

記憶のある通信路における効率的なブロックターボ復号アルゴリズム

An efficient block turbo decoding algorithm over channels with memory

若狭 心司* 八木 秀樹* 小林 学† 平澤 茂一*
Shinji WAKASA Hideki YAGI Manabu KOBAYASHI Shigeichi HIRASAWA

Abstract— A turbo decoding algorithm, a well-known decoding algorithm of turbo codes, has been proposed for the additive white Gaussian noise channels. When we consider practical communication channels, they usually have memory. Recently, turbo decoding algorithms for channels with memory have been studied where the component codes are convolutional codes. For block turbo codes, decoding algorithms have not been studied enough. In this paper, we propose novel block turbo decoding algorithms for channels with memory and show by simulation results that the proposed decoding algorithms have good performance.

Keywords— block turbo codes, OS decoding algorithm, hidden Markov model, extrinsic information

1 まえがき

ターボ符号は、1993年にフランスのC.Berrouらによって提案された通信路符号化方式 [2] であり、シャノン限界に迫る新しい方式として近年、様々な研究がなされている。その中で要素符号にブロック符号を用いたブロックターボ符号が示されており、その効率的な復号法が提案されている [1][3]。これらの復号法では、通信路で発生する雑音は各シンボルごとに独立であること、すなわち無記憶であることを仮定している。そのため、これらの復号法を記憶のある通信路に対してそのまま適用しても満足な復号結果は得られない。

一方、一般の線形ブロック符号に関しては、既に記憶のある通信路における軟判定復号法が開発されている [5]。しかし記憶のある通信路におけるブロックターボ符号の復号法に関しては十分な研究がなされていない。

そこで本論文では、記憶のある通信路が隠れマルコフモデルに従うと仮定して、その通信路におけるブロックターボ符号の新しい復号法を提案する。また、シミュレーションにより提案復号法の有効性を示す。

2 準備

2.1 積符号

2つの要素符号 C_1, C_2 を用いた 2次元 ($N = n_1 n_2, K = k_1 k_2, D = d_1 d_2$) 積符号を考える。ここで C_1 は符号長 n_1 、情報記号数 k_1 、最小距離 d_1 の 2元線形 (n_1, k_1, d_1) ブロック符号であり、 C_2 は符号長 n_2 、情報記号数 k_2 、最小距離 d_2 の 2元線形 (n_2, k_2, d_2) ブロック符号である。また $C_1 (C_2)$ を行 (列) 方向の要素符号という。本論文では簡単のため 2元線形 (n, k, d) ブロック符号 C を行・列方向の要素符号とした 2元線形 ($N = n^2, K = k^2, D = d^2$) 積符号 P を考える。

2.2 通信路モデル

本論文では、有限離散の状態集合 $S = \{S_1, S_2, \dots, S_{|S|}\}$ からなる隠れマルコフモデルから加法的雑音が生成されると仮定する。状態 $S_j, j = 1, 2, \dots, |S|$ では平均 0、分散 $\sigma_{S_j}^2$ のガウス雑音が発生する。以降、この通信路を AWGN 通信路と區別して、隠れマルコフ型ガウス雑音 (HMGN) 通信路と呼ぶ。

* 〒169-8555 東京都新宿区大久保 3-4-1 早稲田大学経営システム工学科, Dept. of Industrial and Management Systems Engineering, Waseda University, 3-4-1 Ohkubo Shinjuku-ku, Tokyo, 169-8555 Japan, E-mail: shinji@hirasa.mgmt.waseda.ac.jp

† 〒251-8511 神奈川県藤沢市辻堂西海岸 1-1-25 湘南工科大学情報工学科, Faculty of Engineering, Shonan Institute of Technology, 1-1-25 Tsujido Nishikaigan, Fujiwara-shi, Kanagawa, 251-8511 Japan.

