0(a、b)=[-a-bp]_K$であり、ｐは該パタンに関連づけられたパラメータであり、これは$I_0^{(j)}(k)=[-a-bp]_K$を与える。
【００５４】
一回目の繰り返しについて、入力ａおよびｂは互いに関連づけられ、ａ＝ｂ＝ｋである、入力インデックスｋに対応し、この好ましい態様については、
$I_0^{(1)}(k)=[-k-kp]_K$、$k=\{0,\ldots,K-1\}$　（９）
となる。
【００５５】
続くＮ－１回の繰り返しについては、この中間値$I_0^{(j)}(k)$とは、入力インデックスｋと、先行する繰り返しのときに得られた出力データ$I^{(j-1)}(k)$とに対して適用される同一の代数関数$f_0(a、b)$の計算結果であり、ａ＝ｋ、$b=I^{(j-1)}(k)$であるときの$I_0^{(j)}(k)=f_0(a、b)$であり、好ましい態様については、
$I_0^{(j)}[-k-I^{(j-1)}(k)\times p]_K$　（１０）
となる。
【００５６】
第二過程３において、方法１はインターリーブされた出力データ$I^{(j)}(k)$を計算する。このインターリーブされた出力データ$I^{(j)}(k)$は、入力インデックスｋと中間値$I_0^{(j)}(k)$に対する第二の代数関数$f_1(a、b)$の計算結果であり、
$I^{(j)}(k)=f_1(k、I_0^{(j)}(k))$　（１１）
である。
【００５７】
第二の代数関数は、好ましい態様によると、$f_1(a、b)=[\alpha p+a+q\times p\times b]_K$であり、これは、$I^{(j)}(k)$について、
$I^{(j)}(k)=f_1(a、b)=[\alpha p+k+q\times p\times I_0^{(j)}(k)]_K$　（１２）
を与え、ここでαは０からＫ／ｐまで変動する自然数であり、ｑは自然数のパラメータである。
【００５８】
α＝Ｋ／ｐ－１である好ましい態様の特徴的な場合、この場合には、
$I^{(j)}(k)=[K-p+k+q\times p\times I_0^{(j)}(k)]_K$
である。
【００５９】
図５、図６ａおよび図６ｂは、本発明によるインターリーブ方法を実施するために適合化されている、本発明によるインタリーバの構造の基本規則を概略的に表している。
【００６０】
図５はＮ回の繰り返し、つまりＮ個の基本セル$I\ \ 5_1$、5_2、5_3、5_jを伴うインタリーバ４を概略的に表す図である。
【００６１】
図６ａおよび図６ｂはそれぞれ、図５の概略図でＩと表記されている基本セルＩの拡大

図であり、図６ａの基本セルＩ　５$_1$と図６ｂの基本セルＩ　５$_j$はそれぞれ、一回目の繰り返しと、一回目とは異なる繰り返しｊに対応している。

【００６２】

ｊ番目の基本セル５ｊの出力は、ｊ番目の繰り返しに対応し、Ｉ$^{(j)}$（ｋ）の形で表されるインターリーブされたシーケンスを与える。

【００６３】

インタリーバの各基本セルＩ　５$_1$、５$_2$、５$_3$、５$_j$は同一の構造を示している。すなわち、二つの入力と一つの出力、そして、図６ａと図６ｂでＩ$_0$とＩ$_1$と表記されている二つの単位セルである。各単位セルＩ$_0$とＩ$_1$は二つの入力と一つの出力を具備している。単位セルＩ$_0$の二つの入力は、該単位セルＩ$_0$が属している基本セルＩの二つの入力に対応しており、単位セルＩ$_1$の出力は、該単位セルＩ$_1$が属している基本セルＩの出力に対応している。単位セルＩ$_0$の出力は単位セルＩ$_1$の一つの入力に接続されている。単位セルＩ$_1$の第二の入力は基本セルＩの一つの入力に接続されており、この基本セルＩの入力はインターリーブすべきインデックスｋによって与えられ、該インデックスは一般的に、０からＫ－１までのランプの形を呈する。基本セルＩの第二の入力は、図６ａの第一の基本セル５$_1$を除いて、先行する基本セルＩの出力に接続されており、該第一の基本セルについては二つの入力が互いに接続されている。

【００６４】

この図は概略的なものなのだが、それは、ターボ構造は、たとえば単一の基本セルＩと、出力および入力間のループバックによるユニットを用いて異なった形で実現することもできるためであり、このユニットは本発明による方法を実施するために適合化されている。

【００６５】

基本セルＩ　５$_1$、５$_2$、５$_3$、５$_j$によって実行された基本インターリーブＩ（ｋ）は、二つの単位セルＩ$_0$とＩ$_1$で形成された階層構造の結果として生じるものである。単位セルＩ$_0$は計算手段を備えており、該手段は、ａ＝ｋである二つの入力ａ、ｂを有する、Ｋを法とする第一の代数関数ｆ$_0$を計算するために適合化されている。単位セルＩ$_1$は計算手段を備えており、該手段は、ａ＝ｋである二つの入力ａ、ｂを有する、Ｋを法とする第二の代数関数ｆ$_1$を計算するために適合化されている。

【００６６】

これは、好ましい態様については、

$$I_0(k)=f_0(k,b)=[-k-bp]_K,\ k=\{0,\ldots,K-1\} \quad (13),$$

$$I_1(k)=f_1(k,b)=[\alpha p+k+b\times p\times q]_K,\ k=\{0,\ldots,K-1\} \quad (14)$$

