

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4947143号  
(P4947143)

(45) 発行日 平成24年6月6日(2012.6.6)

(24) 登録日 平成24年3月16日(2012.3.16)

(51) Int.Cl.		F I			
HO4J 11/00	(2006.01)	HO4J 11/00		Z	
HO4J 1/00	(2006.01)	HO4J 1/00			
HO4L 1/00	(2006.01)	HO4L 1/00		E	

請求項の数 5 (全 15 頁)

(21) 出願番号	特願2009-520153 (P2009-520153)	(73) 特許権者	000005223 富士通株式会社 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号
(86) (22) 出願日	平成19年6月25日(2007.6.25)	(74) 代理人	100074099 弁理士 大菅 義之
(86) 国際出願番号	PCT/JP2007/000684	(74) 代理人	100133570 弁理士 ▲徳▼永 民雄
(87) 国際公開番号	W02009/001401	(72) 発明者	中桐 悦二 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
(87) 国際公開日	平成20年12月31日(2008.12.31)	審査官	高野 洋
審査請求日	平成21年8月26日(2009.8.26)		

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 送受信装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

サブキャリアごとに送信電力と変調方式を設定可能な、複数のサブキャリアを用いた通信システムにおける送受信装置であって、

受信した信号から伝送路特性を抽出する伝送路特性抽出手段と、

伝送路特性に基づいて、離散的な送信電力値と送信ビットレートとの関係を表すマトロイド凸関数を最小化する離散関数の最小化アルゴリズムを用いて、全体のビットレートが最大になるように、各サブキャリアの送信電力値と送信ビットレートを決定する最大ビットレート決定手段と、

該決定された送信電力値と、決定された送信ビットレートに対応する変調方式とを用いて、信号を送信する送信手段とを備えることを特徴とする送受信装置。

【請求項2】

前記伝送路特性は、各サブキャリアの周波数応答と、各サブキャリアのノイズ分布の分散であることを特徴とする請求項1に記載の送受信装置。

【請求項3】

前記最小化アルゴリズムは、

Xを、N個(Nは自然数)のサブキャリアの送信電力値の取りうる値を成分とするN次元ベクトルとし、n番目の成分が1で他の成分が0であるN次元特性ベクトルを  $e_n$  とし、Xに対し全サブキャリアの送信ビットレートの合計値の負の数を表すマトロイド凸関数

を  $F(X)$  とした場合、

$F(X) = F(X - u + 1)$ 、但し、 $u$  は、 $0 \leq u \leq N - 1$ 、 $u$  を満たす整数、

を満たす  $X$  を求めることを特徴とする請求項 2 に記載の送受信装置。

【請求項 4】

$X_n$  を  $N$  次元ベクトル  $X$  の成分とし、 $H_{m,n}$  を  $m$  番目のサブキャリアの  $n$  番目のユーザに対する信号の周波数応答であるとし、 $\sigma_{m,n}$  を  $m$  番目のサブキャリアの  $n$  番目のユーザの信号のノイズ分布の分散とし、

【数 29】

$$H_n \equiv \max_{1 \leq m \leq M} \left| \frac{H_{m,n}}{\sigma_{m,n}} \right|$$

10

とした場合、 $F(X)$  は、

【数 30】

$$F(X) = - \sum_{n=0}^{N-1} \left[ 100 \cdot \log_2 (1 + |H_n|^2 \cdot X_n) \right]$$

20

ただし、 $\lceil y \rceil$  は、 $y$  を越えない整数

で与えられることを特徴とする請求項 3 に記載の送受信装置。

【請求項 5】

請求項 1 の送受信装置は、前記通信システムの基地局あるいは移動端末に搭載されることを特徴とする送受信装置。

30

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、直交周波数分割多重 (OFDM, OFDMA 双方含む) 等のマルチキャリア通信方式を用いる送受信装置に関する。本発明は、特に、ビットレートを最大化することに適している。

【背景技術】

【0002】

OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) や OFDMA (Orthogonal Frequency Division Multiple Access) は、地上デジタルテレビ放送や、WiMAX において既に採用され、第 3.9/4 世代携帯電話システムにおいても採用が計画されている通信方式である。OFDM(A) 信号は多数のサブキャリアと多数のシンボルからなる帯域について、多数のユーザが外界の無線環境に応じて、適応的に変調方式を選択することが可能な通信方式である。非特許文献 1 や非特許文献 2 等によれば、本来離散値である変調方式のビット数を連続変数に置き換え、最適ビット割り当て問題を連続値凸最適化問題に拡張する。凸連続関数に関する最大化アルゴリズムは、例えば、非特許文献 1、2 に記述されている、「注水定理 (Water-filling アルゴリズム)」によって達成可能である。この方式によって、ビットレートの最大化を行う。