状態 S_j から状態 S_k への状態遷移確率を $p(S_k|S_j)$ 、状態 S_j の定常確率を $p(S_j)$ と表す。復号器側では、遷移確率 $p(S_k|S_j)$ と定常確率 $p(S_j)$ は既知であると仮定する。

2.3 システムモデル

積符号 P の任意の符号語 $c = (c_1, c_2, \dots, c_N) \in \{0, 1\}^N$ を送信系列 $y = (y_1, y_2, \dots, y_N), y_i = (-1)^{c_i} \in \{+1, -1\}$ へ写像して HMGN 通信路へ入力すると仮定する。受信側では受信系列 $r = (r_1, r_2, \dots, r_N)$ より、信頼度系列 $\theta = (\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_N), \theta_i = \ln \frac{Pr(r_i|c_i=0)}{Pr(r_i|c_i=1)}$ を生成する。また $\forall i \in [1, N]$ に対して、硬判定シンボル z_i を次式で定義する。

$$z_i = \begin{cases} 0, & \text{if } \theta_i \geq 0; \\ 1, & \text{otherwise.} \end{cases} \quad (1)$$

ここで $[i_1, i_2]$ は i_1 以上 i_2 以下の整数集合を表す。この θ および硬判定受信系列 $z = (z_1, z_2, \dots, z_N)$ を用いて復号を行う。また $|\theta_i|$ が大きいほど z_i が誤っている確率は小さいので、 $|\theta_i|$ を信頼度と呼ぶ。本論文では、硬判定シンボルの確からしさを表す値を一般に信頼度と呼ぶことにする。

いま、 $\forall l \in [1, n], \forall j \in [1, n]$ に対し、 $r_j^{(l)} = r_{(l-1)n+j}$ と定義する。また 2次元受信 $n \times n$ 行列を $R = [r_j^{(l)}]$ とする。さらに行列 R の第 l 行目の行ベクトルを $r_{\cdot}^{(l)}$ で表し、 R の第 l 列目の列ベクトルを $r_{\cdot}^{(l)}$ で表す。

3 従来研究

本節では雑音が独立な AWGN 通信路におけるブロックターボ符号に対する効率の良いターボ復号法について述べる。AWGN 通信路では、符号語シンボルを独立とみなすことにより、

$$\theta_i = \ln \frac{Pr(r_i|c_i=0)}{Pr(r_i|c_i=1)}, \quad \forall i \in [1, N], \quad (2)$$

となる。

3.1 積符号に対するブロックターボ復号法 [1]

ブロックターボ復号法はまず復号対象行列 R' の行ベクトル $r_{\cdot}^{(l)}$ に対し復号を行う。この結果をもとに列ベクトル $r_{\cdot}^{(l)}$ に対し復号を行う。この過程を τ_{\max} 回繰り返す。ただし τ_{\max} は偶数とする。

[ブロックターボ復号アルゴリズム]

- s1) $\tau := 1$ とする。復号対象行列を $R' := [r_j^{(l)}]$ とおく。
- s2) $\forall l \in [1, n]$ に対し $r_{\cdot}^{(l)}$ の復号を行い、外部情報 $\omega_j^{(l)}, \forall j \in [1, n]$ を求める。
- s3) $\omega_j^{(l)}$ を用いて、受信行列を

$$R' := [r_j^{(l)} + \alpha[\omega_j^{(l)}]] \quad (3)$$

と更新する。ここで $\alpha (> 0)$ はある定数を表す。また、 $\tau := \tau + 1$ とする。

- s4) $\forall l \in [1, n]$ に対し $r_{\cdot}^{(l)}$ の復号を行い、 $\omega_j^{(j)}, \forall j \in [1, N]$ を求める。

- s5) もし $\tau = \tau_{\max}$ ならば復号符号語を出力して終了する。そうでなければ (3) より R' を更新し、 $\tau := \tau + 1$ として s2) に戻る。□

なお、s3) で用いる外部情報の計算法は次節で詳しく述べる。

3.2 h-sOS 復号法 [3]

ターボ復号アルゴリズムの s2) と s4) における要素符号に対する復号は順序統計量に基づく復号が用いられる。この復号を

h -sOS 復号法といい、 h は要素符号に対する 1 回の復号で生成する候補符号語数を表している。候補符号語は k 次元ベクトル $t_\mu, 1 < \mu < 2^k$, と 1 対 1 対応し、この t_μ をテストパターンと呼ぶ。 h -sOS 復号法では復号に用いるテストパターンの集合 \mathcal{T} を事前に定める。以下で \mathcal{T} の構成法を述べる。

事前に \mathcal{P} の要素符号である 2 元線形 (n, k, d) ブロック符号 C に対し、全ゼロの符号語 $c = 0$ を送信する。ここで受信系列を $q = (q_1, q_2, \dots, q_n)$ と表す。 $M(q) = \{m_1, m_2, \dots, m_k | 1 < m_1 < m_2 < \dots < m_k \leq n\}$ は受信系列 q における信頼度 $|\theta_i|$ の値の高い k ビットの位置集合を表す。また、あるテストパターン t の評価値を $f(t)$ で表す。