という関係式で表される。

【００６７】

一回目の繰り返しｊ＝１に対応する第一の基本セルＩ　５$_1$については、単位セルＩ$_0$の入力ａおよびｂは互いに接続されており、したがって、

$$I_0^{(1)}(k)=f_0(k,k)=[-k-kp]_K,\ k=\{0,\ldots,K-1\} \quad (15)$$

である。

【００６８】

基本セルＩ　５$_1$、５$_2$、５$_3$、５$_j$の階層構造は、単位セルＩ$_1$の入力ｂが単位セルＩ$_0$の出力から与えられることを示しており、基本セルＩ　５$_1$、５$_2$、５$_3$、５$_j$はそれ自体がターボ構造を備えている。

$$I_1(k)=f_1(k,I_0(k))=[\alpha p+k+I_0(k)\times p\times q]_K,\ k=\{0,\ldots,K-1\} \quad (16)$$

【００６９】

好ましい態様によると、基本セルＩ　５$_1$、５$_2$、５$_3$、５$_j$によって得られたインタ

ーリーブは代数関数ｆの計算結果であり、すなわち、
Ｉ（ｋ）＝ｆ（ｐ、ｑ、ｋ、Ｋ）＝［αｐ＋ｋ＋Ｉ$_{0}$（ｋ）×ｐ×ｑ］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝　（１７）
である。
【００７０】
すなわち、第一の基本セルＩ　５$_{1}$（一回目の繰り返し）については、Ｉ$_{0}$（ｋ）を固有の式で置換して、
Ｉ$^{(1)}$（ｋ）＝［αｐ＋ｋ＋ｐ×ｑ×［－ｋ－ｋ×ｐ］$_{K}$］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝　（１８）
となる。
【００７１】
基本セルＩによって得られたインターリーブＩ（ｋ）はターボ構造に組み込まれ、したがって繰り返し２については、
Ｉ$_{0}^{(2)}$（ｋ）＝［－ｋ－ｐ×Ｉ$^{(1)}$（ｋ）］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝
となり、インターリーブ規則は、
Ｉ$^{(2)}$（ｋ）＝［αｐ＋ｋ＋Ｉ$_{0}^{(2)}$（ｋ）×ｐ×ｑ］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝、
Ｉ$^{(2)}$（ｋ）＝［αｐ＋ｋ＋ｐ×ｑ×［－ｋ－ｐ×Ｉ$^{(1)}$（ｋ）］$_{K}$］$_{K}$
によって与えられ、より一般的には、繰り返しｊについて、
Ｉ$_{0}^{(j)}$（ｋ）＝［－ｋ－ｐ×Ｉ$^{(j-1)}$（ｋ）］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝　（１９）
となり、繰り返しｊに対するインターリーブ規則は、
Ｉ$^{(j)}$（ｋ）＝［αｐ＋ｋ＋ｐ×ｑ×Ｉ$_{0}^{(j)}$（ｋ）］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝、
Ｉ$^{(j)}$（ｋ）＝［αｐ＋ｋ＋ｐ×ｑ×［－ｋ－ｐ×Ｉ$^{(j-1)}$（ｋ）］$_{K}$］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝　（２０）
によって与えられる。
【００７２】
この規則Ｉ$^{(j)}$（ｋ）は確かにサイズｐのパタンを保持するのだが、それは、該規則が関係式（１）、
Ｉ$^{(j)}$（ｋ）－ｋ＝Ｑ（ｋ）×ｐ、ｋ＝｛０、．．．、Ｋ－１｝を確証するからであり、該関係式において、Ｑ（ｋ）は、ｋがいくつであれ、Ｑ（ｋ）×ｐ＜Ｋとなるような整数空間Ｚにおける関数である。
【００７３】
実際、
Ｉ$^{(j)}$（ｋ）－ｋ＝［αｐ＋ｐ×ｑ×Ｉ$_{0}^{(j)}$（ｋ）］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝、
Ｉ$^{(j)}$（ｋ）－ｋ＝ｐ［α＋ｑ×［－ｋ－ｐ×Ｉ$^{(j-1)}$（ｋ）］$_{K}$］$_{K}$、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝　（２１）
である。
【００７４】
値Ｑ（ｋ）は整数値であり、関係式（１）は繰り返しｊ、ｋの値およびｑの値がいくつであれ、確証される。
【００７５】
好適には、本発明によって連続する入力データ間のインターリービング分散を特定化することが可能となる。実際、連続する二つのデータ間の距離、より一般的にはｓ－１データ分だけ離れたデータ間のインターリービング分散は、インターリーブ規則の等式を用い、モジュロ演算の特性を考慮に入れて代数学的に算出され、該モジュロ演算は、
［ａ＋ｂ］$_{N}$＝［［ａ］$_{N}$＋［ｂ］$_{N}$］$_{N}$、
［ａ×ｂ］$_{N}$＝［［ａ］$_{N}$×［ｂ］$_{N}$］$_{N}$、

という特性に基づいている。

【００７６】

繰り返しｊについて、$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$は二つの連続するデータ間のインターリービング分散を意味し、$\Delta I^{(j)}(k)$は$I^{(j)}(k+1)$と$I^{(j)}(k)$の間の差を意味する。この最後の計算結果はマイナスでよく、インターリーブ・パタン内に不連続性を導入する、インターリーブ・パタンの疑似周期構造に起因する二つの値を含むことができる。ｊ番目の繰り返しによるインターリーブ操作の結果、入力シーケンス内で読み込まれ、インタリーバの出力に置かれる二つのデータ間の位置の差は、二つの数$\Delta I^{(j)}(k)$および$\Delta I_c^{(j)}(k)$によって数学的に記述される。インターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$は先行する二つの差の絶対値の最小値に対応している。この最小値は、$L^{(j)}(p、q)$に等しいサイズの観測窓では、近似データで一定である。

【００７７】

繰り返しｊ＝１について、二つの差は、

$\Delta I^{(1)}(k)=I^{(1)}(k+1)-I^{(1)}(k)$、

$\Delta I_c^{(1)}(k)=K-|\Delta^{(1)}I(k)|$

によって与えられる。

【００７８】

そしてインターリービング分散は、

$\Delta_{eff}I^{(1)}(s=1)=Min\{|I^{(1)}(k+1)-I^{(1)}(k)|、K-|I^{(1)}(k+1)-I^{(1)}(k)|\}$

