

無線分散ネットワークにおける多次元アナログ符号化とその繰り返し復号法

代表研究者 衣 斐 信 介 大阪大学 大学院 工学研究科 助教

1 まえがき

伝送速度の高速化における課題である、無線リソース確保、伝搬路ひずみ補償、送信電力制約条件下での伝送の中で、送信電力制約条件下での伝送は、端末がバッテリーで駆動されているという現状や世界的な省エネルギーへの流れの中では、最も深刻な課題である。現在の無線伝送技術は、シャノン限界にかなり近い伝送効率を達成しているため、送信電力制約下で更なる伝送速度の高速化を達成するためには、リンク距離を短縮する以外にはない。しかしながら、それはネットワーク構築の自由度を低くすることとなるので、あまり望ましいこととはいえない。

このように、直接通信において「電波が宛先に届く」という前提条件が必ずしも満たされなくなった現状の下では、今一度、電波が空間に面的に伝搬しているという無線通信特有の原理原則に立ち返り検討すべきである。すなわち、マルチノード環境では従来のように各リンクに対する直接通信（線トポロジー）ではなく、マルチノード間の通信を面トポロジーで捉えた無線伝送形態と捉え、効率化を図る必要があるといえる。

無線分散ネットワーク技術の中でも無線リンクの空間分散化は、この考え方を具現化しようとするものであり、その中核技術に、協力中継伝送方式[1]-[5]と無線分散符号化[6]-[10]がある。協力中継伝送方式は、送信端末と宛先端末との間で信頼性の高い伝送が困難な場合に、両端末の間に存在し、宛先端末と高い信頼性を持って通信できる別端末が、送信端末と協力し中継伝送する技術である。しかしながら、多くの協力中継伝送では、できるだけ中継後の受信伝送品質を高めること（ベストエフォートに基づいた考え方）を目的としたものであり、所要受信品質を維持することを目的とはしていない。また、例えばセルラシステムの上り回線に中継器を配置する場合、中継器は1つの送信端末に対してのみサポートするものではなく、場合によっては複数の送信端末を多重して中継することも求められる。また、そのような場合、送信端末と基地局の間のリンク品質は端末によって異なるので、それらを多重して中継する場合には、中継器は、単に受信したパケットをそのまま転送するのではなく、各端末と基地局の間のリンク品質の不均衡を是正しつつ、両端末からの信号がともに基地局で所定の品質で受信できるようにする、すなわち、端末-基地局間の伝送を適切にアシストする機能が理想的協力中継であるといえる。

ここで、アシストという機能は、ターボ原理に見ることができ、ターボ原理に基づく復号処理では、送信機で生成された複数の情報ビット系列に対して、各情報ビットに異なるインタリーブを施すことで、互いに相関の低い、異なる符号語系列を生成し、それぞれの符号語系列に対する復号器で得られる相互情報量を相互に交換することで、相互情報量を互いに高める形で協力し、最終的に信頼性の高い1つの復号結果を出力している。同様の考え方は中継伝送に適用可能であり、その1つとして、中継器が検出した2つの情報をネットワーク符号化により多重化し、少ない無線リソースで中継を完了させる方策が提案されている。ネットワーク符号化は余分な周波数や電力を必要とすることなく、容易な処理で送信回数も削減できるが、復号には符号化する前の片方の完全な知識が存在するという環境を前提に考案された技術である。そのため、協力中継伝送のような、宛先においていずれの信号に関しても完全な知識が得られない環境では適用できないものとされてきた。それに対して、両者の知識が不完全でも信頼性の高い復号を可能とする Joint Network and Channel Decoding (JNCD) が提案されている[11], [12]。これは、宛先においてターボ原理に基づいた繰り返し処理を行い、新たな符号設計の在り方を示している。しかしながら、ターボ符号のアナロジーを重視し高い符号利得を得るために、中継器でのネットワーク符号化において従来のように排他的論理和をとるのではなく通信路符号化におけるパリティビットを混在したパケットを生成して中継しており、復号処理および受信器構造が非常に複雑である。

そこで本研究では、誤り訂正符号化された複数の送信端末のデータに対して排他的論理をとりネットワーク符号化したものを中継し、JNCD の繰り返し処理においてそのネットワーク符号化の復号器 (Network Decoder) と通信路符号化の復号器 (Channel Decoder) を直接接続した簡易な受信機構成とする協力符号化中継伝送を提案する。この直接接続化により、Network Decoder の出力値が誤っていても各系列の通信路復

号器の誤り訂正能力によって信頼性を高め、さらにその出力値をネットワーク復号器にフィードバックする繰り返し処理を複数回行うことで、最終的に各系列を正しく復号できることが期待できる。また、中継器における信号多重度をアナログ的に調整する多次元符号化を導入することで、両端末と基地局間のリンク品質に不均衡があっても、両者の品質を均衡化させるようにアシストする方法についても検討する。

2 無線分散符号化

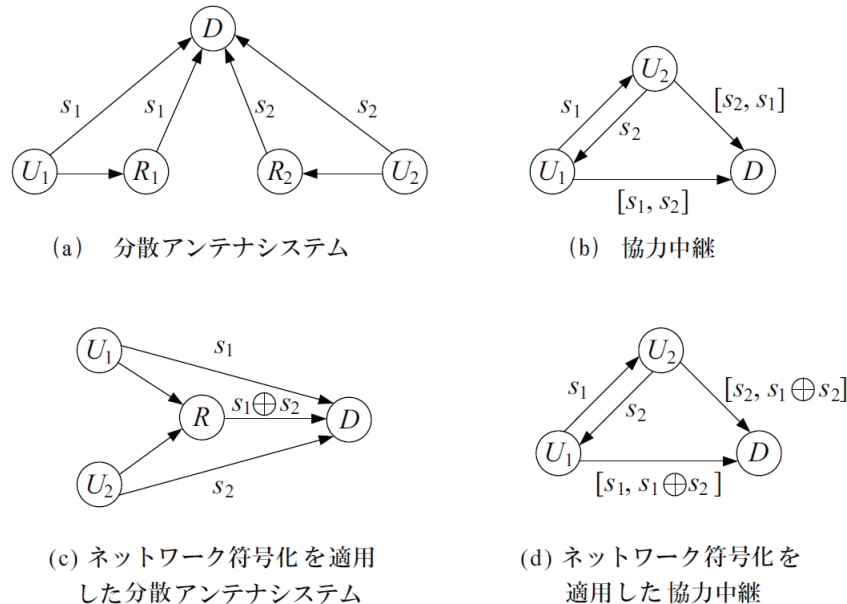


図 1. ダイバーシチ技術の例

無線分散符号化において、前節で説明した協力中継伝送方式により用いてきた中継器に通信路符号化の機能分散することにより、通信できない確率（劣化率）を低減する符号ダイバーシチ技術がある。ここでダイバーシチ技術とは、フェージング等による受信電力レベル変動に対し、何らかの「多様性 (diversity)」により、その影響を緩和し、通信品質を改善する技術である。ダイバーシチ技術としては、空間、周波数、時間等を利用した技術が古くから研究されてきた。その中でも、空間ダイバーシチ技術は、最も用いられているダイバーシチ技術であり、それに符号化ダイバーシチを複合した無線分散符号化技術が多く検討されている。その体系を図 1 に示す。