[テストパターン集合 \mathcal{T} の構成法]

- t0) $\mathcal{T} := \emptyset$ とし、系列長 k の全ての 2 元ベクトル $v \in \{0, 1\}^k$ に対し $f(v) := 0$ とおく。全ての受信系列 q に対し、次の t1) ~ t3) を繰り返し行う。
- t1) 受信系列 q から信頼度の高い k ビットの集合 $M(q) = \{m_1, m_2, \dots, m_k\}$ を求める。
- t2) $t := (z(q_{m_1}), z(q_{m_2}), \dots, z(q_{m_k}))$ とする。ここで $z(q_{m_i})$ は q_{m_i} を硬判定したものを表す。
- t3) もし $t \notin \mathcal{T}$ ならば $\mathcal{T} := \mathcal{T} \cup \{t\}$, $f(t) := 1$ とする。そうでなければ $f(t) := f(t) + 1$ とする。□

以上より得られた \mathcal{T} を $f(t)$ の値の降べきの順に並び換え、上位 h 個のテストパターンからテストパターン集合 \mathcal{T}_h を決定する。

以下では s2) における $r_{\underline{c}}$ の復号法を示すが、s4) における $r_{\underline{c}}$ についても同様である。ここで G を要素符号 C の生成行列とする。

まず復号器への入力系列 $r_{\underline{c}}$ から信頼度の高い線形独立な k ビットを選び、生成行列 G の列を信頼度の高い順に並び換え、最左の k 列が線形独立になるようにする。また、最左の $k \times k$ 行列が単位行列となるよう行基本操作を行い、置換生成行列 \tilde{G} を作成する。以降、 n 次元ベクトル \tilde{x} に対し、 \tilde{G} と同様のビット位置置換を施したものを一般に \tilde{x} で表す。また、 $r_{\underline{c}}$ の硬判定系列 $\tilde{z}^{(l)}$ の左から k ビットを $\tilde{u}^{(l)}$ で表す。さらに $\forall t_j \in \mathcal{T}_h$ に対し、信頼度の大きい順に同様のビット位置置換した系列を $\tilde{t}_j \in \tilde{\mathcal{T}}_h$ とする。ある符号語 $\tilde{x} \in C$ に対し、受信系列 $r_{\underline{c}}$ との 2 乗ユークリッド距離を次式で定義する。

$$\|r_{\underline{c}}^{(l)} - \tilde{x}\|^2 = \sum_{i=1}^n (r_i^{(l)} - x_i)^2. \quad (4)$$

以下に h -sOS 復号アルゴリズムを示す。

[h -sOS 復号アルゴリズム]

- u1) $\kappa := 1$ とする。さらに $\tilde{c}_0^{(l)} := \tilde{u}^{(l)} \tilde{G}$ とし、 $\tilde{C}^{(l)} := \{\tilde{c}_0^{(l)}\}$ とする。
- u2) テストパターン $\tilde{t}_\kappa \in \tilde{\mathcal{T}}_h$ を出力し、候補符号語 $\tilde{c}_\kappa^{(l)} := (\tilde{u}^{(l)} \oplus \tilde{t}_\kappa) \tilde{G}$ を生成する。ここで \oplus は排他的論理和を表す。 $\tilde{C}^{(l)} := \tilde{C}^{(l)} \cup \{\tilde{c}_\kappa^{(l)}\}$ とする。
- u3) もし $\kappa \neq h$ ならば $\kappa := \kappa + 1$ と更新して u2) へ戻る。
- u4) 生成された候補符号語集合 $\tilde{C}^{(l)}$ より、

$$b := \arg \min_{c_i^{(l)} \in \tilde{C}^{(l)}} \{|r_{\underline{c}}^{(l)} - c_i^{(l)}|^2\} \quad (5)$$

とする。また $\forall j \in [1, n]$ に対し、

$$w_j := \arg \min_{w \in C^{(l)}} \{|r_{\underline{c}}^{(l)} - w\|^2 | w = (w_1, w_2, \dots, w_n), w_j \neq b_j\} \quad (6)$$