という関係式で与えられる。

【００７９】

差ΔＩ（ｋ）の算出法は、インターリーブリレーションの等式の展開に基づいている。差ΔＩ（ｋ）は式Ｉ（Ｋ）と式Ｉ（ｋ＋１）、およびこれら二つの要素の引き算から求められる。

【００８０】

好ましい態様によると、インターリービング分散は繰り返しｊ＝１について、

$\Delta_{eff}I^{(1)}(s=1)=Min\{|\Delta I^{(1)}(k)|、K-|\Delta I^{(1)}(k)|\}=Min\{|[1-q\times p(1+p)]_K|、K-|[1-q\times p(1+p)]_K|\}$

という形で表される。

なぜなら、

$I^{(1)}(k)=[\alpha p+k+qp[-k-pk]_K]_K$、$k=\{0,...,K-1\}$、

$I^{(1)}(k+1)=[\alpha p+k+1+qp[-(k+1)-p(k+1)]_K]_K$、

$\Delta I^{(1)}(k)=[1-qp(p+1)]_K$

だからである。

【００８１】

繰り返しｊ＝２については、

$\Delta_{eff}I^{(2)}(s=1)=Min\{|\Delta I^{(2)}(k)|、K-|\Delta I^{(2)}(k)|\}=Min\{|[1-qp(1+p\Delta I^{(1)}(k))]_K|、K-|[1-qp(1+p\Delta I^{(1)}(k))]_K|\}$

である。

なぜなら、

$I^{(2)}(k)=[\alpha p+k+qpI_0^{(2)}(k)]_K=[\alpha p+k-qp[k+pI^{(1)}(k)]_K]_K$、$k=\{0,...,K-1\}$、

$\Delta I^{(2)}(k)=I^{(2)}(k+1)-I^{(2)}(k)=[1-qp(1+p\Delta I^{(1)}(k))]_K$

だからである。

【００８２】
そして繰り返しｊについては、
$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)=Min\{|\Delta I^{(j)}(k)|, K-|\Delta I^{(j)}(k)|\}=Min\{|[1-qp(1+p\Delta I^{(j-1)}(k))]_K|, K-|[1-qp(1+p\Delta I^{(j-1)}(k))]_K|\}$
である。
なぜなら、
$I^{(j)}(k)=[\alpha p+k+qpI_0^{(j)}(k)]_K=[\alpha p+k+qp[-k-pI^{(j-1)}(k)]_K]_K$、$k=\{0,...,K-1\}$、
$\Delta I^{(j)}(k)=[1-qp(1+p\Delta I^{(j-1)}(k))]_K$
だからである。
【００８３】
差$\Delta I^{(j)}(k)$が近似データで一定となる観測窓のサイズは以下の形で表される。
繰り返し１については、
$L^{(1)}(p,q)=E\{K/\Delta_{eff}I^{(1)}(s=1)\}$
となり、ここで、Ｅ｛Ｚ｝はＺの整数部分である。
繰り返しｊについては、
$L^{(j)}(p,q)=E\{K/|\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)|\}$
となる。
【００８４】
より一般的には、ストリーム全体におけるｓ－１データ分だけ離れた二つのデータ間のインターリービング分散は、繰り返しｊの結果として、
$\Delta_{eff}I^{(j)}(s)=Min\{|[s-q\times p(s+pP_{j,s}(k))]_K|, K-|[s-qp(s+pP_{j,s}(k))]_K|\}$
という形で表され、ここで、
$P_{j,s}(k)=I^{(j)}(k+s)-I^{(j)}(k)=[s-q\times p\times(s+p\times P_{j-1,s}(k))]_K$、
$P_{1,s}(k)=[s-qp\times s(p+1)]_K$
である。
【００８５】
前記式によって差$\Delta I^{(j)}(k)$と、連続する二つのデータ間の、より一般的にはすべての繰り返しの結果であるｓ－１データ分だけ離れた二つのデータ間のインターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$を計算することが可能となる。したがって、インターリービング分散はさまざまなｓの値について計算することができ、繰り返し数Ｎは該繰り返し数に繰り返しの値ｊを与えることで決定することができ、該値ｊに対して、ターゲットとされるｓの値と関連づけられたこれらインターリービング分散値はそれぞれ、ｓの各値について特定されるインターリービング分散閾値を超えるものである。
【００８６】
本発明によるインターリーブ・アルゴリズムのこの代数特性は、疑似周期構造を有しており、二次元構造のインターリービング分散を導くものであり、該インターリービング分散によって、いくつもの外部の制約にしたがってインターリーブ操作を最適化することが可能になる。こうして、インターリーブ操作のこの最適化により、インターリーブ操作の上流および下流での処理の最適化によって課されるデータ多重化の制約を保持することが可能となる。
【００８７】
このように、アルゴリズムの最適化は本発明によるインターリーブの代数特性によって実現されるのだが、該代数特性は、基本セルＩの実行する繰り返し数とｐおよびｑの値の選択によって修正される。
【００８８】
整形前にデータを最適に多重化するための最適化方法は以下の過程からなる。すなわち

