

## 広帯域移動通信に適した LDPC 符号と移動通信環境における 基本性能評価

三木 信彦<sup>†a)</sup>

### Structured Low Density Parity Check Code Suitable to Broadband Mobile Communications and Its Performance

Nobuhiko MIKI<sup>†a)</sup>

あらまし 移動通信では、フェージングによる劣化を補償するため、チャンネル符号化の適用が必須である。本論文では、高速伝送が必須のデータチャンネルに適した符号構成を有する LDPC 符号について概説する。チャンネル符号化を検討する上で、高速伝送といった要求条件に加え、適応変復調・チャンネル符号化、Hybrid ARQ (Automatic Repeat reQuest) といった要素技術に適したチャンネル符号化構成が必要である。このため、チャンネル符号化には、主に四つの要求条件。すなわち (1) 良好な誤り率特性、(2) 様々な符号化率、符号長への対応、(3) Incremental redundancy 法の適用、(4) 並列処理に適した符号構成、を満足する符号構成が必要である。この要求条件を満たす構成として、Structured LDPC 符号構成について説明する。最後に、ターボ符号を比較対象として、フェージングチャンネルにおける誤り率特性を示すとともに、標準化動向について説明する。

キーワード 移動通信, LDPC 符号, Structured LDPC, QC-LDPC, 並列処理

## 1. ま え が き

移動通信においては、マルチパスフェージングにより受信品質が大幅に劣化するため、ダイバーシチ技術等に加え、誤り制御技術が必須である。誤り制御技術は、チャンネル符号と再送制御 (ARQ: Automatic Repeat reQuest) に分類される [1]。一般的に、音声通信のように許容遅延の短いトラヒックに対しては、チャンネル符号化を用いて誤りを補償し、非音声のデータ通信のように許容遅延が比較的長いもののエラーフリー伝送が必要な場合、誤り訂正符号に加え、再送制御を併用する Hybrid ARQ が適用される。

1993 年に発表されたターボ符号 [2] が、シャノン限界に近い特性を実現できることから、第 3 世代移動通信において採用されている。例えば、3rd Generation Partnership Project (3GPP) において標準化された

W-CDMA では、データチャンネルにターボ符号が採用された。その後、下りリンク高速パケット伝送 (HSDPA: High Speed Downlink Packet Access) において、適応変復調・チャンネル符号化 (AMC: Adaptive Modulation and channel coding) [3]、及び Hybrid ARQ への適用を考慮して、ターボ符号の Rate matching アルゴリズムが拡張されている。

一方、1960 年代に Gallager により提案された、Low Density Parity Check (LDPC) 符号 [4] も、Mackay らによって再発見 [5] されて以降、シャノン限界に近い特性を実現できることから着目されている。LDPC 符号は、非常に疎なパリティ検査行列によって定義される線形符号であり、タナーグラフ [6] によって表すことができる。一般的に、特性が良好な非正則 LDPC (Irregular LDPC) 符号のパリティ検査行列は、Density Evolution [7] により最適化された行、及び列重み分布により定義され、この重みを実現するようにランダムに生成される。LDPC 符号は良好な特性を示すことから、移動通信においても適用が検討され、WiMAX [8] ではオプション機能 (実装が必須とされていない機能) ではあるものの、標準化されている。3GPP2 にお

<sup>†</sup> 香川大学工学部電子・情報工学科, 高松市  
Department of Electronics and Information Engineering,  
Faculty of Engineering, Kagawa University, Takamatsu-shi,  
761-0396 Japan

a) E-mail: miki@eng.kagawa-u.ac.jp

る Ultra Mobile Broadband (UMB) [9] でも、高速伝送を行う端末に限定した機能として、LDPC 符号が標準化されている。

移動通信におけるデータチャンネルにおいては、単に特性が優れるだけでなく、様々な要求条件が課せられる。そこで、本論文では、高速伝送に適した符号構成を有する LDPC 符号に着目し、移動通信のデータチャンネルに適した構成について概説する。まず、2. で移動通信のデータチャンネルに適したチャンネル符号化の要求条件について説明する。その後、LDPC 符号について、要求条件を満たすための構成について説明する。最後に、3. で、LDPC 符号の特性をターボ符号と比較して示すとともに、標準化動向について説明する。

## 2. 移動通信におけるチャンネル符号化への要求条件

Long-Term Evolution (LTE) 以降、音声も含め全データをパケット伝送するオールパケット伝送が採用されており、音声符号化もパケット単位で処理が行われる。このパケットが分割(接続)されて、チャンネル符号化された後、無線フレーム内に多重される。したがって、チャンネル符号化単位(以降ブロックと呼ぶ)の構成、及び特性が最終品質に大きく影響する。

また、各端末の受信品質情報に基づいて、スループットを最大化できるデータ変調、及び符号化率の組み合わせ(MCS: Modulation and Coding Scheme)を選択する AMC が適用される。更に、HSDPA 以降、基地局装置において終端する Hybrid ARQ が採用されており、その往復伝搬遅延は、例えば LTE において 8msec [10] と非常に短い。このため、音声などの比較的要求遅延が短いトラフィックに対しても、再送を適用できる。以上から、Hybrid ARQ は、AMC における MCS 選択誤り等に起因するパケット誤りを補償することに有効である。

以上を考慮し、データチャンネルに適用するチャンネル符号化は、主に四つの要求条件を満足する必要がある。

### (1) 良好な誤り率特性

最も重要な条件は、良好な誤り率特性を実現することである。前述のとおり、ブロック単位の特性が、最終品質に直結することから、ブロック単位の誤り率、すなわちブロック誤り率(BLER: BLock Error Rate)が重要となる。

