

## 科学研究費助成事業（学術研究助成基金助成金）研究成果報告書

平成 25 年 6 月 7 日現在

機関番号：14401

研究種目：若手研究（B）

研究期間：2011～2012

課題番号：23760335

研究課題名（和文）デジタル—アナログ接続符号化とその繰り返し復号法に関する研究

研究課題名（英文）A Study on Digital-Analog Concatenated Coding and Iterative Decoding

研究代表者

衣斐 信介（IBI SHINSUKE）

大阪大学・大学院工学研究科・助教

研究者番号：10448087

研究成果の概要（和文）：

本研究課題では、昨今の乱立して提案されている最先端の各種通信技術をモジュールとして捉え、それらを単純に組み合わせた時に生じる不整合性を取り除きつつ、システム全体で見た最大性能を得るためのフレームワークを提供することを目的とする。この目的を達成するため、通信システムをデジタル符号領域、アナログ符号領域、無線通信路領域に大別した上で、デジタル-アナログ接続符号構造を有するものと見なし、アナログ符号領域を EXIT 解析に基づき設計することにより、不整合性を取り除く手法を明らかにする。

研究成果の概要（英文）：

In this research, several cutting-edge wireless communication techniques are regarded as modules which are classified into three types: digital codec, analog codec, and wireless channels. In order to approach the maximum capability of the triple concatenated systems, mismatch among the modules are removed as possible in terms of mutual information. A major contribution of this research is an approach that extrinsic information transfer (EXIT) characteristics plays a key role to remove the mismatch.

交付決定額

（金額単位：円）

	直接経費	間接経費	合計
交付決定額	2,100,000	630,000	2,730,000

研究分野：工学

科研費の分科・細目：通信・ネットワーク工学

キーワード：繰り返し復号，EXIT チャート，中継伝送，適応符号化変調

### 1. 研究開始当初の背景

昨今の無線通信サービスの多様化に伴い、現在、様々な通信形態とそれに伴う通信方式の検討が精力的に行われている。なお、近年注目を集めているクラウドコンピューティングの普及に伴い、ユーザ端末があらゆる場所で通信サービスを要求する機会が増加すると考えられるため、無線通信が担う役割が非常に重要となることは間違いない。この役割を果たすことを目的として、ユーザの通信要求を柔軟に満たすべく通信形態および通信方式のさらなる多様化が予想される。

しかし、この多様化がさらに進展すると、

様々な通信技術が乱立し、各技術の組み合わせ数が莫大なものとなるため、専門家さえ最適な通信システム構成を把握することが困難となる。そこで本研究課題では、「最先端の各種通信技術をモジュールとして捉え、それらのモジュールが適切に協調動作する仕組みを導入することで、システム全体として最大の性能を引き出す方式の開発」を主題とする。

### 2. 研究の目的

本研究課題では下記の3点に着目し、通信システム全体の合理性について検討した。

I. デジタル符号化によって生成される信

号の伝送容量は、予め通信システムに用意されている（標準規格に規定されている）汎用的な符号化に限定されるため、「離散的な値」。

- II. 無線通信路が有する通信路容量は、通信路状況に応じて「連続的に変化」。（デジタル符号化による離散的な伝送容量では不整合が生じる。）
- III. デジタル復号とアナログ復号の復号結果を、交換しながら繰り返し復号する手法の最適化に関する検討は、「国内外を問わず未開拓」（あるいは検討が不十分）。

さらに、これらの着目点を考慮に入れて、前述した本研究課題の主題を書き換えると、「デジタル符号化と無線通信路のモジュールが限定された場合に、それらの不整合性を取り除くためのアナログ符号化を適切に構成することで、通信システム全体の最大性能を引き出す方式の開発」となる。

### 3. 研究の方法

本研究課題は、主に

- (1) アナログ符号の EXIT 解析手法の確立
  - (2) アナログ符号の適応制御
  - (3) デジタル - アナログ接続符号の強化
- の3項目により構成されている。項目(1)では、アナログ符号に対する厳密な EXIT 解析手法を確立することを目的とした。項目(2)では、項目(1)で明らかにした EXIT 解析に基づき、デジタル - アナログ接続符号の強化法について検討した。また、通信路状態の変動に応じて、アナログ符号の構造を適応的に変化させる仕組みを項目(3)で検討した。

本研究成果報告書では、共通の宛先ノード(D)に対して通信を行う2ユーザ( $U_1, U_2$ )のマルチプルアクセス通信路を前提とした通信路 - ネットワーク接続符号化中継 JCNCR (JCNCR: Joint Channel-Network Coded Relaying) を考え、デジタル - アナログ接続符号の概念の有効性について述べる。図1にその送受信機構成を示す。