図 1(a) は、ユーザ 1 (U_1) とユーザ 2 (U_2) は、それぞれ、宛先ノード (D) において、送信ノードから直接送信された信号と、それぞれのユーザ専用の中継器を介して受信される信号による空間ダイバーシチ効果（サイトダイバーシチとも呼ばれる）を狙った分散アンテナシステム[13]、図 1(b) は、両ユーザが互いに相手方の情報に対する完全な知見を有した後、協力して送信する協力中継伝送[5] である。これら分散アンテナシステムや協力中継伝送で構成されるダイバーシチは協力ダイバーシチ[14]とも呼ばれている。

協力ダイバーシチと呼ばれる手法に対し、文献[15] では、符号利得を得るための通信路符号の適用を物理層でのみで議論していることに疑問を投げかけ、単に、通信路に対して符号化を適用するのではなく、ネットワーク層で消失訂正技術として用いられてきたネットワーク符号を適用することで、送信回数を削減するだけでなく、高いダイバーシチ利得が得られることを示している。図 1(c) および(d) には、分散アンテナシステムおよび協力中継伝送にネットワーク符号化を適用した例を示す。

このように、中継時に符号化することで、宛先ノードでは同一情報に対して低相関な受信信号が得られ、それらを周辺化することにより、符号ダイバーシチが得られる。また、文献[11] では中継器において排他的論理和ではなく通信路符号化におけるパリティビットを混在したパケットを中継することで、符号ダイバーシチ獲得するだけでなく、通信路符号化の新たな冗長性を付加する新たなネットワーク符号を提案している。復号器では、中継器から受信されるネットワーク符号と各送信ノードから直接受信される通信路符号との間においてターボ原理を適用することにより、ネットワーク符号化により付加された冗長性を抽出し、それを通信路復号器の事前情報として活用することで、さらなる伝送特性の向上が可能であることを示している。ただし、文献[11] における符号構造はターボ符号とのアナロジーを重視しすぎており複雑である。

さらに、近年ではネットワーク符号を行うだけでなく、様々な通信路符号化の符号構成を分散させる無線分散符号化が研究されている。その例として文献[16], [17]は分散時空間符号, 文献[18]では分散ターボ符号, 文献[19]では分散 LDPC 符号が提案されている。

本研究では、図 1(c)の形態を基本とし、両送信ノードからの信号が、基地局でともに受信可能となるためのアシスト中継機能を検討する。

3 通信路-ネットワーク直列接続符号化システムモデル

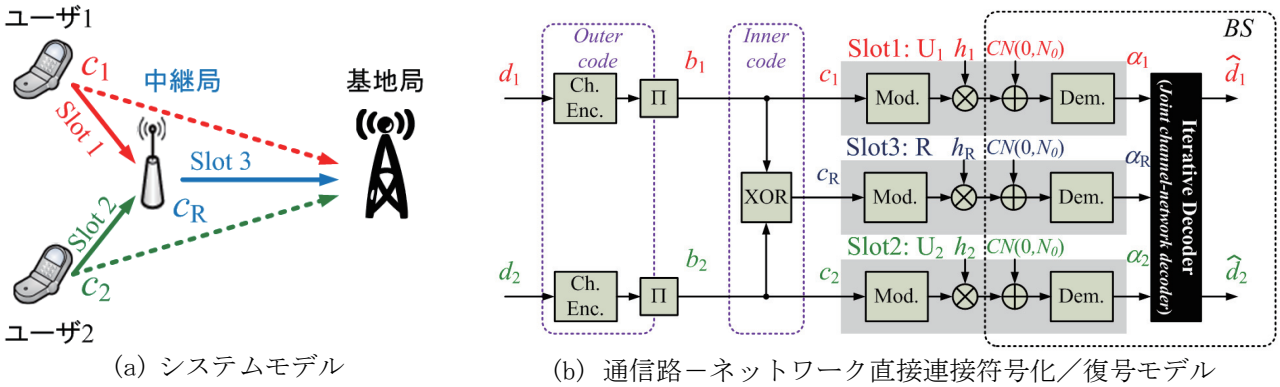


図 2. 通信路-ネットワーク直接接続符号化/復号モデル

図 2(a)に本研究で検討したシステムモデル, 図 2(b)にそのシステム構成を通信路-ネットワーク直接接続符号化と見たときの符号化/復号モデルを示す. 各ユーザノード (U_1, U_2) では, 送信データ系列 $\{d_u(m)\}$ ($u \in \{1, 2\}$) は通信路符号化器 (Ch. Enc.) で通信路符号化され, インタリーブされた符号化系列 $\{b_u(l)\}$ が変調器に入力される. 一方, 中継ノードにおいては, 両ユーザノードから受信された符号語系列の排他的論理和で構成される系列 $\{c_R(l)\}$ が生成され変調器に入力される. 全送信ノード (ユーザノードと中継ノード) の変調器では Q 値の信号点 $s \in \{s_0, \dots, s_{Q-1}\}$ に変調したシンボル $s_i(k)$ ($i \in \{1, 2, R\}$) が生成され, それらがベースバンド信号として送信される.

基地局 (BS) では, 両ユーザノードからの信号に加えて中継ノードからの信号が受信されることになる. その際に受信される情報は, 各送信ノードからの通信路符号語系列 ($b_1(l), b_2(l)$) を入力, ($c_1(l) = b_1(l)$, $c_2(l) = b_2(l)$, $c_R(l) = b_1(l) \oplus b_2(l)$) を出力とするネットワーク符号化系列が受信されたものと見なすことができる. ただし, \oplus は排他的論理和である. したがって, 図 2(a)で示されるシステムモデルは, 図 2(b)のように, 通信路符号化を外符号, ネットワーク符号化を内符号とする直列接続符号と見なすことができる. なお, このシステムモデルにおいて, 送信ノードからの信号は, 異なる周波数の同一のタイムスロットを用いての伝送, 中継ノードからの伝送は, 次のタイムスロットを用いての伝送と考える形態 (2 タイムスロット伝送), 各送信ノードからの伝送と中継伝送を, 同一周波数を用いて異なるタイムスロット伝送する形態 (3 タイムスロット伝送) のいずれも可能であるが, ここでは, そのようなタイミング問題は除外し, 受信機においてすべての信号が受信された後の復号処理についてのみ検討する.

各送信ノードから $s_i(k)$ を送出した結果, 基地局で観測される k 番目の受信シンボルは次式で与えられる.

$$r_i(k) = h_i s_i(k) + n_i(k) \quad (1)$$

で表される. ただし, h_i は i -BS 間の通信路利得, n_i は加法的複素ガウス雑音であり, これらの平均は 0, 複素分散 N_0 である. 基地局では復調処理として, 観測信号を基に, 次式の外部対数尤度比 (LLR: Log-likelihood Ratio) $\alpha_i(l)$ を算出する.

$$\alpha_i(l) = \ln \frac{\Pr[r_i(k) | c_i(l) = 1]}{\Pr[r_i(k) | c_i(l) = 0]} \quad (2)$$

なお, 本研究では, 解析の簡略化のため, 各ユーザノードからの信号は, 中継ノードでは誤りなく受信されるものとする.