この BLER に関して、ターボ符号、LDPC 符号に対して反復復号を適用すると、ある信号対雑音電力

比を境に急激に誤り率が低下(ウォーターフォール領域)し、その後、一定の誤り率が続く(エラーフロア領域)。したがって、特定の MCS のスループットは、ある信号対雑音電力比以上では、ほぼその MCS の伝送速度と等価であり、それ以下では急速に劣化する。以上から、AMC、及び Hybrid ARQ が適用される場合、初回送信の BLER が 1-10% 程度の領域、すなわち、ウォーターフォール領域で MCS が切り替わることとなる。更に、前述のように、Hybrid ARQ は遅延の要求条件の比較的厳しいトラフィックにも適用可能であり、エラーフロア領域の誤りに加え、初回の誤りも補償することができる。以上から、BLER が急速に改善するウォーターフォール領域の改善がエラーフロア領域より重要となる。

### (2) 様々な符号化率、符号長への対応

上記のとおり、データチャンネルには AMC を適用し、受信品質に応じたデータレートで伝送する。より細やかな制御を実現するためには、符号化率の細やかな制御が必要となる。したがって、様々な符号化率に対応できることが必要である。オールパケット伝送が採用されていることから、Voice over IP (VoIP)、Transmission Control Protocol (TCP) の確認応答信号(ACK: Acknowledgement)等の 100 ビット程度の非常に短いパケットから TCP レイヤのデータ等の 10,000 ビットを超えるパケットといった非常に広範囲の符号長のサポートが必要となる。以上から、様々な符号化率、及び符号長を一元的にサポートできるチャンネル符号化が必要となる。

### (3) Incremental redundancy 法の適用

Hybrid ARQ において、更なる特性改善を実現するため、パケット合成法 [11], [12] が重要である。パケット合成法は、パケットが誤った場合、そのパケットのチャンネル復号前のゆう度情報を受信バッファに保存し、再送パケットと合成することによって特性を改善する方法である。このパケット合成は、Chase 合成法 [11] と Incremental redundancy 法 [12] に分類される。前者は、再送時に初回送信と同一の符号化系列を送信し、受信側でチャンネル復号前においてゆう度を合成することによって、パケット合成後の受信信号電力対干渉及び雑音電力比を改善する方法である。一方、Incremental redundancy 法は、再送時に初回送信とは異なる符号化系列を送信することによって、パケット合成後の符号化率を低減する方法である。このうち、Incremental redundancy 法が以下に示す構成を実現

する必要があるものの、改善効果が Chase 合成法よりも大きく、HSDPA, LTE などでは採用されている。

具体的には、高符号化率（符号化率  $r_H$ ）の符号語  $C_{r_H}$  が、低符号化率（符号化率  $r_L < r_H$ ）の符号語  $C_{r_L}$  の一部となる構成が必要となる。すなわち、高符号化率の系列は低符号化率の系列をパンクチャする、若しくは、低符号化率の系列は高符号化率の系列をエクステンション（拡張）する構成により実現する。

パンクチャの例として、2 ビットの情報  $(x_1, x_2)$  を符号化する場合について説明する。この例では、符号化率  $1/3$  で符号化して符号語  $C_{1/3}$  を生成し、これをパンクチャすることにより、以下に示す符号化率  $2/5, 1/2, 2/3$  の系列  $C_{2/5}, C_{1/2}, C_{2/3}$  を生成する。

$$C_{2/3} : (y_1, -, y_3, -, y_5, -) \quad (1)$$

$$C_{1/2} : (y_1, y_2, y_3, -, y_5, -) \quad (2)$$

$$C_{2/5} : (y_1, y_2, y_3, y_4, y_5, -) \quad (3)$$

$$C_{1/3} : (y_1, y_2, y_3, y_4, y_5, y_6) \quad (4)$$

ここで、 $y_1, y_2, \dots, y_6$  は、符号化率  $1/3$  で符号化された場合の符号化ビット、“-” はパンクチャ、すなわち無送信を表す。この場合、式より明らかなように、高符号化率の符号語が、低符号化率の符号語の一部となっている。本構成においては、全ての符号化率において良好な特性を実現する必要があり、最適化が非常に複雑になる可能性がある。この構成を実現する符号語を、Rate-compatible 符号と呼ぶ。

ここで、Rate-compatible 符号を用いることによって、Incremental redundancy 法を容易に実現できることを簡単に示す。初回は、式 (1) で表す、符号化率  $r_{2/3}$  の符号語  $C_{2/3}$  を送信したとする。この場合、再送において、符号化率は  $r_{2/3}$  であるものの、式 (5) に示す異なる送信する符号語  $C'_{2/3}$  を送信する。

$$C'_{2/3} : (-, y_2, -, y_4, -, y_6) \quad (5)$$

これを受信器において合成することによって、式 (4) で表す、符号化率が  $1/3$  の符号語  $C_{1/3}$  を再生する。

(4) 高速化に適した並列処理を有する符号構成  
LTE では下りリンク 100 Mbps 以上 (LTE-Advanced では 1 Gbps 以上) といった高速伝送を、4 msec 以内に処理する必要がある [10]。これは、Hybrid ARQ の往復伝搬遅延を低減するため、上り確認応答信号の送信タイミングも規定されているためである。

繰り返し復号が必要なチャネル復号処理は、端末に

おいて高速化を実現する際、ボトルネックとなる可能性が高いモジュールである。ここで、繰り返し復号の処理時間は、1 回の繰り返しに必要な処理時間と繰り返し数の積であり、繰り返し数を低減するとともに、符号語を並列処理することにより、1 回の繰り返しに必要な処理時間を低減することが有効である。本論文では、原理的な並列処理を実現する構成について議論を行う。回路化については、他の文献（例えば、文献 [13]）を参照していただきたい。

