

一种 LDPC 编码高阶调制系统的联合解调解码方法

管武 董明科 项海格
(北京大学信息科学技术学院 北京 100871)

摘要: 该文用一种级联码模型描述了 LDPC 编码高阶调制系统。该级联码模型以 LDPC 码为外码, 二-十进制转换码为内码, 再加一个删余模块构成。基于这种级联码模型, 该文给出了其联合校验方程和二分图, 并提出了级联码置信度传播算法, 实现了 LDPC 编码高阶调制系统的联合解调解码。仿真表明, 该文提出的联合解调解码算法有效地改进了 LDPC 编码高阶调制系统的性能。

关键词: 低密度奇偶校验码; 高阶调制; 级联码置信度传播

中图分类号: TN911.22

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2010)02-0340-05

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2008.01287

A Joint Demodulation and Decoding Algorithm for High Order LDPC Coded Modulations

Guan Wu Dong Ming-ke Xiang Hai-ge

(School of Electronics Engineering and Computer Science, Peking University, Beijing 100871, China)

Abstract: A concatenated code model is proposed for high-order Low-Density Parity-Check (LDPC) coded-modulation scheme. This model is comprised of a serial concatenation of an outer LDPC encoder, an inner Binary-Decimal Conversion (BDC) encoder and a puncture device. A joint parity-check matrix is derived for the concatenated code, and the corresponding joint demodulation and decoding algorithm, named Concatenated-Code Belief Propagation (CCBP), is presented. Simulation results show that this LDPC coded modulation scheme with the CCBP algorithm provides effective improvements relative to the Bit Interleaved Coded Modulation (BICM) scheme for high-order modulations.

Key words: Low-Density Parity-Check (LDPC) codes; High-order modulations; Concatenated-Code Belief Propagation (CCBP)

1 引言

LDPC 码以其接近香浓极限的性能和低复杂度的并行译码结构^[1], 得到了广泛的青睐。成为 DVB-S2^[2], WiMAX^[3]等通信标准的选用信道编码。LDPC 码将在通信领域得到广泛的应用。

为了实现未来通信系统核心业务的高速率数据的可靠传输, 实现功率和频谱的高效应用, 高效 LDPC 码和高阶调制的联合系统成为一种趋势。各种 LDPC 码联合高阶调制的方案被提了出来, 如 Lu 等提出的分层 (Multilayer) 方案^[4], Tan 等提出的差分调制方案^[5], Jia 等提出的非对称映射方案^[6]和 Caire 等提出的比特交织 (BICM) 方案等^[7]。这些方案中, BICM 以其低复杂度和小译码延时得到了广泛的青睐, 但 BICM 的理论信道容量与调制理论信道容量仍存在差距, 尤其在高阶调制或短码的情况下^[7]。如在 4-QAM、16-QAM、256-QAM 的格雷调制下, BICM 可以非常接近高阶调制的理论信道容量, 但

在 8-QAM、32-QAM、128-QAM 调制环境下, BICM 与高阶调制的理论信道容量相差较大, 如在 32-QAM 调制 2.5 比特/符号速率时相差 2.6 dB、128-QAM 时相差近 4 dB。

为了在短码编码时逼近高阶调制的理论信道容量, 实行高性能的 LDPC 编码高阶调制系统, 本文提出了一种新的编码调制模型及其联合解调解码方法: 本文将高阶调制视为一种二-十进制转换编码, 而 LDPC 编码高阶调制系统视为二进制 LDPC 码与二-十进制转换编码的级联; 接收端, 以级联码译码方案实现了系统的联合解调解码。与文献 [7] 相比, 在短码编码和高阶调制时, 系统性能得到较大的提高。文章结构上, 第 2 节给出了 LDPC 编码高阶调制系统的级联码模型; 第 3 节给出了级联码系统的联合校验方程; 第 4 节提出了级联码置信度传播算法; 第 5 节和第 6 节给出了仿真结果和结论。