とする。

- u5) もし w_j が存在するならば b と w_j から第 j シンボルの外部情報 $\omega_j^{(l)}$ を

$$\omega_j^{(l)} := \frac{1}{4} (|z - w_j|^2 - |z - b|^2) b_j - r_j^{(l)}, \quad (7)$$

より求める。そうでなければ、

$$\omega_j^{(l)} := \beta b_j - r_j^{(l)}, \quad (8)$$

とする。ここで β はある定数である。□

3.3 HMGN 通信路における信頼度情報 [5]

本節では HMGN 通信路における硬判定シンボルの信頼度について述べる。まず、送信系列 $y = (y_1, y_2, \dots, y_N)$ が通信路に入力されたときの通信路の状態系列を $s = (s_1, s_2, \dots, s_{N+1}) \in \mathcal{S}^{N+1}$ で表す。以降、 s を通信路状態系列と呼ぶことにする。このとき、符号語 c の尤度について次式が成り立つ。

$$P(r|c) = \sum_s p(s_1) \prod_{j=1}^N p(s_{j+1}|s_j) P(r_j|c_j, s_j). \quad (9)$$

状態 S_j の定常確率 $p(S_j)$ と遷移確率 $p(S_k|S_j)$ は復号器側で既知であり、さらに結合尤度関数 $P(r_j|c_j, s_j), j = 1, 2, \dots, N$, は既に得られている受信系列 r から計算が可能である。式 (9) は通信路状態のトレリスを用いることによって効率的に計算することが可能である [5]。

HMGN 通信路における通信において、ビット毎の対数尤度比 (LLR) $\theta_j = \ln \frac{P(r_j|c_j=0)}{P(r_j|c_j=1)}$ を計算することは容易ではない。ここで結合尤度 $P(r_j|c_j, s_j)$ に対して状態 $s_j \in \mathcal{S}$ で平均をとった状態遷移に独立な平均尤度 $q(r_j|c_j)$ を示す。これは状態 $s_j \in \mathcal{S}, j = 1, 2, \dots, N$, に対して

$$q(r_j|c_j) = \sum_{s_j \in \mathcal{S}} p(s_j) P(r_j|c_j, s_j), \quad (10)$$

で表される。

そして受信シンボル $r_j, j = 1, 2, \dots, N$, に対して $q(r_j|c_j)$ を用いた平均 LLR は次式で表される。

$$\phi_j = \ln \frac{q(r_j|c_j = 0)}{q(r_j|c_j = 1)}, \quad j \in [1, N]. \quad (11)$$

この平均 LLR $\phi = (\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_N)$ を用いて

$$z_j = \begin{cases} 0, & \text{if } \phi_j \geq 0; \\ 1, & \text{otherwise,} \end{cases} \quad (12)$$

として硬判定系列 $z = (z_1, z_2, \dots, z_N)$ を得る。しかし、 ϕ_j は通信路状態系列を考慮に入れていないため、 ϕ_j から計算された硬判定シンボルは確からしさに欠けているであろう。

そこで、 r 全体を考慮に入れた第 j シンボルの LLR を考える。いま $j = 1, 2, \dots, N$ それぞれに対して $z_{\nu,j}$ を

$$z_{\nu,j} = (z_1, z_2, \dots, z_{j-1}, \nu, z_{j+1}, \dots, z_N), \quad \nu \in \{0, 1\}, \quad (13)$$

とする。ここで、 $z_{0,j}, z_{1,j}$ のどちらか一方は必ず z と一致する。このとき、 $j = 1, 2, \dots, N$ に対して ψ_j を次式で表す。

$$\psi_j = \ln \frac{P(r|z_{0,j})}{P(r|z_{1,j})}, \quad j \in [1, N]. \quad (14)$$

そして $|\psi_j|$ を本論文で用いる HMGN 通信路における信頼度とする。これは [4] における LLR を雑音が実数の場合に拡張した信頼度と考えられる。

4 提案復号法

4.1 記憶のある通信路における外部情報算出

ターボ復号を行うためには要素符号の復号の際に各シンボルごとに外部情報を算出し、次の要素符号の復号器に受け渡さなければならない。シンボル毎に雑音が独立な AWGN 通信路では、上で述べたように簡単に外部情報を算出できるが、通信路に記憶のある HMGN 通信路ではそれを求めることは容易ではない。そこで本節では、HMGN 通信路におけるブロックターボ符号の外部情報算出について述べる。