### 3. 移動通信システムの要求条件を実現する LDPC 符号

本章では、はじめに一般的な LDPC 符号の符号化、復号処理について説明した後、2. で説明した要求条件を実現する LDPC 符号の構成について示す。

#### 3.1 LDPC 符号の符号化、復号処理

LDPC 符号は、疎なパリティ検査行列  $H$  により定義される。LDPC 符号は線形符号であるため、ガウス消去法などを用いて、生成行列  $G$  を計算することができるものの、その演算量は符号長の 2 乗のオーダーとなる問題がある。そこで、文献 [14] において、一般的なパリティ検査行列に対して、符号長に比例する演算量で符号化する方法が示されている。また、特殊な構成をもつ LDPC 符号については、個別に簡易に符号化することも可能である。

LDPC 符号の復号は、BP (Belief Propagation) アルゴリズム [15] のようなメッセージパッシングアルゴリズムを用いて復号する。ここで、 $q_{m,n}^{(i)}, r_{m,n}^{(i)}$  を第  $i$  繰り返し復号における、チェックノード  $m$  からビットノード  $n$  へ受け渡すメッセージ、ビットノード  $n$  からチェックノード  $m$  へ受け渡すメッセージと定義する。更に、 $\mathcal{M}(n), \mathcal{N}(m)$  をビットノード  $n$  が接続するチェックノードの集合、チェックノード  $m$  が接続するビットノードの集合とし、 $\mathcal{A} \setminus a$  は集合  $\mathcal{A}$  から元  $a$  を取り去って得られる集合を示す。また、 $p_n$  を第  $n$  ビットの受信信号から得られる対数ゆう度比とする。BP アルゴリズムは、図 1 に示すように、ビットノードでの処理、チェックノードにおける処理を繰り返し行うことにより復号する。具体的には以下の処理を行う。

- (1) 初期化:  $q_{m,n}^{(0)} = p_n, r_{m,n}^{(0)} = 0, i = 1$  とする。
- (2) ビットノード処理: 全ビットノードに対して、以下の式に基づいて値を更新する。

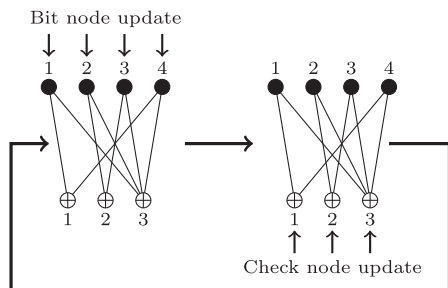


図 1 一般的な復号法  
Fig. 1 General LDPC decoder.

$$q_{m,n}^{(i)} = p_n + \sum_{m' \in \mathcal{M}(n) \setminus m} r_{m'n}^{(i-1)} \quad (6)$$

(3) チェックノード処理: 全チェックノードに対して、以下の式に基づいて値を更新する。

$$r_{m,n}^{(i)} = 2 \tanh^{-1} \left( \prod_{n' \in \mathcal{N}(m) \setminus n} \tanh \left( \frac{q_{m,n'}}{2} \right) \right) \quad (7)$$

(4) パリティ検査処理: 硬判定を行い、パリティ検査式により誤りの有無を確認する。誤りが検出され、かつ、最大繰り返し数まで満たない場合には、 $i$  を 1 増加して、ビットノード処理へ戻る。

上記の処理において、式 (6) における各ビットノードの処理は、他のビットノードの値に影響されないので、並列処理が可能である。同様に、式 (7) におけるチェックノードにおいても並列処理が可能である。このため、LDPC 符号はターボ符号に比較して、原理的に高速処理に適しているといわれている。

### 3.2 可変符号長・符号化率を実現する LDPC 符号

しかしながら、一般的な LDPC 符号は、ランダムに生成行列を生成するため、2. で示した様々な符号長・符号化率を一元的に実現することは難しい。そこで、構造を有する LDPC 符号 (Structured LDPC) が注目されている [16]。Structured LDPC では、base graph, proto graph などと呼ばれる比較的チェックノード・ビット数の小さいグラフ (更に一般化した構成を Multi-Edge Type と呼ぶ [16]) を構成し、このグラフを整数倍 ( $l$  倍) に、“Copy-and-permute” することによって、所望のサイズの符号を生成する。

図 2(a) に、ビットノード、及びチェックノード数が 4、及び 3 の base graph (図の最上段) を 4 倍にコピー・置換 (Permutation) 処理して、ビットノード、

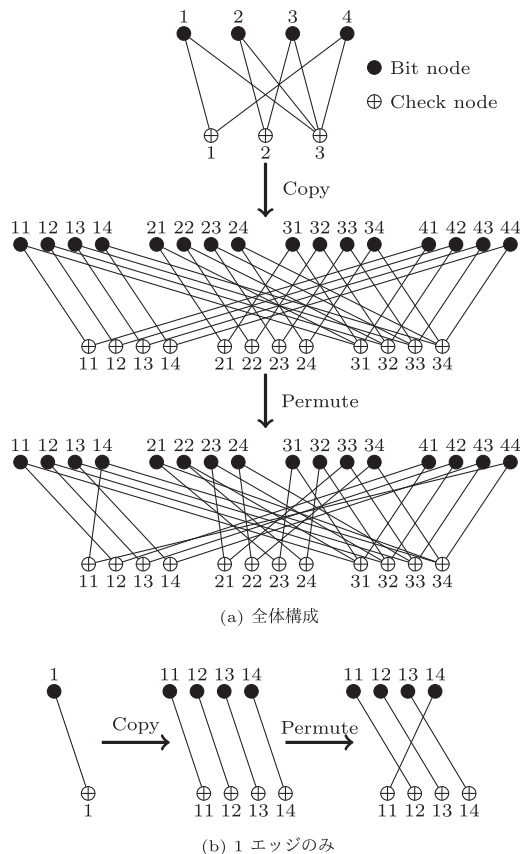


図 2 Structured LDPC 符号 (コピー、置換処理)  
Fig. 2 Structured LDPC code (Copy-and-permutation operation).