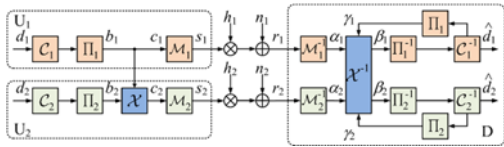


図1. JCNCR のシステムの構成

各  $U_i (i \in \{1, 2\})$  では、D に送るべき固有の情報ビット系列  $d_i(m_i)$ , ( $m_i \in \{1, \dots, M_i\}$ ) を持つ。情報ビット  $d_i(m_i)$  の系列に符号化率  $R_i$  の通信路符号化（デジタル符号化） $C_i$  を施し、独立したパターンのランダムインターリーブ  $\Pi_i$  を経て、符号ビット系列  $b_i(l_i)$ , ( $l_i \in \{1, \dots, L_i = M_i/R_i\}$ ) を生成する。JCNCR では、 $U_2$  の符号ビット  $b_2$  に対して、ネットワーク符号化として、フェーズ 1 で検出した符号ビット  $b_1$  を排他的論理和 (XOR) により多重し、XOR 符

号ビット  $c_2$  を得る。このとき、 $L_2$  の内、任意の割合  $R_x$  のみ  $U_1$  の符号ビット  $b_1(l_1)$  と XOR をとる適応 XOR レート制御を考える。ただし、残りの  $1-R_x$  の割合の  $b_2(l_2)$  はそのまま  $c_2(l_2)$  として伝送する。このレート調整は準アナログ的に符号構造を変化させることができるため、アナログ符号と位置付ける。今、整数集合  $l \in \{1, \dots, R_x L_2\}$ ,  $l' \in \{R_x L_2 + 1, \dots, L_2\}$  を定義すると、適応 XOR レート制御後の XOR 符号化ビット  $c_2$  は与えられる。

$$c_2(l) = b_1(l \bmod L_1) \oplus b_2(l) \quad (1)$$

$$c_2(l'_2) = b_2(l'_2) \quad (2)$$

ただし、 $x \bmod y$  は  $x$  を  $y$  で割った余りを意味する。また便宜上、 $U_1$  では XOR 符号化されないものの、 $c_1(l_1) = b_1(l_1)$  として XOR 符号ビットを定義する。

ここで、 $U_1$  と  $U_2$  から送信するシンボルのブロックが、同一の  $K$  シンボルから成るものとする。XOR 符号ビットを  $Q_i$  値の信号点  $s_i \in \{s_i^{(0)}, \dots, s_i^{(Q_i-1)}\}$  に変調したシンボル  $s_i(k)$ , ( $k \in \{1, \dots, K = M_i / (R_i \log_2 Q_i)\}$ ) のブロックをベースバンド信号として各  $U_i$  から送信する。なお、本報告書では、変調方式と符号化率の組み合わせとして、表1に記す MCS を考える。

表1. 変調と符号化率の組み合わせ (MCS)

MCS	Modulation	Coding	Spectrum
$\psi_i$	$\log_2(Q_i)$	Rate $R_i$	Efficiency [bps/Hz]
0	None	None	0.0
1	QPSK (2)	1/4	0.5
2	QPSK (2)	1/2	1.0
3	QPSK (2)	3/4	1.5
4	16QAM (4)	1/2	2.0
5	16QAM (4)	3/4	3.0

$U_i$ -D 間の距離減衰、シャドウイング、準静的レイリーフェージングの影響を複素係数  $h_i$  で表現すると、D ノードで観測される受信シンボルは次式で与えられる。

$$r_i(k) = h_i s_i(k) + n_i(k) \quad (3)$$

ただし、 $n_i(k)$  は  $CN(0, N_0)$  の複素白色ガウス過程に従う雑音、 $N_0$  は雑音電力密度である。したがって、1 送信シンボルあたりのエネルギーを  $E_s = E\{|s_i(k)|^2\}$  とすると、受信信号対雑音電力比 (SNR)  $\rho_i$  は  $|h_i|^2 E_s / N_0$  となる。D では、まず復調処理として、観測値である受信シンボルを基に、次式の外部対数尤度比 (LLR: Log-Likelihood Ratio)  $\alpha_i(l_i)$  を算出する。

$$\alpha_i(l_i) = \frac{\Pr[r_i(k) | c_i(l_i) = 1]}{\Pr[r_i(k) | c_i(l_i) = 0]} \quad (4)$$

続いて、繰り返し復号を前提とした最大事後確率 (MAP: Maximum A-posteriori Probability) 復号により、 $b_1(l_1)$  と  $b_2(l_2)$  に関する外部 LLR  $\beta_i(l_i)$  を求める必要がある。本研究成果報告書では、この MAP 復号をネットワーク復号 (ND: Network Decoder)、通信路符号化の MAP 復号器を通信路復号器 (CD: Channel

Decoder)と呼ぶことにする. これらの CD と ND 間で外部 LLR を交換しながら, 繰り返し復号を行う.