2 系统模型

如图 1 所示, 信源 $\mathbf{S}=[s_0, s_1, \dots, s_{k-1}]$, 经过 LDPC 码编码器编码生成系统码 $\mathbf{C}=[s_0, s_1, \dots, s_{k-1}, c_k, c_{k+1}]$,

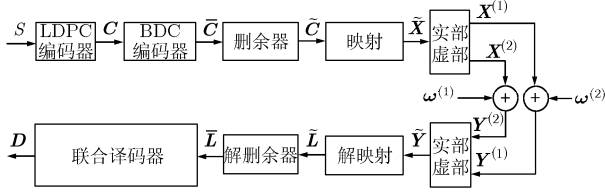


图1 系统模型

$\dots, c_{n-1}] = [c_0, c_1, \dots, c_{k-1}, c_k, c_{k+1}, \dots, c_{n-1}]$, 码字 \mathbf{C} 满足

$$\mathbf{H}\mathbf{C}^T = 0 \quad (1)$$

其中 \mathbf{H} 为 LDPC 码的校验阵, 大小为 $m \times n$, 码率为 $k/n^{[1]}$ 。

码长为 n 的码字 \mathbf{C} 经过二-十进制转换编码生成码字 $\bar{\mathbf{C}} = [\bar{c}_0, \bar{c}_1, \dots, \bar{c}_{n-1}, \bar{c}_n, \bar{c}_{n+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}] = [c_0, c_1, \dots, c_{n-1}, \bar{c}_n, \bar{c}_{n+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}]$, 其中 $\bar{c}_0, \bar{c}_1, \dots, \bar{c}_{n-1}$ 为二-十进制转换编码的系统码部分, 即 LDPC 码的二进制比特序列, $\bar{c}_n, \bar{c}_{n+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}$ 为二-十进制转换编码的 $q=2^L$ 进制校验位符号, 且

$$\bar{c}_{n-1+i} = \sum_{j=0}^{L-1} 2^{L-1-j} \bar{c}_{i \times L + j} = \sum_{j=0}^{L-1} 2^{L-1-j} c_{i \times L + j}, \quad 0 \leq i < p \quad (2)$$

其中 $p=n/L$, 为二-十进制转换编码的校验位长度。

码字 $\bar{\mathbf{C}}$ 经过删余模块得到序列 $\tilde{\mathbf{C}} = [\tilde{c}_0, \tilde{c}_1, \dots, \tilde{c}_{p-1}] = [\bar{c}_n, \bar{c}_{n+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}]$, 为 2^L 进制符号。 $\tilde{\mathbf{C}}$ 的 2^L 进制符号经过格雷或准格雷映射为星座图上的复数符号 $\tilde{\mathbf{X}} = [\tilde{x}_0, \tilde{x}_1, \dots, \tilde{x}_{p-1}]$:

$$\tilde{x}_i = \tilde{x}_i^R + j\tilde{x}_i^C = f_R(\tilde{c}_i) + jf_C(\tilde{c}_i) = f(\tilde{c}_i), \quad 0 \leq i < p \quad (3)$$

其中 $f_R(\tilde{c})$ 和 $f_C(\tilde{c})$ 分别表示将 2^L 进制整数 \tilde{c} 映射为格雷或准格雷 2^L -QAM 调制的实部和虚部。

复数调制信号 $\tilde{\mathbf{X}}$ 分成两路信号 $\mathbf{X}^{(1)} = [\tilde{x}_0^R, \tilde{x}_1^R, \dots, \tilde{x}_{p-1}^R]$, $\mathbf{X}^{(2)} = [\tilde{x}_0^C, \tilde{x}_1^C, \dots, \tilde{x}_{p-1}^C]$, 分别作为 2^L -QAM 的同相和正交路信号, 通过高斯信道输出信号 $\mathbf{Y}^{(1)} = [\tilde{y}_0^R, \tilde{y}_1^R, \dots, \tilde{y}_{p-1}^R]$, $\mathbf{Y}^{(2)} = [\tilde{y}_0^C, \tilde{y}_1^C, \dots, \tilde{y}_{p-1}^C]$:

$$\tilde{y}_i^R = \tilde{x}_i^R + \omega_i^{(1)}, \quad \tilde{y}_i^C = \tilde{x}_i^C + \omega_i^{(2)}, \quad 0 \leq i < p \quad (4)$$

