

並列組合せ SS 通信方式における誤り制御に関する検討

正 員 佐々木重信[†] 非会員 朱 近康^{††} 正 員 丸林 元^{†††}

A Study on Error Control Techniques for Parallel Combinatory Spread Spectrum Communication System

Shigenobu SASAKI[†], Member, Jinkang ZHU^{††}, Nonmember and Gen MARUBAYASHI^{†††}, Member

あらまし 本論文は、先に筆者らが提案した並列組合せ SS(PC-SS)通信方式における誤り制御技術の適用法について検討したものである。本論文では、PC-SS 方式に適した符号化の方法として、拡散系列 1 周期当りに k ビットの情報を送信する場合、 2^k 元のリードソロモン符号を用いる方法、送信側で Chung らの重み一定符号を用いてデータから拡散系列の組合せへの変換を行い、受信側で 2 重相関をとることによる誤り抑圧法の二つを検討した。また、それぞれの方法についてビット誤り率特性を求め、その効果について検討した。その結果、ともに PC-SS 方式のビット誤り率の改善に有効であり、また後者の方法は、ほぼ同じビット誤り率特性をもつ通常の PC-SS 方式に比べ、1 ユーザ当りに必要な拡散系列の数を約 1/4 以下に削減できることがわかった。

キーワード スペクトル拡散, 通信路符号化, リードソロモン符号, 重み一定符号

1. ま え が き

近年、陸上移動通信、衛星通信等の分野で、スペクトル拡散(Spread Spectrum: SS)通信方式が再び注目されてきている。SS 通信方式は、耐干渉性、秘話性に優れる半面、高い周波数利用効率が得られにくいと考えられていたため、商用通信の方式としてはあまり注目されていなかった。しかし、最近になって、移動体衛星通信やセルラ移動通信に SS 通信方式を適用した場合、従来の周波数分割多元接続(FDMA)による方式に比べてはるかに高いチャネル利用効率が得られるとの報告が米国でなされてから、各方面で活発に研究が行われている。一方、SS 方式そのものの多元接続性能を改善するための研究は、拡散符号、他局間干渉除去、接続局数を多くとれる方式等について、以前から数多く行われている⁽¹⁾。

先に筆者らは、SS 方式の性能を改善するための一方として、並列組合せ SS(parallel combinatory

spread spectrum :以下 PC-SS と略す)通信方式を提案し⁽²⁾、その基本性能や多元接続時の性能について検討してきた^{(3),(4)}。

SS 通信方式における誤り率の改善、周波数利用効率の向上には、誤り制御技術の併用が有効であり、従来よく用いられている直接拡散(direct sequence SS: DS-SS)方式などについては、これまでにさまざまな検討がなされてきた。筆者らが提案した PC-SS 方式においても、誤り制御技術の併用は誤り率の改善や周波数利用効率の向上に有効と考えられるが、PC-SS 方式に適した符号化法およびその設計法については、従来の方式とは違ってくものと考えられ、新たな検討が必要である。

本論文では、PC-SS 通信方式における誤り制御技術の適用法について検討を行う。以下 2.では、PC-SS 通信システムの概要を示し、それに適した誤り制御の方法について二つの方法を示す。次に 3.および 4.で、それぞれの方法についてビット誤り率特性を求め、従来の方式との比較、検討を行う。

2. PC-SS 通信システムと誤り制御

2.1 PC-SS 通信システム^{(2),(3)}

本論文で検討する PC-SS 方式は、従来の DS-SS 方式が、1 ユーザ当り 1 個の拡散系列を情報ビットの状

[†] 新潟大学工学部電気電子工学科, 新潟市
Faculty of Engineering, Niigata University, Niigata-shi, 950-21 Japan

^{††} 中国科学技術大学, 中国
University of Science and Technology of China, China

^{†††} 長岡技術科学大学工学部電気系, 長岡市
Faculty of Engineering, Nagaoka University of Technology,
Nagaoka-shi, 940-21 Japan

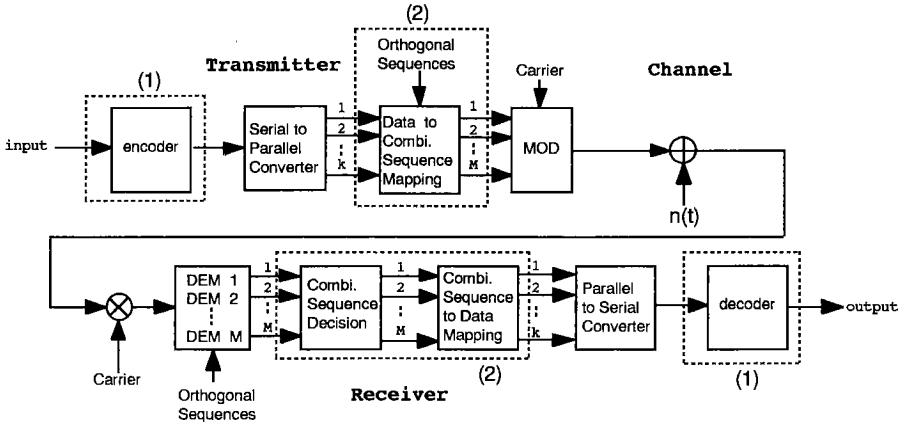


図 1 誤り制御技術を組み込んだ並列組合せ SS 通信システム
 Fig. 1 Parallel combinatory spread spectrum communication system with the error control techniques.