いま、 $r^{(l)}$ が $r_{\underline{c}}^{(l)}$, または $r_{\underline{c}}^{(l)}$ を表すことにする。さらに $P(r^{(l)}|c)$ に対し、

$$P(r^{(l)}|c) = \sum_s p(s_1) \prod_{\kappa=1}^n p(s_{\kappa+1}|s_\kappa) P(r_\kappa^{(l)}|c_\kappa, s_\kappa), \quad (15)$$

が成り立つと仮定する。ここで $y_j^{(l)}$ を受信シンボル $r_j^{(l)}$ に対応する送信シンボル、また $y^{(l)}$ を $r^{(l)}$ に対応する送信系列とす

ると、各シンボルの対数事後確率比は

$$\Lambda(y_j^{(l)}) = \ln \frac{p(y_j^{(l)} = +1 | r^{(l)})}{p(y_j^{(l)} = -1 | r^{(l)})} \quad (16)$$

$$= \ln \frac{\sum_{c_i^{(l)} \in S_j^{+1(l)}} P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)})}{\sum_{c_i^{(l)} \in S_j^{-1(l)}} P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)})}, \quad (17)$$

で与えられる。ただしここで第 j シンボルが 0 である候補符号語の集合を $S_j^{+1(l)}$ 、第 j シンボルが 1 である候補符号語の集合を $S_j^{-1(l)}$ とおいている。

式 (17) に現れる尤度 $P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)})$ は、3.3 節で述べたように

$$P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)}) = \sum_s p(s_1) \prod_{\kappa=1}^n p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa}), \quad (18)$$

で表される。ここで候補符号語の第 j シンボルに注目すると尤度 $P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)})$ は更に、

$$P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)}) = \sum_s p(s_1) \left\{ \prod_{\kappa=1}^{j-1} p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa}) \times p(s_{j+1} | s_j) P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, s_j) \times \prod_{\kappa=j+1}^n p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa}) \right\}, \quad (19)$$

のように分解することができる。

ここで式 (19) において、 $\prod_{\kappa=1}^{j-1} p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa})$ と $\prod_{\kappa=j+1}^n p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa})$ は前向き後ろ向きアルゴリズムを用いることにより計算することができる [4]。

隠れマルコフ型雑音通信路の状態 $\delta \in S$ に滞在する定常確率を $p(\delta)$ とし、まず前向き確率の初期値を $a_0(\delta) = p(\delta)$ で与える。それぞれの $\delta \in S$ に対して、 $a_j(\delta)$ を $j = 1, 2, \dots, n$ について次式で再帰的に求める。

$$a_j(\delta) = \sum_{\delta' \in S} p(\delta | \delta') P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, \delta') a_{j-1}(\delta'). \quad (20)$$

ここで HMGN 通信路の仮定より $P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, s)$ は次式で表される。

$$P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, s) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_s}} \exp \left\{ -\frac{(r_j^{(l)} - (-1)^{c_{i,j}^{(l)}})^2}{\sigma_s^2} \right\}. \quad (21)$$

また、後ろ向き確率の初期値を $b_n(\delta') = 1, \forall \delta' \in S$ 、で与える。それぞれの $\delta' \in S$ に対して、 $b_j(\delta')$ を $j = n-1, n-2, \dots, 1$ 、について次式で再帰的に求める。

$$b_j(\delta') = \sum_{\delta \in S} p(\delta | \delta') P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, \delta') b_{j+1}(\delta). \quad (22)$$

よって $a_j(\delta)$ と $b_j(\delta')$ を用いることにより、式 (19) は次のように書き換えることができる。

$$P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)}) = \sum_s a_j(s_j) \times p(s_{j+1} | s_j) P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, s_j) \times b_{j+1}(s_{j+1}). \quad (23)$$

AWGN 通信路において、ある第 j シンボルの外部情報は、そのシンボルの値には独立である [2]。HMGN 通信路においては、 $P(r^{(l)} | y^{(l)} = c_i^{(l)})$ の計算において $P(r_j^{(l)} | c_{i,j}^{(l)}, s_j) = 1$ とおくことにより、そのシンボルの影響を除外できると考えられ