40

【0003】

一般にレート関数が凸連続関数の場合は、「注水定理 (Water-filling アルゴリズム)

50

」が適用できるが、得られた解を整数値にまるめることにより準最適解を得ているので、真の最適解を得ることができないという問題がある。なお、注水定理アルゴリズムとは、連続関数の最適値を求めるアルゴリズムである。離散値関数の場合は、一般的に「欲張り(Greedy)アルゴリズム」が適用可能であるが、その場合は $M^N$ 通りの場合について計算しなければならない為、指数関数的に計算量が爆発的に増大し現実的ではないという問題が存在する。なお、欲張りアルゴリズムは、離散関数についての最適値を求めるアルゴリズムであるが、このように、計算量が非常に多く、実際の計算には実用的ではない。

【非特許文献1】電子情報通信学会論文誌 A Vol. J88-A No.3 pp.364-372、「マルチユーザOFDMシステムのビットレート最大化」、田瀬(NTT西日本)、大野(広島大学)、離元(広島大学)

10

【非特許文献2】IEEE Global Telecommunications Conference 2002 (Globecom '02), Taipei, Taiwan, Nov. 2002. "An Efficient Waterfilling Algorithm for Multiple Access OFDM", Gerhard Munz, Stephan Pfleschinger, Joachim Speidel

【発明の開示】

【0004】

本発明の課題は、OFDM(A)通信方式において、システムのビットレートを理論的に最大化するように、各帯域の設定ビットレートを配分することのできる送受信装置を提供することである。

【0005】

本発明の送受信装置は、サブキャリアごとに送信電力と変調方式を設定可能な、複数のサブキャリアを用いた通信システムにおける送受信装置であって、受信した信号から伝送路特性を抽出する伝送路特性抽出手段と、伝送路特性に基づいて、離散的な送信電力値と送信ビットレートとの関係を表す関数を最小化する離散関数の最小化アルゴリズムを用いて、全体のビットレートが最大になるように、各サブキャリアの送信電力値と送信ビットレートを決定する最大ビットレート決定手段と、該決定された送信電力値と、決定された送信ビットレートに対応する変調方式とを用いて、信号を送信する送信手段とを備えることを特徴とする。

20

【図面の簡単な説明】

【0006】

【図1】OFDM通信形態を示す概念図である。

30

【図2】本発明の実施形態に従う最適ビットレート計算アルゴリズムのフローチャートである。

【図3】本発明の実施形態の効果を説明する図である。

【図4】本発明の実施形態に従った送受信装置のブロック図である。

【発明を実施するための最良の形態】

【0007】

(1.1) ビットレートの定式化

OFDM(A)通信方式ではデータをデータブロックに分け、ブロック毎に直交した複数のサブキャリアを用いて伝送を行う。本通信方式では、伝送路の状況に応じて変調方式を適応的かつ独立に変化させることができる。つまり、伝送路状態の良いサブキャリアに対しては、多くのビット、あるいは、小さいパワーを割り当て、伝送路状態の悪いサブキャリアに対しては、少ないビット、あるいは、大きいパワーを割り当てることにより、システム全体の性能を向上させることができる。

40

【0008】

OFDM(A)のサブキャリア数を $N$ とし、ひとつのOFDM(A)シンボルを考える。また、全ユーザ数を $M$ とする。第 $n$ ( $0 \leq n \leq N-1$ )サブキャリアの第 $m$ ( $1 \leq m \leq M$ )ユーザに送信する信号を $u_{m,n}$ 、第 $m$ ユーザの伝送路の周波数 $2 \cdot n/N$ における周波数応答を $H_{m,n}$ とすると、第 $n$ サブキャリアにおける第 $m$ ユーザの受信信号 $r_{m,n}$ は次のように表される。

【0009】

50

【数 1】

$$r_{m,n} = H_{m,n} \cdot \sum_{\mu=1}^M u_{\mu,n} + v_{m,n} = H_{m,n} \cdot u_{m,n} + H_{m,n} \cdot \sum_{\mu=1, \mu \neq m}^M u_{\mu,n} + v_{m,n} \quad (1)$$

ここで、右辺第1項は所望信号、第2項は同じサブキャリアを利用する他ユーザからの干渉、 $u_{m,n}$ 、 $v_{m,n}$  は、平均が 0、分散が  $\sigma_{m,n}^2$  の複素ガウス雑音とする。