態に対応する +1, -1 の状態で変調して送信するのに
 対し, 1 ユーザに M 個の拡散系列を用意しておき, デ
 ータ k ビットの状態に応じて, M 個の系列の中から +1,
 -1 の状態を伴う r 個の系列の組合せ (以下, これを
 並列組合せ系列と呼ぶ) をとり, 伝送する方式である.

PC-SS 通信システムの基本構成は, 図 1 に示したも
 のから (1) の点線で囲った部分を除いたものである.
 送信側では, k ビットのデータを低速の並列データに
 変換し, これを適当な方法により並列組合せ系列に変
 換して送信する. 受信側では, 送信側と同じ M 個の拡
 散系列と受信信号との相関をとり, その出力をもとに
 並列組合せ系列を推定する. そしてこれから, 送信側
 の方法と逆の方法で, 並列データを復元し, これを直
 列に変換することにより, 受信データを得る.

本論文では, 通信路において加わる雑音は白色ガウ
 ス雑音のみと仮定する. また送信側で, データから並
 列組合せ系列へ変換する写像回路に, データを拡散系
 列の組合せを表すデータと, 送信する拡散系列の状態
 を表すデータとに分割して変換を行う分割写像法⁽³⁾
 を用い, 受信側で, 送信側の分割写像法に対応した最
 ゃう判定による復調⁽³⁾を行うものとする. このときの並
 列組合せ系列の誤り率 P_e とビット誤り率 P_{eb} は, 次式
 で表される⁽³⁾.

$$P_e = 1 - \left\{ \int_0^\infty \chi^2(u; 1, \frac{2kE_b}{rN_0}) \left[\int_0^u \chi^2(v; 1) dv \right]^{M-r} du \right\}^r \cdot \left[\Phi \left(\sqrt{\frac{2kE_b}{rN_0}} \right) \right]^r \quad (1)$$

$$P_{eb} \cong \frac{1}{2} \left[1 - \left\{ \int_0^\infty \chi^2(u; 1, \lambda) \left[\int_0^u \chi^2(v; 1) dv \right]^{M-r} du \right\}^r + \frac{r}{k} \left\{ 1 - \Phi \left(\sqrt{\frac{2kE_b}{rN_0}} \right) \right\} \cdot \left\{ \int_0^\infty \chi^2 \left(u; 1, \frac{2kE_b}{rN_0} \right) \left[\int_0^u \chi^2(v; 1) dv \right]^{M-r} du \right\}^r \right] \quad (2)$$

但し,

E_b : 情報ビット当りのエネルギー

N_0 : 雑音電力スペクトル密度

$\chi^2(u; v, m)$: 自由度 v , 非心度 m の非心 χ^2 分布をとる u の確率密度関数

$\chi^2(u; v)$: 自由度 v の χ^2 分布をとる u の確率密度関数

である. 式 (2) より求めたビット誤り率を図 2 に示す.
 r が異なる場合でも, M をパラメータとした場合のビ
 ット誤り率の傾向はほぼ同じである.

2.2 PC-SS 方式における誤り制御法

本論文において, PC-SS 方式に誤り制御を適用する
 部分を図 1 中に番号を付けて示す. PC-SS 方式に誤り
 制御を適用する方法としては, 次の二つが考えられる.

(1) データを符号化した後, PC-SS 方式で送信す
 る方法

この方法では, 送信データを適当な符号化法を用い
 て符号化した後, PC-SS 方式によって伝送する. 受信
 側では, PC-SS 方式による復調を行った後, 送信側
 に対応する復号法でデータを復号する. この方法は, DS-

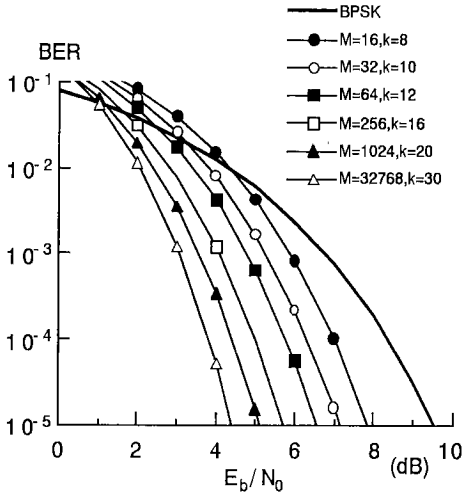


図2 符号化なしの場合のPC-SS方式のビット誤り率
Fig.2 The bit error probability of PC-SS system without coding ($r=2$).