外部 LLR  $\alpha_1(l_1)$ と $\alpha_2(l_2)$ を観測した後, ND から出力される 外部 LLR  $\beta_1(l_1)$ は次式で与えられる.

$$\beta_1(l_1) = \frac{\Pr[b_1(l_1)=1|\alpha_1(l_1), \alpha_2(l_2)]}{\Pr[b_1(l_1)=0|\alpha_1(l_1), \alpha_2(l_2)]} - \gamma_1(l_1) \quad (5)$$

ただし, CD から ND にフィードバックされる  $\gamma_1(l_1)$ は事前 LLR であり,  $\gamma_1(l_1)=\ln(\Pr[b_1(l_1)=1]/\Pr[b_1(l_1)=0])$ で定義される. なお, 繰り返し回数 1 回目では,  $b_1(l_1)$ に関する事前情報が一切ないので,  $b_1(l_1)=0$ である.

D の ND で得られる $\beta_1(l_1)$ は, 条件に応じて二通りの式で与えられる.

- $L_1 < R_x L_2$  の場合 :

$$\begin{aligned} \beta_1(l_x) &= \alpha_1(l_x) + (\alpha_2(l_x) \boxplus \gamma_2(l_x)) \\ &\quad + (\alpha_2(l_x + L_1) \boxplus \gamma_2(l_x + L_1)) \quad (6) \\ \beta_1(l_x) &= \alpha_1(l_x) + (\alpha_2(l_x) \boxplus \gamma_2(l_x)) \end{aligned}$$

ただし,  $l_x \in \{1, \dots, R_x L_2 - L_1\}$ ,  $l'_x \in \{R_x L_2 - L_1 + 1, \dots, L_1\}$ である. また, ボックス和 $\boxplus$ は次式で定義された演算子である.

$$A \boxplus B = \ln \frac{\exp(A) + \exp(B)}{1 + \exp(A+B)} \quad (7)$$

- $L_1 \geq R_x L_2$  の場合 :

$$\begin{aligned} \beta_1(l) &= \alpha_1(l) + (\alpha_2(l) \boxplus \gamma_2(l)) \\ \beta_1(l'_1) &= \alpha_1(l'_1) \quad (8) \end{aligned}$$

ただし,  $l'_1 \in \{R_x L_2 + 1, \dots, L_1\}$ である. 一方, ND で得られる $\beta_2(l_2)$ は, 一意に次式で与えられる.

$$\begin{aligned} \beta_2(l) &= \alpha_2(l) \boxplus (\alpha_1(l \bmod L_1) + \gamma_1(l \bmod L_1)) \\ \beta_2(l'_2) &= \alpha_2(l'_2) \quad (9) \end{aligned}$$

続いて, ND 出力の外部 LLR  $\beta_2(l_2)$  はデインタリーブされ, CD に入力される. 誤り訂正が行われた後の CD 出力外部 LLR がインタリーブされ, 事前 LLR  $\gamma_1(l_1)$ として, ND にフィードバックされる. これらの一連の処理を複数回繰り返すことで, 情報ビットの検出結果が CD の出力から精度良く得られる.

#### (1) アナログ符号の EXIT 解析手法の確立

繰り返し復号の収束特性の評価として, 外部 LLR の交換を相互情報量の交換として捉える EXIT チャート解析が広く用いられる. 図 2 に その解析モデルを示す.