【0 0 1 0】

次に、第 n サブキャリアにおける第 m ユーザへの信号パワーを

10

【0 0 1 1】

【数 2】

$$p_{m,n} \equiv E\{|u_{m,n}|^2\}$$

とする。ここで、 $E\{\cdot\}$  は期待値である。式(1)より、第 m ユーザが受信する第 n サブキャリアにおける信号対干渉ノイズ比(CINR: Carrier to Interference Noise Ratio)は次のようになる。

20

【0 0 1 2】

【数 3】

$$CINR_{m,n} = \frac{|H_{m,n}|^2 \cdot p_{m,n}}{\sigma_{m,n}^2 + |H_{m,n}|^2 \cdot \sum_{\mu=1, \mu \neq m}^M p_{\mu,n}} \quad (2)$$

30

通信性能をレートと呼び、レートを表現する関数をレート関数と呼ぶ。一般に、レート関数は、信号対干渉ノイズ比(CINR)に関する上に凸な関数であると仮定できる。レート関数を  $f(\cdot)$  とすると、第 m ユーザへのレートは、全てのサブキャリアのレートの和

【0 0 1 3】

【数 4】

$$\sum_{n=0}^{N-1} f(CINR_{m,n})$$

40

で与えられ、全てのユーザへのレートの和は

【0 0 1 4】

【数 5】

$$R \equiv \sum_{m=1}^M \sum_{n=0}^{N-1} f(CINR_{m,n}) \quad (3)$$

となる。ところで、伝送路状態の良いCINRを持つサブキャリアには多くのビットを割り当て、伝送路状態の悪いCINRを持つサブキャリアに少ないビットを割り当てたい。変調方式

50

とビット数の関係は、たとえば、

BPSK = 1ビット

QPSK = 2ビット

8-QAM = 3ビット

16-QAM = 4ビット

64-QAM = 5ビット

のように整数値をとる。そこで、レート関数は正の整数値のみをとる離散値関数であることを意識して、

【 0 0 1 5 】

【数 6】

10

$$R_b \equiv \sum_{m=1}^M \sum_{n=0}^{N-1} f_b(CINR_{m,n}) \quad (4)$$

とおく。

(1.2) 送信パワー条件

アクセスポイントの全送信パワー最大値をPとすると、

【 0 0 1 6 】

【数 7】

20

$$\sum_{m=1}^M \sum_{n=0}^{N-1} p_{m,n} \leq P \quad (5)$$

でなければならない。送信パワー条件(5)を満足する  $\{p_{m,n}\}_{m=1, \dots, M, n=0, \dots, N-1}$  で、レート(4)を最大にするものは、以下のように求めることができる。

30

$f_b(\cdot)$  は増加関数であるから、式(2)より、

【 0 0 1 7 】

【数 8】

$$R_b \leq \sum_{m=1}^M \sum_{n=0}^{N-1} f_b\left(\frac{|H_{m,n}|^2 \cdot p_{m,n}}{\sigma_{m,n}^2}\right) \quad (6)$$

が成り立つ。また、第nサブキャリアで最も条件の良い伝送路を

40

【 0 0 1 8 】

【数 9】

$$H_n \equiv \max_{1 \leq m \leq M} \left| \frac{H_{m,n}}{\sigma_{m,n}} \right|$$

とおくと、

【 0 0 1 9 】

50

【数 1 0】

$$R_b \leq \sum_{m=1}^M \sum_{n=0}^{N-1} f_b(|H_n|^2 \cdot p_{m,n}) \quad (7)$$

となる。更に、第  $n$  サブキャリアで最も条件の良い伝送路を持つユーザを

【0 0 2 0】

【数 1 1】

10

$$m_n \equiv \arg \max_{1 \leq m \leq M} \left| \frac{H_{m,n}}{\sigma_{m,n}} \right| \quad (8)$$

とする。ここで、 $\arg \max$  は、関数の最大値集合を表す。条件(5)の基での式(7)の右辺の最大値は  $m = m_n$  に対して、 $p_{m,n} = 0$  としても達成できる。したがって、

【0 0 2 1】

【数 1 2】

20

$$\sum_{n=0}^{N-1} f_b(|H_n|^2 \cdot p_{m_n,n}) \quad (9)$$

を最大化すれば、式(7)の右辺の最大値が得られる。一方、式(7)において等号が成立するのは、 $m = m_n$  に対して、 $p_{m,n} = 0$  が成立するときである。以上より、(9)を最大化すれば、 $R_b$  の最大値が得られることが分かる。つまり、第  $n$  サブキャリアにおいて、式(8)により最も条件の良いユーザを選択し、そのユーザのみにサブキャリアを割り当てた後、最大化すれば良い。