及びチェックノード数が 16, 12 の LDPC 符号を生成する例を示す。まず、ビットノード、チェックノードを 4 倍 ( $l = 4$ ) にコピーする。このままでは、図 2(a) 中央に示すように、4 つの独立したグラフとなってしまうため置換を行う。ここで、置換処理が複雑であるため、図 2(b) に、ビットノード #1 とチェックノード #1 をつなぐエッジのみを図示している。このエッジに対する置換処理は、ビットノード #1*p* が、チェックノード #1*q* に接続する場合、 $p, q$  は以下の式を満たすように定義する。

$$q = (p + j) \pmod{l}, \quad j = 1 \quad (8)$$

このエッジに対しては、 $j = 1$  としているが、各エッジに対して  $j$  を適切に定めないと、内径 (Grith) が小さくなり、特性が大幅に劣化する要因となる。例えば、文献 [17] に記載の Progressive Edge Growth 法など

を用いて最適化する．このようにして，base graph の整数倍のグラフを自由に作成することができる．

同様の処理を行列表記で示す．base matrix,  $\mathbf{H}_{base}$ , 拡大後の行列  $\mathbf{H}$  は，以下のように表すことができる．

$$\mathbf{H}_{base} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \quad (9)$$

$$\mathbf{H} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ \hline 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ \hline 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} \quad (10)$$

ここで，Permutation 処理は， $l$  行  $l$  列の単位行列  $\mathbf{I}$  を  $j$  だけ行方向に Cyclic Shift した  $\mathbf{P}^j$  を用いて以下のように表記することができる．

$$\mathbf{H} = \begin{pmatrix} \mathbf{P}^1 & 0 & 0 & \mathbf{P}^1 \\ 0 & \mathbf{P}^2 & \mathbf{P}^3 & 0 \\ \mathbf{P}^0 & \mathbf{P}^2 & \mathbf{P}^0 & \mathbf{P}^0 \end{pmatrix} \quad (11)$$

このように，単位行列を Cyclic shift した行列で表現できることから，Quasi-Cyclic (QC) LDPC とも呼ばれる [18]．

これまでの説明からわかるように，この構成を用いることによって， $m_0$  行  $n_0$  列の base graph の整数倍 ( $l$  倍) の構成，すなわち，情報ビット長  $k$  が  $(n_0 - m_0)$  の整数倍の符号を自由に生成できる．しかしながら，行列の大きさを整数倍するのみであるため，符号化率は常に， $r_0 = (n_0 - m_0)/n_0$  の一定値である．

そこで次に，可変符号長を実現する，Rate-compatible LDPC 符号構成について説明する．可変符号化率を実現するための構成には，図 3(a) に示すパンクチャする方法と，図 3(b) に示すエクステンションする方法の 2 種類がある．前者は，符号化された後の系列の一部をパンクチャすることにより，高符号化率を実現する方法である．例えば，base graph を  $l$  倍に拡大した場合において， $n_p$  個のビットノードに

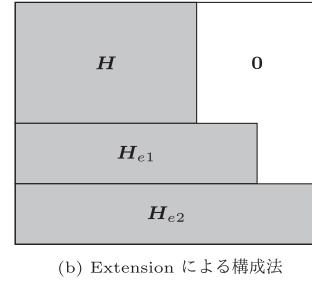
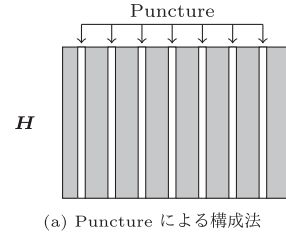


図 3 Rate Compatible 符号の構成法  
Fig.3 Structure of rate compatible codes.

対応する符号語をパンクチャする場合の符号化率  $r_p$  は，以下のように計算できる．

$$r_p = \frac{n_0 l - m_0 l}{n_0 l - n_p} > \frac{n_0 - m_0}{n_0} = r_0 \quad (12)$$

この方法によって，低符号化率の符号を用いて，高符号化率の符号化系列を生成することができる．しかしながら，ターボ符号のように各パリティビットの重要度がほぼ均一な符号と異なり，LDPC 符号はパンクチャにより特性が大幅に劣化する可能性がある [19]．文献 [19] では，チェックノードに接続するビットノードのパンクチャされる数をできるだけ 1 に限定するといった，復号時の特性劣化を低減するようにパンクチャ位置を検討している．

もう一つの方法であるエクステンションでは，図に示すように，パリティ検査行列を拡張する．この方法では， $n_0$  行  $m_0$  列の base graph に， $e_1$  行  $(m_0 + e_1)$  列の行列  $\mathbf{H}_{e1}$  を追加する．ここで，図に示す 0 行列の箇所は，追加によって，元符号の符号語が変化しないことを保証するために必要である．この場合の符号化率  $r_e$  は，以下のように計算できる．

$$r_e = \frac{n_0 - m_0}{n_0 + e_1} < \frac{n_0 - m_0}{n_0} = r_0 \quad (13)$$

更に低符号化率を実現するためには，行列  $\mathbf{H}_{e2}$  を追加する．これを繰り返すことによって，より低符号化率を実現することができる．文献 [20] では，エクス