る。すなわち、

$$x_{i,j}^{(l)} = \sum_s p(s_1) \prod_{\kappa=1}^{j-1} p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa}) \times p(s_{j+1} | s_j) \times \prod_{\kappa=j+1}^n p(s_{\kappa+1} | s_{\kappa}) P(r_{\kappa}^{(l)} | c_{i,\kappa}^{(l)}, s_{\kappa}), \quad (24)$$

と表される。

この $x_{i,j}^{(l)}$ を全ての候補符号語について算出し、

$$\omega_j^{(l)} = \ln \frac{\sum_{c_i^{(l)} \in S_j^{+1(l)}} x_{i,j}^{(l)}}{\sum_{c_i^{(l)} \in S_j^{-1(l)}} x_{i,j}^{(l)}}, \quad (25)$$

とおいたものを、本論文での HMGN 通信路におけるブロックターボ符号の第 j シンボルの外部情報とする。

4.2 提案復号アルゴリズム

以下で述べる提案復号アルゴリズムでは HMGN 通信路における信頼度 $|\psi|$ を用いる。ここでは、HMGN 通信路に対する送信系列の送信順を、積符号 P において行方向に上から順番に送ることを仮定する。

さらに積符号 P の行方向については雑音の記憶を用いることができるので、式 (24)、(25) を用いて外部情報の算出を行う。列方向については雑音の記憶を用いることは適切ではないので、ここでは式 (7) を用いて計算する。また、 $t0$ から $t3$ において式 (14) で与えられる信頼度 $|\psi|$ を用いて、記憶のある通信路に対するテストパターン集合 \mathcal{T} を構成する。これを提案復号アルゴリズムとする。

以下にそのアルゴリズムを示す。

[提案復号アルゴリズム]

w1 $\tau := 1$ とする。復号対象行列を $R := [r_j^{(l)}]$ 、復号過程において受信値を更新する行列を $R' := [r_j'^{(l)}]$ とおく。さらに R' を硬判定した行列を $Z' := [z_j'^{(l)}]$ とし、 $z_j'^{(l)} = z_{j+(l-1) \times n}^{(l)}$ と定義する。

w2 復号対象行列 $R = [r_j^{(l)}], j \in [1, n], l \in [1, n]$ に対して、式 (11) を用いることにより平均 LLR $\phi_j^{(l)}$ を計算し、 $Z' = [z_j'^{(l)}]$ を求める。ここで $\phi_j^{(l)}$ は受信シンボル $r_j^{(l)}$ に対応する平均 LLR とする。

w3 復号対象行列 $R = [r_j^{(l)}], Z' = [z_j'^{(l)}], j \in [1, n], l \in [1, n]$ に対して、信頼度 $|\psi_j^{(l)}|$ を次式で計算する。

$$|\psi_j^{(l)}| = \ln \frac{P(R | z_{0,j+(l-1) \times n}^{(l)})}{P(R | z_{1,j+(l-1) \times n}^{(l)})}, \quad j \in [1, n], l \in [1, n]. \quad (26)$$

ここで $|\psi_j^{(l)}|$ は受信シンボル $r_j^{(l)}$ に対応する信頼度である。

w4 $r_l^{(l)}, \forall l \in [1, n]$ 、に対して、信頼度 $|\psi_j^{(l)}|$ を用いて置換生成行列 \tilde{G} を生成する。

w5 h -sOS 復号アルゴリズムの $u1$) から $u3$) を行い、候補符号語集合 $\tilde{C}^{(l)}$ を生成する。

w6 生成された候補符号語集合 $\tilde{C}^{(l)}$ の各要素 $c_i^{(l)}, 1 \leq i \leq h$ 、に対して、式 (20)、(22) を用いることにより、 $a_{i,j}^{(l)}(s_j), b_{i,j}^{(l)}(s_j), \forall j \in [1, n], \forall l \in [1, n]$ 、を計算する。また、 $x_{i,j}^{(l)}$ を次式により算出する。

$$x_{i,j}^{(l)} := \sum_s a_{i,j}^{(l)}(s_j) \times p(s_{j+1} | s_j) \times b_{i,j+1}^{(l)}(s_{j+1}). \quad (27)$$

w7 $x_{i,j}^{(l)}$ を用いて外部情報 $\omega_j^{(l)}$ を次式により算出する。

$$\omega_j^{(l)} = \ln \frac{\sum_{c_i^{(l)} \in S_j^{+1(l)}} x_{i,j}^{(l)}}{\sum_{c_i^{(l)} \in S_j^{-1(l)}} x_{i,j}^{(l)}}. \quad (28)$$

w8 外部情報 $\omega_j^{(l)}$ を用いて、 $R' = [r_j'^{(l)}]$ を

$$r_j'^{(l)} := r_j^{(l)} + \gamma \times \omega_j^{(l)}, \quad j \in [1, n], l \in [1, n], \quad (29)$$