30

(1.3) 問題の定式化

$f_b(\cdot)$  が上に凸な正の整数値のみをとる関数である場合、送信パワー条件：

【0 0 2 2】

【数 1 3】

$$\sum_{n=0}^{N-1} p_{m_n,n} \leq P \quad (10)$$

40

の制約のもとで、(9)の値を最大化することを目標とする。

本発明の実施形態では、制約条件(5)において、離散値レート関数(4)を離散値のまま直接に最大値を求めるアルゴリズムを使用する。それは、グラフネットワーク理論から発展した「マトロイド凸関数」を使って解くことが可能である。マトロイド凸関数を使った手法を以下に説明するが、以下の手法は次の書物に詳しく説明されている。

【0 0 2 3】

「離散凸解析」 室田一雄著 共立出版 2001年発行。

(2.1) 準備のための各種定義

50

定理を述べる為に、いくつかの定義を行う。

D.1:  $Z$  は整数の集合、 $V = \{0, 1, \dots, N-1\}$  として、 $N$ 次元整数値ベクトル：  
 $X = (X_0, \dots, X_{N-1}) \in Z^N$  に対して、正の台、負の台を以下の様に定義する。

【0024】

【数14】

$$SUPP^+(X) = \{n \in V \mid X_n > 0\}$$

10

$$SUPP^-(X) = \{n \in V \mid X_n < 0\}$$

D.2:  $n \in V (0 \leq n \leq N-1)$  に対して、その $N$ 次元特性ベクトル（単位ベクトル） $\chi_n$   
 $\{0, 1\}^V$  を次のように定義する。

【0025】

【数15】

$$\chi_n(l) \equiv \delta_{nl} = \begin{cases} 1 & (l = n) \\ 0 & (l \neq n) \end{cases} \quad \text{ただし、} l \in V (0 \leq l \leq N-1)$$

20

ここで、 $N$ 次元特性ベクトル  $\chi_n$  は、 $n$  番目の成分が1で、他の成分が全部0の単位ベクトルである。

D.3:  $R$  は実数の集合とし、整数格子点を定義域とする関数： $F : Z^N \rightarrow R \cup \{+\infty\}$  に対して、実効定義域を

【0026】

【数16】

$$dom(F) \equiv \{X \in Z^N \mid F(X) < +\infty\}$$

30

で定義する。ここで、 $dom$  は、定義域を示す記号である。

D.4:  $F : Z^N \rightarrow R \cup \{+\infty\}$  が、マトロイド凸関数であるとは、次の交換公理を満たす事と定義する。

<凸関数の交換公理>

任意の  $X, Y \in dom(F)$  と任意の  $u \in SUPP^+(X - Y)$  (つまり、 $X_u > Y_u$  となる  $u$ ) に対して、ある  $v \in SUPP^-(X - Y)$  (つまり、 $X_v < Y_v$  となる  $v$ ) が存在して、

40

【0027】

【数17】

$$F(X) + F(Y) \geq F(X - \chi_u + \chi_v) + F(Y + \chi_u - \chi_v)$$

を満たす。

D.5: 整数格子点の集合： $B \subseteq Z^N$  がマトロイド凸集合であるとは、次の交換公理を満たす

50

す事と定義する。

<凸集合の交換公理>

任意の  $X, Y \in B$  と任意の  $u \in \text{SUPP}^+(X - Y)$  (つまり、 $X_u > Y_u$  となる  $u$ ) に  
対して、ある  $v \in \text{SUPP}^-(X - Y)$  (つまり、 $X_v < Y_v$  となる  $v$ ) が存在して、

【0028】

【数18】

$$X - \chi_u + \chi_v \in B \quad \text{かつ} \quad Y + \chi_u - \chi_v \in B$$

10

を満たす。

D.6: 有界なマトロイド凸集合  $B \subseteq Z^N$  に対して、 $R(B) \subseteq Z^N$  を次のように定義する。

【0029】

【数19】

$$R(B) \equiv \{Y = (Y_0, \dots, Y_{N-1}) \in B \mid \tilde{l}_B(v) \leq Y_n \leq \tilde{u}_B(v), 0 \leq n \leq N-1\}$$

ただし、

$$l_B(n) \equiv \min_{Y \in B} Y_n, \quad u_B(n) \equiv \max_{Y \in B} Y_n, \quad (0 \leq n \leq N-1)$$

20

$$\tilde{l}_B(n) \equiv \left\lfloor \left(1 - \frac{1}{N}\right) \cdot l_B(n) + \frac{1}{N} u_B(n) \right\rfloor \quad : \text{整数への切捨て} \quad (0 \leq n \leq N-1)$$

$$\tilde{u}_B(n) \equiv \left\lceil \frac{1}{N} l_B(n) + \left(1 - \frac{1}{N}\right) u_B(n) \right\rceil \quad : \text{整数への切り上げ} \quad (0 \leq n \leq N-1)$$