其中 $\omega_i^{(1)}$ 和 $\omega_i^{(2)}$ 为方差为 $\sigma^2 = N_0/2$ 的高斯白噪声。

$\mathbf{Y}^{(1)}$ 和 $\mathbf{Y}^{(2)}$ 经过实部和虚部的合并变换后合成一路信号 $\tilde{\mathbf{Y}} = [\tilde{y}_0, \tilde{y}_1, \dots, \tilde{y}_{p-1}]$:

$$\tilde{y}_i = \tilde{y}_i^R + j\tilde{y}_i^C, \quad 0 \leq i < p \quad (5)$$

信号 $\tilde{\mathbf{Y}}$ 经由解映射模块得到关于发送符号 $\tilde{\mathbf{C}}$ 的信道软信息 $\tilde{\mathbf{L}} = [\tilde{L}_0, \tilde{L}_1, \dots, \tilde{L}_{p-1}]$, 其中 $\tilde{L}_i = [\tilde{L}_i(0), \tilde{L}_i(1), \dots, \tilde{L}_i(2^L - 1)]$ 为第 i 个符号处于各种状态的软信息, 即

$$\begin{aligned} \tilde{L}_i(v) &= \log \frac{P(\tilde{y}_i | \tilde{c}_i = v)}{P(\tilde{y}_i | \tilde{c}_i = 0)} = \log \frac{P(\tilde{y}_i | \tilde{x}_i = f(v))}{P(\tilde{y}_i | \tilde{x}_i = f(0))} \\ &= \frac{\tilde{y}_i^R (f_R(v) - f_R(0)) + \tilde{y}_i^C (f_C(v) - f_C(0))}{\sigma^2} \\ &\quad - \frac{(f_R^2(v) - f_R^2(0)) + (f_C^2(v) - f_C^2(0))}{2\sigma^2}, \end{aligned} \quad 0 \leq i < p, \quad 0 \leq v < 2^L \quad (6)$$

信道软信息 $\tilde{\mathbf{L}}$ 经过解删余模块得到二-十进制转换编码码字 $\bar{\mathbf{L}}$ 的各个符号的信道软信息 $\bar{\mathbf{L}} = [\bar{L}_0, \bar{L}_1, \dots, \bar{L}_{n-1}, \bar{L}_n, \bar{L}_{n+1}, \dots, \bar{L}_{n+p-1}] = [0, 0, \dots, 0, \bar{L}_0, \bar{L}_1, \dots, \bar{L}_{p-1}]$ 。由于 $\bar{c}_0, \bar{c}_1, \dots, \bar{c}_{n-1}$ 在系统中作为删余符号发送的二进制码, 故这里将其初始化为 0, 即

$$\bar{L}_i = \log \frac{P(\bar{c}_i = 0)}{P(\bar{c}_i = 1)} = 0, \quad 0 \leq i < n \quad (7)$$

码字 $\bar{\mathbf{C}}$ 的信道软信息 $\bar{\mathbf{L}}$ 经过联合解调解码模块, 得到系统对码字 \mathbf{C} 的硬判决 $\mathbf{D} = [d_0, d_1, \dots, d_{k-1}, d_k, d_{k+1}, \dots, d_{n-1}]$, 其中 d_0, d_1, \dots, d_{k-1} 即为对输入信息 \mathbf{S} 的硬判决, 完成译码。如果 $\mathbf{H}\mathbf{D}^T = 0$, 则译码成功, 否则译码失败。