テンションを行う際に、一定の制約をつけたうえで、最も特性が良好なものを選択している。

またパンクチャとエクステンションを組み合わせる、例えば符号化率  $1/2$  の符号をパンクチャすることによって高符号化率を実現し、エクステンションにより低符号化率を実現することも可能である。

以上から、パンクチャ/エクステンションを慎重に行うことによって、良好な特性を実現（要求条件 1）しつつ、様々な符号長、符号化率への対応（要求条件 2）できることを示した。また、本構成は、Rate compatible 符号の構成を実現しており、Incremental redundancy 法の適用（要求条件 3）を実現できる。

ここで、UMB で定義された LDPC 符号は、パンクチャ/エクステンションを併用して、Rate compatible 符号を構成している。一方、WiMAX で定義された LDPC 符号は、要求条件 3 で示された Rate compatible 構成を実現していない。具体的には、符号化率  $1/2, 2/3, 3/4, 5/6$  の 4 種類の符号化率の base graph が定義されており [8]、Chase 合成法のみが適用できる。

### 3.3 並列処理を実現する LDPC 符号

最後に高速伝送を実現する並列処理について、原理的な部分に絞って説明する（前述のとおり、回路化などについての設計については、文献 [13]などを参照）。要求条件に記載したように、高速化には並列処理とともに、繰り返し数の低減が重要である。特に、ターボ符号に比較して、BLER 特性が収束するまでに多くの繰り返し復号処理が必要な LDPC 符号ではこの点は重要である。そこで、まず繰り返し数低減に有効な Layered BP 復号法 [21]、Shuffled BP 復号法 [22] が提案されている。ここでは、Layered BP 復号法を例として説明する。

LDPC 符号の BP 復号では、図 1 で説明したように、行、及び列処理を交互に行い、この行（列）処理は、並列処理可能である。Layered BP 復号法では、図 4 に示すように、各チェックノードをレイヤとして定義し、各レイヤに対応するチェックノードと関連するビットノードを更新し、この更新を各レイヤ順番に処理する。これにより、Layer3 処理前には、Layer1, 2 においてゆう度が更新されているため、全て並列に処理する場合と比較して、効率的にゆう度が伝播する。この逐次処理を導入することにより、繰り返し数を半分程度に低減している。文献 [22] には、各ビットノードと関連するチェックノードを更新する方法が示されており、同様の効果が得られる。

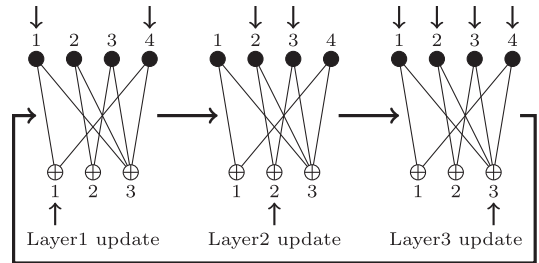


図 4 Layerd 復号法  
Fig. 4 Layered LDPC Decoder.

次に、並列処理について説明する。図 2 (a) で説明したように、Structured LDPC 符号は、base graph を拡大した符号構成をもつ。したがって、base graph の同一チェックノードに対応するチェックノード（例えば、チェックノード 11, 12, 13, 14）に着目すると、接続するビットノードは必ず別のビットノードとなる。これは、式 (10) において、例えばチェックノード 11, 12, 13, 14 に対応する第 1, 2, 3, 4 行において、1 で示されるビットノードの位置が全て異なっていることから理解できる。

以上から、 $l$  個のチェックノードと対応するビットノード処理の並列化は容易であり、Layered BP 復号法との併用にも適していることがわかる。

## 4. LDPC 符号の特性と標準化動向

### 4.1 LDPC 符号の特性

LDPC 符号の特性について、ターボ符号を比較対象として評価する。3. で述べた構成をもつ LDPC 符号として、UMB で定義されている符号（文献 [9] の第 2.6.3.4 節に記載）を用い、同様の構成をもつターボ符号として、LTE で定義されている符号（文献 [23] の第 5.1.3.2 節に記載）を用いた。また、データ変調は BPSK (Binary Phase Shift Keying) を用いた。AWGN (Additive White Gaussian Noise) チャネル、及び、独立同一分布のレイリーフェージングチャネル (Independent and Identically-Distributed Rayleigh fading channel) における BLER 特性を評価した。独立同一分布のレイリーフェージングチャネルにおいては、各変調シンボルが独立に変動するモデルを用いており、BPSK 変調を用いていることから、各符号化ビットは独立に変動する、すなわち、理想的なチャネルインタリーバを適用した場合と同一となる。また各符号の限界特性を評価するため、ターボ符号では最大

事後確率 (Maximum *a posteriori* probability) 復号法 [24] を, LDPC 符号では BP 復号法を用いた. 更に, AWGN チャネルの特性については, 理論限界として Sphere Packing Bound [25] を併記した.

図 5 に, 平均受信  $E_b/N_0$  (1 情報ビット当たりの信号エネルギー対雑音電力比) に対する BLER 特性を示す. ここで, ターボ符号, LDPC 符号における繰り返し数は 50 回, 及び 400 回とした. 情報ビット長を 1024 ビットとし, 符号化率は 1/3 を用いた. 図より, ターボ符号, LDPC 符号の特性差は 0.1dB 以内であり, 両符号ともに Sphere Packing Bound から 0.5dB 以内の良好な特性を示している. これ以降,  $BLER = 10^{-2}$  を実現する平均受信  $E_b/N_0$  特性を評価した.

図 6 に, 両符号の繰り返し数に対する特性を示す.