このとき、 $R(B)$  が成立することが保障されている。

30

(2.2) 最小化定理 (領域縮小法)

基本となるのは以下の定理である。

<マトロイド凸関数の最小化定理 (領域縮小法)>

以下のS0~S4は、本実施形態における、最大ビットレートの組み合わせを求めるアルゴリズムである。

$F: Z^N \rightarrow R \cup \{+\infty\}$  を有界なマトロイド凸関数とする。

(S0):  $B = \text{dom}(F)$  とおく。

(S1): 任意の  $X \in R(B)$  を選ぶ。(  $R(B)$  が保障されている。 )

(S2):  $F(X - \chi_u + \chi_v)$  を最小にする、 $0 \leq u, v \leq N-1, u \neq v$  を満たす  $u, v$  を見出す。

40

(S3): もし、 $F(X) = F(X - \chi_u + \chi_v)$  ならば終了 ( $X$  が最適解)

(S4): 新たな  $B$  として、 $B = \{Y = (Y_0, \dots, Y_{N-1}) \in Z^N \mid Y_u \leq X_u - 1, Y_v \geq X_v + 1\}$  とおき、(S1)に戻る。

$\text{dom}(F)$  が有界であるとしているから、その大きさを

【0030】

【数20】

$$K = \max\{\|X - Y\|_\infty \mid X, Y \in \text{dom}(F)\}$$

50



で表すと、このアルゴリズムは、結果を  $\log_2 K$  と  $N$  に関する多項式オーダーの計算時間で求められる。

### (2.3) 最小化定理の適用可能性の証明

以上で求められた結果がどのようにして、上で述べた最小化定理の条件を満たすかを説明する。

式(8)で述べた通り、任意の  $n$  ( $0 \leq n \leq N-1$ ) に対して、 $m_n$  ( $1 \leq m_n \leq M$ ) が決定するから、送信パワー  $p_{m, n}$  を制約条件(10)の下で(9)を最大化することを考える。最適化を考える際は、送信パワーの刻み値を十分大きくとって、非負の整数値  $p_{m, n} \in \mathbb{Z}^+ \setminus \{0, 1, 2, \dots\}$  をとると考えても一般性を失わない。通常、送信パワーは連続値と考えられるが、実際には、送信パワーの制御において、送信パワーの増減の刻み値が存在する。したがって、送信パワーも離散的な値であると考えることが出来る。その場合、送信パワーの値を直接使うか、上記のように、整数値を用いるかは、レート関数内で、送信パワーの変数を定数倍する程度の違いしかないので、この定数倍の定数を適切に扱えば、いずれを用いても良い。

【0031】

マトロイド凸関数  $F: \mathbb{Z}^N \rightarrow \mathbb{R} \cup \{+\infty\}$  を次のように定義する：  
任意の  $X = (X_0, \dots, X_{N-1}) \in \mathbb{Z}^N$ 、 $(X_n \in \mathbb{Z}, 0 \leq n \leq N-1)$  に対して

$X = (X_0, \dots, X_{N-1}) = (p_{m_0, 0}, \dots, p_{m_{N-1}, N-1})$  と考え、定義域を制約条件(10)として、 $F(X)$  を負のビットレートとする。つまり、

【0032】

【数21】

$$F(X) \equiv \begin{cases} -\sum_{n=0}^{N-1} f_b(|H_n|^2 \cdot X_n) & ; \sum_{n=0}^{N-1} X_n \leq P \text{ かつ } X_n \geq 0 \text{ の時} \\ 0 & ; \text{上記以外の時} \end{cases}$$

第3項で述べた通り、式(9)は上に凸な関数であるから、マイナスの符号をつけた  $F(X)$  は下に凸な関数となる。また、最大値問題は最小値問題に置き換えられる。また、 $f_b(\cdot)$  は有界であるから、 $F(X)$  も有界である。制約条件集合：

【0033】

【数22】

$$\{X = (X_0, \dots, X_{N-1}) \in \mathbb{Z}^N \mid \sum_{n=0}^{N-1} X_n \leq P, X_n \geq 0\}$$

は有界な凸集合であるから、有界マトロイド凸集合でもある。したがって、 $F(X)$  も有界な凸マトロイド関数となる。以上から、<最小値定理>の条件を満たすことがわかり、本アルゴリズムを適用することによって、ビットレート最大化を実現することができる。