ここで, 変調方式をグレイ符号化 QPSK (4 値の信号点は, $s = \{(-1-\sqrt{-1})w, (-1+\sqrt{-1})w, (1-\sqrt{-1})w, (1+\sqrt{-1})w\}$. ただし, $w = \sqrt{E_s/2}$, E_s は送信シンボルのエネルギーである.) とするとき, 各送信ノードから

の k 番目の送信シンボルに対する1ビット目の復調器出力外部 LLR $\alpha_i(l=2k-1)$ と2ビット目の復調器出力外部 LLR $\alpha_i(l=2k)$ は、それぞれ次式で与えられる。

$$\alpha_i(l=2k-1) = \ln \frac{\Pr[\Re[r_i(k)|c_i(k)=1]}{\Pr[\Re[r_i(k)|c_i(k)=0]} = \frac{2\sqrt{2E_s}}{N_0} \Re[h_i^* r_i(k)] \quad (3)$$

$$\alpha_i(l=2k) = \ln \frac{\Pr[\Im[r_i(k)|c_i(k)=1]}{\Pr[\Im[r_i(k)|c_i(k)=0]} = \frac{2\sqrt{2E_s}}{N_0} \Im[h_i^* r_i(k)] \quad (4)$$

ただし、 $\Re[\cdot]$ と $\Im[\cdot]$ は複素数の実部と虚部を意味する。これらの各送信ノードからの外部 LLR $\alpha_i(l)$ は、その後、繰り返し復号器 (Iterative Decoder) に入力される。以降、誤解が生じない限り、離散時間インデックス m , l と k の表記は割愛する。

式(1)を式(3)と(4)に代入すると、外部 LLR $\alpha_i(l)$ は次式で与えられ、ガウス性通信路を通過した BPSK 信号と見なすことができる。

$$\alpha_i(l) = \mu_i \tilde{c}_i(l) + \nu_i(l) \quad (5)$$

ただし、 $\tilde{c}_i(l) = 2c_i(l) - 1$, $\nu_i(l)$ は平均、分散 σ_i^2 のガウス過程に従う雑音である。この外部 LLR の興味深い特徴は、係数 μ_i と分散 σ_i^2 の関係が必ず $\mu_i = \sigma_i^2 / 2$ となることである [20]。この関係は一貫性条件と呼ばれており、この一貫性条件に基づくと、瞬時の受信 SNR $\eta_i = |h_i|^2 E_s / N_0$ が与えられれば、上記のガウス性 BPSK 信号に含まれる雑音の分散は $\sigma_i^2 = 4\eta_i$ で与えられる。さらに、一貫性条件を満たす式(5)のガウス性 BPSK 信号に対しては、相互情報量 (MI: Mutual Information) が複雑な計算機シミュレーションを行うことなく、次式で容易に算出できることが、Brannstromらによって報告されている [21]。

$$I_i = J(\sigma_i) = J(2\sqrt{\eta_i}) \approx (1 - 2^{-H_1 \sigma_i^{2H_2}})^{H_3} \quad (6)$$

ただし、 $H_1=0.3073$, $H_2=0.8935$, $H_3=1.1064$ である。同時に、式(6)の逆関数が

$$\sigma_i = J^{-1}(I_i) \approx \left(-\frac{1}{H_1} \log_2 \left(1 - I_i^{1/H_3} \right) \right)^{\frac{1}{2H_2}} \quad (7)$$

で、容易に求められることも報告されている。

4 通信路-ネットワーク直接接続符号化に対する繰返し復号器

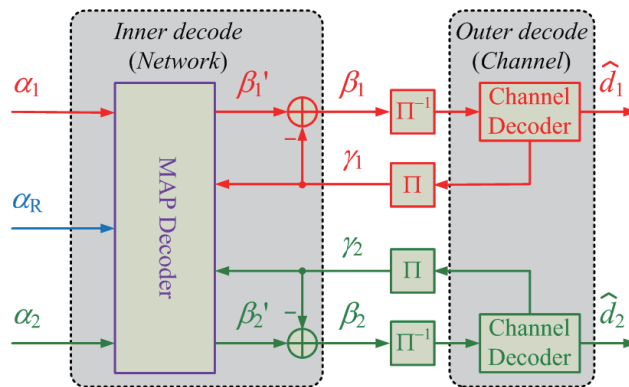


図 3. 通信路-ネットワーク直列接続符号化に対する繰返し復号の構成

通信路符号化とネットワーク符号化を直列接続符号化と見なした場合の復号器構成を図3に示す。ネットワーク復号では、外部 LLR α_i を観測値とする最大事後確率 (MAP: Maximum *A-posteriori* Probability) 復号を用いて、 (b_1, b_2) に対する次式の外部 LLR (β_1, β_2) が算出される。

$$\beta_u = \beta_u' - \gamma_u \ln \frac{\Pr[b_u = 1 | \alpha_1, \alpha_2, \alpha_R]}{\Pr[b_u = 0 | \alpha_1, \alpha_2, \alpha_R]} - \gamma_u \quad (u \in \{1, 2\}) \quad (8)$$

ただし、 β'_u は事後確率から成る LLR (事後 LLR)、通信路復号器からネットワーク復号器にフィードバックされる γ_u は事前 LLR であり、

$$\gamma_u = \ln \frac{\Pr[b_u = 1]}{\Pr[b_u = 0]} \quad (u \in \{1, 2\}) \quad (9)$$

で定義される。なお、繰り返し回数 1 回目では、 b_i に関する事前情報が一切ないので、 $\gamma_i = 0$ である。式(8)中の事後確率 $\Pr[b_u | \alpha_1, \alpha_2, \alpha_R]$ を得るためには、結合確率の周辺化とベイズの定理が中心的な役割を担う。

$(\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R)$ が観測されたという条件における b_1 と b_2 の結合確率は

$$\Pr[b_1, b_2 | \alpha_1, \alpha_2, \alpha_R] = \frac{\Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R | b_1, b_2] \Pr[b_1, b_2]}{\Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R]} \quad (10)$$

で与えられる。また、これを周辺化することで、次式が得られる。

$$\begin{aligned} \Pr[b_u | \alpha_1, \alpha_2, \alpha_R] &= \frac{\sum_{b_j} \Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R | b_1, b_2] \Pr[b_1, b_2]}{\Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R]} \\ &\propto \sum_{b_j} \Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R | b_1, b_2] \Pr[b_1, b_2] \end{aligned} \quad (11)$$

ただし、 $j \neq u (j, u \in \{1, 2\})$ 。

ここで、各通信路の独立性に着目すると、尤度関数 $\Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R | b_1, b_2]$ は、

$$\begin{aligned} \Pr[\alpha_1, \alpha_2, \alpha_R | b_1, b_2] &= \Pr[\alpha_1 | b_1, b_2] \Pr[\alpha_2 | b_1, b_2] \Pr[\alpha_R | b_1, b_2] \\ &= \Pr[\alpha_1 | b_1] \Pr[\alpha_2 | b_2] \Pr[\alpha_R | b_1, b_2] \\ &= \Pr[\alpha_1 | c_1] \Pr[\alpha_2 | c_2] \Pr[\alpha_R | c_R = b_1 \oplus b_2] \end{aligned} \quad (12)$$

と書き換えられる。また、 b_1, b_2 は独立な変数なので、事前確率 $\Pr[b_1, b_2]$ は、

$$\Pr[b_1, b_2] = \Pr[b_1] \Pr[b_2] \quad (13)$$

である。

今、 C_i と \mathcal{B}_i を

$$C_i = \frac{\Pr[\alpha_i | c_i = 1]}{\Pr[\alpha_i | c_i = 0]}, \quad \mathcal{B}_i = \frac{\Pr[b_i = 1]}{\Pr[b_i = 0]} \quad (14)$$