SS方式やM-ary/SS方式^{(5),(6)}でも用いられる方法である。この方法では、符号化による冗長度の増加は、符号速度の増加となり、帯域の増加につながるため、なるべく高い符号化率で符号化利得を大きくとれるように符号を設計しなければならない。

(2) データから並列組合せ系列への変換を行う写像回路に誤り制御を適用する方法

この方法は、送信データから並列組合せ系列への写像のところに誤り制御を組み入れる方法で、PC-SS方式独特のものである。この方法では、符号化による冗長度の増加は、1局に用いる拡散系列数や、出力する系列数に影響する。従って、用いる拡散系列の長さが、その数より大きいときには、この方法によって帯域が増加することはない。

以下、(1)および(2)の方法について、PC-SS方式に適した具体的な方法を示し、その性能について検討する。

3. 通常の符号化法

3.1 リードソロモン符号による符号化

PC-SS方式では、長さ N の拡散系列を M 個($M < N$)用意し、 M 個の系列の中から r 個の系列を組み合わせ、拡散系列1周期の間に k ビットのデータを送信する。送信信号は $(r+1)$ 値の多値信号となる。これは別の見方をすれば、 k ビット単位で長さ N の $(r+1)$ 値符号への符号化を行っているとも見られる。このため、通常の符号化を行うには、連接符号化のよ

うに、拡散系列1周期の間に送信する k ビットの状態を一つの情報点とみなして符号化を行った方がよい。本論文では、 2^k 元のリードソロモン(Reed-Solomon: RS)符号を用いて符号化を行う方法について検討する。

リードソロモン符号は、 $GF(q)$ 上で定義される符号長 $q-1$ 、情報点数 $q-2t-1$ の q 元符号である。この符号の最小距離は $2t+1$ であり、 t 個の誤りを訂正できる⁽⁷⁾。

本章で検討するシステム構成は図1のようになる。まずデータを、PC-SS方式における拡散系列1周期当りに送信する情報ビット数にあわせて k ビット単位に区切り、この1単位を1バイトとする。更に、これを h バイトごとに区切り、 $GF(2^k)$ 上の符号長 n 、情報点数 $h(=n-2t)$ のRS符号(以下、これを (n, h) -RS符号と略す)で符号化する。そして符号化されたデータを、PC-SS方式により1バイト($=k$ ビット)ごとに逐次送信する。

受信側では、受信信号をPC-SS方式により k ビットずつデータを復調する。そして、 n バイト分の復調を行った後、これを (n, h) -RS符号として復号を行い、受信データを得る。

3.2 符号語の誤り率とビット誤り率

本論文では、受信側の復号では限界距離復号を行うものとする。

まず、受信側における符号語誤り率 P_{ew} を求める。RS符号のような線形符号で符号化を行い、限界距離復号法で復号したときの符号語誤り率は、正しく復号されなかった場合、誤訂正、復号不能の場合とも誤りとして計算するものとする、次式で求められる⁽⁷⁾。

$$P_{ew} = 1 - P_{cw} = 1 - \sum_{i=0}^t n C_i \cdot P_c^{n-i} (1 - P_c)^i \quad (3)$$

式(3)の P_c は、復調部において1バイト(すなわち、1組の並列組合せ系列)を正しく復調できる確率である。

PC-SSシステムの写像回路および復調回路に、文献(3)の分割写像法、および最優秀判定復調法を用いた場合、式(3)の P_c は、拡散系列の組合せと、送信された拡散系列の状態の両方を正しく判定する確率で表され、符号化による送信電力への影響を考慮すると、式(1)から次式のようなになる。

$$P_c = \left\{ \int_0^\infty \chi^2(u; 1, \frac{h}{n} \cdot \frac{2kE_b}{rN_0}) \left[\int_0^u \chi^2(v; 1) dv \right]^{M-r} du \right\}^r$$

$$\cdot \left[\phi \left(\sqrt{\frac{h}{n} \frac{2kE_b}{rN_0}} \right) \right]^r \quad (4)$$

次に、同様の場合にビット誤り率を求めよう。ビット誤り率を求めるためには、RS 符号を復号した後の各点におけるバイト誤りと、1バイトが誤ったときのビット誤りへの影響の二つについて考える必要がある。

まず、各バイトの誤りについて考える。あるバイトが誤ったとき、そのバイトは残りの $q-1$ 個の状態に同じ確率で誤るものと仮定すると、式(4)より、任意の1バイトが正しい状態以外のある状態に誤る確率 P_{ei} は、次式となる。

$$P_{ei} = \frac{1}{q-1}(1-P_c) \quad (5)$$

q 元 (n, h) 線形符号において、 t 個までの誤りを訂正する限界距離復号を行った場合、誤りは $t+1$ 個以上の誤りを誤訂正した場合と復号不能の場合を考える必要がある。受信語に $t+1$ 個以上の誤りがあった場合、復号後にバイト誤りが生じる確率は、次式で表される⁽⁷⁾。

$$P_{ebyte1} = \frac{1}{n} \sum_{j=2t+1}^n j \cdot A_j \sum_{i=t+1}^n \sum_{d=0}^t \phi(i, j, d) P_c^{n-i} P_{ei}^i \quad (6)$$

$$\phi(i, j, d) = \begin{cases} j C_x^{n-j} C_{d-x} & x=(j-i+d)/2 \text{ が整数で,} \\ \min [2n-i-j, i+j] \geq d \geq |j-i| & \text{の場合} \\ 0 & \text{その他の場合} \end{cases} \quad (7)$$