【0034】

従来手法である「注水定理アルゴリズム」は、連続関数の最適値を求めるアルゴリズムであるので、離散関数の最適値を求めたい場合については、あくまでも近似解を求める手法であるが、本発明の実施形態に従う「マトロイド凸関数の最小化アルゴリズム」は、離散関数の最適値を理論的に裏づけられた方法で求めるので、ビットレートの真に理論的 maximization を実現できるアルゴリズムである。選択すべきビットレートは、

BPSK = 1ビット

QPSK = 2ビット

8-QAM = 3ビット

16-QAM = 4ビット

10

20

30

40

50

64-QAM = 5ビット

の様に、全て小さな整数値であるから、近似値によるシステム最大ビットレートと真の値によるシステム最大ビットレートとの差分は比較的大きな差となって現れる。例えば、真の最大化を得る変調方式が全てのユーザに対して「8-QAM = 3ビット」である場合、従来手法による近似によって、「QPSK = 2ビット」が選択されたと仮定すると、1.5倍のビットレートを得ることができる。無線区間の雑音状況が悪ければ悪いほど、本実施形態による効果は大きい。

【0035】

ところで、「マトロイド凸関数の最小化アルゴリズム」は複雑なアルゴリズムではあるが、計算時間が、サブキャリア数の多項式時間以内で収まる手法であり、Nが比較的大きな値（例えばN = 2000）であれば、「注水定理アルゴリズム」と比較しても大きな時間差として現れることは無い。

【0036】

図1は、OFDM通信形態を示す概念図である。

送受信機AがOFDM信号によって変調されたパケットデータを送受信機Bへ送信する。送受信機Bでは、指定された変調方式に応じてパケットデータを復調する。その際、B側では各サブキャリアについて伝送路状態を知ることが出来る。そこで、本実施形態のアルゴリズムを用いて、伝送路状態の良いCINRを持つサブキャリアに対しては大きなビットを持つ変調方式（例えば64-QAM = 5ビット）を割り当て、伝送路状態の悪いCINRを持つサブキャリアに対しては小さなビットを持つ変調方式（例えばBPSK = 1ビット）を割り当てて変調し、送受信機A側へ送信する。送受信機Aでは、指定された変調方式に応じてパケットデータを復調する。送受信機A側においても各サブキャリアの伝送路状態を知ることが出来るので、本実施形態のアルゴリズムを用いて、伝送路状態の良いCINRを持つサブキャリアに対しては大きなビットを持つ変調方式を割り当て、伝送路状態の悪いCINRを持つサブキャリアに対しては小さなビットを持つ変調方式を割り当てて変調し、送受信機B側へ送信する。以下同様である。なお、ここでは、伝送路の状態は、送受信機AからBに行く場合と、送受信機BからAに行く場合とで同じ特性を示すものと仮定している。

【0037】

図2は、本発明の実施形態に従う最適ビットレート計算アルゴリズムのフローチャートである。

まず、ステップS10において、周波数応答 $H_{m,n}$ と、分散 $\sigma_{m,n}$ を受信信号から得る。ステップS11において、レート関する $f(\cdot)$ からマトロイド凸関数

【0038】

【数23】

$$F(X) = -\sum_{n=0}^{N-1} f_b(|H_n|^2 \cdot X_n)$$

を得る。但し、

【0039】

【数24】

$$H_n \equiv \max_{1 \leq m \leq M} \left| \frac{H_{m,n}}{\sigma_{m,n}} \right|$$

とする。次に、ステップS12において、初期集合 $B = \text{dom}(F)$ を得る。ステップS13において、任意の $X \in R(B)$  ( $R(B)$ の定義は、前述したとおりである)を選ぶ

10

20

30

40

50

。選び方は、まったく任意の方法でよい。次に、ステップS 1 4において、 $F(X - u + \dots)$ を最小にする、 $0 \leq u \leq N - 1$ 、 $u$ を満たす $u$ とを見出す。この場合、この条件を満たす $u$ とを見つづしに選択し、 $F(X - u + \dots)$ に代入して、これが最小となる $u$ とを見つづけるようにする。ステップS 1 5においては、 $F(X)$ と $F(X - u + \dots)$ であるか否かを判断する。ステップS 1 5の判断がNoの場合には、新たなBとして、

【0040】

【数25】

$$B \cap \{Y = (Y_0, \dots, Y_{N-1}) \in Z^N \mid Y_u \leq X_u - 1, Y_v \geq X_v + 1\}$$

