

一种高性能低复杂度 LDPC 码编码器设计研究

张 伟, 朱光喜, 彭 立, 沈琼霞

(华中科技大学电信系 光电国家实验室光通信与智能网络部, 湖北 武汉 430074)

摘 要: 提出一种基于列差搜索法(Column-Difference Search Algorithm)和迭代填充法(Iterative Filled Algorithm)的准循环 LDPC 码构造方法, 可以设计任意围长和码率的 QC-LDPC 码(称为 CI-LDPC 码). 利用该码校验矩阵的近似下三角特性, 推导出递推编码方法, 使得该码编码复杂度与码长成线性关系. 仿真结果表明, CI-LDPC 码在 BER 性能上与随机码以及同属 QC-LDPC 码的 Tanner 码和 Array 码相比有明显提高, 优于随机码、Tanner 码和 Array 码 1.4dB~3.8dB.

关键词: 准循环低密度奇偶校验码; 围长; 列差搜索算法; 迭代填充算法; 线性编码

中图分类号: TN911.22

文献标识码: A

文章编号: 1000-7180(2010)03-0038-05

Research on Designing Encoder for a Class of LDPC Codes with Low-Complexity and High-Performance

ZHANG Wei, ZHU Guang-xi, PENG Li, SHEN Qiong-xia

(Department of Electronics & Information Engineering, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan Optical-Electronic National Laboratory, Wuhan 430074, China)

Abstract: In this paper, a novel method based on Column-Difference Search Algorithm and Iterative Filled Algorithm is proposed to design Quasi-Cyclic LDPC codes with arbitrary girth and code rate. Due to its almost lower triangular form, CI-LDPC code has linear encoding complexity. The experimental results show that CI-LDPC codes perform better than Tanner codes and Array codes, which are another two classical QC-LDPC codes, and random codes. The code in this paper outperforms random code, Tanner code and Array code by 1.4dB~3.8dB.

Key words: QC LDPC codes; girth; column-difference search algorithm; iterative filled algorithm; linear encoding

1 引言

低密度奇偶校验码(Low-Density Parity-Check codes, LDPC 码)是一种基于稀疏校验矩阵的分组码^[1], 具有较低的迭代译码复杂度和逼近 Shannon 容量限, 其纠错能力已成为当今信道编码领域研究的热之一。

LDPC 码一般的编码方法需要对校验矩阵 H 进行行列变换产生生成矩阵 G , 才能求解码字序列, 行列变换的计算量为码长 N 的二次幂. 高复杂度使

得 LDPC 码编译码器难以硬件实现, 线性复杂度编码器的设计是促使 LDPC 码最终走向实用。

关于大围长 LDPC 码的设计方法已有不少文献提出^[2-3], 但存在算法复杂度高、围长设计不灵活受一定条件约束等问题。

针对上述问题, 提出一种基于列差搜索法(Column-Difference Searching)来设计任意围长和码率的 QC-LDPC 码编码器, 并构造一种近似下三角结构的校验矩阵, 以递推的方法完成编码, 有效降低了复杂度^[4]。

收稿日期: 2009-02-11; 修回日期: 2009-04-17

基金项目: 国家自然科学基金重大项目(60496315); 国家自然科学基金项目(60572050)

2 相关定义与定理

定义 1 每行每列有且仅有一个“1”的 GF(2) 有限域上 n 维方阵称为循环填充矩阵 M . 循环填充矩阵可表示成矢量的形式,称为循环填充矢量,其对应关系是:矢量中每个元素所在位置的序号表示矩阵中“1”元素所在列(或行)的序号,矢量中元素的值表示矩阵中“1”元素所在行(或列)的序号. 如下列矩阵可记为列矢量 $V_2^6(4,2,0,5,3,1)$ 或行矢量 $V_2^6(2,5,1,4,0,3)$

V_2^6 的上标表示矩阵的维数,下标表示该循环填充矩阵是由首矩阵循环移位两次得到的. 这里,定义第一行第一列元素为“1”的矩阵为首矩阵. 如上例中,首矩阵为 V_0^6 ,如下:

$$V_2^6 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad V_0^6 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (1)$$

性质 1 循环填充矩阵必为正交矩阵,即满足 $MM^T = I$.