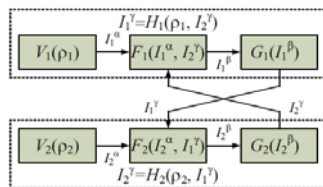


図 2. JCNCR の EXIT 観測モデル

外部 LLR  $\alpha_i(l_i)$ ,  $\beta_i(l_i)$ と $\gamma_i(l_i)$ の系列を次式を用いて, 各々相互情報量 (MI: Mutual Information)  $I_i^\alpha$ ,  $I_i^\beta$ と $I_i^\gamma$ に変換する.

$$I_i^\lambda = 1 - \frac{2}{L_i} \sum_{l=1}^{L_i} \frac{\log_2[1 + \exp(-\lambda(l_i))]}{1 + \exp(-\lambda(l_i))} \quad (10)$$

ただし,  $\lambda$ は $\alpha_i$ ,  $\beta_i$ と $\gamma_i$ を一般化した変数である. ここで, 復調器, ND と CD の MI の入出力関係を示す EXIT 関数を次式で定義する.

$$\text{復調器: } I_i^\alpha = V_i(\rho_i) \quad (11)$$

$$\text{ND: } I_i^\beta = F_i(I_i^\alpha, I_i^\gamma), \quad (i \neq j) \quad (12)$$

$$\text{CD: } I_i^\gamma = G_i(I_i^\beta) \quad (13)$$

#### ① 復調器 EXIT 関数 $V_i$

復調器の EXIT 関数は, 使用される変調方式  $Q_i$ に依存する. QPSK と 16QAM の信号点配置がグレイ符号化規則に従う場合の EXIT 関数は簡易な次式で近似できることを, 実験的に確認した.

$$I_i^\alpha = V_i(\rho_i) \approx \left(1 - 2^{-W_1 \rho_i^{W_2}}\right)^{W_3} \quad (14)$$

ただし,  $W_1, W_2, W_3$ の値は表 2 に示す通りであり, これらの係数は, 十分に長い符号長の条件下で, 最小二乗回帰により求めたものである.

表 2. 復調器 EXIT 関数のパラメータ

	$W_1$	$W_2$	$W_3$
QPSK	1.0751	0.8866	1.1217
16QAM	0.7650	0.5927	1.6777

#### ② ND の EXIT 関数 $F_i$

いま,  $J$  関数とその逆関数を次式で定義する.

$$I^\lambda = J(\sigma_\lambda^2) \approx \left(1 - 2^{-Z_1 \sigma_\lambda^{2Z_2}}\right)^{Z_3} \quad (15)$$

$$\sigma_\lambda^2 = J^{-1}(I^\lambda) \approx \left(-\frac{1}{Z_1} \log_2 \left(1 - (I^\lambda)^{\frac{1}{Z_3}}\right)\right)^{\frac{1}{Z_2}} \quad (16)$$

ただし,  $\sigma_\lambda^2$ は LLR の分散を意味しており,  $Z_1=0.3073, Z_2=0.8935, Z_3=1.1064$ である. この  $J$  関数を用いて, 式(7)と(8)に基づく ND 出力  $\beta_1(l_1)$ の EXIT 関数は次式で与えられる.

- $L_1 < R_x L_2$  の場合 :

$$I_1^\beta = (2R_x - 1)I_1^{\alpha_1} + 2(1 - R_x)I_1^{\alpha_2} \quad (17)$$

ただし,

$$I_1^{\alpha_1} = J\left(J^{-1}(I_1^\alpha) + J^{-1}\left(1 - J\left(J^{-1}(1 - I_2^\alpha) + J^{-1}(1 - I_2^\beta)\right)\right)\right) \quad (18)$$

$$I_1^{\alpha_2} = J\left(J^{-1}(I_1^\alpha) + 2J^{-1}\left(1 - J\left(J^{-1}(1 - I_2^\alpha) + J^{-1}(1 - I_2^\beta)\right)\right)\right) \quad (19)$$

- $L_1 \geq R_x L_2$  の場合 :

$$I_1^\beta = R_x \frac{L_2}{L_1} I_1^{\alpha_1} + \left(1 - R_x \frac{L_2}{L_1}\right) I_1^{\alpha_2} \quad (20)$$

一方, 式(9)の ND 出力 $\beta_2(l_2)$ の EXIT 関数は, 一意に次式で与えられる.

$$I_2^\beta = R_X I_2^\alpha + (1 - R_X) I_2^\alpha \quad (21)$$

ただし、

$$I_2^\alpha = J^{-1}(J^{-1}(1 - I_2^\alpha) + J^{-1}(1 - J(J^{-1}(I_1^\alpha) + J^{-1}(I_1^\alpha)))) \quad (22)$$