と更新する。ここで $\gamma (> 0)$ はある定数を示す。さらに $\tau := \tau + 1$ とする。

w9) $R' = [r_j^{(l)}]$ に対して、平均 $\text{LLR} \phi_j^{(l)}$ を計算し $Z' = [z_j^{(l)}]$ を更新する。

w10) 復号対象行列 $R = [r_j^{(l)}]$, 更新された $Z' = [z_j^{(l)}], j \in [1, n], l \in [1, n]$ に対して、信頼度 $|\psi_j^{(l)}|$ を再計算する。

w11) $r_l^{(l)}, \forall l \in [1, n]$ に対して、信頼度 $|\psi_j^{(l)}|$ を用いて置換生成行列 \hat{G} を生成する。

w12) h-sOS 復号アルゴリズムの u1) から u5) を行う。

w13) もし $\tau = \tau_{\max}$ ならば復号符号語を出力して終了する。そうでなければ式 (3) より $R' = [r_j^{(l)}]$ を更新し、w9) と同様に $Z' = [z_j^{(l)}]$ を更新する。さらに $\tau := \tau + 1$ として w3) に戻る。□

5 シミュレーションによる評価

本節では、提案復号法の有効性を示すために、計算機シミュレーションによる評価を行う。

5.1 シミュレーション条件

(1) 記憶のある通信路

シミュレーションでは 2 状態 $S = \{G, B\}$ の隠れマルコフモデルを仮定する。状態 B の定常確率を $p(B) = 0.1$ 、遷移確率を $p(G|B) = 0.1$ とする。また、各状態におけるガウス雑音の分散は $\sigma_B^2 = 10\sigma_G^2$ とする。各図においては状態 B と G の混合ガウス分布を平均 0、分散 $\sigma^2 = p(G)\sigma_G^2 + p(B)\sigma_B^2$ の正規分布と近似した場合の E_b/N_0 [dB] を横軸にとる。

(2) 符号

積符号 P に対して、要素符号を 2 元 (31, 16, 7) BCH 符号とした 2 元 (31, 16, 7)² 積符号を用いる。

(3) 復号法

シミュレーションに用いる復号法としては、SN 比 E_b/N_0 [dB] の HMGN 通信路とみなして復号を行う h-sOS 復号法 (図中、従来)、そして提案復号アルゴリズムを用いた復号法 (図中、提案) を用いる。

さらに、比較のため提案復号アルゴリズムに真の雑音状態系列を与える、理想状態系列を用いた復号法 (図中、状態既知) を用いる。

(4) 実験方法

それぞれの復号法に対して、 10^4 個の符号語を SN 比 E_b/N_0 [dB] の HMGN 通信路を介して送信する。1 回の復号においてターボ復号の繰り返し回数は $\tau = 6$ とする。さらにテストパターン集合を構成する際、 2×10^4 個の全ゼロの符号語を送信する。また外部情報による受信値更新のための定数を、 $\alpha = 0.5, \beta = 0.5, \gamma = 0.6$ と定める。そして復号に用いるテストパターン数を $h = 50$ とする。

5.2 評価と考察

(1) 復号誤り確率

図 1 より提案復号アルゴリズムが全ての E_b/N_0 [dB] において従来復号法よりもよい復号性能を示していることがわかる。これは式 (26) による通信路の記憶を考慮した外部情報の算出が有効であることを示している。

また、ターボ復号過程において復号を繰り返す毎に外部情報が再計算され、それにより R' が更新される。そしてその R' により更新される Z' と送信されたであろう符号語とのユークリッド距離が近づくため、その硬判定 Z' と復号対象行列 R によって通信路状態系列を正しく推定することができたと考えられる。

(2) 計算量

本節では従来復号法と提案復号アルゴリズムについて、その復号に要する計算量について述べる。

従来復号法において、各シンボルの信頼度を算出する際の実数演算回数は、加算が 0、乗算が $O(n^2)$ となる。また提案復号アルゴリズムの実数演算回数は、乗算、加算ともに $O(|S|^2 \cdot n^2)$ となり、提案アルゴリズムは従来復号法と比較して計算量が増えている。