と定義し、簡単な手計算を行うと、式(8)を次式に変換できる。

$$\beta_1 = \alpha_1 + \ln \frac{C_R + C_2 \mathcal{B}_2}{1 + C_R C_2 \mathcal{B}_2} \quad (15)$$

$$\beta_2 = \alpha_2 + \ln \frac{C_R + C_1 \mathcal{B}_1}{1 + C_R C_1 \mathcal{B}_1} \quad (16)$$

ここで、3 節の信号モデルで述べたように、外部 LLR α_i が一貫性状況を満たすガウス性 BPSK 信号として見なせる特徴を考慮すると、 C_i は次式の単純な形で表現できる。

$$C_i = \frac{\exp\left[-\left(\alpha_i - \frac{\sigma_i^2}{2}\right)^2 / (2\sigma_i^2)\right]}{\exp\left[-\left(\alpha_i + \frac{\sigma_i^2}{2}\right)^2 / (2\sigma_i^2)\right]} = \exp[\alpha_i] \quad (17)$$

さらに、 $\mathcal{B}_i = \exp(\gamma_i)$ であることを考慮すると、式(15)と(16)は、次式のように表現できる。

$$\beta_1 = \alpha_1 + [\alpha_R (\alpha_2 + \gamma_2)] \quad (18)$$

$$\beta_2 = \alpha_2 + [\alpha_R (\alpha_1 + \gamma_1)] \quad (19)$$

ただし、ボックス和 \boxplus は Hagenauer らによって、次式で定義された演算子である¹[22]．

$$A \boxplus B = \ln \frac{\exp(A) + \exp(B)}{1 + \exp(A+B)} \approx (-1) \cdot \text{sign}[A] \cdot \text{sign}[B] \cdot \min(|A|, |B|) \quad (20)$$

式(16)-(18)に基づき、図2に示した繰り返し復号器構成は、図4のようにLLRの和とボックス和の演算から成る構成に簡略化可能である．

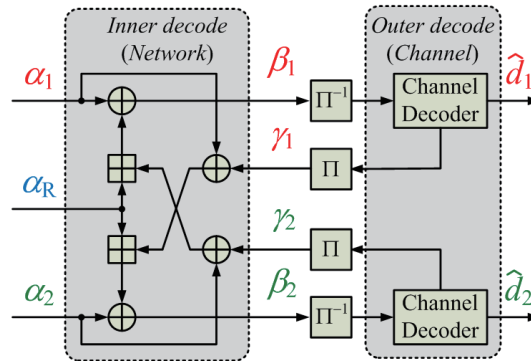
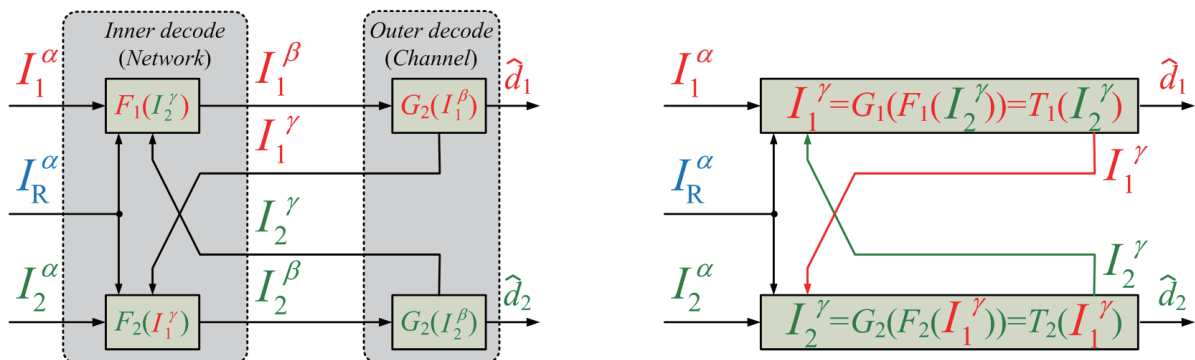


図4. ネットワーク復号と復号の繰り返し処理の簡易構成

5 直接接続通信路—ネットワーク符号化に対する繰り返し復号器のEXIT特性



(a) 相互情報量で見た繰り返し復号モデル

(b) 等価観測モデル

図5. 繰り返し復号動作に対するEXIT解析モデル

図4に基づくEXITチャート解析のモデルを図5に示す．まず、式(6)で与えられるLLRの分散とMIの変換式に基づき、LLR α_u , β_u と γ_u を各々相互情報量 I_u^α , I_u^β と I_u^γ に置き換える．この際、インターリーバとデインターリーバは相互情報量を変化させるものではないので取り除く．その後、ネットワーク復号器と通信路復号器のMIの入出力関係を示すEXIT関数を次式で定義する．

$$I_u^\beta = F_u(I_u^\alpha, I_j^\gamma), \quad (21)$$

$$I_u^\gamma = G_u(I_u^\beta) \quad (22)$$

ただし、 $u \neq j$. 文献[23]では、任意の外部LLR A と B の和とボックス和の演算後のMIは次式で与えられることが報告されている．

$$A \boxplus B \rightarrow J \left(\sqrt{[J^{-1}(I_A)]^2 + [J^{-1}(I_B)]^2} \right), \quad (23)$$

¹ 文献[20]では、GF(2)のヌルが1に設定されているのに対して、本稿では0に設定されている．したがって、文献[20]の定義と比べて、正負が逆となっていることに注意されたい．

$$A(B \rightarrow 1 - J\left(\sqrt{\left[J^{-1}(1 - I_A)\right]^2 + \left[J^{-1}(1 - I_B)\right]^2}\right)) \quad (24)$$

ただし、 I_A と I_B は LLR A と B の MI である²。これらの MI の計算式を、式(18)と(19)に適用すると、ネットワーク復号器が出力する I_u^β を次式で求められる。

$$I_u^\beta = J\left(J^{-1}(I_u^\alpha) + J^{-1}\left(1 - J\left(J^{-1}(1 - I_R^\alpha) + J^{-1}\left(1 - J\left(J^{-1}(I_j^\alpha) + J^{-1}(I_j^\gamma)\right)\right)\right)\right)\right) \quad (25)$$

一方、通信路復号器の 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 $[1,15/13]_{\text{oct}}$ の再帰的組織畳み込み (RSC: Recursive 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。

$$I_u^\gamma = G_u(I_u^\beta) \approx \left(1 - 2^{-D_1(I_u^\beta)^{D_2}}\right)^{D_3} \quad (26)$$

ただし、 $D_1=17.7954$, $D_2=3.4600$, $D_3=1.7490$ である。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。ここで式(19)を式(20)に代入すると、次式の結合 EXIT 関数を得る。

$$I_u^\gamma = G_u\left[F_u(I_u^\alpha, I_j^\gamma)\right] \square T_u(\eta_u, I_j^\gamma) \quad (27)$$

この結合 EXIT 関数 T_u の入出力関係に着目すると、SNR η_u が与えられれば、繰り返し処理の振る舞いが、 I_u^β を考慮することなく、 I_1^γ と I_2^γ の交換を描くことで把握できることが分かる。

6 直接接続通信路—ネットワーク符号化を適用した中継システムの伝送特性

6.1 ネットワーク符号化利得と繰返し処理利得

直接接続通信路—ネットワーク符号化を適用したアシスト中継伝送方式の特性を評価するため、計算機シミュレーションを行った。図6にネットワークトポロジーを、表1にシミュレーション諸元を示す。このトポロジーは、すべてのリンクのチャンネル利得は等しいという前提で、各リンクの SNR を同時に変えるものである ($|h_1|^2 = |h_2|^2 = |h_R|^2$ なので $\eta_1 = \eta_2 = \eta_R$ である)。