### ③ CD の EXIT 関数 $G_i$

CD の EXIT 関数は、使用される通信路符号器の構造に依存する。生成多項式 [13, 15, 15, 17]<sub>oct</sub> による符号化率 1/4, [15, 17]<sub>oct</sub> による符号化率 1/2 と 3/4 の非組織畳み込み (NSC: Non-Systematic Convolutional) 符号器の EXIT 関数は簡易な次式で近似できることを、実験的に確認した。

$$I_i^\beta = G_i(I_i^\alpha) \approx \left(1 - 2^{-D_i(I_i^\alpha)^{D_2}}\right)^{D_3} \quad (23)$$

ただし、 $D_1, D_2, D_3$  の値は表 3 に示す通りであり、これらの係数は、十分に長い符号長の条件下で、最小二乗回帰により求めたものである。

表 3. 復号器 EXIT 関数のパラメータ

	$D_1$	$D_2$	$D_3$
$R_i=1/4$	71.0518	3.2732	0.8282
$R_i=1/2$	17.8241	3.4844	1.7230
$R_i=3/4$	10.0647	7.7893	1.1148

### ④ 統合 EXIT 関数 $H_i$

式(11)と式(12)を式(13)に代入すると、次式の統合 EXIT 関数を得る。

$$I_i^\beta = G_i[F_i(V_i(\rho_i), I_i^\alpha)] \triangleq H_i(\rho_i, I_i^\alpha) \quad (24)$$

この統合 EXIT 関数  $H_i$  の入出力関係は、任意の MCS において、SNR  $\rho_i$  が与えられれば、繰り返し処理の振る舞いが、 $I_i^\alpha$  と  $I_i^\beta$  を考慮することなく、 $I_1^\beta$  と  $I_2^\beta$  の交換を描写することで把握できることを示唆している。

### ⑤ EXIT チャート解析

JCNCR の統合 EXIT 関数  $H_i$  に基づく EXIT チャートを図 3 に示す。このとき  $\rho_1=0$  dB,  $\rho_2=15$  dB,  $K=16384$  シンボルに設定している。なお、MCS は  $\psi_1=3$ ,  $\psi_2=5$  としている。

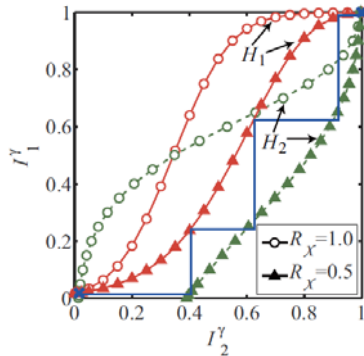


図 3. JCNCR の EXIT チャート

$R_X=1$  の場合、EXIT 軌跡が  $I_1^\beta=I_2^\beta=1$  に到達で

きず、ビット検出に誤りが生じる。しかし、アナログ符号の XOR レートを適応制御することで、繰り返し処理の収束性が改善され、 $R_X$  を 0.5 に減少すると、同図に示すように、EXIT 軌跡が  $I_1^\beta=I_2^\beta=1$  に到達し、適切に協調関係を築くことが可能となりアナログ符号の有効性を示している。

### (2) アナログ符号の適応制御

(1)では、適応 XOR レート制御により、高い伝送速度の MCS が利用可能となることを述べた。ここで浮上する疑問点は、受信 SNR  $\rho_1$  と  $\rho_2$  が与えられた場合に、どの MCS  $\psi_1$  と  $\psi_2$  の組み合わせで、かつどの XOR レート  $R_X$  で協調関係を築けば、スループットの最大化を図ることができるかという点である。

ここまでの説明を基にして単純に考えると、EXIT チャート上で許容されている繰り返し回数で  $I_1^\beta=I_2^\beta=1$  の完全収束状態に到達する MCS と  $R_X$  の組み合わせの中で、最大のスループットを達成するものを全探索すればよいことになる。しかし、ビット誤り率 (BER: Bit Error Rate) が 0 となる完全収束状態を実現するためには、基本的には高い受信 SNR が要求される。スループットの最大化という観点から見ると、過剰に保護をするのではなく、極めて低い BER は許容することが望ましい。そこで、 $I_1^\beta \geq I_{th}$  かつ  $I_2^\beta \geq I_{th}$  となる状態を準収束状態と定義する。ただし、 $I_{th}$  は所定の BER 以下を実現するために必要な MI のしきい値を意味する。このような最適化問題の定式化は次式となる。

$$\begin{aligned} & \{\psi_1, \psi_2, R_X\} \\ & = \underset{\{\psi_1, \psi_2, R_X\}}{\operatorname{argmax}} E(\psi_1, \psi_2, R_X | \rho_1, \rho_2) \sum_{i=1}^2 \eta(\psi_i) \end{aligned} \quad (25)$$