10

と置いて、ステップS 1 3に戻る。ステップS 1 5の判断がYesの場合には、Xを最適解とし、処理を終了する。

【0041】

図3は、本発明の実施形態の効果を説明する図である。

ここでは簡単のため、サブキャリア数を $N = 2$ 、ユーザ数を $M = 2$ 、最大送信電力を $P = 6$ とする。また、周波数応答と分散を

$$H_{0,0} = 1, H_{0,1} = 1, H_{1,0} = 2, H_{1,1} = 2,$$

$$H_{0,0} = 1, H_{0,1} = 1, H_{1,0} = 1, H_{1,1} = 1,$$

とする。したがって、 $H_0 = 1$ 、 $H_1 = 2$ となる。

20

【0042】

レート関数を理論的最大の定数倍である、 $f(x) = 100 \cdot \log_2(1+x)$ とする。その離散値関数を

【0043】

【数26】

$$f_b(x) = \lceil 100 \cdot \log_2(1+x) \rceil$$

ただし、 $\lceil y \rceil$ は、 $y$ を越えない整数

30

とする。

このとき、

【0044】

【数27】

$$F(X_0, X_1) = -\lceil 100 \cdot \log_2(1+X_0) \rceil - \lceil 100 \cdot \log_2(1+4 \cdot X_1) \rceil$$

40

となる。離散関数として、 $X_0 + X_1 \leq P = 6$ を満足し、かつ、 $F(X_0, X_1)$ が最小値となるのは、図3の表から、 $X_0 = 3$ 、 $X_1 = 3$ の場合の $F(3, 3) = -571$ であるが、従来の連続関数近似で求めた最小値計算の場合は、 $F$ の第2変数 $X_1$ 側に最小値がずれているため、 $X_0 = 2$ 、 $X_1 = 4$ が選択される。この場合のように、従来の連続関数近似を用いた方法では、ビットレートの和が必ずしも最大とはならない。

【0045】

なお、上記レート関数を用いた場合の $F(X)$ の一般式は、

【0046】

【数 2 8】

$$F(X) = -\sum_{n=0}^{N-1} \left[ 100 \cdot \log_2 (1 + |H_n|^2 \cdot X_n) \right]$$

となる。

図 4 は、本発明の実施形態に従った送受信装置のブロック図である。

【0047】

図 4 にあるように、OFDM無線通信システムにおいては、基地局 10 と移動端末 11 が通信を行い、それぞれに、本実施形態の送受信装置が内蔵される。図 4 に示される基地局 10 と移動端末 11 のそれぞれの内部のブロックは、それぞれの送受信装置の構成を示す。基地局 10 においては、移動端末 11 からの信号を受信し、復調する伝送路復調部 15 から復調された信号が伝送路復号部 16 に送られ、復号される。伝送路復号は、誤り訂正符号などの復調を含む。また、伝送路復調部 15 は、伝送路特性検出部 19 に、無線回線の状態に関する情報を与える。伝送路復号部 16 で復号された信号は、情報源復号部 17 において、信号に載せられた情報の復号が行われ、情報源 18 に提示される。情報源復調は、圧縮画像や圧縮音声の復調などが含まれる。情報源 18 は、更に上位の無線装置と接続される。情報源 18 からの情報は、情報源符号化部 22 において、情報の符号化が行われ、次に、伝送路符号化部 23 において、伝送路に送出するための符号化が行われる。情報の符号化は、音声の圧縮や画像データの圧縮等である。伝送路符号化は、誤り訂正符号化などである。そして、伝送路符号化された信号は、伝送路変調部 24 に送られる。伝送路変調部 24 では、最適適応変調方式決定部 21 からの指示に従い、変調方式をBPSKや、QPSKなどに設定し、信号の変調を行う。

【0048】

最適適応変調方式決定部 21 は、最大ビットレート計算部 20 の計算結果に基づいて、最適な変調方式を決定する。最大ビットレート計算部 20 は、伝送路特性検出部 19 から得た周波数応答と分散の情報に基づいて、前述した本実施形態の計算方法を使って、ビットレートが最大となるように、各サブキャリアに割り当てる送信電力値の組み合わせを計算する。送信電力値の組み合わせが決まると、レート関数により、各サブチャンネルに割り当てるビットレートが決定する。この計算結果を最適適応変調方式決定部 21 に与える。最適適応変調方式決定部 21 では、各サブキャリアに割り当てられたビットレートから変調方式を決定する。決定されたビットレートと送信電力値を用いて、伝送路変調部 24 から信号を送信する。