定义 2 循环指数矩阵 C (Cycle Index Matrix) 包含两种元素:循环移位指数 $C_{a,b}$ 和 -1 , 如下例所示.

$$C = \begin{bmatrix} C_{0,0} & C_{0,1} & -1 & -1 & -1 & -1 \\ C_{1,0} & -1 & C_{1,2} & -1 & C_{1,4} & -1 \\ -1 & -1 & -1 & -1 & -1 & C_{2,5} \\ -1 & C_{3,1} & C_{3,2} & -1 & -1 & -1 \\ -1 & -1 & -1 & C_{4,3} & -1 & -1 \\ -1 & C_{5,1} & -1 & -1 & C_{5,4} & -1 \end{bmatrix} \quad (2)$$

循环指数矩阵中每一个元素对应一个 $p \times p$ 的循环填充矩阵,在 -1 的位置以全 0 矩阵填充,其他位置以循环移位次数为 $C_{a,b}$ 的循环填充矩阵 $M(C_{a,b})$ 填充,即可得到 H 矩阵. 其中 $0 \leq C_{a,b} \leq p-1$.

$$H = \begin{bmatrix} M(C_{0,0}) & M(C_{0,1}) & 0 & 0 & 0 & 0 \\ M(C_{1,0}) & 0 & M(C_{1,2}) & 0 & M(C_{1,4}) & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & M(C_{2,5}) \\ 0 & M(C_{3,1}) & M(C_{3,2}) & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & M(C_{4,3}) & 0 & 0 \\ 0 & M(C_{5,1}) & 0 & 0 & M(C_{5,4}) & 0 \end{bmatrix} \quad (3)$$

定义 3 将循环指数矩阵中的 $C_{a,b}$, 用“1”代替、 -1 用“0”代替构成的有限域 GF(2) 上的矩阵称为基矩阵 B (Base Matrix), 如下式所示.

$$B = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (4)$$

对于循环指数矩阵的围长检测,在 Fossorier 的研究基础上^[5],文中给出循环填充矩阵为任意情况的一般性判断定理.

定理 1 循环指数矩阵 C 由 $p \times p$ 的循环填充矩阵填充后得到的校验矩阵 H , 则 H 中存在长为 $2n$ 的环的充要条件是: C 中存在 $2n$ 个循环移位指数 $C_{a1,b1} C_{a2,b2} \cdots C_{a2n,b2n}$ 构成的环路,且这 $2n$ 个循环移位指数满足下式:

$$\sum_{i=1}^{2n} (-1)^{i+1} C_{ai,bi} = 0 \mod p \quad (5)$$

限于篇幅,文中略去证明过程. 定理 1 揭示了循环指数 $C_{ai,bi}$ 与 H 矩阵中任意环长的对应关系,可以看出环长与 QC-LDPC 码的其他码参数如码长 N 、行重 d_c 、列重 d_v 、码率 R 等无关. 并且定理 1 阐述了一个充要条件,这表明在依据定理 1 设计大围长 QC-LDPC 码时无需再考虑多余条件.

若直接依据定理 1 循环遍历搜索 C 矩阵,在围长较大时,搜索复杂度极高,难以实现. 因此,文中提出基于“列差矩阵”的优化搜索算法,可以构造任意围长的规则 QC-LDPC 码.