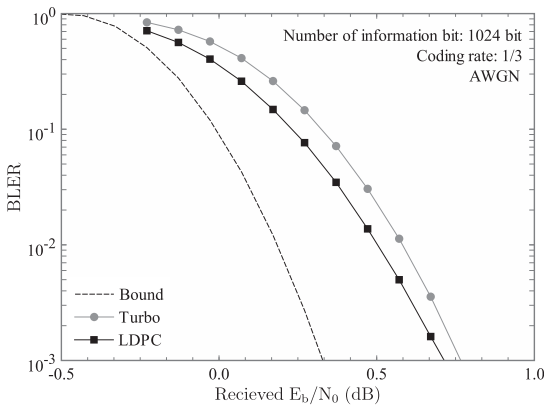


図 5 BLER 特性  
Fig. 5 BLER performance.

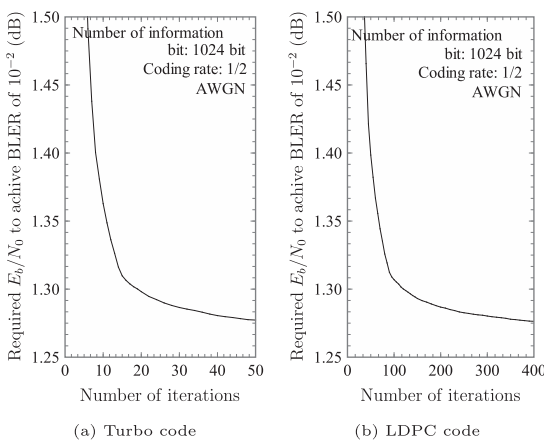
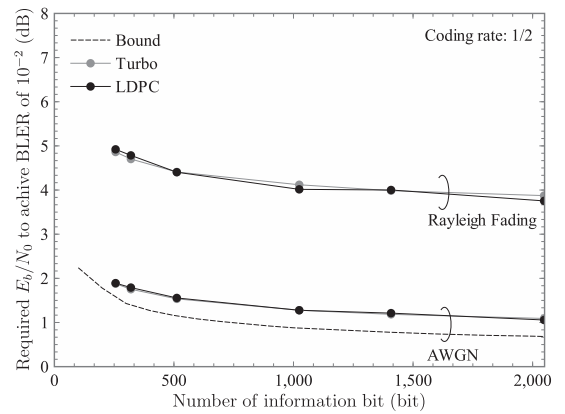


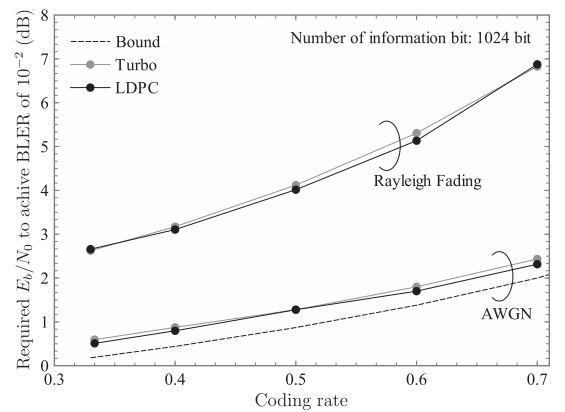
図 6 繰り返し数に対する特性  
Fig. 6 Influence of number of iterations for decoding.

情報ビット長は 1024 ビットとし, 符号化率は 1/2 とした. ターボ符号では 8 回, LDPC 符号では 50 回の繰り返し復号により, 所要平均受信  $E_b/N_0$  が, 約 1.4dB まで改善している. それ以降改善しているものの, その改善は飽和している. 以降の評価では, 十分飽和している繰り返し数として, ターボ符号では 50 回, LDPC 符号では 400 回を用いた.

図 7 (a) に符号化率を 1/2 に固定した場合の情報ビット長に対する特性を, 図 7 (b) に情報ビット長を 1024 ビットに固定した場合の符号化率に対する特性を示す. AWGN チャネルの特性において, LDPC 符号はターボ符号とほぼ同等の特性 (特性差は 0.2dB 以内) を実現している. また, 情報ビット長 256 – 2048 ビット, 符号化率 0.33 – 0.7 の領域で, 理論限界からの劣化は 0.5dB 以下であり, 良好な特性を示している. 更に,



(a) 情報ビット長に対する特性



(b) 符号化率に対する特性

図 7 LDPC 符号の特性  
Fig. 7 Performance of LDPC code.

レイリーフェージングチャネルにおいても、LDPC 符号はターボ符号とほぼ同等の特性を実現している。ここで、両チャネル符号化の特性差が若干大きくなる条件が存在するが、UMB で定義されている LDPC 符号が 7 種類の base graph を用いている点などが理由と考えられる。しかしながら、両チャネル符号化の特性差は 0.2dB 以内であり、LDPC 符号は、ターボ符号と同様、様々な情報ビット長、符号化率に対して良好な特性を実現できているといえる。実際のマルチパスフェージング環境においては、独立同一分布のレイリーフェージングチャネルと異なり、時間・周波数領域に相関がある。しかしながら、ブロック内で十分変動があり、チャネルインタリーブによりランダム化が十分行われている場合には、独立同一分布のレイリーフェージングチャネルに近い特性になると考えられる。

#### 4.2 標準化動向

第 3 世代移動通信である W-CDMA において、特性が良好（要求条件 1）なターボ符号が採用された。ターボ符号は、様々な情報ビット長を容易にサポートできるだけでなく、パリティビットを周期的にパンクチャすることにより、様々な符号化率で良好な特性を実現可能（要求条件 2）である。

第 3.5 世代である HSDPA において、Incremental redundancy 法を用いる Hybrid ARQ が導入された。ターボ符号は、パンクチャを有効に用いて、Incremental redundancy 法を実現（要求条件 3）できる。