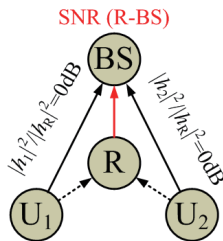


図 6. ネットワークトポロジー

表 1. 計算機シミュレーション諸元

Modulation	Gray coded QPSK
Channel encoder	Turbo
Coding rate	half
Gen. polynomial	$[1, 15/13]_{\text{oct}}$
Num. of iterations	4 for Turbo 8 for joint code
Interleaver	random
Channel model	AWGN

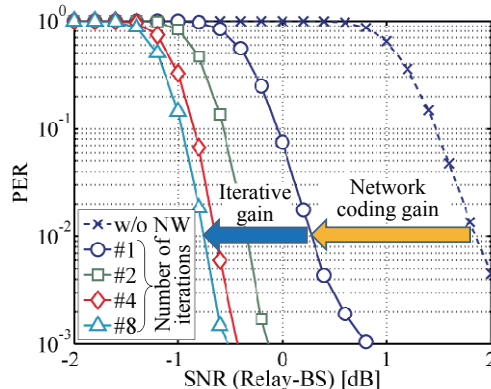


図 7. 中継ノード—基地局間 SNR η_R に対する PER 特性

² 式(22)は 2 元消失通信路 において導かれたものであるが、AWGN 通信路においても、有効であることが知られている。

中継ノードと基地局の間の SNR η_R に対する両ユーザからの信号の平均パケット誤り率 (PER: Packet Error Rate) 特性を図 7 に示す. ネットワーク符号化を適用せず, 中継器で単にパケットを再送信する場合の特性 (w/o NW) と比較して, ネットワーク符号化を適用すると, 繰返し処理を行わなくても (繰返し回数 1 回), PER = 10^{-2} において約 1.5 dB のネットワーク符号化利得が得られている. それに対して繰返し処理を行うと, さらに約 1 dB の繰返し復号利得が得られている. これは, ネットワーク符号化で両送信符号化系列の XOR をとっていることから, 式(18)および(19)に示されるように, 他方のユーザからの通信路符号化の冗長性が外部 LLR I_u^β の改善に寄与しているためである.

6.2 リンク利得不均衡是正効果

図 7 の評価においては, すべてのリンクの利得 (SNR) は等しいとしていた. しかしながらそれは実際の伝搬路ではありえない状況設定であるので, より現実的なリンク状況で評価する. 図 8 にそのネットワークトポロジーを示す. また, 図 9 に中継器と基地局の間の SNR η_R を 3 dB, $|h_2|^2/|h_R|^2 = -6$ dB ($\eta_2 = -3$ dB) とした場合の, $|h_1|^2/|h_R|^2$ に対する PER 特性を示す.

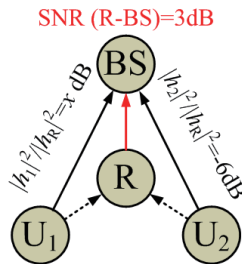
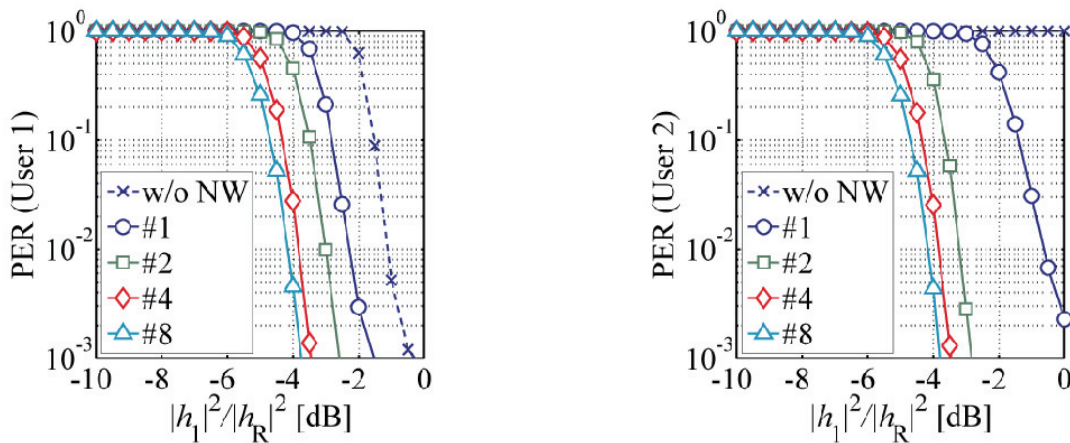


図 8. ネットワークトポロジー



(a) ユーザ#1 からの情報の PER

(b) ユーザ#2 からの情報の PER

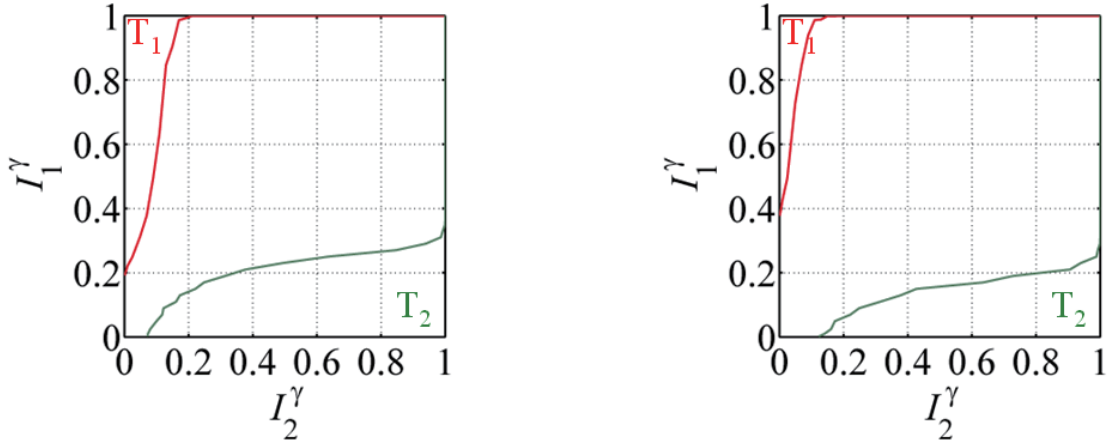
図 9. 両送信ノードと基地局の間の通信路利得が不均衡である場合の PER 特性

当然ながら, $|h_2|^2/|h_R|^2 = -6$ dB なので, ユーザ#2 から信号を基地局で直接受信した場合には PER = 1 である. また図 9 (b) は, $|h_2|^2/|h_R|^2 = -6$ dB のままユーザ#1 と基地局間の通信路利得を変えているので, 中継器を用いない場合には, ユーザ#2 からの信号の PER は改善されるものではない. 一方, ユーザ#1 からの信号を基地局で直接受信する場合 (中継器を使用しない場合) の特性は, 図 9 (a) の点線に対応しており, 同図より, PER = 10^{-3} を得るための $|h_1|^2/|h_R|^2$ は約 0 dB であることがわかる. 中継器—基地局間の SNR $\eta_R = 3$ dB なので, $|h_1|^2/|h_R|^2 = 0$ dB は SNR η_1 の約 3 dB に相当する. ここで, ユーザ#2 の信号のみを中継する場合, 中継器—基地局間の SNR は $\eta_R = 3$ dB なので, これは PER が約 10^{-3} の伝送品質で受信される. したがって, $|h_1|^2/|h_R|^2$ を約 0 dB に設定すると, 基地局では, ユーザ#1 とユーザ#2 の信号を, ほぼ同じ伝送品質で受信できることになる.