A_j は重み j の符号語の数であり、符号の重み分布を求めることによって得られる。本論文で用いている RS 符号は、最大距離分離符号であるため、次式によって A_j を求めることができる⁽⁷⁾。

$$A_j = n C_j (q-1) \sum_{x=0}^{j+k-n-1} (-1)^x \cdot j_{-1} C_x \cdot q^{j+k-n-1-x} \quad (8)$$

また、復号不能の場合に受信語をそのまま復号結果として出力したとすると、1バイト当りに誤りが生じる確率は、 q 元符号であることを考慮すれば、次式で与えられる⁽⁷⁾。

$$P_{ebyte2} = \frac{1}{n} \sum_{i=t+1}^n \left(n C_i q^i - \sum_{j=0}^n \sum_{d=0}^t \phi(i, j, d) A_j \right) i \cdot P_c^{n-i} P_{ei}^i \quad (9)$$

$$\text{復号後のバイト誤り率 } P_e \text{ は、式(6)と(9)より、} \\ P_e = P_{ebyte1} + P_{ebyte2} \quad (10)$$

で求められる。

次に、任意の1バイトの誤りがビット誤りに与える影響について考える。バイト誤りが生じた場合、そのバイトは、正しい状態以外の状態を全くランダムにとると仮定する。各バイトに誤りが生じた場合、その中の任意の1ビットに着目すると、 2^k-1 個の誤りパターンのうち $2^{k-1}-1$ 個については、正しい場合と同じになる。よってビット誤り率 P_{eb} は、

$$P_{eb} = \frac{2^{k-1}}{2^k-1} P_e \approx \frac{1}{2} P_e \quad (11)$$

となる。

本章で検討する符号化法は、PC-SS 方式における拡散系列1周期当りの送信情報ビット数 k に対して、 $q=2^k$ 元の RS 符号で符号化を行う。そのため PC-SS 方式における k が大きくなると、RS 符号における q が指数的に増加し、符号長 n も著しく長くなる。符号長については、符号の短縮化により解決できるが、 q が増加すると、符号器および復号器における演算回路がそれに応じて複雑になる。また、本章の方法を用いた場合の特性の傾向は、PC-SS 方式の各パラメータが変わっても大きな変化はないため、本章では、各パラメータをそれぞれ $k=8, M=16, r=2$ として検討した。

本章で示した方法は、符号化による冗長度の増加が直接帯域の増加につながるため、最も符号化利得が高い符号化率を求める必要がある。これは、式(4)、式(6)および式(9)において、PC-SS 方式の $M, r, k, E_b/N_0$, および RS 符号の n を一定として h, t を変化させ、最もビット誤り率 P_{eb} が低くなることを求めればよい。図3に、符号化率に対するビット誤り率の計算例を示す。図3において、ビット誤り率が 10^{-3} から 10^{-6} の範囲では、符号化率が約0.75の場合に最もビット誤り率が低くなり、符号化による効果が最も大きくなることがわかる。最も符号化利得が大きくなる符号化率は、必要なビット誤り率によってある程度変化するが、符号化率約0.75であれば、得られる符号化利得は、最も大きい場合とほぼ変わらない。

この結果をもとに、同じ PC-SS 方式のパラメータで、 $GF(2^8)$ 上の RS 符号で、符号化率0.75の符号による符号化を行い、限界距離復号を行った場合のビット誤り率の計算結果を図4に示す。図中に、同じ M, r, k の PC-SS 方式で、符号化しない場合、および符号化なし BPSK 方式 (DS-SS 方式の誤り率に相当する) のビット誤り率を併せて示した。例えば、(16, 12)-RS 符号で符号化した場合は、符号化しない PC-SS 方式に比

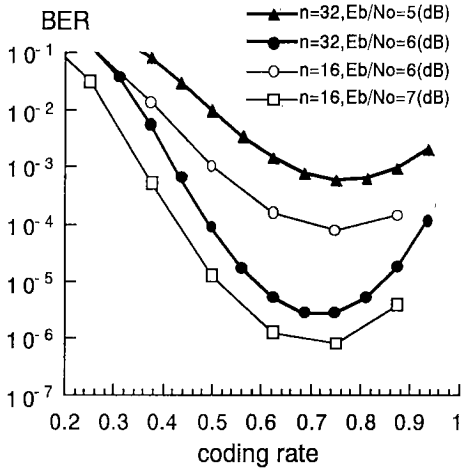


図3 符号化率に対するビット誤り率
Fig. 3 Bit error probability vs. coding rate of the PC-SS system coded by Reed-Solomon codes.

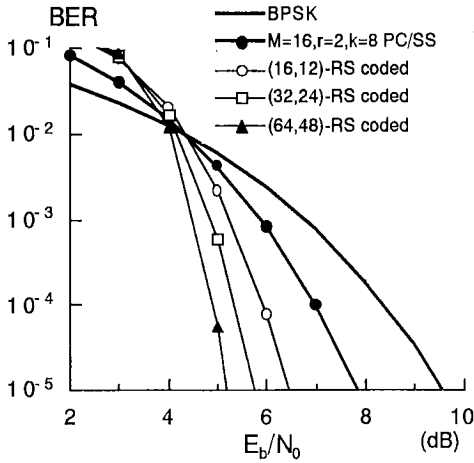


図4 RS符号による符号化を行ったときのビット誤り率
Fig. 4 Bit error probability of the PC-SS system coded by Reed-Solomon codes.