、
－過程１）Ｋがｐの倍数である、インターリーブのサイズＫに対するｐおよびｑを選択する過程と、
－過程２）インターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ＝１）、サイズ$L^{(j)}$（ｋ）および疑似周期における最大のインターリービング分散：$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ＝$L^{(j)}$（ｐ、ｑ）－１）＝（$L^{(j)}$（ｐ、ｑ）－１）×$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ＝１）を算出する過程と、
－過程３）少なくとも一つの外部の制約に関し、さまざまなｊの値について、整数パラメータｓの値を確定するこの外部の制約との関係で、ｓ－１データ分だけ離れたデータ間のインターリービング分散$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ）を算出する過程と、
－過程４）ｓが外部の制約によって確定され、ｓ＝$L^{(j)}$（ｐ、ｑ）－１である場合に、ｓ－１データ分だけ離れたデータ間の最大のインターリービング分散を与える繰り返しｊを選択する。異なったインターリーブ規則によって同一の値を与える繰り返しが複数あるときには、連続するデータ間での最大のインターリービング分散を与える繰り返しを選択する過程と、
－ユーザーによって確定される、少なくとも一つの閾値Ｓｏ（ｓ）に対してｐおよびｑの値が最適でなければ過程１）、２）、３）を繰り返し、外部の制約がｐを課すときには、ｑの値だけが修正される過程、
である。
【実施例１】
【００８９】
一方では図７および補遺２にある表２が対応し、他方では補遺２にある表３および表４が対応する以下の実施例によって、このような最適化の操作を示すことができる。
【００９０】
Ｋをインターリーブすべきブロックのサイズとする。ｐ、ｑおよび、伝送システムによって課される整形にしたがってインターリーブされたデータの分配を最適化するために考慮するべき繰り返しの数を決定することが問題となる。このため、関数Ｉ（ｋ）は、Ｙ軸に沿ってインターリーブのパタン、Ｘ軸に沿ってインデックスｋを示したＸ－Ｙ平面で表される。図７であるこの図表は順序を記述しており、該順序にしたがって、データはインタリーバの出力で読み込まれなければならない。縦座標は入力シーケンスにおけるデータの位置を与えているのに対し、横座標の軸は、出力シーケンスにおいてデータが配置された位置を指示している。最適化方法は、パタンを調整するために、外部の制約、本実施例によるビットからシンボルへの符号化を考慮して、データをこの構造にしたがって分配することからなる。図７でインターリーブされていないシーケンスＳを加えることにより、関係式Ｉ（ｋ）＝ｋを確証するいかなるシーケンスもないため、すべてのデータがインターリーブされていることを確認することができる。
【００９１】
同一のインターリーブ規則について、補遺２にある表２は、パラメータｐ＝３、ｑ＝２のサイズＫ＝６０のブロックをインターリーブする場合、さまざまなＱＡＭセルの中でインターリーブされたビットの分配を示している。この場合は、外部の制約によって課されたサイズ３のビットからなる初期パタンが保持されることを想定している。ｘ－ＱＡＭセルはｍ／２のビットからなる二つの集合にグループ化されたｍ＝Ｌｏｇ２（ｘ）ビットで構成されている。したがって、１６－ＱＡＭセルはビットｂ３、ｂ２、ｂ１およびｂ０から構成されている。同一ウェイトのビットは、一方ではｂ０とｂ２であり、他方ではｂ３とｂ１である。６４－ＱＡＭセルはビットｂ５、ｂ４、ｂ３、ｂ２、ｂ１、ｂ０で構成されている。同一ウェイトのビットは、ｂ０とｂ３、ｂ１とｂ４、ｂ２とｂ５である。連続する二つのビット間のインターリービング分散は$\Delta_{eff}I^{(j)}$（ｓ＝１）に対応し、隣接する二つのｘ－ＱＡＭセルに属するｍ－１ビット分だけ隔てられた同一ウェイトの二つのビット間のインターリービング分散はΔI_{eff}（ｓ＝ｍ）に対応している。本発明によるインターリーブのパラメータ設定は繰り返しｊを選択することからなり、該繰り返

しによって、最も大きなインターリービング分散は受信で受け取ったシンボルの非相関化に影響を与え、決定回路の効率を向上させることから、一方では隣接するｘ－ＱＡＭセルに属する同一ウェイトのビット間の最も大きなインターリービング分散ΔI_{eff}（ｓ＝ｍ）、他方では連続するビット間の最も大きなインターリービング分散$\Delta_{eff} I$（ｓ＝１）を同時に得ることが可能となる。

【００９２】

表２によると、６４－ＱＡＭについては、繰り返し１および３が同一ウェイトのビット間で同じインターリービング分散ΔI_{eff}（６）＝１８を与えていることが確認される。最適化は繰り返し１と３の中から、連続する二つのビット間の最大のインターリービング分散$\Delta_{eff} I^{(j)}$（ｓ＝１）、ｊ＝｛１、３｝を導くものを選択することからなり、つまり、一回目の繰り返しである。１６－ＱＡＭの変調に関して、最適化は繰り返し１を選択することからなり、該繰り返しは、隣接するＱＡＭセルに関連づけられた同一ウェイトのビット間の最大のインターリービング分散ΔI_{eff}（４）＝２８を導き、連続するビット間の最大のインターリービング分散$\Delta_{eff} I$（ｓ＝１）＝２３を導く。

【００９３】

表２は選択されたｐとｑの値が、６４－ＱＡＭセルにおいて符号化されたインターリーブされているビットの配分よりも、１６－ＱＡＭセルにおいて符号化されたインターリーブされているビットのマッピングの方により適していることを示している。つまり、同一ウェイトのビットのインターリービング分散が１６－ＱＡＭセルの間で最大となっているのである。このように、該パタンの利用は単一の繰り返しによる１６－ＱＡＭでのマッピングに最適である。

【００９４】

表３および表４は最適化過程を示しており、該過程の間に、過程１）、２）、３）が繰り返されることで、ｐの最適な値が求められるようになっている。６４－ＱＡＭの変調の場合、表３は、２に等しい繰り返しに対してｐの最適な値が６または１２であることを示しているのだが、それは、該値によって、一方では異なったＱＡＭセルに属する同一ウェイトのビット間で最大のインターリービング分散ΔI_{eff}（６）＝３０が得られ、他方では、連続する二つのビット間で最大のインターリービング分散$\Delta_{eff} I$（１）＝２５を得ることが可能となるからである。