3 级联码的联合校验方程

系统中, 信源 \mathbf{S} 经过了两次编码, 即 LDPC 编码和二-十进制转换编码。码序列 $\bar{\mathbf{C}} = [\bar{c}_0, \bar{c}_1, \dots, \bar{c}_{n-1}, \bar{c}_n, \bar{c}_{n+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}] = [c_0, c_1, \dots, c_{n-1}, \bar{c}_n, \bar{c}_{n+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}]$, 其前 n 个比特为 LDPC 码的码字, 故序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 满足

$$[\mathbf{H} | \mathbf{0}_{m \times p}] \bar{\mathbf{C}}^T = \mathbf{H}\mathbf{C}^T = 0 \quad (8)$$

其中 $\mathbf{H} = [h_{ij}]_{m \times n}$ 为 LDPC 码的校验方程。同时, 由于二-十进制转换编码, 码序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 满足

$$\begin{aligned} [2^{L-1}, 2^{L-2}, \dots, 2^0, -1] [\bar{c}_{i \times L}, \bar{c}_{i \times L + 1}, \dots, \bar{c}_{i \times L + L - 1}, \bar{c}_{n-1+i}]^T \\ = 0, \quad 0 \leq i < p \end{aligned} \quad (9)$$

式(9)可写为

$$[\tilde{\mathbf{H}} | -\mathbf{I}_{p \times p}] \bar{\mathbf{C}}^T = 0 \quad (10)$$

其中 $\tilde{\mathbf{H}} = [\tilde{h}_{ij}]_{p \times n}$ 为二-十进制转换编码的校验方程的左边部分, 其结构如下:

$$\tilde{\mathbf{H}} = \begin{bmatrix} 2^{L-1}, 2^{L-2}, \dots, 2^0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 2^{L-1}, 2^{L-2}, \dots, 2^0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 2^{L-1}, 2^{L-2}, \dots, 2^0 \end{bmatrix} \quad (11)$$

综合式(8)和式(11), 有

$$\bar{\mathbf{H}}\bar{\mathbf{C}}^T \triangleq \begin{bmatrix} \mathbf{H} & \mathbf{0}_{m \times p} \\ \tilde{\mathbf{H}} & -\mathbf{I}_{p \times p} \end{bmatrix} \bar{\mathbf{C}}^T = 0 \quad (12)$$

其中校验阵的第1块行的 $[\mathbf{H} \ \mathbf{0}_{m \times p}]$ 表示系统对序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 的LDPC编码, 校验阵的第2块行的 $[\tilde{\mathbf{H}} \ -\mathbf{I}_{p \times p}]$ 表示系统对序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 的二-十进制转换编码。故LDPC编码高阶调制系统可视为信源 $\mathbf{S}=[s_0, s_1, \dots, s_{k-1}]$ 经过联合校验阵 $\bar{\mathbf{H}}$ 的编码, 得到码序列 $\bar{\mathbf{C}}=[s_0, s_1, \dots, s_{k-1}, \bar{c}_k, \bar{c}_{k+1}, \dots, \bar{c}_{n+p-1}]$ 。接收端接收到序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 的信道软信息 $[\bar{L}_0, \bar{L}_1, \dots, \bar{L}_{n-1}, \bar{L}_n, \bar{L}_{n+1}, \dots, \bar{L}_{n+p-1}] = [0, 0, \dots, 0, \tilde{L}_0, \tilde{L}_1, \dots, \tilde{L}_{p-1}]$, 根据校验阵 $\bar{\mathbf{H}}$ 完成对 $\mathbf{D}=[d_0, d_1, \dots, d_{k-1}, d_k, d_{k+1}, \dots, d_{n-1}]$ 的译码硬判决。

4 级联码置信度传播算法

码序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 满足校验阵 $\bar{\mathbf{H}}$, 根据校验阵 $\bar{\mathbf{H}}$, 可得其二分图如图2所示:

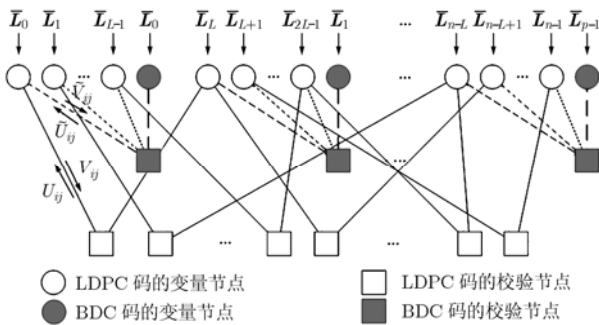


图2 级联码的二分图

在二分图中, 包含两类变量节点: 对应二进制LDPC码字 \mathbf{C} 的变量节点(白色圆圈)和对应二-十进制转换编码符号 $\tilde{\mathbf{C}}$ 的变量节点(黑色圆圈)。相对应的, 图中也有两类校验节点: 对应LDPC编码校验 \mathbf{H} 的节点(白色方圈)和对应二-十进制转换编码校验 $[\tilde{\mathbf{H}} \ \mathbf{I}_{p \times p}]$ 的节点(黑色方圈)。图中的实线表示由 \mathbf{H} 确定的校验关系, 虚线表示由 $[\tilde{\mathbf{H}} \ \mathbf{I}_{p \times p}]$ 确定的校验关系, 而虚线的粗细表示BDC校验的层次。

通过变量节点和校验节点间的信息传递, 可实现BP译码^[1]。根据图2的级联码二分图, 可得其级联码置信度传播算法。由于系统中有两类变量节点和两类校验节点, 故置信度传播算法译码时, 和算法有两类: LDPC码变量节点传递给LDPC码校验节点信息的和算法, LDPC码变量节点传递给二-十进制转换编码校验节点信息的和算法; 积算法也有两类: LDPC码校验节点传递给LDPC码变量节

点信息的积算法, 二-十进制转换编码校验节点传递给LDPC码变量节点信息的积算法。这里, 由于二-十进制转换编码的变量节点的维度为1, 故其与二-十进制转换编码的校验节点的信息不会被更新。因此, 级联码置信度传播算法(CCBP)如下:

(1)初始化 初始化包含两部分: 第1部分将输入的信道软信息 \bar{L}_i 和 $\tilde{L}_i(v)$ 初始化, 第2部分将外信息 V_{ij} 和 \tilde{V}_{ij} 的初态设置为0, 即

$$\bar{L}_i = 0, \quad 0 \leq i < n$$

$$\tilde{L}_i(v) = \frac{\tilde{y}_i^R (f_R(v) - f_R(0)) + \tilde{y}_i^C (f_C(v) - f_C(0))}{\sigma^2} - \frac{(f_R^2(v) - f_R^2(0)) + (f_C^2(v) - f_C^2(0))}{2\sigma^2},$$

$$0 \leq i < p, \quad 0 \leq v < 2^L$$

$$V_{ij} = 0, \quad 0 \leq i < m, \quad 0 \leq j < n \quad (13)$$

$$\tilde{V}_{ij} = 0, \quad 0 \leq i < p, \quad 0 \leq j < n \quad (14)$$

其中 \bar{L}_i ($0 \leq i < n$)表示二进制码序列 \mathbf{C} 的各个符号的对数似然比, $\tilde{L}_i(v)$ ($0 \leq i < p, 0 \leq v < 2^L$)表示调制符号 $\tilde{\mathbf{C}}$ 处于状态 v 的对数似然比。 \bar{L}_i 和 $\tilde{L}_i(v)$ 即为信道软信息。 V_{ij} 表示LDPC码的第 j 个变量节点传递给LDPC码的第 i 个校验节点的外信息, \tilde{V}_{ij} 表示LDPC码的第 j 个变量节点传递给二-十进制转换编码符号的第 i 个校验节点的外信息。初始译码时, V_{ij} 和 \tilde{V}_{ij} 均初始化为0。