第 3.9 世代とも呼ばれる LTE では、最大 300Mbps の伝送速度を実現する必要がある、並列処理が有効である（要求条件 4）。この点で、原理的に逐次処理を前提とするターボ符号の問題点（具体的には、並列処理に適さない W-CDMA で採用されたインタリーブ構成）が指摘された [26]。この解決法として、並列処理に適したターボインタリーブに変更する方法（ターボ符号を使用）と、並列処理に適した別の符号に変更する方法（LDPC 符号を使用）の 2 種類がある。LTE では議論の結果、標準化オプションの増加を避けるため、ターボインタリーブが変更され、ターボ符号を引き続き用いることとなった [26]。具体的には、簡単な多項式で表され、その多項式の係数を情報ビット長に対して最適な値を用いることにより、情報ビット長の任意の約数の並列処理を可能とする Quadratic Polynomial Permutation (QPP) インタリーブ [27], [28] が採用されている。

LTE の拡張システムである LTE-Advanced では、

IMT-Advanced と呼ばれる第 4 世代移動通信の要求条件（低速移動環境での 1Gbps の伝送速度、40MHz 以上の送信帯域幅など）[29] を実現するため、MIMO (Multi-Input Multi-Output) 多重における最大多重数を 4 から 8 に増加し、帯域幅を 20MHz から 100MHz まで増加している。帯域幅の増加は、Component Carrier (CC) と呼ばれる LTE キャリアを複数用いるキャリアアグリゲーションにより実現する。これにより、LTE-Advanced システムに対応できない LTE 端末は単一キャリアを用い、LTE-Advanced 端末は複数 CC を用いて通信することができる。この際、チャネル符号化も含め各 CC の制御は独立に実行される。すなわち、複数 CC を受信可能な LTE-Advanced 端末は、チャネル復号器を複数用意する必要があるものの、チャネル符号化は別々に行われるため、本論文で議論している同一符号語内の並列処理とは異なる点に注意が必要である。また、MIMO 多重における最大多重数も増大しているが、LTE で規定されたターボ符号からの変更は行われていない。

2014 年度に日本でも LTE-Advanced の商用サービスが開始される予定であるが、移動通信ネットワークにおけるトラヒックは今後も増加し、2020 年代には、2010 年に比較して 1000 倍を超えることが予測されている。このトラヒックに対応するため検討が開始されている第 5 世代移動通信では、更なる高速・低遅延化などが期待されている [30]。第 5 世代移動通信の要求条件については、詳細な議論が必要ではあるものの、例えば、欧州の研究プロジェクト METIS (Mobile and wireless communications Enablers for the Twenty-twenty Information Society) では、端末あたりの伝送速度を 10–100 倍にすること、End-to-End の遅延を 5 分の 1 にすることなどが記載されている [31]。これは、より精細な動画といったより情報量の多いコンテンツの実現に代表される様々なアプリケーションが望まれているためである。これらの実現のために、端末におけるチャネル復号処理の高速化は必須であり、並列化に適した構成という要求条件の相対的位置づけが高くなると考えられる。この並列処理に関して、ターボ符号では情報ビット長の変化により並列数（並列数は情報ビット長の約数に限定）とインタリーブのパラメータが変化する。様々な情報ビット長に対応する必要があること、更なる高速化により並列数を更に増大する必要があること、一定のスライディングウィンドウを確保して逐次処理を行う必要があることなど



から、相対的に LDPC 符号の優位性が高まる可能性が高い。スライディングウィンドウサイズの特性に与える影響は文献 [32] などに記載がある。

また、無線パラメータ、他の要素技術、バックワードコンパティビリティなど様々な要因が重要となる場合がある。例えば、第 5 世代移動通信と第 4 世代移動通信のデュアルモードの端末が必須である場合、ターボ符号は実装が必須化することなどである。

このように、要求条件によって適切なチャネル符号化が異なることから、第 5 世代移動通信についてより具体的になった後、チャネル符号化の要求条件・実現構成について再度検討するべきと考える。

## 5. む す び

本論文では、高速伝送が必須のデータチャネルに適した符号構成を有する LDPC 符号について概説した。チャネル符号化を検討する上で、高速伝送といった要求条件に加え、要素技術に適したチャネル符号化構成が必要である。このため、チャネル符号化には、主に四つの要求条件。すなわち (1) 良好な誤り率特性、(2) 様々な符号化率、符号長への対応、(3) Incremental redundancy 法の適用、(4) 並列処理に適した符号構成、を満足する符号構成が必要である。この要求条件を満たす構成として、Structured LDPC 符号構成について説明した。最後に、ターボ符号を比較対象として、フェージングチャネルにおける誤り率特性を示すとともに、標準化動向について説明した。