【００９５】

１６－ＱＡＭの変調の場合、表４は、１に等しい繰り返しについてｐの最適な値が３または６であることを示しているのだが、それは、該値によって、一方では異なったＱＡＭセルに関連づけられた同一ウェイトのビット間で最大のインターリービング分散ΔI_{eff}（４）＝２８が得られ、他方では連続する二つのビット間で最大のインターリービング分散$\Delta_{eff} I$（ｋ）＝２３を得ることが可能となるからである。

【００９６】

最適化は、無線性能の向上、すなわち受信でのビット誤り率の減少として現れ、結果的に、サービスの質（ＱｏＳ）と伝送システムの全体的な能力の向上として現れる。

【００９７】

図８は無線伝送システム６に適用された本発明の実施例を示すことを可能にしている。本発明によるアルゴリズムは、インタリーバの疑似周期構造を用いて、ビット誤り率に対して無線伝送システム６の性能を最適化するために実施されている。選択された構成はＳＩＳＯ構成である。この構成に対して、実施されたインターリーブはレイリーフェージングの影響を減少させることを目的としているのだが、該フェージングは、受信において、デコード後にバースト誤りを誘発するものである。該構造は、マルチパスチャネル上で、異なった６４－ＱＡＭセル７の均等に重み付けされたビット間と、連続する二つのビット間で最大のインターリービング分散を保証するように最適化されている。異なった６４－ＱＡＭセルの間のインターリービング分散は、隣接するＱＡＭセルの間のインターリービング分散$\Delta_{eff} I$（ｓ＝６）と、期間$L^{(j)}$（ｐ、ｑ）におけるＱＡＭセルの間の最大インターリービング分散$\Delta_{eff} I$（ｓ＝$L^{(j)}$（ｐ、ｑ）－１）を同時に考慮して

いる。ｍがシンボル毎のビット数を表し、ｎが調整すべき整数を示すとした際のＬ（ｊ）（ｐ、ｑ）＝ｍｎ＋ｍ／２であるようなサイズＬ（ｊ）（ｐ、ｑ）は、異なったｘ－ＱＡＭセル（ｘ＝２ｍ）に関連づけられた同一ウェイトのビット間で最大平均インターリービング分散を保証するために最適である。また、アルゴリズムも、デジタル伝送ラインに内蔵されたターボ符号８ＦＯＣＴＣに内在的なマトリクスを生成するために用いられる。

【００９８】

伝送システム６はマルチキャリアタイプであり、２ＧＨｚ～３ＧＨｚの帯域に定義されている。スペクトルのチャネリングは５ＭＨｚで、サブキャリアに占有されている帯域は３．４５６ＭＨｚである。この構成は伝送を保証するための三つのキャリア「ＤＥＣＴ」の割り当てに類似しており、該構成はまた、ＵＭＴＳの構成にも近い。

【００９９】

システムのシミュレーションのために考慮されているマルチパスチャネルのモデルは、都市型環境をシミュレートするためのチャネルモデルに対応し、該モデルは、ＩＴＵ－Ｒ機関、Ｉｎｔｅｒｎａｔｉｏｎａｌ Ｔｅｌｅｃｏｍｍｕｎｉｃａｔｉｏｎ Ｕｎｉｏｎ－Ｒａｄｉｏ Ｓｔｕｄｙ Ｇｒｏｕｐｓ、「Ｇｕｉｄｅｌｉｎｅｓ ｆｏｒ Ｅｖａｌｕａｔｉｏｎ ｏｆ Ｒａｄｉｏ Ｔｒａｎｓｍｉｓｓｉｏｎ Ｔｅｃｈｎｏｌｏｇｉｅｓ ｆｏｒ ＩＭＴ－２０００／ＦＰＬＭＴＳ」、ＦＰＬＭＴＳ．ＲＥＶＡＬ、Ｑｕｅｓｔｉｏｎ ＩＴＵ－Ｒ、Ｄｏｃｕｍｅｎｔ ８／２９－Ｅ、１０ ｊｕｎｅ １９９６によって認められている。実施例はマイクロセルラータイプを展開した状況に対応し、該タイプの無線周波数カバレージは５００ｍを超えない。それは、タップ付遅延線「Ｖｅｈｉｃｕｌａｒ Ａ」のチャネルモデルである。

【０１００】

ＯＦＤＭパラメータは、伝播チャネル９の特徴およびΔ_{ef}＝０．３４ｄＢのガードインターバルによって導入されたスペクトル効率の損失に応じて調整される。この設定は、ガードインターバルT_{CP}（$T_{CP}>\tau_{max}$）のサイズに対するチャネルモデル「Ｐｅｄｅｓｔｒｉａｎ Ｂ」および「Ｖｅｈｉｃｕｌａｒ Ａ」を考慮しており、τ_{max}は伝播チャネルの平均パワープロフィールの遅れによる時間的変位を表している。補遺３の表５は、伝送システム６に関連するＯＦＤＭパラメータならびにＦＯＣＴＣターボ（エン）コーダ８の特性を示している。

【０１０１】

ターボ符号８に内在的なマトリクスは、データが本発明によるインターリーブ方法にしたがってインターリーブされるように生成される。生成されたパタンは５の倍数である２０のサイズを有しており、該サイズは、再帰的畳込み（ｃｏｎｖｏｌｕｔｉｆ ｒｅｃｕｒｓｉｆ）基本符号の制約による長さに等しい。パタンはＦＯＣＴＣ符号によって課される制約に十分応えるものであり、該符号に対して、トレリス終端における「ゼロ」となった（エン）コーダの状態は５に等しい基本パタンを課する。インターリービング分散は６０１に等しく、ｑの値は２に等しく、疑似周期はＬ（２０、２）＝２に等しい。