【0049】

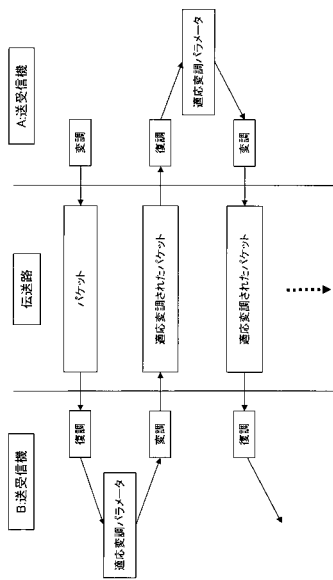
移動端末 11 の送受信装置の構成は、基本的に基地局 10 の送受信装置と同様である。すなわち、移動端末 11 においては、基地局 10 からの信号を受信し、復調する伝送路復調部 25 から復調された信号が伝送路復号部 26 に送られ、復号される。伝送路復号は、誤り訂正符号などの復調を含む。また、伝送路復調部 25 は、伝送路特性検出部 29 に、無線回線の状態に関する情報を与える。伝送路復号部 26 で復号された信号は、情報源復号部 27 において、信号に載せられた情報の復号が行われ、情報源・ユーザ 28 に提示される。ユーザには、受信した画像や音声提示される。情報源復調は、圧縮画像や圧縮音声の復調などが含まれる。情報源・ユーザ 28 からの情報は、情報源符号化部 32 において、情報の符号化が行われ、次に、伝送路符号化部 33 において、伝送路に送出するための符号化が行われる。情報の符号化は、音声の圧縮や画像データの圧縮等である。伝送路符号化は、誤り訂正符号化などである。そして、伝送路符号化された信号は、伝送路変調部 34 に送られる。伝送路変調部 34 では、最適適応変調方式決定部 31 からの指示に従い、変調方式をBPSKや、QPSKなどに設定し、信号の変調を行う。

【0050】

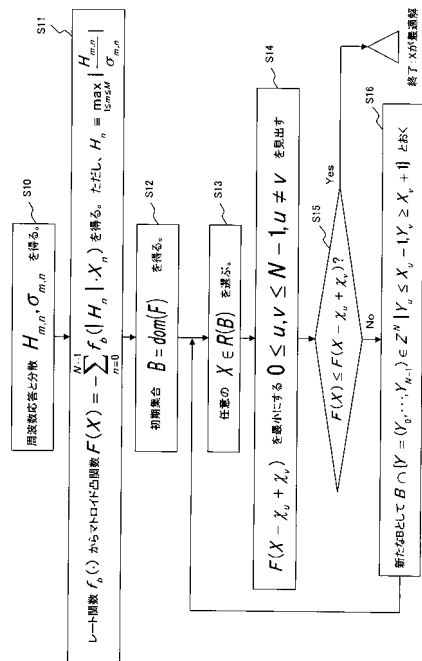
最適適応変調方式決定部 31 は、最大ビットレート計算部 30 の計算結果に基づいて、

最適な変調方式を決定する。最大ビットレート計算部 30 は、伝送路特性検出部 29 から得た周波数応答と分散の情報に基づいて、前述した本実施形態の計算方法を使って、ビットレートが最大となるように、各サブキャリアに割り当てる送信電力値の組み合わせを計算する。送信電力値の組み合わせが決まると、レート関数により、各サブチャネルに割り当てるビットレートが決定する。この計算結果を最適適応変調方式決定部 31 に与える。最適適応変調方式決定部 31 では、各サブキャリアに割り当てられたビットレートから変調方式を決定する。決定されたビットレートと送信電力値を用いて、伝送路変調部 24 から信号を送信する。

【図 1】



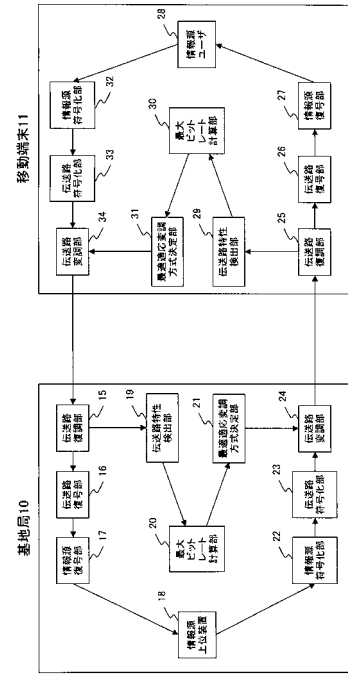
【図 2】



【図3】

F(X0,X1)		X0				
		1	2	3	4	5
X1	1	0	-159	-200	-233	-259
	2	-318	-476	-518	-550	-577
	3	-371	-529	-571	-603	-629
	4	-410	-568	-609	-642	-668
	5	-440	-598	-640	-672	-698

【図4】



---

フロントページの続き

- (56)参考文献 特開2000-358008(JP,A)  
特開2001-292127(JP,A)  
特開2001-320306(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04J 11/00  
H04J 1/00  
H04L 1/00