それに対して, 直接接続通信路—ネットワーク符号化を適用した中継伝送を行った場合, $|h_1|^2/|h_R|^2$ を -4 dB ($\eta_1 = -1$ dB) に設定した時, 両ユーザのデータは PER 約 10^{-3} の品質で受信できる. これは, ユーザ#2 のパケットのみを中継した場合に対して, 約 4 dB のネットワーク符号化利得と繰返し利得が得られていること

を示しており、中継器における協調伝送の効果が表れているといえる。

6.3 通信路-ネットワーク直接接続符号化の復号処理における EXIT 特性



(a) SNR $\eta_R = 5$ dB, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB, $|h_2|^2/h_R|^2 = -15$ dB (b) SNR $\eta_R = 5$ dB, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB, $|h_2|^2/h_R|^2 = -12$ dB

図 10. 通信路-ネットワーク直列接続符号化を適用した協力中継方式の EXIT 特性

通信路-ネットワーク直接接続符号化を適用した協力中継方式の EXIT 特性を図 10 に示す. まず, 図 10 (a) は, 中継器-基地局間の SNR η_R を 5 dB とし, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB ($\eta_1 = 0$ dB), $|h_2|^2/h_R|^2 = -15$ dB ($\eta_2 = -10$ dB) に設定した場合の, 式(27)で与えられる結合 EXIT 関数 H_u の特性を表したものである. 同図に示されるように, 両特性は交差していないことから, 十分長く, 十分ランダムな符号系列が送信される場合には収束することが分かる. ただし, ここで注意する点は, 実際の情報系列長は有限であるので, 仮に EXIT 特性が交差していなくても, 収束しない場合は確率的にはあり得るといえることである.

一方, 図 10 (b) はユーザー#2 と基地局間の通信路利得を 3 dB 高く設定し, $|h_2|^2/h_R|^2 = -12$ dB ($\eta_2 = -7$ dB) とした場合の特性である. 図 10 (a) と比べると, T_1, T_2 の両方とも, より低い入力相互情報量で, 出力相互情報量が立ち上がっている. このことは, ユーザー#2 と基地局の間のチャネル利得が高くなると, 両者の EXIT 特性の間隔をより広げる効果があり, それによって, ユーザー#2 の伝送特性のみならず, ユーザー#1 の伝送特性をも改善していることを意味しており, これがまさに, このような方式を協力中継と呼ぶにふさわしい動作であるといえる.

7 直接リンクの伝送品質に応じたアシスト中継方式

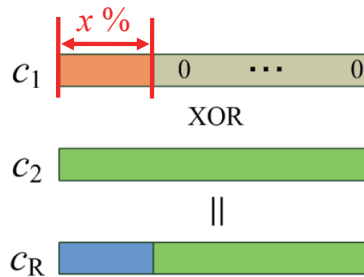


図 11. 中継器における多重割合の制御の概念

前節では, 中継器において, ユーザー#1 とユーザー#2 の符号化系列の XOR を基地局に送信する方式について説明した. ここで, ユーザー#1-基地局, ユーザー#2-基地局と直接リンクに通信路利得の差が存在する場合には, さらに中継器で, その度合いに応じた中継方式ができれば, 中継器の役割はさらに有益なものになると考えられる.

ここで, ユーザー#1 と基地局間の通信路利得の方が, ユーザー#2 と基地局間の通信路利得より高いものとする.

このことは、ユーザ#2の方が、ユーザ#1より、中継器に対して、より多くの助けを必要としている状態である。そこで、図 11 に示すように、中継器では、ユーザ#1からの符号語系列のうち、ある割合 x だけは、ユーザ#2からの信号と XOR 演算を行い、残りはユーザ#2からの信号をそのまま送信することとする。これは、送信ユーザ#1からの信号のうち、先頭から割合 x だけを切り出し、その後ろの $(1-x)$ の割合の部分に 0 を付加した系列を改めてユーザ#1からの系列としてからユーザ#2からの信号との XOR をとることに相当する。

以上の操作を経た信号を相互情報量の流れで考えると、 I_1^β は割合 x で中継器を介して送信ノード#2からの外部情報 ($F_1(I_1^\alpha, I_2^\gamma)$) がえられ、残りの割合 $(1-x)$ では、直接受信された信号から得られる情報 (I_1^α) のみが得られ、 I_1^α と I_2^γ は全く無相関の内情報であるので、 I_1^β は次式で与えられる。

$$I_1^\beta = xF_1(I_1^\alpha, I_2^\gamma) + (1-x)I_1^\alpha \quad (28)$$

同様に、 I_2^β は割合 x で、ユーザ#1からの外部情報 ($F_2(I_2^\alpha, I_1^\gamma)$) が得られ、割合 $(1-x)$ は、ユーザ#2からの直接受信信号と、ユーザ#2のみの信号で構成された中継器からの信号に係る相互情報量が得られるので、次式で与えられる。

$$I_2^\beta = xF_2(I_2^\alpha, I_1^\gamma) + (1-x)J[J^{-1}(I_2^\alpha) + J^{-1}(I_R^\alpha)] \quad (29)$$

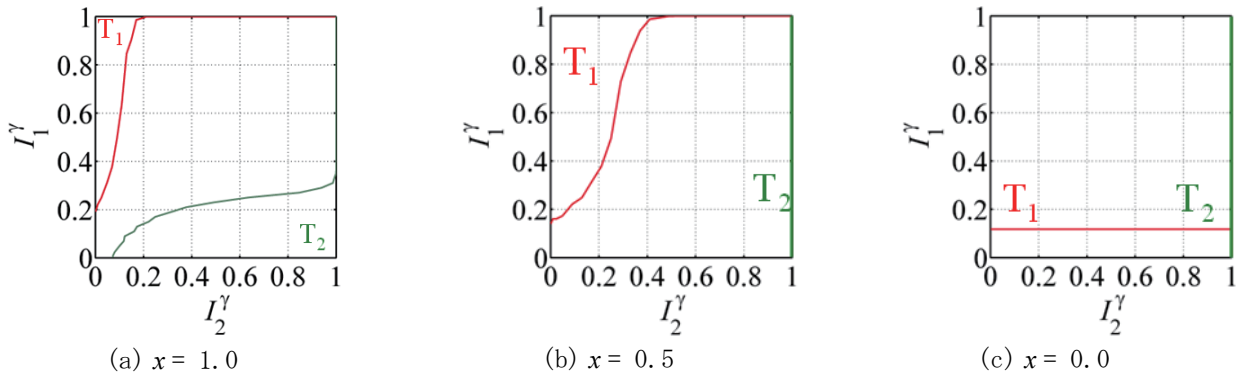
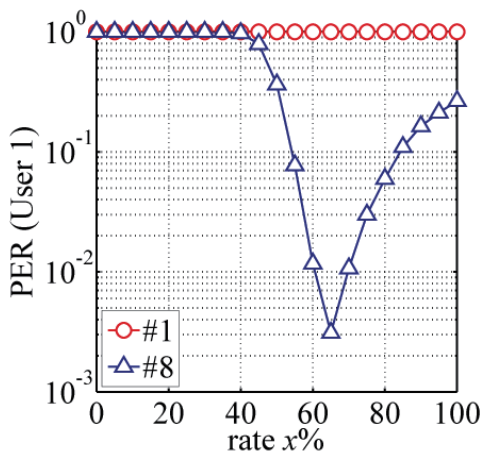