(2)校验节点到变量节点的外信息(积运算) 积算法有两类: LDPC码校验节点传递给LDPC码变量节点信息的积算法, 二-十进制转换编码校验节点传递给LDPC码变量节点信息的积算法:

$$U_{ij} = 2 \cdot \tanh^{-1} \left\{ \prod_{k \in R_C(i) \setminus j} \tanh \{V_{ik} / 2\} \right\}, \quad 0 \leq i < m, \quad 0 \leq j < n \quad (15)$$

$$\tilde{U}_{ij} = \log \frac{P \left(\sum_{k=0}^{n-1} \tilde{h}_{ik} \bar{c}_k - \bar{c}_{n-1+i} = 0 \mid \bar{c}_j = 0, \{\tilde{Y}\} \right)}{P \left(\sum_{k=0}^{n-1} \tilde{h}_{ik} \bar{c}_k - \bar{c}_{n-1+i} = 0 \mid \bar{c}_j = 1, \{\tilde{Y}\} \right)}$$

$$= \log \left\{ \sum_{s_0 s_1 \dots s_{L-1} : s_{j-i \times L} = 0} \left[\prod_{k=0, k \neq j-i \times L}^{L-1} P(\bar{c}_{i \times L+k} = s_k) \right] \right.$$

$$\left. \cdot P \left(\tilde{c}_i = \sum_{k=0}^{L-1} 2^{L-1-k} s_k \right) \right\}$$

$$\left/ \left\{ \sum_{s_0 s_1 \dots s_{L-1} : s_{j-i \times L} = 1} \left[\prod_{k=0, k \neq j-i \times L}^{L-1} P(\bar{c}_{i \times L+k} = s_k) \right] \right. \right.$$

$$\left. \left. \cdot P \left(\tilde{c}_i = \sum_{k=0}^{L-1} 2^{L-1-k} s_k \right) \right\} \right\}$$

$$\begin{aligned}
&= \log \left\{ \sum_{s_0 s_1 \dots s_{L-1}: s_{j-i \times L} = 0} \exp \left\{ \sum_{k=i \times L, k \neq j}^{i \times L + L - 1} (1 - s_{k-i \times L}) \tilde{V}_{ik} \right. \right. \\
&\quad \left. \left. + \tilde{L}_i \left(\sum_{k=0}^{L-1} 2^{L-1-k} s_k \right) \right\} \right. \\
&\quad \left. \left/ \left\{ \sum_{s_0 s_1 \dots s_{L-1}: s_{j-i \times L} = 1} \exp \left\{ \sum_{k=i \times L, k \neq j}^{i \times L + L - 1} (1 - s_{k-i \times L}) \tilde{V}_{ik} \right. \right. \right. \right. \\
&\quad \left. \left. + \tilde{L}_i \left(\sum_{k=0}^{L-1} 2^{L-1-k} s_k \right) \right\} \right\}, \quad 0 \leq i < p, 0 \leq j < n
\end{aligned} \quad (16)$$

其中 $R(i) = \{k | h_{ik} = 1, h_{ik} \in \mathbf{H}\}$, $R(i) \setminus j = \{k | h_{ik} = 1, h_{ik} \in \mathbf{H}, k \neq j\}$ 。式中 U_{ij} 表示 LDPC 码的第 i 个校验节点传递给 LDPC 码的第 j 个变量节点的外信息, \tilde{U}_{ij} 表示二-十进制转换编码的第 i 个校验节点传递给 LDPC 码的第 j 个变量节点的外信息。