ただし、 $E(\psi_1, \psi_2, R_X | \rho_1, \rho_2)$  は、与えられた  $\rho_1$  と  $\rho_2$  の条件下で、 $\psi_1, \psi_2$  と  $R_X$  に設定した場合の EXIT 軌跡の終点が準収束状態に達するのであれば 1 を、そうでなければ 0 を返す関数である。また、 $\eta(\psi_i)$  は、 $\psi_i$  が実現するスループット効率を返す関数であり、 $\eta(\psi_i) = R_i \log_2 Q_i$  である。ここで式(22)に着目すると、 $I_1^\beta=1$  が与えられた時、 $I_2^\beta=I_2^\alpha$  となることが容易に読み取れる。したがって、完全収束状態の  $I_1^\beta=1$  であれば、式(21)より、 $I_2^\beta=I_2^\alpha=V_2(\rho_2)$  となり次式を得る。

$$I_2^\beta = G_2[F_2(V_2(\rho_2), I_1^\beta=1)] = G_2[V_2(\rho_2)] \quad (26)$$

上式は、MCS  $\psi_2$  の最適値は  $\rho_2$  のみに依存していることを示唆しており、その最適値は次式で求められる。

$$\psi_2 = \operatorname{argmax}_{\psi_2} E_2(\psi_2 | \rho_2) \eta(\psi_2) \quad (27)$$

ただし、 $E_2(\psi_2 | \rho_2)$  は  $I_2^\beta = G_2[V_2(\rho_2)] \geq I_{th}$  を満たす場合に 1 を返し、そうでなければ 0 を返す関数である。この依存性を活用することで、 $\psi_1, \psi_2$  と  $R_X$  の組み合わせに対する全探索問題



が、 $\psi_1$  と  $R_x$  のみの組み合わせに対する全探索問題に帰着し、探索数を大幅に削減することができる。その  $\psi_1$  と  $R_x$  の最適化問題の定式化は次式となる。

$$\begin{aligned} & \{\psi_1, R_x\} \\ & = \underset{\{\psi_1, R_x\}}{\operatorname{argmax}} E_1(\psi_1, R_x | \rho_1, \rho_2, \psi_2) \eta(\psi_1) \end{aligned} \quad (28)$$

ただし、 $E_1(\psi_1, R_x | \rho_1, \rho_2, \psi_2)$  は、与えられた  $\rho_1$ ,  $\rho_2$  と既に決定された  $\psi_2$  の条件下で、 $\psi_1$  と  $R_x$  に設定した場合の EXIT 軌跡の終点が準収束状態に達するのであれば 1 を、そうでなければ 0 を返す関数である。

ここで、EXIT 解析の十分に長い符号が必要という重要な前提について考える。この前提が成立しない、つまり比較的短い符号長を利用する場合、残念ながら EXIT チャートは実際の繰り返し処理の振る舞いを描写しない。しかし、準収束状態に至るまでの EXIT 軌跡の辺の平均距離  $\mu$  (階段状の直線の平均間隔) が長い場合には、EXIT 解析で予測した収束結果に従う傾向がある。この平均距離  $\mu$  は、XOR レート  $R_x$  を制御することで、変化させることが可能である。したがって、 $E_1(\psi_1, R_x | \rho_1, \rho_2, \psi_2)$  の定義を、 $\psi_1$  と  $R_x$  に設定した場合の EXIT 軌跡の終点が準収束状態に達し、かつ選択可能な  $R_x$  の中で最大の平均距離  $\mu$  を有するのであれば 1 を、そうでなければ 0 を返す関数とする。さらに、最小平均距離  $\mu_{\min}$  を定義し、 $\mu \leq \mu_{\min}$  の場合、 $E_1$  が 1 であったとしても、0 を返す規則を設ける。

### (3) デジタル - アナログ接続符号の強化

$U_1$  の信号を中継することが可能な  $U_2$  が周辺に複数散在する場合、適切に  $U_2$  を選択する中継器アクティベーションの概念を導入することで、デジタル - アナログ接続符号の強化が可能となる。このとき、最適なアクティベーションの探索は先程と同様に EXIT チャートに基づくことで容易に行うことができる。その詳細については、紙面の関係上、5. 主な発表論文等の [学会発表] ①を参照されたい。

## 4. 研究成果

本研究課題で得た主な研究成果は、

- (1) EXIT 基準適応符号化変調の有効性の確認
  - (2) EXIT 基準中継器アクティベーションの有効性の明確化
- である。

### (1) EXIT 基準適応符号化変調

提案する JCNCR の MCS 並びに XOR レート選択基準と適応レート制御の有効性を確認するため、計算機シミュレーションを行った。1 ブロックあたりのシンボル数  $K$  を 1024 シンボルとし、通信路符号化の復号には、ヤコビアン対数により修正項を付与した Max-Log-