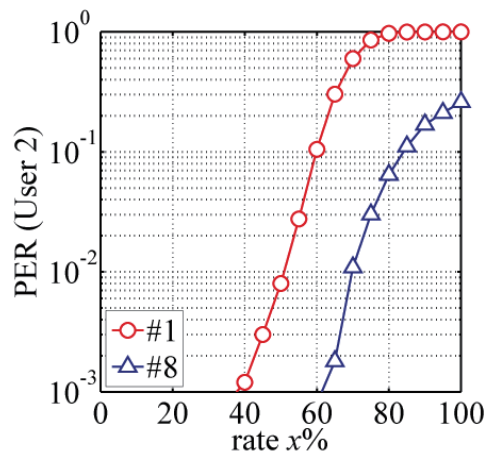
図 12. 中継器における多重割合 x を変えた場合のアシスト中継方式の EXIT 特性

中継器において多重割合を制御した場合の結合 EXIT 特性 $T_1(I_2^\gamma)$, $T_2(I_1^\gamma)$ を、図 12 に示す。条件は図 10 (a)と同じで、中継器-基地局間の SNR η_R を 5 dB とし、 $|h_1|^2/|h_R|^2 = -5$ dB ($\eta_1 = 0$ dB), $|h_2|^2/|h_R|^2 = -15$ dB ($\eta_2 = -10$ dB) である。図 12(a)に示される $x = 1.0$ の特性は、図 10 (a)と全く同じである。それに対して図 12 (b)に示される $x = 0.5$ とすると、 T_1 の特性は $x = 1.0$ の場合と比べると低下しているものの、 T_2 の特性はすべての I_1^γ に対して $I_2^\gamma = 1.0$ を示している。また、図 12(a)と図 12(b)を比較すると、EXIT 特性 T_1 と T_2 の開きは、 $x = 0.5$ の方が拡大している。ターボアルゴリズムの収束性の観点では、EXIT カーブが交差していないことが最低限の条件であるが、EXIT 特性は、十分長く十分ランダムな符号と言う前提での特性なので、両 EXIT 特性が近接すると、符号長が短く、ランダム性が不十分な状態となると、EXIT 特性では開きがあっても途中でスタックする可能性はある。したがって、2つの EXIT カーブの間にある程度の開きがあることが望ましく、図 12 においては、 $x = 1.0$ より $x = 0.5$ の方がフレーム誤り率は小さくなると予想できる。

一方、図 12(c)に示される $x = 0.0$ とすると、ユーザ#2のデータのみを中継していることに相当するので、ユーザ#2からの情報は正しく復号できる。しかし、ユーザ#1からの情報は直接リンクからしか得られないため、このパケット誤り率特性は図 9(a)の $|h_1|^2/|h_R|^2 = -3$ dB に相当する。図 12 (c)の EXIT では、 T_1 の値は $I_2^\gamma = 1.0$ においても 0.12 程度にとどまっている。そのため、図 12(c)に示されるように、 $|h_1|^2/|h_R|^2 = -3$ dB では PER = 1.0 となっている。



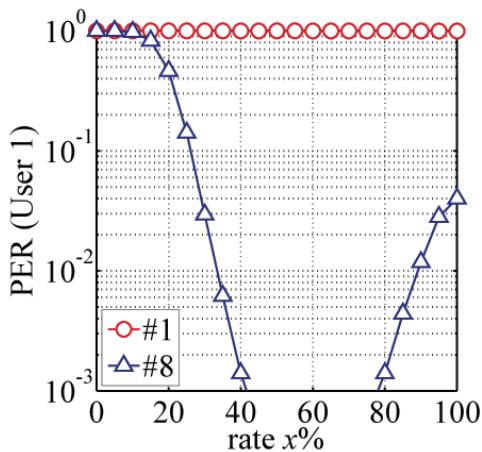
(a) ユーザ#1からの情報のPER



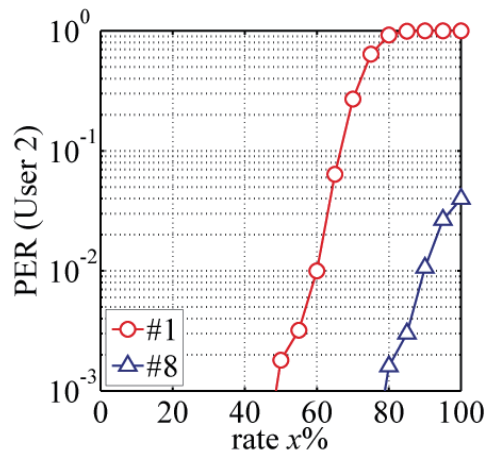
(b) ユーザ#2からの情報のPER

図 13. 中継器における XOR 成分の割合 (x) に対する PER 特性
(SNR (R-BS) $\eta_R = 3$ dB, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB, $|h_2|^2/h_R|^2 = -6$ dB)

図 13 に, x を変えた場合のユーザ#1 およびユーザ#2 からの信号の PER 特性を示す. 図 13 (a) はユーザ#1, (b) はユーザ#2 の特性である. ただし, $\eta_R = 3$ dB, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB, $|h_2|^2/h_R|^2 = -6$ dB としている. x の比率を変えることは, 中継器から送信される信号に含まれる, ユーザ#1 からの信号とユーザ#2 からの信号に係る相互情報量を調整することに相当している. 図 13 の場合には, $x = 0.65$ が最適点となっている.



(a) ユーザ#1からの情報のPER



(b) ユーザ#2からの情報のPER

図 14. 中継器における XOR 成分の割合 (x) に対する PER 特性
(SNR (R-BS) $\eta_R = 5$ dB, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB, $|h_2|^2/h_R|^2 = -15$ dB)

次に, $\eta_R = 5$ dB, $|h_1|^2/h_R|^2 = -5$ dB, $|h_2|^2/h_R|^2 = -15$ dB とした場合の同様の特性を, 図 14 に示す. この場合には, ユーザ#2-基地局間の通信路利得が図 13 の場合より低いので, SNR (R-BS) $\eta_R = 3$ dB のままであれば, 当然, 図 13 の場合と比較したら伝送特性は劣化する. しかしながら, 図 14 のように, SNR (R-BS) $\eta_R = 5$ dB と, 中継器と基地局間の SNR を高めると, 中継器において XOR をとった情報とユーザ#2 のみの信号の適切な配分により, やはり, 両ユーザからの信号の受信品質を制御することが可能となり, $0.4 \leq x \leq 0.8$ の範囲で, 図 13 の場合より良好な特性が得られている.