(3) 变量节点到校验节点的外信息(和运算) 和算法有两类: LDPC 码变量节点传递给 LDPC 码校验节点信息的和算法, LDPC 码变量节点传递给二-十进制转换编码校验节点信息的和算法:

$$\begin{aligned}
V_{ij} &= \bar{L}_j + \sum_{k \in C(j)} U_{kj} + \tilde{U}_{i'j} \big|_{i'=j/L} \\
&= \sum_{k \in C(j)} U_{kj} + \tilde{U}_{i'j} \big|_{i'=j/L}, \quad 0 \leq i < m, 0 \leq j < n
\end{aligned} \quad (17)$$

$$\begin{aligned}
\tilde{V}_{ij} &= \bar{L}_j + \sum_{k \in C(j)} U_{kj} = \sum_{k \in C(j)} U_{kj}, \\
&0 \leq i < p, 0 \leq j < n
\end{aligned} \quad (18)$$

其中, $C(j) = \{k | h_{kj} = 1, h_{kj} \in \mathbf{H}\}$, $C(j) \setminus i = \{k | h_{kj} = 1, h_{kj} \in \mathbf{H}, k \neq i\}$ 。

(4) 译码判决 译码判决的软信息来自于 LDPC 码校验节点传递给 LDPC 码变量节点的外信息和二-十进制转换编码校验节点传递给 LDPC 码变量节点的外信息, 即

$$Z_j = \sum_{k \in C(j)} U_{kj} + \tilde{U}_{i'j} \big|_{i'=j/L}, \quad 0 \leq j < n \quad (19)$$

$$d_j = \begin{cases} 0, & Z_j \geq 0 \\ 1, & Z_j < 0 \end{cases}, \quad 0 \leq j < n \quad (20)$$

其中 Z_j ($0 \leq j < n$) 表示序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 的第 j 个比特 \bar{c}_j 的后验似然比, d_j ($0 \leq j < n$) 表示序列 $\bar{\mathbf{C}}$ 的第 j 个比特 \bar{c}_j 的译码判决。 $\mathbf{D} = [d_0, d_1, \dots, d_{k-1}, d_k, d_{k+1}, \dots, d_{n-1}]$, 如果 $\mathbf{H}\mathbf{D}^T = \mathbf{0}$, 则译码成功; 否则译码失败, 迭代执行步骤(2)到步骤(4)的和积运算译码, 直到 $\mathbf{H}\mathbf{D}^T = \mathbf{0}$ 或迭代次数达到上限。

与 BICM^[7] 相比, 本文将 LDPC 编码和高阶调制有效的结合在一起, 实现了 LDPC 码和高阶调制的联合解调解码, 消除(或减小)了高阶解调的信息损失, 提高了译码性能。

5 性能仿真

本节比较了 CCBP 算法和 BICM 的译码性能。所有的 LDPC 码均为(3,6)-Mackay 规则码, 码长 1008, 码率 0.5^[8]。仿真中采用 QAM 调制, 在 AWGN 信道下进行, 最大迭代次数为 50 次。

图 3 显示了 CCBP 算法和 BICM 算法在 Mackay 码级联 2^L -QAM 调制(L 为偶数)时的译码性能, 图例中的数字分别表示 QAM 调制阶数, 均采用格雷映射方式。从仿真中可以看出, CCBP 在 16-QAM, 64-QAM, 256-QAM 调制下, 性能稍微优越 BICM。仿真证明, 在 2^L -QAM 调制(L 为偶数)下, CCBP 译码较 BICM 算法, 性能均有所改善。

图 4 显示了 CCBP 算法和 BICM 算法在 Mackay 码级联 2^L -QAM 调制(L 为奇数)时的译码性能, 图例中的数字分别表示 QAM 调制阶数, 均采