次に復号に支配的となる外部情報算出に要する実数演算回数について比較する。従来復号法に要する復号全体の計算量は、乗算が $O(n^2)$ 、加算が $O(n^3 + h \cdot n^2)$ となる。一方、提案復号

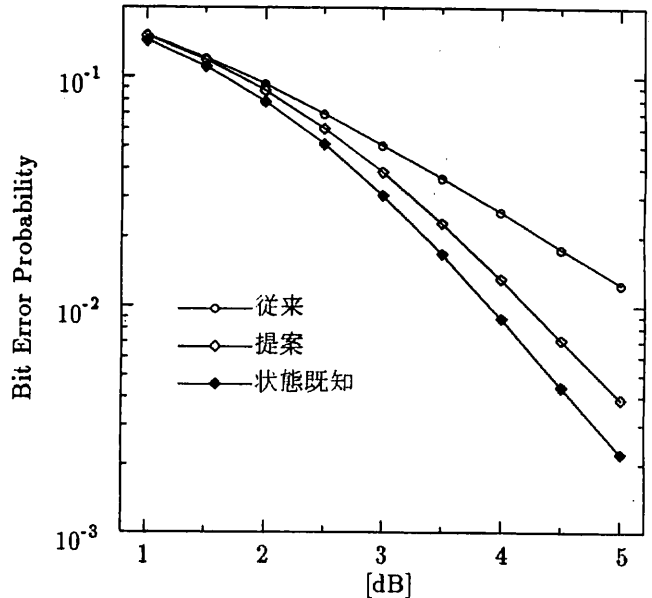


図 1: $h = 50$ 個とした復号結果

アルゴリズムの復号全体の計算量は、乗算が $O(h \cdot |S|^2 \cdot n^2)$ 、加算が $O(n^3 + h \cdot |S|^2 \cdot n^2)$ となる。すなわち提案アルゴリズムの計算量は HMGN 通信路の状態数に依存して増大することになるが、状態数が少ない環境では従来復号法と同等な計算量であろう。

なお、復号過程における候補符号語集合生成に要するビット演算の計算量は、従来復号法、提案復号法とも変わらず $O(h \cdot k \cdot n^2)$ の計算量となる。

最終的に従来復号法、提案復号法の計算量はともに $O(n^3)$ となる。

6 まとめと今後の課題

本論文では、隠れマルコフモデルに従う雑音に記憶のある通信路における、効率のよいブロックターボ符号の復号法を提案した。結果、従来復号法よりも提案復号法がよい復号性能を示した。これより、本論文で提案したブロックターボ符号の外部情報の算出手法が有効であるということがわかる。

今後の課題としては、雑音に記憶のある通信路に適したより正確な外部情報の算出方法を導出することが挙げられる。

謝辞

著者の一人若狭は日頃より有益な助言を頂いた早稲田大学の細谷剛氏および、平澤研究室の方々に感謝致します。本研究の一部は文部省科学研究費 (基礎研究 No.1576-0281) の助成による。

参考文献

- [1] R.M.Pyndiah, "Near-optimum decoding of product code: Block Turbo codes," *IEEE Trans. Commun.*, vol.46, pp.1008-1010, Aug. 1998.
- [2] C.Berrou, A.Glavieux and P.Thitimajshima, "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo code(1)," *IEEE Int. Conf. Commun. ICC'93*, vol2/3, pp.1064-1071, May. 1993.
- [3] H.Tokushige, J.Asatani, M.Fossorier and T.Kasami, "A Soft-input and output Decoding Algorithm for Block Turbo Codes," *The 25th Symposium on Information Theory and Its Applications*, Gunma, Japan, pp.3-6, Dec. 10-13, 2002.
- [4] T.Wadayama, "An iterative decoding algorithm of low density parity check codes for hidden Markov noise channel," *Proc. of International Symposium on Information and Its Applications*, Hawaii, U.S.A., Nov. 2000.
- [5] 八木秀樹, 小林学, 平澤茂一, "隠れマルコフ型雑音通信路における信頼度情報に基づく軟判定復号法," *The 25th Symposium on Information Theory and Its Applications*, Gunma, Japan, pp.11-14, Dec. 10-13, 2002.