式(5)稍作变形,可转化为下式:

$$\sum_{i=1}^n (C_{a2i-1,b2i-1} - C_{a2i,b2i}) = 0 \mod p \quad (6)$$

式中, $C_{a2i-1,b2i-1} - C_{a2i,b2i}$ 可视为同行或同列两个循环指数之差. 由于同行与同列情况是等价的,对 H 矩阵而言,一般行数小于列数,故提出“列差矩阵”定义如下:

定义 4 对于行重 d_c 列重 d_v 的规则 QC-LDPC 码,其循环指数矩阵为 $M_c \times N_c$, 将其每列的循环指数按行序重新编号为 $C_{0,i}$ 至 $C_{d_v-1,i}$, $0 \leq i \leq N_c-1$, 则列差矩阵定义为式(7)形式.

D 为 $d_v(d_v-1)/2$ 行 N_c 列矩阵,包含了循环指数矩阵可能产生的所有列差值,里面所有运算均为模 p 运算,每个列差取值范围为 $[0, p-1]$.

列差矩阵中,每一列只有前 d_v-1 行为独立值,其他列差值均由前 d_v-1 个列差计算得到. 而在计算环路和时,列差环路结点数由 $2n$ 退化为 n , 运算量降低 50%, 并将加减交替运算变成统一的加运

算. 这样, 无论是环路分析还是环路计算其复杂度都大大降低了.

值得说明的是, 对于非规则矩阵, d_v 为最大列重.

$$D = \begin{bmatrix} d_{0,0} & \cdots & d_{0,i} & \cdots & d_{0,N_c-1} \\ d_{1,0} & \cdots & d_{1,i} & \cdots & d_{1,N_c-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ d_{dv-2,0} & \cdots & d_{dv-2,i} & \cdots & d_{dv-2,N_c-1} \\ d_{1,0} - d_{0,0} & \cdots & d_{1,i} - d_{0,i} & \cdots & d_{1,N_c-1} - d_{0,N_c-1} \\ d_{2,0} - d_{0,0} & \cdots & d_{2,i} - d_{0,i} & \cdots & d_{2,N_c-1} - d_{0,N_c-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ d_{dv-2,0} - d_{0,0} & \cdots & d_{dv-2,i} - d_{0,i} & \cdots & d_{dv-2,N_c-1} - d_{0,N_c-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ d_{dv-2,0} - d_{dv-3,0} & \cdots & d_{dv-2,i} - d_{dv-3,i} & \cdots & d_{dv-2,N_c-1} - d_{dv-3,N_c-1} \\ C_{0,0} - C_{1,0} & \cdots & C_{0,i} - C_{1,i} & \cdots & C_{0,N_c-1} - C_{1,N_c-1} \\ C_{0,0} - C_{2,0} & \cdots & C_{0,i} - C_{2,i} & \cdots & C_{0,N_c-1} - C_{2,N_c-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ C_{0,0} - C_{dv-1,0} & \cdots & C_{0,i} - C_{dv-1,i} & \cdots & C_{0,N_c-1} - C_{dv-1,N_c-1} \\ C_{1,0} - C_{2,0} & \cdots & C_{1,i} - C_{2,i} & \cdots & C_{1,N_c-1} - C_{2,N_c-1} \\ C_{1,0} - C_{3,0} & \cdots & C_{1,i} - C_{3,i} & \cdots & C_{1,N_c-1} - C_{3,N_c-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ C_{1,0} - C_{dv-1,0} & \cdots & C_{1,i} - C_{dv-1,i} & \cdots & C_{1,N_c-1} - C_{dv-1,N_c-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ C_{dv-2,0} - C_{dv-1,0} & \cdots & C_{dv-2,i} - C_{dv-1,i} & \cdots & C_{dv-2,N_c-1} - C_{dv-1,N_c-1} \end{bmatrix} \quad (7)$$

定理 2 若基矩阵的围长为 g_0 , 则由该基矩阵填充而成的 H 矩阵围长 $g \geq g_0$.

证明 定理 2 为定理 1 的推论. 当基矩阵的围长为 g_0 时, 基矩阵中不存在长度小于 g_0 的环, 无论循环指数如何设计, 小于 g_0 时, 式(5)都不可能满足, 因此该基矩阵填充而成的 H 矩阵围长 $g \geq g_0$.