以上のように, 中継器において XOR の信号とユーザ#2 の信号を多重する比率を制御することで, 中継器は両ユーザに対して, それぞれ適切なレベルでの協力をしているといえる. このことは, 中継器が従来のマルチホップ伝送のような, とにかくリンク間距離を短縮して十分余力を持って転送するというネットワークサイドからの視点ではなく, 両ユーザから基地局への直接リンクにおいての不足している相互情報量を, 中継器から送信される信号において, 適切に配合して多重することで, 基地局で共に十分な品質が得られるよう, 中継器がアシストしているといえる. このように, 本方式は, 中継器がやみくもに中継するのではなく, 直接リンクの伝送をアシストするという立場で協力中継しているため, この形態は, 本稿の最初に説明したア

シスト協力中継伝送であるといえる。また、この方式は、中継器から伝送されている信号に含まれる各リンクの相互情報量の比率を、リンク品質の不均衡性に応じて適宜調整することで、両送信系列にとって適切なアシスト中継を行っているといえる。本アシスト中継方式では、式(27)-(29)を用いることで簡単にEXITチャートを描くことが可能となるので、 I_1' と I_2' が共に1となる x の範囲を求めることができる。基地局では、その結果をもとに、次のフレームにおける最適 x を設定し、それを中継器に通知することで、中継器が両ユーザにとって適度なアシストを行う中継伝送機能が実現できると考えられる。

8 まとめ

本研究では、無線リンクの空間分散化技術として、送信ノードから放射された信号を、中継ノードが、送信ノードの伝送をアシストするという形で中継するアシスト中継伝送について検討した。具体的には、送信ノードから宛先ノードへの無線リンクを複数の中継ノード経由で空間的に分散させるとともに、中継ノードでは異なるユーザ間の信号系列をネットワーク符号化によって協調させることで、ユーザ間のリンク品質の不均衡の制御が可能であることを示した。また、検討した方式は、ユーザ数の増加に対しても柔軟に対処でき、1つの送信ノードが複数の中継ノードを活用するなど、多様な拡張が容易である。

さらに、ここで示したネットワークトポロジーは、多対多のネットワークトポロジーにおける基本構成要素と考えられるので、将来、多対多のネットワークトポロジーをベースとした長ブロードバンドワイヤレスネットワークへも拡張可能であるという点で、期待できる。また、本研究で検討した技術は、今後、1Gbit/s、10 Gbit/sと高まるであろうユーザレートに対し、持続的に発展が可能であるものと考えている。

なお、紙面の関係上、記載を割愛したが、アシスト中継伝送における中継器アクティベーション手法についても研究期間中に検討した。その詳細は、発表資料に記載の文献を参照されたい。

【参考文献】

- [1] T. M. Cover and J. A. Thomas, *Elements of Information Theory*. New York: Wiley, 1991.
- [2] A. Goldsmith, *Wireless Communication*. New York: Cambridge Press, 2005.
- [3] P. Gupta and P. R. Kumar, "The capacity of wireless networks," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 46, no. 2, pp. 399–404, Mar. 2000.
- [4] K. Yamamoto and S. Yoshida, "Tradeoff between area spectral efficiency and end-to-end throughput in rate-adaptive multihop radio networks," *IEICE Trans. Commun.*, vol. E88-B, no. 9, pp. 3532 - 3540, Sept. 2005.
- [5] A. Sendonais, E. Erkip, and B. Aazang, "User cooperation diversity - part I and part II," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 51, no. 11, pp. 1927–1948, Nov. 2003.
- [6] C. Hausl and P. Dupraz, "Joint network-channel coding for the multiple-access relay channel," in *Proc. SECON'06*, Reston, VA, USA, Sept. 2006, pp. 817–822.
- [7] S. Yiu, R. Schober, and L. Lampe, "Distributed space-time block coding," *Proc. GLOBECOM'05*, vol. 3, pp. 1592–1597, Nov. 2005.
- [8] M. Janani, A. Hedayat, T. E. Hunter, and A. Nosratinia, "Coded cooperation in wireless communications: space-time transmission and iterative decoding," *IEEE Signal Processing Lett.*, vol. 2, no. 2, pp. 362–371, Feb. 2004.
- [9] Y. Li, B. Vucetic, T. F. Wong, and M. Dohler, "Distributed turbo coding with soft information relaying in multihop relay networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 24, no. 11, pp. 2040–2050, Nov. 2006.
- [10] A. Chakrabarti, A. de Baynast, A. Sabharwal, and B. Aazang, "Low density parity check codes for the relay channel," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 25, no. 2, pp. 280–291, Feb. 2007.
- [11] C. Hausl and P. Dupraz, "Joint network-channel coding for the multiple-access relay channel," in *Proc. SECON'06*, Reston, VA, USA, Sept. 2006, pp. 817–822.
- [12] C. Hausl and J. Hagenauer, "Iterative network and channel decoding for the two-way relay channel," in *Proc. ICC'06*, Istanbul, Turkey, June 2006, pp. 1568–1573.
- [13] W. Roh and A. Paulraj, "MIMO channel capacity for distributed antenna systems," in *Proc. VTC*, vol. 2, 2002, pp. 706–709.

- [14] X. Li and J. Ritcey, "Bit-interleaved coded modulation with iterative decoding using soft feedback," *IEEE Commun. Lett.*, vol. 34, no. 10, pp. 942–943, May 1998.
- [15] Y. D. Chen, S. Kishore, and J. Li, "Wireless diversity through network coding," in *Proc. WCNC'06*, vol. 3, Las Vegas, NV, USA, Apr. 2006, pp. 1681–1686.
- [16] S. Yiu, R. Schober, and L. Lampe, "Distributed space-time block coding," *Proc. GLOBECOM'05*, vol. 3, pp. 1592–1597, Nov. 2005.
- [17] M. Janani, A. Hedayat, T. E. Hunter, and A. Nosratinia, "Coded cooperation in wireless communications: space-time transmission and iterative decoding," *IEEE Signal Processing Lett.*, vol. 2, no. 2, pp. 362–371, Feb. 2004.
- [18] Y. Li, B. Vucetic, T. F. Wong, and M. Dohler, "Distributed turbo coding with soft information relaying in multihop relay networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 24, no. 11, pp. 2040–2050, Nov. 2006.
- [19] A. Chakrabarti, A. de Baynast, A. Sabharwal, and B. Aazang, "Low density parity check codes for the relay channel," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 25, no. 2, pp. 280–291, Feb. 2007.
- [20] J. Hagenauer, "The turbo principle in mobile communications," in *Proc. ISITA*, XI'AN, Peoples Republic of China, Oct. 2002.
- [21] F. Brannstrom, "Convergence analysis and design of multiple concatenated codes," Ph.D. dissertation, Chalmers University of Technology, 2004.
- [22] J. Hagenauer, E. Offer, and L. Papke, "Iterative decoding of binary block and convolutional codes," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 42, no. 2, pp. 429–445, Mar. 1996.
- [23] S. ten Brink, G. Kramer, and A. Ashikhmin, "Design of low-density parity-check codes for modulation and detection," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 52, no. 4, pp. 670–678, Apr. 2004.

〈 発 表 資 料 〉

題 名	掲載誌・学会名等	発表年月
Joint Channel-and-Network Coding Using EXIT Chart Aided Relay Activation	Proc. WCNC '11	2011 年 3 月
ベイズ理論	無線分散ネットワーク, 電子情報通信学会	2011 年 3 月
[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	電子情報通信学会 アドホックネットワーク研究会	2011 年 7 月 (発表予定)
[招待講演] ターボ原理に基づく繰り返し検出の EXIT 解析 ～ EXIT チャートの取り扱い 説明書 ～	電子情報通信学会 無線通信システム研究会	2011 年 8 月 (発表予定)