謝辞 本論文を執筆するにあたり、有益な助言をいただいた三菱電機株式会社の松本渉氏に深謝いたします。

## 文 献

- [1] S. Lin and J. Costello, Error Control Coding, ed., Prentice Hall, 2nd edition 2004.
- [2] C. Berrou, A. Glavieux, and P. Thitimajshima, "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes," Proc. ICC '93 - IEEE International Conference on Communications, vol.2, pp.1064-1070, 1993.
- [3] T. Ue, S. Sampei, N. Morinaga, and K. Hamaguchi, "Symbol rate and modulation level-controlled adaptive modulation/TDMA/TDD system for high-bit-rate wireless data transmission," IEEE Trans. Veh. Technol., vol.47, no.4, pp.1134-1147, 1998.
- [4] R. Gallager, Low-Density Parity-Check Codes, MIT Press, 1963.
- [5] D. MacKay and R. Neal, "Near Shannon limit performance of low density parity check codes," Electron. Lett., vol.32, no.18, p.1645, 1996.
- [6] R. Tanner, "A recursive approach to low complexity codes," IEEE Trans. Inf. Theory, vol.27, no.5, pp.533-547, Sept. 1981.
- [7] T. Richardson, M. Shokrollahi, and R. Urbanke, "Design of capacity-approaching irregular low-density parity-check codes," IEEE Trans. Inf. Theory, vol.47, no.2, pp.619-637, 2001.
- [8] IEEE, "IEEE standards for local and metropolitan area networks - Part 16: Air interface for fixed and mobile broadband wireless access systems - Amendment 3: Management PLANE procedure and services," 2007.
- [9] 3GPP2, "C.S0084-001-0 v3.0, physical layer for ultra mobile broadband (UMB) air interface specification," 2008.
- [10] 3GPP TS36.213 v8.8.0, "3rd generation partnership project; Technical specification group radio access network; Evolved universal terrestrial radio access (E-UTRA); Physical layer procedures (Release 8)," Sept. 2009.
- [11] D. Chase, "Code combining-A maximum-likelihood decoding approach for combining an arbitrary number of noisy packets," IEEE Trans. Commun., vol.33, no.5, pp.385-393, May 1985.
- [12] J. Hagenauer, "Rate-compatible punctured convolutional codes (RCPC codes) and their applications," IEEE Trans. Commun., vol.36, no.4, pp.389-400, April 1988.
- [13] K. Zhang, X. Huang, and Z. Wang, "High-throughput layered decoder implementation for quasi-cyclic LDPC codes," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.27, no.6, pp.985-994, Aug. 2009.
- [14] T. Richardson and R. Urbanke, "Efficient encoding of low-density parity-check codes," IEEE Trans. Inf. Theory, vol.47, no.2, pp.638-656, 2001.
- [15] J. Pearl, Probabilistic Reasoning in Intelligent Systems: Networks of Plausible Inference, Morgan Kaufmann Publishers, 1988.
- [16] T. Richardson and R. Urbanke, Modern Coding Theory, Cambridge University Press, 2008.
- [17] X. Hu, E. Eleftheriou, and D. Arnold, "Regular and irregular progressive edge-growth tanner graphs," IEEE Trans. Inf. Theory, vol.51, no.1, pp.386-398, Jan. 2005.
- [18] M. Fossorier, "Quasi-cyclic low-density parity-check codes from circulant permutation matrices," IEEE Trans. Inf. Theory, vol.50, no.8, pp.1788-1793, Aug. 2004.
- [19] M. El-Khomy, J. Hou, and N. Bhushan, "Design of rate-compatible structured LDPC codes for hybrid ARQ applications," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.27, no.6, pp.965-973, Aug. 2009.
- [20] T. Nguyen, A. Nosratinia, and D. Divsalar, "The Design of Rate-Compatible Protograph LDPC Codes,"

- IEEE Trans. Commun., vol.60, no.10, pp.2841–2850, Oct. 2012.
- [21] D. Hocevar, “A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of LDPC codes,” IEEE Workshop on Signal Processing Systems, 2004, pp.107–112, 2004.
- [22] J. Zhang and M. Fossorier, “Shuffled iterative decoding,” IEEE Trans. Commun., vol.53, no.2, pp.209–213, Feb. 2005.
- [23] 3GPP TS36.212, “3rd generation partnership project; Technical specification group radio access network; Evolved universal terrestrial radio access (E-UTRA); Multiplexing and channel coding (Release 8),” Dec. 2009.
- [24] L. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, and J. Raviv, “Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate,” IEEE Trans. Inf. Theory, vol.20, no.2, pp.284–287, March 1974.
- [25] C. Schlegel and L. Perez, “On error bounds and turbo-codes,” IEEE Commun. Lett., vol.3, no.7, pp.205–207, July 1999.
- [26] 3GPP, “R1-063013, Approved minutes of 3GPP TSG RAN WG1 46 in Tallinn,” 2006.
- [27] O. Takeshita, “On maximum contention-free interleavers and permutation polynomials over integer rings,” IEEE Trans. Inf. Theory, vol.52, no.3, pp.1249–1253, March 2006.
- [28] A. Nimbalkar, Y. Blankenship, B. Classon, and T. Blankenship, “ARP and QPP interleavers for LTE turbo coding,” 2008 IEEE Wireless Communications and Networking Conference, pp.1032–1037, March 2008.
- [29] ITU-R M2134, “Requirements related to technical performance for IMT-Advanced radio interface(s),” 2008.
- [30] A. Alexiou, “Wireless World 2020: Radio interface challenges and technology enablers,” IEEE Veh. Tech. Mag., vol.9, no.1, pp.46–53, March 2014.
- [31] METIS, “D1.1 Scenarios, requirements and KPIs for 5G mobile and wireless system,” 2013.
- [32] K. Ohbuchi, T. Yano, S. Miyazaki, and T. Nakamura, “Turbo decoder for high-speed application in wideband-code division multiple access system,” IEEE Global Telecommunications Conference 2013, vol.4, pp.2355–2359, 2013.

(平成 26 年 6 月 24 日受付, 9 月 7 日再受付)



三木 信彦 (正員)

平成 8 年京都大学工学部卒業. 平成 10 年京都大学大学院修士課程修了. 平成 21 年慶應義塾大学工学研究科後期博士課程修了. 平成 10 年 NTT 移動通信網株式会社 (現, 株式会社 NTT ドコモ) に入社後, HSDPA, LTE, 及び LTE-Advanced の研究, 標準化に従事. 平成 25 年より香川大学工学部の准教授. 『第 65 回電子情報通信学会学術奨励賞』受賞. 2004 年『無線通信システム活動奨励賞』受賞.