3 规则 CI-LDPC 码构造算法

依据定理 1, 在 H 矩阵中一个长为 $2n$ 的环对应于循环指数矩阵中 $2n$ 个交替加减的循环指数序列. 式(6)表明, 这 $2n$ 个循环指数可以转换为 n 个列差之和. 若要设计一个围长为 g 的 H 矩阵, 只需在列差矩阵中依据环路构造规则依次选取 $2, 3, \dots, g/2$ 个列差值, 其模 p 和不为 0. 设计关键在于基矩阵的构造及列差矩阵的生成.

对于行重 d_c 列重 d_v 的规则码而言, 最简单的基矩阵是 $d_v \times d_c$ 的全“1”矩阵. 但这类矩阵有一个很大的局限性, 就是其生成的码围长最大为 12. 这类矩阵的最小模块为 2×3 , 如图 1 所示. 图 1 中存在长为 12 的环路, 其循环指数和恒为 0, 对应的 H 矩阵必有长度 12 的环, Girth 最大为 12. 所有的 $d_v \times d_c$ 的全“1”矩阵至少包含 2×3 的模块, 所以围长最大也为 12. 算法 1 以 $d_v \times d_c$ 的全“1”矩阵为基矩阵, 构造 12 以内任意围长的码. 具体步骤如下.

算法 1: 行重 d_c 列重 d_v 围长 $g \leq 12$ 的 CI-LDPC 码

初始化: 建立 $d_v \times d_c$ 矩阵作为循环指数矩阵, $\frac{d_v(d_v-1)}{2} \times d_c$ 矩阵作为列差矩阵, 列差矩阵只需确定前 d_v-1 行独立列差值即可, 这里按列序从上向下搜索各列差值

for column = 0 to d_c-1 do

if column = 0 then

第一列不可能构成任何环, 随机取值

$d_{0,0} \sim d_{dv-2,0} \leftarrow \text{rand}()$

计算第一列其他相关列差值

end if

for row = 0 to d_v-2 do

label a: $d_{\text{row}, \text{column}} \leftarrow \text{rand}()$

计算其他相关列差值

for $m = 2$ to $g/2$ do

for 已产生列差值所构成的所有 $2m$

环路 do

if $\sum_{i=1}^m d_{a_i, b_i} = 0 \bmod p$ then

存在 $2m$ 环, 放弃这个值,

goto label a

end if

end for

end for

将确定的 $d_{\text{row}, \text{column}}$ 及其相关值

end for

end for

由列差矩阵生成循环指数矩阵

End 由循环指数矩阵生成 H 矩阵并输出

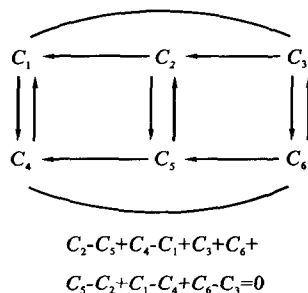


图 1 2×3 全“1”矩阵中 12 环及其循环指数和

4 CI-LDPC 码高效编码器设计

4.1 准规则 CI-LDPC 码构造方法

准规则 CI-LDPC 码的 H 矩阵是系统形式的, 由校验位矩阵 H_p 和信息位矩阵 H_I 组成, 即 $H = [H_I \mid H_p]$. H_I 是 $s \times t$ 分块矩阵阵列, H_p 为 $s \times s$ 分块矩阵阵列. 为获得高效编码, 限制 H_p 为近似下三角矩阵^[6]. 该校验矩阵的具体形式如式(8)所示. 其中 $H_{i,j}$ 可为循环填充矩阵 $M(C_{i,j})$ 或全“0”矩阵, $M(C_x)$ 、 $M(C_y)$ 表示任意两个循环移位指数不同