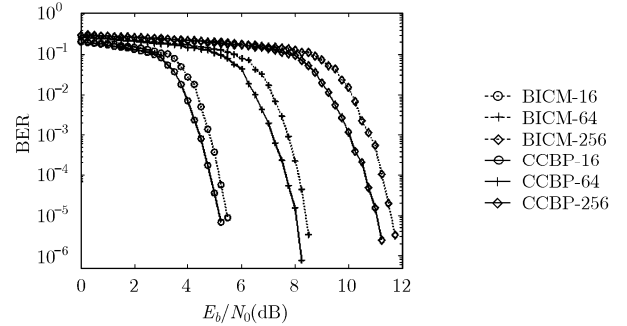


图3 CCBP 和 BICM 算法在 2^L -QAM 调制(L 为偶数)下的性能比较

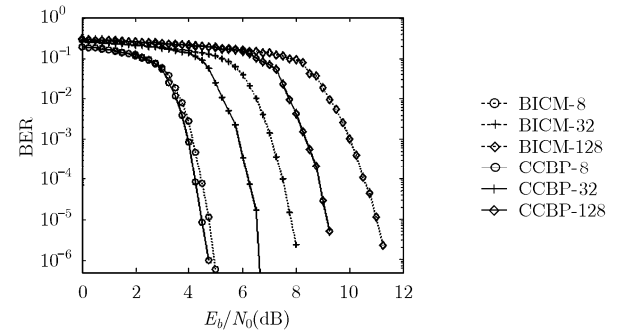


图4 CCBP 和 BICM 算法在 2^L -QAM 调制(L 为奇数)时的性能比较

用准格雷映射方式。从仿真中可以看出, CCBP 在 8-QAM, 32-QAM, 128-QAM 调制下, 性能分别优于 BICM 约 0 dB, 1.1 dB, 2.1 dB。仿真证明, 在 2^L -QAM 调制(L 为奇数)下, CCBP 译码较 BICM 算法, 性能有较大改善。

6 结论

本文建立了一种 LDPC 校验码级联二-十进制

转换码的高阶调制编码模型。基于这种级联码模型的联合检验方程和二分图, 本文提出了适于 LDPC 编码高阶调制系统的级联码置信度传播算法, 实现了调制编码的联合解调解码。与传统的算法相比, 本文的级联码置信度传播算法有良好的并行性和较低的复杂度。仿真表明, 本文提出的级联码置信度传播算法有效的改进了高阶调制编码的性能, 尤其在 32-QAM 和 128-QAM 调制下, 性能相对于 BICM 分别提高了 1.1 dB 和 2.1 dB。

参 考 文 献

- [1] MacKay D J C and Neal R M. Near Shannon limit performance of low-density parity-check codes [J]. *Electronics Letters*, 1996, 32(18): 1645-1646.
- [2] ETSI EN 302 307, Second Generation Framing Structure, Channel Coding and Modulation System for Broadcasting, Interactive Services, News Gathering and Other Broadband Satellite Applications [S], 2004.
- [3] IEEE Std. 802.16e, IEEE Standard for Local and metropolitan area networks Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems, Amendment 2: Physical and Medium Access Control Layer for Combined Fixed and Mobile Operation in Licensed Bands [S], 2006.
- [4] Lu B and Wang X. Design of multilayer coded modulation for nonergodic block-fading channels [J]. *IEEE Transaction on Communications*, 2007, 55(1): 205-215.
- [5] Tan Y, Guo J, Ai Y, Liu W, and Fei Y. A coded modulation scheme for deep-space optical communications [J]. *IEEE Photonics Technology Letters*, 2008, 20(5): 372-374.
- [6] Jia M L, He Z W, Kuang J, and Fei Z. LDPC coded irregular modulation based on degree distribution [C]. *IEEE WiCOM 2007*, Shanghai, CN, Sept. 21-25, 2007: 873-876.
- [7] Caire G, Taricco G, and Biglieri E. Bit interleaved coded modulation [J]. *IEEE Transaction on Information Theory*, 1998, 44(5): 927-946.
- [8] Mackay D. David MacKay's Gallager code resources. <http://www.inference.phy.cam.ac.uk/mackay/codes/data.html>.

管 武: 男, 1981 年生, 博士生, 研究方向为信道编码。

董明科: 男, 1973 年生, 讲师, 从事数字通信、软件无线电方向研究。

项海格: 男, 1941 年生, 教授, 主要研究领域为数字通信、无线和卫星通信网、软件无线电以及基于芯片的通信系统 (SOC)。