べ、ビット誤り率 10^{-5} で約 1.3 dB, BPSK 方式に比べて約 3.1 dB の符号化利得が得られる。同様の場合、(32, 24)-RS 符号および (64, 48)-RS 符号では更に性能が改善され、符号化なしの PC-SS 方式に比べて、それぞれ約 2.1 dB, および約 2.6 dB の符号化利得が得られる。また BPSK 方式に比べてもそれぞれ約 3.8 dB および約 4.3 dB の符号化利得が得られる。このように RS 符号を用いる場合、同一の符号化率では符号長 n を長くするほど符号化利得は大きくなる。しかし、それに伴って t も大きくなり、復号器の規模が大きくな

る。復号の際のシンドローム計算や誤り検出のための計算量は nt あるいは t^2 に比例し、処理遅延も大きくなるため、実際のシステムを設計するときにはこの点を考慮しなければならない。このことと誤り率の改善度とを考慮した場合、図4の例では、 $n=16(t=2)$, $n=32(t=4)$ 程度であれば実用上は問題ないと考えられる。ここでは一例を示したが、PC-SS 方式のパラメータが異なる場合でも、 k の変化に従って q が変わるだけで、同様な傾向が見られた。

4. 誤り制御を用いた写像法

4.1 巡回重み一定符号を用いた2重相関による誤り抑圧法

PC-SS 通信方式では、前章で述べたような通常の符号化による方法のほかに、送信データを並列組合せ系列に写像する部分に誤り制御技術を適用することで性能を向上させる方法が考えられる。本章では、送信する系列数 r を一定とし、送信データから並列組合せ系列への写像回路に分割写像法、復調には送信側の分割写像法に対応する最ゆう判定復調法⁽⁹⁾を用いたときの誤り制御技術の適用法を提案する。分割写像法による写像回路、最ゆう判定復調法による復調回路のブロック図を図5に示す。

送信側では、まず k ビットの送信データを拡散系列の組合せを表すデータ(組合せデータ: $d_{r+1}, d_{r+2}, \dots, d_k$)と、送信する r 個の拡散系列の状態に対応するデータ(状態データ: d_1, d_2, \dots, d_r)に分割する。次に組合せデータを長さ M 、重み r の重み一定符号に変換し、その '1' の部分に、 r 個の状態データを (+1, -1) に変換してそれぞれ掛け合わせるにより、(+1, 0, -1) からなる拡散系列の組合せ信号 (q_1, q_2, \dots, q_M) が得られる。

PC-SS 方式における最ゆう判定復調法では、受信信号と受信側に用意された M 個の拡散系列との相関出力 (z_1, z_2, \dots, z_M) を 2 乗した値(または絶対値)を用いて、送信された拡散系列の組合せを推定し、これと相関出力をもとに、組合せデータ ($d_{r+1}, d_{r+2}, \dots, d_k$) と状態データ (d_1, d_2, \dots, d_r) を復調する。

この方法では、系列の組合せの推定を誤ると、その影響が組合せデータだけでなく、状態データにも及び、誤り率の増加を招くことになる。従って、送信側の組合せデータから拡散系列の組合せを得る部分、および受信側の拡散系列の組合せを推定する部分(図5の点線で囲った部分)に誤り制御技術を用いて誤りを低減

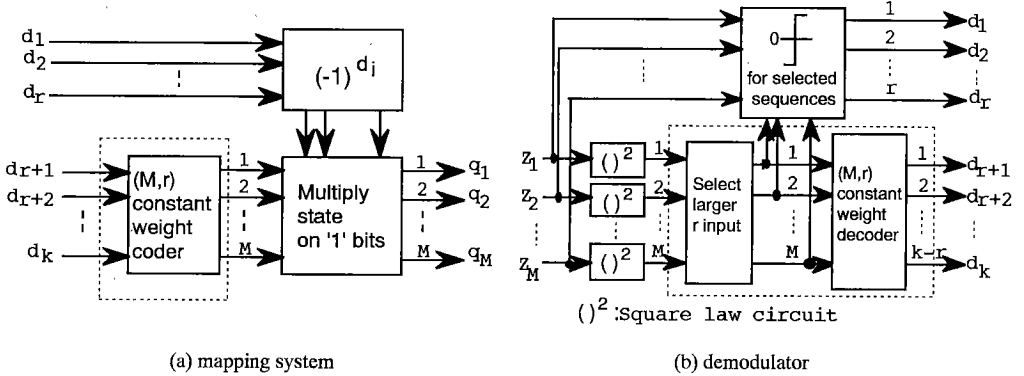


図 5 分割写像法による写像器と復調器
Fig. 5 Mapping system and demodulator of PC-SS system.