的循环填充矩阵.当以 $p \times p$ 的循环填充矩阵扩展后,得到码长 $N = sp + tp$ 的校验矩阵 H , tp 是信息 $\mathbf{H} = [\mathbf{H}_I | \mathbf{H}_p]$

$$= \begin{bmatrix} \mathbf{H}_{1,1} & \mathbf{H}_{1,2} & \cdots & \mathbf{H}_{1,t} & \mathbf{M}(C_x) & \mathbf{M}(C_b) & 0 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ \mathbf{H}_{2,1} & \mathbf{H}_{2,2} & \cdots & \mathbf{H}_{2,t} & 0 & \mathbf{M}(C_b) & \mathbf{M}(C_b) & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ \mathbf{H}_{3,1} & \mathbf{H}_{3,2} & \cdots & \mathbf{H}_{3,t} & \vdots & 0 & \cdots & \mathbf{M}(C_b) & \mathbf{M}(C_b) & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \mathbf{M}(C_b) & 0 & \cdots & 0 & \ddots & \ddots & 0 \\ \mathbf{H}_{i,1} & \mathbf{H}_{i,2} & \cdots & \mathbf{H}_{i,t} & 0 & 0 & \cdots & 0 & \ddots & \ddots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \vdots & 0 & \cdots & 0 & \mathbf{M}(C_b) & \mathbf{M}(C_b) \\ \mathbf{H}_{s,1} & \mathbf{H}_{s,2} & \cdots & \mathbf{H}_{s,t} & \mathbf{M}(C_x) & 0 & 0 & \cdots & 0 & 0 & \mathbf{M}(C_b) \end{bmatrix} \quad (8)$$

由于 $\mathbf{H}_p$ 为确定结构的矩阵,所以设计任意围长线性复杂度编码器的关键在于 $\mathbf{H}_I$ 矩阵的构造以及循环移位指数的选择.根据上节提出的列差搜索算法以及迭代填充^[7-8]的思想,可以很好地解决这两个问题,具体步骤如下:

(1) 设计码参数.设 $\mathbf{H}_I$ 矩阵列重量为 m ,行重量为 k ,两次填充的矩阵维数分别为 n_1, n_2 ,则码长 $N = (m + k)n_1n_2$,信息位长为 $K = kn_1n_2$,码率 $R = k/(m + k)$;

(2) 构造 $\mathbf{H}_I$ 矩阵.先构造一个 $m \times k$ 全“1”矩阵,按算法 A 搜索循环移位指数进行 n_1 维扩展,得到 $\mathbf{H}_I$ 矩阵;

(3) 构造 $s = mn_1$ 维的近似下三角方阵作为 $\mathbf{H}_p$ 矩阵,得到具有系统结构的基矩阵 $\mathbf{B} = [\mathbf{H}_I | \mathbf{H}_p]$;

(4) 根据设计围长 g 由算法 1 搜索循环移位指数进行 n_2 维扩展,得到 $\mathbf{H}$ 矩阵.

4.2 准规则 CI-LDPC 码编码方法

由 $\mathbf{H}$ 矩阵结构可相应将码序列 $\mathbf{c}$ 分解成校验位序列 $\mathbf{c}_p = \{v_i, i = 1, 2, \dots, s\}$ 和信息位序列 $\mathbf{c}_I = \{u_j, j = 1, 2, \dots, t\}$, v_i, u_j 均为 n_2 维矢量, $s = mn_1$, $t = kn_1$.对任给的信息序列 $\mathbf{c}$,必有下列式成立

$$\mathbf{H}\mathbf{c}^T = [\mathbf{H}_I \mathbf{H}_p] \begin{bmatrix} \mathbf{c}_I \\ \mathbf{c}_p \end{bmatrix} = \mathbf{H}_I \mathbf{c}_I + \mathbf{H}_p \mathbf{c}_p = 0 \quad (9)$$

式中, $\mathbf{c}_I$ 为已知信息比特,只需求出 $\mathbf{c}_p$ 即可得到编码序列.由于 $\mathbf{H}_p$ 的结构是双对角下三角矩阵,所以在利用式(9)求解校验位序列 $\mathbf{c}_p$ 时,不需要对 $\mathbf{H}_p$ 矩阵求逆,其编码过程如下:

对式(8)中 $\mathbf{H}$ 矩阵进行初等变换,将第二行至第 s 行均加到第一行上,此时 $\mathbf{H}_p$ 矩阵中的所有元素被消去,只有左上角保留一个矩阵 $\mathbf{M}(C_b)$,于是,初等变换后 $\mathbf{H}$ 矩阵的第一行能解出 v_1, v_1 的计算表达式为

位长度, sp 是校验位长度,码率 $R = t/(s + t)$.

$$\mathbf{v}_1 = \mathbf{M}(C_b)^{-1} \sum_{j=1}^t \mathbf{u}_j \sum_{i=1}^s \mathbf{H}_{i,j} \quad (10)$$

由性质 1,可得

$$\mathbf{v}_1 = \mathbf{M}(C_b)^T \sum_{j=1}^t \mathbf{u}_j \sum_{i=1}^s \mathbf{H}_{i,j} \quad (11)$$

设 $\mathbf{H}_p$ 矩阵第一列子矩阵 $\mathbf{M}(C_b)$ 所处行为第 r 行.通过比较可以发现,近似下三角结构和双对角结构的主要区别就是第 1 行、第 r 行和第 s 行不同,因此其编码方法也稍有区别.将码序列 $\mathbf{c}$ 与 $\mathbf{H}$ 矩阵第一行相乘,可得

$$\mathbf{v}_2 = \mathbf{M}(C_b)^T [\mathbf{M}(C_x) \mathbf{v}_1 + \sum_{j=1}^t \mathbf{u}_j \mathbf{H}_{1,j}] \quad (12)$$

将码序列 $\mathbf{c}$ 与 $\mathbf{H}$ 矩阵第 t 行相乘,可得

$$\mathbf{v}_{r+1} = \mathbf{M}(C_b)^T [\mathbf{M}(C_x) \mathbf{v}_1 + \mathbf{M}(C_x) \mathbf{v}_r + \sum_{j=1}^t \mathbf{u}_j \mathbf{H}_{r,j}] \quad (13)$$

对于其他 $\mathbf{v}_i$,则可以采用如下递推公式求得

$$\mathbf{v}_i = \mathbf{M}(C_b)^T [\mathbf{M}(C_b) \mathbf{v}_{i-1} + \sum_{j=1}^t \mathbf{u}_j \mathbf{H}_{i-1,j}] \quad (14)$$

4.3 准规则 CI-LDPC 码编码复杂度

设码长 $N = (m + k)n_1n_2$,码率 $R = k/(m + k)$, $\mathbf{H}^d$ 矩阵列重为 m ,在仅考虑 XOR(模 2 和)运算,忽略 $\mathbf{M}(C_b)$ 转置计算情况下(在多数情况, $\mathbf{M}(C_b)$ 取单位矩阵 $\mathbf{I}_0$,其转置矩阵无需计算),可获得该编码复杂度 Φ 上限为

$$\Phi < [(2mR(1 + 1/k))]N \quad (15)$$

可见,该方法具有 $O(N)$ 编码复杂度.

5 仿真实验与性能分析

文中对列差搜索法构造的线性复杂度 CI-LDPC 码进行了大量数字仿真,仿真条件为: BPSK 调制方式,均值为零、方差为 σ_N^2 的加性高斯白噪声信道高斯(AWGN),译码采用置信传播算法,最大迭

代次数 50, 循环填充矩阵用单位置换矩阵.

CI-LDPC 码在 BER 性能上明显优于 Tanner 码和 Array 码, 也优于相应的随机码. CI-LDPC 码误比特率达到 10^{-7} 级时没有错误平层, 而随机码码在高信噪比区出现错误平层. 在误比特率为 10^{-6} 时, CI-LDPC 码性能分别优于随机码、Tanner 码、Array 码 0.2dB、1.6dB 和 2.5dB, 说明文中方法构造的 H 矩阵通过增大 girth 提高了码的性能.