【０１０２】

本発明による方法によって得られた第二のインターリーブ１０は、ビットからシンボルへの符号化７とサブキャリアの変調１１の前に、符号化されたデータd_iに対して実行される。本発明はこの状況において、伝播チャネル９の急速なフェーディングに関連するバースト誤りを修正し、異なった６４－ＱＡＭセルの同一ウェイトのビットと、符号化されたビットストリームの連続するビットの間で最大平均インターリービング分散を保証するために用いられる。インターリーブのサイズ、つまりブロック・インターリーブのサイズＫは、２０６Ｈｚのドップラーエクスカーション（ｅｘｃｕｒｓｉｏｎ Ｄｏｐｐｌｅｒ）に対して調整される。この変位は一波長の空間窓、すなわちおよそ９７のＯＦＤＭシンボル、つまり符号化された１０３６８０ビットに対応する。

【０１０３】

インターリーブの幾何学的最適化は、６４－ＱＡＭセルにおける同一ウェイトのビットの間、ならびに、異なったウェイトのビット間での最大平均インターリービング分散を求

めることに基づいている。インターリーブ規則の疑似周期構造を考慮すると、このことは、ビット間の差が一定となっている窓ＬがＬ＝６ｎ＋３の形となるようなｐおよびｑを定義することになる。この条件によって同一ウェイトのビット間で最大のインターリービング分散が保証される。

【０１０４】

補遺３の表６は、６となっている保持すべきパタンのサイズ（数字６は2^6からきており、６４－ＱＡＭセルのサイズである）の倍数である、さまざまなｐの値について得られたインターリービング分散を示している。表によると、態様２および４はマッピングに対して最適である。ＢＥＲの観点からみた性能は、分岐の数が表の実施態様２および４で６ｎ＋３の形となっているとき、ＲＰアルゴリズムと比べておよそ１．５ｄＢのゲインを生じさせている。

【０１０５】

データがパケット化されるのであれば、本発明はマルチキャリア伝送システムにもモノキャリア伝送システムにも適用される。セル無線通信システムおよびＷＰＡＮ、ＷＬＡＮ、そしてＷＭＡＮタイプのネットワーク・アーキテクチャに基づくあらゆるシステムについて、物理媒体に送信する前にユーザー間およびユーザー内のデータを混ぜるために本発明を利用することができる。

【０１０６】

特に有利となりうる応用領域は、キャリア周波数に関連した波長が大きく（メートル単位、１０メートル単位またはその他）、ＭＩＭＯタイプのマルチチャネルシステムの展開にあまり適合化されていない領域である。本発明によるインターリーブ・アルゴリズムの多次元構造によって、仮想的にマルチチャネルシステムを導入し、混雑状態の高いリアル構造から解放することで、基本的なソースの間の非相関化（アンテナ間の間隔はλ／２より大きくなければならない）を保証するようにすることが可能となる。これは、小さいサイズが望まれるモバイル端末にも、長距離の伝送用の強い波長を必要とする固定構造（電離圏放送のための応用）にも適用することができる。

【０１０７】

特に、本発明は以下の状況で実施し、特定の制約に応えることができるものである。

【０１０８】

第一の本発明の特徴的な利用は、サイズＫのブロックによるターボ（エン）コーダＦＯＣＴＣに対する実施にあたる。実際、本発明によるインターリーブによって、Ｉ（ｋ）－ｋ＝Ａ（ｋ）＊Ｍであることを必要とするこのような（エン）コーダに関連する制約に応えることが可能になるのだが、ここで、Ｍはターボ符号の構造を形成する、再帰的畳込みタイプの基本符号の制約からくる長さであり、Ａ（ｋ）は、ｋ＝｛０，．．．，Ｋ－１｝であるインデックスｋと、インターリーブすべきブロックのサイズであるＫがいくつであれ、Ａ（ｋ）＊Ｍ＜Ｋ－１となるような整数列である。

【０１０９】

第二の本発明の特徴的な利用は、「短い」ものと「長い」もの、二つのブロック・インタリーバを組み合わせた伝送システムの全体的な最適化のための実施にあたる。長いインタリーバに対する本発明によるインターリーブの実施によって、好適には短いインタリーバのインターリーブ規則を保持することが可能となり、それは、ｐを短いインタリーバの深さ（ｐｒｏｆｏｎｄｅｕｒ）と等しくとるだけで十分である。

【０１１０】

第三の本発明の特徴的な利用は、伝送媒体によって導入された相関を修正するための実施にあたる。この相関は観測窓Ｔにおいて相互関係をもったデータの数として現れる。チャネルの相関の測定は受信のときモジュールの一つによって実現されたチャネルの算出に基づいて行うことができる。相関関係をもったデータ数が分かることで、ターゲットとなるインターリービング分散を決定することが可能となる。本発明によるインターリーブ・アルゴリズムのパラメータを調整することで、少なくともターゲットとなるインターリービング分散に等しいインターリービング分散を得ることが可能となる。