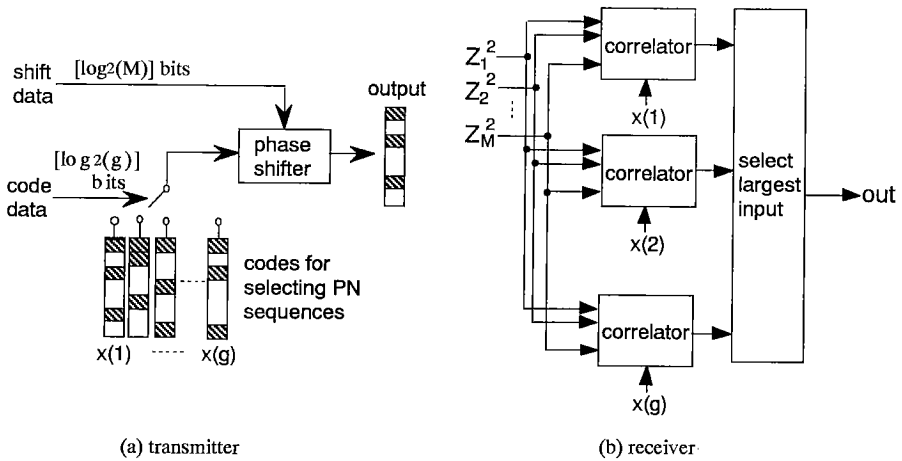


図 6 誤り制御を組み込んだ写像器と復調器
Fig. 6 Mapping system and demodulator with the error control technique.

させると、全体の誤り率が改善されることになる。

本章では、 M 個の拡散系列から r 個の拡散系列を送信する PC-SS 方式において、符号長 M 、重み r の Chung らの重み一定符号 (Optical Orthogonal Code: 以下 OOC と略す)⁽⁶⁾ を送信側の組合せデータから拡散系列の組合せを得るための符号 (以下、これを系列選択用符号と呼ぶ) として用い、受信側で受信信号と拡散系列との相関をとった後、更に系列選択用符号との相関をとる 2 重相関法を提案する。そして、この方法により、送信された系列の推定誤りを低減し、ビット誤り率を改善できることを示す。

4.2 システム構成

本章で提案する写像法の送信側、受信側の構成は、図 5 の点線で囲んだ部分以外は、文献 (3) のものと同

じである。組合せデータから拡散系列の組合せを得る部分、および受信側の拡散系列を推定する部分の構成を図 6 に示す。

送信側では、拡散系列の組合せを得る際に、拡散系列とは独立した系列選択用符号

$$x(1), x(2), x(3), \dots, x(g) \quad (12)$$

$$x(i) = \{x(i)_0, x(i)_1, x(i)_2, \dots, x(i)_{M-i}\}$$

を用意しておく。 $x(i)$ は巡回重み一定符号であり、その数 g は、符号の設計によって変わる。詳細は次節で述べる。

その種類と巡回シフトの各位相を組合せデータの各状態に対応させておき、組合せデータの状態に応じて、符号の種類とその巡回シフト位相を決める。これにより、選んだ系列選択用符号の '1' に対応する r 個の拡散

系列が送信されることになる。この方法による場合、系列選択用符号の種類で $[\log_2 g]$ ビット、巡回シフトの位相で $[\log_2 M]$ ビットの情報が送信できることになる。但し $[x]$ は、 x 以下の最大整数を表す。

簡単な例を示そう。 $M=5$ 、 $r=2$ の場合を考える。このとき、

$$x(1) = \{1, 1, 0, 0, 0\} \quad (13)$$

$$x(2) = \{1, 0, 1, 0, 0\} \quad (14)$$

の2種類の符号が用意できる。この場合には、符号の種類で $[\log_2 2]=1$ ビット、各々の符号で、それぞれ5個の巡回シフトした符号が得られるため、その分で $[\log_2 5]=2$ ビットの合計3ビットのデータが交換できることになる。

例えば、(1 0 1)というデータを変換する場合を考えよう。データの前の2ビットを巡回シフト、後の1ビットを符号の選択にあてるとすると、後の1ビットの内容から $x(2)$ を選択し、前の2ビットの内容から二つ巡回シフトすると、出力される符号 W は、

$$W = (0, 0, 1, 0, 1) \quad (15)$$

となる。よってこの場合は、3番目と5番目の拡散系列が送信されることになる。(例終)

受信側では、受信信号と各拡散系列との相関をとる。その出力を、

$$Z = (z_1, z_2, z_3, \dots, z_M) \quad (16)$$

と表す。次に、この値の2乗をとり、それと用意した系列選択用符号との相関をとると、その出力は次式で表される。

$$C_i(u) = \sum_{j=0}^{M-1} z_{j+1}^2 \cdot x(i)_{j+u} \quad (17)$$

g 個の符号の各巡回シフト位相に対する相関値は、次式のように表せる。

$$C = \begin{pmatrix} C_1(0) & C_1(1) & C_1(2) & \dots & C_1(M-1) \\ C_2(0) & C_2(1) & C_2(2) & \dots & C_2(M-1) \\ \vdots & \vdots & \vdots & & \vdots \\ C_g(0) & C_g(1) & C_g(2) & \dots & C_g(M-1) \end{pmatrix} \quad (18)$$