MAP を採用し、繰り返し回数は 16 回に設定した。インターリーブはランダムインターリーブとし、通信路モデルは AWGN とした。 $I_{th}$  と  $\mu_{\min}$  のしきい値は、各々 0.995 と 0.2 に設定した。また、選択可能な  $R_x$  を 1/16 間隔の 0 から 1 の値とした。

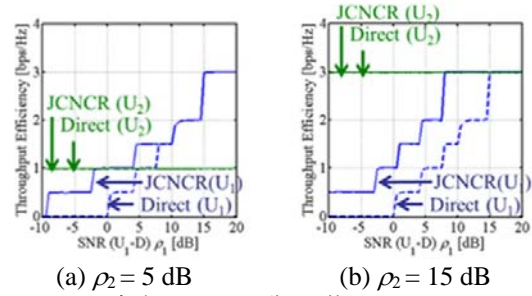


図 4. 適応レート制御を導入した JCNCR のスループット効率特性

$\rho_2 = \{5, 15\}$  dB の場合の  $\rho_1$  に対する適応レート制御を導入した JCNCR のスループット効率特性を図 4 に示す。適応レート制御の有効性を示すため、比較対象として、協調伝送を行わない直接伝送 ( $R_x=0$  に相当) のスループット効率特性を併せて破線で示す。直接伝送と比較して、レート制御を導入した JCNCR 伝送は  $U_2$  のスループット効率の低下を招くことなく、 $U_1$  のスループット効率を大幅に拡大可能であることが読み取れる。これは、 $U_2$  が  $U_1$  と適切な協調関係を常に築くようにレート制御を行っている事実を示している。

図 4(a)では、 $U_1$  で 1 bps/Hz を達成するために要求される受信 SNR  $\rho_1$  が直接通信では 5 dB であるのに対して、提案方式では -2 dB であり、7 dB の利得が得られていることが分かる。図 4(b)でも、-2 dB となっていることが読み取れる。

### (2) EXIT 基準中継器アクティベーション

提案する中継器選択法の有効性を確認するために、計算機シミュレーションを行った。 $U_1$  の周辺に散在する端末数を 10 とした。 $U_2$  となり得るユーザ端末は、半径  $3d_0$  の円内に一様に分布しているものとした。ただし、距離  $d_0$  は直接伝送で  $\text{BLER} \leq 0.1$  となる値に設定した。パスロス指数を 3.5 とし、シャドウイングの標準偏差を 8 dB、 $\mathcal{CN}(0,1)$  に従う複素ランダム変数を係数とするレイリーフェージングを仮定した。なお、変調方式はグレイ符号化 QPSK を固定して使用するものとした。通信路符号化は、生成多項式  $[1, 15/13]_{\text{Oct}}$  の再帰的組織畳み込み (RSC) 符号を用いた。RSC 符号器は 1024 ビットの情報ビットに対して適用され、2048 ビットの符号ビットを 1 ブロックに埋め込んだ。その符号化ブロックの復号法として修正項付きの Max-Log-Map を採用し、繰り返し回数は 16 回とした。

距離  $d_0$  で規格化した  $U_1$ -D 間の距離である  $d_s/d_0$  に対するスループット特性を図 5 に示す。

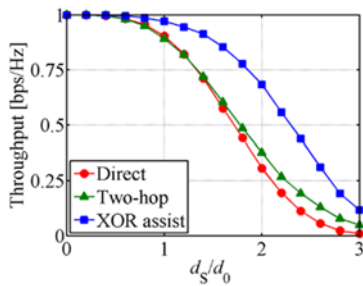


図 5. 中継器選択のスループット特性

Direct と Two-hop は直接伝送の 2 ホップ中継を意味しており、XOR アシストは提案法の特徴である。2 ホップ伝送では、余分な無線リソースを費やしてしまうため、スループットの改善には効果的ではないことを確認できる一方で、提案手法を活用すると、顕著に改善可能であることを確認できる。

これらの成果に加え、後述する発表論文で得られた関連結果により、本研究課題が目的とする「最先端の各種通信技術をモジュールとして捉え、それらのモジュールが適切に協調動作する仕組みを導入することで、システム全体として最大の性能を引き出す方式の開発」を達成したと結論付けることができる。