【０１１１】
第四の本発明の特徴的な利用は、伝送すべき信号を変調するための、バイナリ・インターリーブと、ビットからシンボルへの符号化の操作とを同時に最適化するための実施にあたる。ビットからシンボルへの符号化の最適化は、アルゴリズムの２Ｄ構造を利用することで、ビットからシンボルへの符号化の操作の前に、均等に重み付けされた二つのビット間のインターリービング分散を高め、各シンボル内部でのビット間のインターリービング分散を高めるようにすることからなる。
【０１１２】
第五の本発明の特徴的な利用は、ユーザー間での干渉を減少させるために、物理層での性能と、「伝送プロトコル」層でのデータのラスタライズとを同時に最適化するための実施にあたる。
【０１１３】
本発明によるインターリーブは、データのｐ個のストリームを多重化することと同等に考えられる、サイズｐのデータを分配する初期パタンを保持する。また、連続する二つのデータ間のインターリービング分散あるいは同一ストリームの二つの連続するデータ間のインターリービング分散は、代数関数によって計算することができる。この特性は、ＭＡＣ層の性能と物理層の性能を同時に向上させるために利用することができる。
【０１１４】
物理媒体へのデータの伝送に先行する、データのインターリービング分散と多重化という両方の観点からみたインターリーブ方法の制御は、システムの物理層だけではなく、ＭＡＣ層のレベルでの性能の最適化に対して根本的なものである。ゲインは、所与の技術（無線または有線）における流量を保証するために必要なパワーの削減、あるいは、確定された送信パワーに対するサービスの質に関連したシステムの無線カバレージの拡大として現れる。たとえば、本発明によって、パケット・モードで伝送するフレームにおけるユーザーの配分に応じてインターリーブを調整し、最適化することが可能となる。本発明によって、伝送媒体におけるキャパシティとパフォーマンスを同時に最適化することが可能となる。
【０１１５】

【表１】

補遺１

Ｋ＝６０、ｐ＝２３でのＲＰ技術に対するインターリーブ規則、Ｒ'の計算

k	I(k)	R'(k)	k	I(k)	R'(k)
0	0	0	30	30	0
1	23	7.33	31	53	7.33
2	46	14.7	32	16	-5.33
3	9	2	33	39	2
4	32	9.33	34	2	-10.7
5	55	16.7	35	25	-3.33
6	18	4	36	48	4
7	41	11.3	37	11	-8.67
8	4	-1.33	38	34	-1.33
9	27	6	39	57	6
10	50	13.3	40	20	-6.67
11	13	0.67	41	43	0.67
12	36	8	42	6	-12
13	59	15.3	43	29	-4.67
14	22	2.67	44	52	2.67
15	45	10	45	15	-10
16	8	-2.67	46	38	-2.67
17	31	4.67	47	1	-15.3
18	54	12	48	24	-8
19	17	-0.67	49	47	-0.67
20	40	6.67	50	10	-13.3
21	3	-6	51	33	-6
22	26	1.33	52	56	1.33
23	49	8.67	53	19	-11.3
24	12	-4	54	42	-4
25	35	3.33	55	5	-16.7
26	58	10.7	56	28	-9.33
27	21	-2	57	51	-2
28	44	5.33	58	14	-14.7
29	7	-7.33	59	37	-7.33

【０１１６】

【表２】

補遺２

インターリーブされたデータのインターリービング分散

			64-QAM	16-QAM
	$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$	L (j)(k)	$\Delta_{eff}I^{(j)}(k,s=6)$	$\Delta_{eff}I^{(j)}(k,s=4)$
繰り返し1	23	3	18	28
繰り返し2	11	5	6	16
繰り返し3	13	5	18	18

【０１１７】

【表３】

補遺２

ｐのさまざまな値、ｑ＝２および６４－ＱＡＭの変調に対する
インターリービング分散

			$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$			L(s=1)			$\Delta_{eff}I^{(j)}(k,s=6)$		
K	p	K/p	繰返1	繰返2	繰返3	繰返1	繰返2	繰返3	繰返1	繰返2	繰返3
60	3	20	23	11	13	3	5	5	18	6	18
60	6	10	23	25	11	3	2	5	18	30	6
60	12	5	11	25	23	5	2	3	6	30	18
60	15	4	1	1	1	60	60	60	6	6	6
60	20	3	1	1	1	60	60	60	6	6	6

【０１１８】

【表４】

補遺２

ｐのさまざまな値、ｑ＝２および１６－ＱＡＭの変調に対する
インターリービング分散

			$\Delta_{eff}I^{(j)}(s=1)$			L(s=1)			$\Delta_{eff}I^{(j)}(k,s=4)$		
K	p	K/p	繰返1	繰返2	繰返3	繰返1	繰返2	繰返3	繰返1	繰返2	繰返3
60	3	20	23	11	13	3	5	5	28	16	8
60	6	10	23	25	11	3	2	5	28	20	16
60	12	5	11	25	23	5	2	3	16	20	28
60	15	4	1	1	1	60	60	60	4	4	4
60	20	3	1	1	1	60	60	60	4	4	4
60	30	2	1	1	1	60	60	60	4	4	4

【０１１９】

【表５】

補遺３

伝送システムに関連したＯＦＤＭパラメータ

OFDMパラメータと符号化	値
N_{pm}: サブキャリアの数	177
Δ_F: サブキャリアの間隔	19.5 kHz
N_{FFT}: IFFT/FFT	256
T_{CP}: サイクリックプレフィクスデュレイション /ガードインターバルデュレイション	4.2 μs
T_{FFT}: 有効OFDMシンボルデュレイション /FFT期間	51.2 μs
T_{SYM}: OFDMシンボルトータルデュレイション	55.4 μs (T_{CP} + T_{FFT})
Fe : サンプリングレート	5 MHz
FOCTC符号化 , コードレート r=1/3	RSC基本符号(code elementaire)の生成多項式 (25バイト, 37バイト)
FOCTC内部インターリーブマトリクス パラメータ	p=20, q=2, $K_{繰り返し}$=1440, 繰返し1での本発明

【０１２０】

【表６】

補遺３

インターリーブパタンのパラメータ

	p	$\Delta I_{eff}(s=1)$	$\Delta I_{eff}(s=L)$	分岐サイズ L	$\Delta I_{eff}(s=6)$
態様 1	6x1440=8640	17279	6	6	6
態様 2	240	11999	4311	9	71294
態様 3	1440	2879	36	36	17274
態様 4	36	2663	177	39	15978
RP	17279	173279			