これらの値のうち、最も出力の大きい符号とその位相に対応する系列選択用符号の状態を求め、その '1' の位置に対応する拡散系列が送信されたと推定する。そして、この系列選択用符号とその位相に対応したデータを復調データとする。

4.3 系列選択用符号の設計

本章で提案する方式では、系列選択用符号の設計が性能に大きく影響する。

ここで用いる系列選択用符号は、その長さが1局当りに用意しておく拡散系列数 M に等しく、符号の重みが出力される拡散系列数 r に等しい。符号の構成法としては、種々考えられるが、本論文では、長さ M 、重み r の OOC を用いる方法を提案する。

OOC は、重み一定の2値巡回符号であり、長さ M 、重み r の OOC の自己相関 $C_a(u)$ 、あるいは符号間の相互相関 $C_c(u)$ はそれぞれ次式のようになる⁽⁸⁾。

$$C_a(u) \begin{cases} = r & (u=0) \\ \leq \lambda & (u \neq 0) \end{cases} \quad (19)$$

$$C_c(u) \leq \lambda \quad (20)$$

ここで λ は、同期点以外の自己相関、あるいは符号間の相互相関の最大値であり、符号の設計によって、 $1 \leq \lambda \leq r-1$ の正の整数値をとる。一般的には $\lambda=1$ の場合が最も OOC としての効果が大きく、かつ検討もやりやすいため、以後本論文では、 $\lambda=1$ の場合に限定して検討する。 $\lambda=1$ の OOC の場合、長さ M 、重み r に対してとれる符号の数 g は、

$$g \leq \frac{M-1}{r(r-1)} \quad (21)$$

で与えられる⁽⁸⁾。これより、 r がとれる値の範囲は、式(21)において g に1を代入して変形することにより、次式で表される。

$$2 \leq r \leq \frac{1 + \sqrt{4M-3}}{2} \quad (22)$$

これを系列選択用符号として用いた場合、式(18)において、系列の組合せが一致していないところの相関値の平均は、一致しているところの相関値の平均の $(1/r)$ 以下に抑えられる。

4.4 シミュレーション結果

前節で提案した OOC を用いた写像法と復調法の性能を評価するため、計算機シミュレーションによりビット誤り率を求めた。シミュレーション結果を図7に示す。図中の○と□の付いた曲線がここで提案した方式のものである。例えば、 $k=8$ 、 $M=16$ の場合、本章で示した方法は、文献(3)の方法と比較すると、送信する系列の数 r が2から3と1個増えたにもかかわらず、ビット誤り率 10^{-5} における E_b/N_0 は約 1.3 dB 少ない。これは、 r の増加によって送信される系列1個当りの送信電力は小さくなるが、本章の方法によって、送信された系列の推定誤りが減少したためと考えられる。

また、図7より、文献(3)の方法で、 $M=256$ 、 $r=2$ 、 $k=16$ の場合に比べて、本章の方法による $M=64$ 、

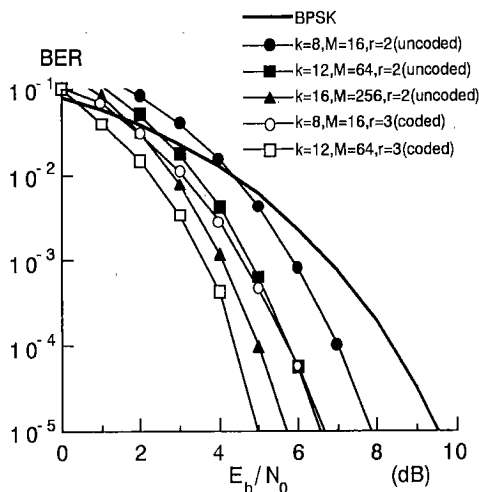


図7 誤り制御を組み込んだ写像法を用いた場合のビット誤り率

Fig. 7 Bit error probability of the PC-SS system with the mapping system including the error control technique.

$r=3$ の方式の方がビット誤り率特性が良いことがわかる。PC-SS方式では、1 ユーザ当たり複数の拡散系列を使用するため、多元接続する場合を考慮すると、1 ユーザ当たりの拡散系列が少なく、かつ良好な誤り率特性が得られる方が、システムの規模を小さくする上からも望ましい。このことから、本章で示した方式は、1局当たりの拡散系列数の削減に有効であると考えられる。

4.5 通常の符号化法との比較

ここでは、本章で提案した方法について、3.で検討した方法との相違点を整理しておこう。

(1) 本章で検討した誤り制御を組み込んだ写像法は、 M 個の拡散系列の中から r 個の組合せを得る際に、その状態を制限することにより、受信側で送信された拡散系列の組合せの判定誤りを減らし、誤り率の改善を図った方式と言える。そのため、ビット誤り率は、通常の符号化法と異なり、 E_b/N_0 の広い範囲にわたってビット誤り率が改善されている。