可以看到, 对于低率码而言, CI-LDPC 码纠错性能明显优于随机码、Tanner 码和 Array 码. 随着信噪比增加, CI-LDPC 码 BER 曲线下降更快. 在误比特率为 10^{-5} 时, CI-LDPC 码性能分别优于随机码、Tanner 码、Array 码 1.4dB、2.3dB 和 3.8dB, 距离香农限仅 1.5dB, 这对于码长 6000 码率 0.33 的码而言是非常好的性能了. 另外, 对比 D_2 和 C_2 的矩阵规模, 可以看出列差矩阵的复杂度明显低于循环移位矩阵, 基于列差矩阵的构造算法效率更高.

对于高率码而言, CI-LDPC 码与随机码性能几乎相当, 都明显高于 Tanner 码和 Array 码. 与随机码相比, 在低信噪比区两者性能几乎相同, 随着信噪比的增加, CI-LDPC 码误比特率下降更快, 性能优于随机码. 在误比特率为 10^{-5} 时, CI-LDPC 码性能分别优于随机码、Tanner 码、Array 码 0.1dB、1.3dB 和 1.6dB.

6 结束语

文中提出一种基于列差搜索和迭代填充的高度结构化 LDPC 码, 通过优化搜索列差矩阵来计算循环指数矩阵以及对基矩阵迭代扩展进而构造任意围长的 H 矩阵. 采用近似下三角结构, 直接由 H 矩阵编码, 不必计算生成矩阵, 实现线性复杂度. 仿真表明, CI-LDPC 码在不同码长码率性能上均明显优于经典的 QC LDPC 码, 如 Tanner 码和 Array 码, 也优于对应的随机码, 并且在码长、码率等参数设计上更为灵活, 适于硬件实现, 在数字音频广播(DAB)、数

字视频广播(DVB)、无线局域网(Wireless LAN)和下一代移动通信系统中具有极好的应用前景.

参考文献:

- [1] Gallager R G. Low density parity check codes[D]. Cambridge, Massachusetts Institute of Technology, MA, 1962.
- [2] David J C MacKay. Good error - correcting codes based on very sparse matrices [J]. IEEE Tran. Info. Theory, 1999, 45(2): 399 - 431.
- [3] 徐华, 康素成. 基于 EXIT 图分析的 BICM-ID 系统 SNR 估计失配研究[J]. 微电子学与计算机, 2008, 25(3): 143 - 148.
- [4] 李刚, 黑勇, 仇玉林. 一种准循环 LDPC 解码器的设计与实现[J]. 微电子学与计算机, 2008, 25(7): 52 - 55.
- [5] Fossorier M P. Quasi - cyclic low - Density parity - check codes from circulant permutation matrices [J]. IEEE Trans. Info. Theory, 2004, 50(8): 1788 - 1793.
- [6] Myung S, Yang K, Kim J. Quasi - cyclic LDPC codes for fast encoding[J]. IEEE Trans. on Info. Theory, 2005, 51(8): 2894 - 2901.
- [7] Miladinovic N, Fossorier M P C. Systematic recursive construction of LDPC codes[J]. IEEE Commun. Lett., 2004(8): 302 - 304.
- [8] 张伟, 朱光喜, 彭立, 等. 基于迭代填充法的 LDPC 码设计[J]. 华中科技大学学报: 自然科学版, 2008, 36(10): 48 - 51.

作者简介:

张伟 男, (1979 -), 博士研究生. 研究方向为信道编码理论、LDPC 码编译码设计与应用.

朱光喜 男, (1945 -), 教授, 博士生导师. 研究方向为宽带无线通信、多媒体通信等.

彭立 女, (1962 -), 副教授, 硕士生导师. 研究方向为信道编码理论、调制技术、LDPC 码等.

沈琼霞 女, (1945 -), 博士研究生. 研究方向为下一代无线通信网络 QoS.