【図面の簡単な説明】

【０１２１】

【図１】ｐがブロックのサイズに対して素となっている、さまざまなｐの値について、先行技術のＲＰアルゴリズムで得られたインターリーブのシーケンスを表すグラフである。

【図２】ｐ－１がＫの約数とはならないようなｐの値について、先行技術のＲＰアルゴリズムで得られたインターリーブのシーケンスを表すグラフである。

【図３】インターリーブ操作を示す概略図である。

【図４】本発明によるインターリーブ方法のフローチャートである。

【図５】本発明によるインタリーバの構造の基本規則を概略的に示す図である。

【図６ａ】本発明によるインタリーバの構造の基本規則を概略的に示す図である。

【図６ｂ】本発明によるインタリーバの構造の基本規則を概略的に示す図である。

【図７】本発明によるインターリーブを最適化した特徴的な場合に得られたインターリー

ブのシーケンスを示すグラフである。
【図８】送信／受信システムにおける本発明によるインターリーブの実施を示す概略図である。
【符号の説明】
【０１２２】
２　　第一過程
３　　第二過程
４　　インタリーバ
５$_1$、５$_2$、５$_3$、５$_j$　　基本セル
６　　無線伝送システム
９　　伝播チャネル

【図１】

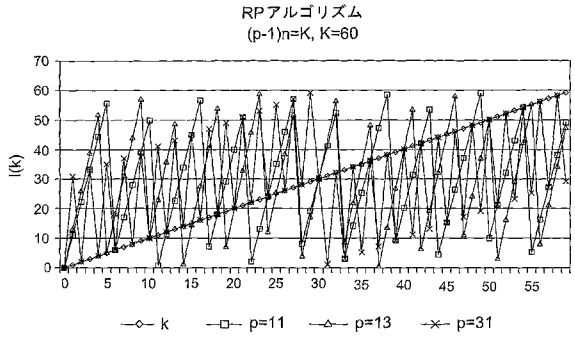


Fig. 1

【図２】

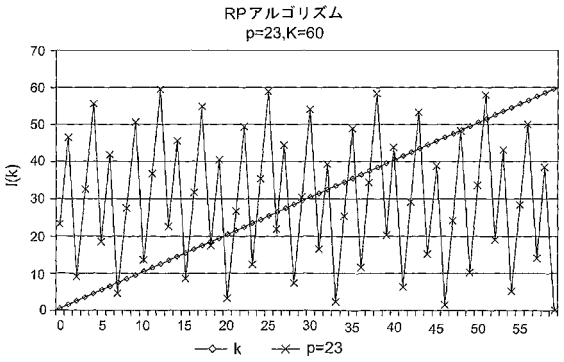


Fig. 2

【図３】

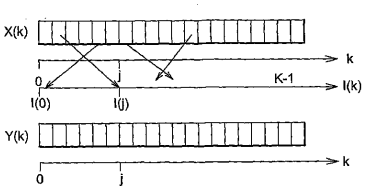


Fig. 3

【図４】

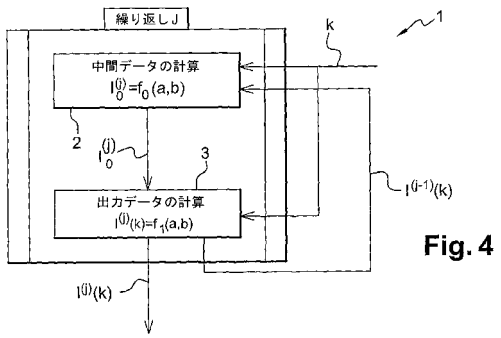


Fig. 4

【図５】

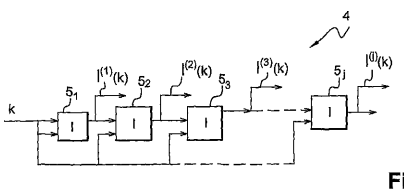


Fig. 5

【図６ａ】

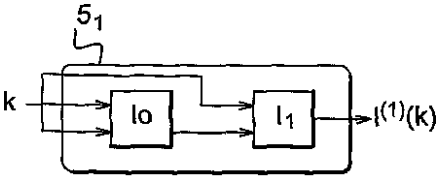


Fig. 6a

【図６ｂ】

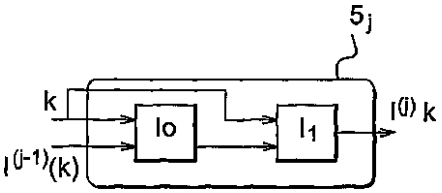


Fig. 6b

【図７】

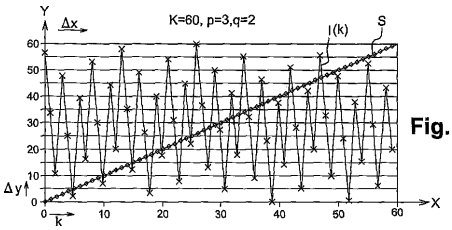


Fig. 7

【図８】

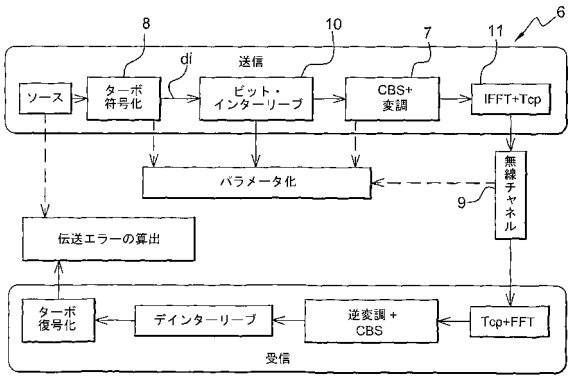


Fig. 8

フロントページの続き

(56)参考文献　特開２００１－０５７５２１（ＪＰ，Ａ）
国際公開第２００４／０１２３８１（WO，Ａ１）

(58)調査した分野(Int.Cl.，ＤＢ名)
H03M 13/27
H03M 13/29
H04J 11/00
H04L 1/00