ここで、 $k=8$ 、 $M=16$ 、 $r=2$ の通常の PC-SS 方式を例にとって考えてみよう。これに、3. の RS 符号を用いる方法で、 $q=256$ の (16, 12)-RS 符号を用いた場合と、本章の方法で、 $M=16$ 、 $r=3$ 、 $\lambda=1$ の OOC を用いた方法では、ビット誤り率 10^{-5} における E_b/N_0 の改善の度合はほとんど同じである。しかしビット誤り率 10^{-3} では、本章の方法の方が 0.4 dB ほど E_b/N_0 の改善度大きい。

(2) 3.の方法は、符号化によって、所要帯域が約 1.3 倍になるが、本章の方法は、 r が増えるだけで、所要帯域は従来の PC-SS 方式と変わらぬ。

(3) 次に符号化率という観点から考えてみる。本章の方法は、PC-SS 方式の分割写像法を誤り制御の考え方を用いて改良したものとも考えられ、その符号化率は通常の PC-SS 方式と同じである。すなわち、本章の方法は、3.の方法と異なり、符号化率が低くなるほど符号化利得が大きくなる。

5. むすび

本論文では、並列組合せ SS 通信方式における誤り制御技術の適用法について、データから並列組合せ系列への写像の前に符号化を行う方法として、リードソロモン符号を用いる方法を、また送信データから並列組合せ系列への変換を行う写像回路と、それに対応する最尤判定復調器に誤り制御を組み込む方法として、Chung らの重み一定符号を用いた 2 重相関による誤り抑圧法を提案し、その効果について検討した。

前者の方法は、符号化によって帯域が広がるが、ビット誤り率 10^{-5} で所要の E_b/N_0 を約 1.3 dB 以上低減できることがわかった。また後者の方法は、符号化による帯域の増加を伴わずに、ほぼ全体的に約 1 dB 以上所要の E_b/N_0 を削減できることがわかった。そして図 7 より、符号化なしの PC-SS 方式と比較して、ほぼ同じビット誤り率特性を保ったままで、1局当りに割り当てる拡散系列数を、約 1/4 以下に削減できることがわかった。

本論文で示した二つの方法は、その誤りの改善の手法やビット誤り率の改善の傾向がそれぞれ異なるため、伝送路の特性によって使い分けたり、両方を併用することも可能と考えられる。

今後の課題としては、二つの方法を併用した場合の性能や、SSMA に適用した場合の周波数利用効率に関する検討などが挙げられる。

謝辞 本論文の作成にあたり、御検討、御協力を頂いた長岡技術科学大学太刀川信一助教授、穂刈治英技官、丸林研究室の各位に感謝致します。

文 献

- (1) 丸林 元：“スペクトル拡散通信の最新研究・開発動向”，信学論(B-II)，J74-B-II，5，pp. 176-181(1991-05)。
- (2) 朱 近康，佐々木重信，丸林 元：“並列組合せ SS 通信方式の提案”，信学論(B-II)，J74-B-II，5，pp. 207-214(1991-05)。
- (3) 佐々木重信，朱 近康，丸林 元：“並列組合せ SS 通信方

式の写像法と復調法に関する検討”, 信学論(A), **J75-A**, 4, pp. 824-830(1992-04).

- (4) 佐々木重信, 朱 近康, 丸林 元: “並列組合せ SSMA に関する一検討”, 信学技報, **SST91-61**(1991-08).
- (5) Enge P.K. and Sarwate D.V.: “Spread spectrum multiple access performance of orthogonal codes: linear receivers”, IEEE Trans. Commun., **COM-35**, 12, pp. 1309-1319(Dec. 1987).
- (6) 太刀川信一, 丸林 元: “M-ary/SSMA の周波数利用効率”, 信学論(A), **J73-A**, 10, pp.1678-1687(1990-10).
- (7) 今井秀樹: “符号理論”, 電子情報通信学会(1990).
- (8) Chung F.R.K, Salehi J.A., and Wei V.K.: “Optical orthogonal codes: design, analysis, and applications”, IEEE Trans. Inf. Theory, **IT-35**, 3, pp. 595-604(May 1989).

(平成4年5月14日受付, 9月21日再受付)



佐々木重信

昭62 長岡技科大・工・電子機器工学課程卒. 平1 同大学院工学研究科修士課程了. 同大学院博士後期課程を経て, 平4より新潟大学工学部電気電子工学科助手. 現在に至る. スペクトル拡散通信方式, デジタル信号処理等の研究に従事. 情報理論とその

応用学会会員.



朱 近康

昭41 中国四川大・工・電子卒. 同年中国科学技術大学勤務. 昭53年度中国科学院科学研究賞. 平1年度自然科学賞受賞. 現在, 同大・工・電子助教授. 符号理論, 情報通信工学の研究に従事.



丸林 元

昭28 京大・工・電気卒. 同年日本電信電話公社入社電気通信研究所勤務. 以来, 同軸ケーブル中継方式, 光ファイバケーブルの研究実用化に従事. 昭50 電気通信研究所線路研究部長. 昭53 退職・長岡技術科学大学教授. 現在に至る. 昭41 本会論文賞受賞.

平1年度本会信越支部長. 著書「通信伝送工学」.