## 5. 主な発表論文等

[雑誌論文] (計 5 件)

- ① J. Goto, H. Takahashi, O. Nakamura, K. Yokomakura, Y. Hamaguchi, S. Ibi, and S. Sampei, “A Design Criterion of Error Correcting Codes for Spectrum-Overlapped Resource Managements,” in Proc. ICC ’11, 査読有, CD-ROM, June. 2011.  
DOI: 10.1109/icc.2011.5963053
- ② B. Yuan, S. Ibi, and S. Sampei, “A Bit Interleaved Repetition Coded Base Station Cooperation for Downlink OFDM Signaling,” in Proc. PIMRC ’11 (WDN), 査読有, CD-ROM, Sept. 2011.  
DOI: 10.1109/PIMRC.2011.6139946
- ③ S. Ibi, T. Takada, and S. Sampei, “Bit-Wise Partial Noise Elimination in Cooperative Decode-Amplify-Forward Relay Node,” in Proc. VTC ’12/Spring, 査読有, CD-ROM, May 2012.  
DOI: 10.1109/VETECS.2012.6240142
- ④ Y. Kitamura, S. Ibi, and S. Sampei, “A Hybrid Structured Turbo Code of CBRM in Conjunction with XOR Coded Parity Compression,” in Proc. ISITA ’12, 査読有, CD-ROM, Oct. 2012.  
DOI: なし
- ⑤ J. Goto, O. Nakamura, K. Yokomakura, Y. Hamaguchi, S. Ibi, and S. Sampei, “A

Spectrum-Overlapped Resource Management for Turbo Equalizer in Uplink Future Multiple Access Channels,” IEICE Trans. Commun., 査読有, vol.E95-B, no.12, pp.3679-3687, Dec. 2012.

DOI: 10.1587/transcom.E95.B.3679

[学会発表] (計 10 件)

- ① 衣斐信介, 三瓶政一, “(招待講演) 繰り返し信号検出のための EXIT チャート基準中継器アクティベーション,” アドホックネットワーク研究会信学技報, 2011 年 7 月 15 日, 京都大学.
- ② 衣斐信介, 三瓶政一, “(招待講演) ターボ原理に基づく繰り返し検出の EXIT 解析,” 無線通信システム研究会, 2011 年 8 月 25 日, 新潟大学.
- ③ 高田直幸, 衣斐信介, 三瓶政一, “2 ホップ回線における硬/軟値混在パケット中継に関する一検討,” 無線通信システム研究会, 2011 年 10 月 28 日, 上智大学.
- ④ 高田直幸, 衣斐信介, 三瓶政一, “硬/軟値混在パケット中継法における転送シンボルの確率密度関数識別誤りの影響,” 2012 年電子情報通信学会総合大会, 2012 年 3 月 20 日, 岡山大学.
- ⑤ 衣斐信介, 三瓶政一, “接続通路ルーネットワーク符号化中継の適応符号化変調に関する一検討,” 無線通信システム研究会, 2012 年 4 月 19 日, 京都大学.
- ⑥ 北村康裕, 衣斐信介, 三瓶政一, “XOR 符号化パリティ圧縮を用いた高符号化率ターボ符号に関する一検討,” 無線通信システム研究会, 2012 年 8 月 30 日, 高知市文化プラザかるぼーと.
- ⑦ B. Yuan, S. Ibi, S. Sampei, “EXIT Chart Aided Adaptive Permutation Control for Bit Interleaved Repetition Coded Cooperation,” 2013 年電子情報通信学会総合大会, 2013 年 3 月 20 日, 岐阜大学.
- ⑧ 北村康裕, 衣斐信介, 三瓶政一, “XOR 符号化パリティ圧縮を用いた 16QAM ターボ符号化 BICM に関する一検討,” 2013 年電子情報通信学会総合大会, 2013 年 3 月 20 日, 岐阜大学.
- ⑨ 佐々木浩幸, 衣斐信介, 三瓶政一, “伝搬路推定値使用時の軟復調器出力外部 LLR に関する一検討,” 2013 年電子情報通信学会総合大会, 2013 年 3 月 20 日, 岐阜大学.
- ⑩ 衣斐信介, 三瓶政一, “仮想差動復号器と疎パイロットを用いた繰り返し復号法に関する一検討,” 無線通信システム研究会, 2013 年 4 月 13 日, 石垣市民会館.

## 6. 研究組織

### (1) 研究代表者

衣斐 信介 (SHINSUKE IBI)

大阪大学・大学院工学研究科・助教

研究者番号: 10448087