

# 基于等差数列的LDPC码编码器设计

彭立,朱光喜,吴晓晓

(华中科技大学电子与信息工程系,湖北武汉 430074)

**摘要:** 本文提出一种基于等差数列构造LDPC码的新码类,称为D-LDPC码.文中给出了D-LDPC码的D向量和D矩阵的定义,提供一个不含4线循环的确定结构的稀疏奇偶校验矩阵H的通用结构,提出一种递归形式的D-LDPC码编码器设计算法.D-LDPC码的编码计算复杂度为 $O(M)$ ,低于卷积码的 $O(N)$ 复杂度;在中、低码长,任意码率时,性能可与卷积码媲美,甚至超越卷积码;编码参数设计灵活,既能与现有标准兼容,又能满足未来发展的需求.

**关键词:** 低密度奇偶校验码;编码器;奇偶校验矩阵;等差数列

**中图分类号:** TN919 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2007) 05-0950-05

## A Designing Method of LDPC Encoder Based on Algorithm Sequence

PENGLi, ZHU Guang-xi, WU Xiao-xiao

(Department of Electronic and Information Engineering, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan, Hubei 430074, China)

**Abstract:** This paper defines a D-vector and D-matrix, based on which a new ensemble of LDPC code, called as D-LDPC codes, is developed. We discover that the D-matrix has the characteristics of orthogonality and circular-shift, by means of which we construct sparse parity-check matrix based on algorithm sequence. Studying shows that the D-LDPC codes has many advantages, such as the performance of the D-LDPC code is as same as, or in some extent, much better than convolution codes at the condition of middle and low code length and 1/2 code rate; the complexity of the algorithm to encode a D-LDPC code is  $O(M)$  which is lower than  $O(N)$  of the complexity for the convolution codes; the D-LDPC code has high flexibility concerning design of code length and code rate, which makes it compatible with the existed standard.

**Key words:** low-density parity-check code; encoder; parity-check matrix; algorithm sequence

## 1 引言

自LDPC码1996年复出以来,通信工程师和编码理论家进行了大量的研究工作,普遍认为目前阻碍LDPC码走向应用的瓶颈问题是LDPC码稀疏奇偶校验矩阵H的代数结构设计问题和线性开销LDPC码编码器的设计问题.

LDPC码H矩阵的构造算法主要分为两大类,一类是随机结构的<sup>[1,2]</sup>;另一类是代数结构的.文献[3,4]对不规则LDPC码进行了研究,采用离散密度进化的算法设计度数分布对,使随机搜索的不规则码的阈值达到0.0045dB<sup>[4]</sup>.文献[5,6]分别提出了一类代数结构的准循环码,称为QC-LDPC码.其矩阵由一组分块矩阵按一定的规则排列,这组分块矩阵由单位矩阵及其单位矩阵的一组循环移位矩阵组成,由于对分块矩阵维数n的取值进行了限制,使这两类QC-LDPC码的码参数选择不灵活.文献[7]给出了LDPC码编码器具有线性复杂

度的结论,并提出一种系统形式的H矩阵设计方法.2006年2月公布的IEEE 802.16e标准草案推荐一种LDPC码的选择方案<sup>[8]</sup>,该编码方案需要存储事先设计好的基矩阵,然后用全0子矩阵和单位置换子矩阵对这个基矩阵进行填充,构造出的矩阵是系统形式的,其编码计算复杂度与码长成线性关系.由此可见,对LDPC码编码器线性复杂度算法研究的突破性进展,促使LDPC码最终走向实用,并成功进入标准.

本文在QC-LDPC码研究的基础上,提出了基于等差数列的LDPC码(即D-LDPC码)构造方法,它与文献[9]中的Q矩阵-LDPC码和在一起,统称为基于循环矢量的LDPC码,即CV-LDPC码.CV-LDPC的奇偶校验矩阵均由一组循环移位正交矩阵经适当排列构成,这组正交矩阵是由对应的D或Q循环矢量转化而成,这两个码类的结合可使CV-LDPC码实现性能与复杂度的折衷.本文提出的D-LDPC码构造方法与文献[5,6]提出的QC-LDPC码构造方法相比,具有许多优点,如在性能方

收稿日期:2006-10-16;修回日期:2007-02-26

基金项目:国家自然科学基金(No. 60572050)

面 D-LDPC 码比 QC-LDPC 码有 0.5dB 到 1dB 的改善;在复杂度方面 D-LDPC 码可以做到线性编码复杂度,而 QC-LDPC 码的编码复杂度至少为  $O(N^2)$ ;此外, D-LDPC 码的码数量更丰富,码长和码率的取值更灵活,既能与现有标准兼容,又能满足未来发展的需要.可以说 D-LDPC 码为 LDPC 码在无线传输系统中的应用提供了一种有效途径.

## 2 用等差数列构成 D 矢量和 D 矩阵

D 矩阵的定义:对矩阵元素在  $GF(2)$  有限域上取值的  $n \times n$  阶方阵 ( $n$  为任意正整数),它的每行、每列均只有一个“1”元素,其余元素都是“0”,则该矩阵称为 D 矩阵.

D 矩阵可表示成矢量的形式,称为 D 矢量, D 矢量与 D 矩阵的对应关系是:矢量中每个元素所在位置的序号表示矩阵中“1”元素所在列的序号,矢量中元素的值表示矩阵中“1”元素所在行的序号.在某些文献中<sup>[11]</sup>每行、每列只有一个 1 的子矩阵均有研究和应用,所不同的是这里 D 矩阵所对应的 D 矢量由等差数列形成.

利用等差数列构成 D 矢量的方法描述如下:等差数列的通项公式为  $a_n = a_1 + (n - 1)b$ ,例如取矢量长度为  $n = 12$ ,公差为  $b = 2$ ,当首项为  $a_1 = 1$  时,得到等差数列 1, 3, 5, 7, 9, 11, 当  $a_1 = 2$  时,得到另一个等差数列 2, 4, 6, 8, 10, 12, 将两个数列合并在一起,并表示成矢量形式,即为  $D_0$  矢量(1, 3, 5, 7, 9, 11, 2, 4, 6, 8, 10, 12). 数列的合并方式也可以是第二个数列在前,第一个数列在后,即(2, 4, 6, 8, 10, 12, 1, 3, 5, 7, 9, 11). 又如,取公差  $b = 3$ ,当  $a_1 = 1$  时,得到等差数列 1, 4, 7, 10, 当  $a_1 = 2$  时,得到等差数列 2, 5, 8, 11, 当  $a_1 = 3$  时,得到等差数列 3, 6, 9, 12, 将三个数列合并在一起,得另一个  $D_0$  矢量(1, 4, 7, 10, 2, 5, 8, 11, 3, 6, 9, 12). 三个数列可以有六种排列方式,因此可以得到六个不同的  $D_0$  矢量.当  $b = 1$  时,  $D_0$  矢量为(1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12), 对应的  $D_0$  矩阵是单位矩阵,由这个单位矩阵及其一组循环矩阵所生成的 LDPC 码正是已被多人研究的准循环 QC-LDPC 码,所以 QC-LDPC 码是 D-LDPC 码在公差  $b = 1$  情况下的特例.由上述 4 个  $D_0$  矢量展开所得到的 4 个  $D_0$  矩阵均是每行、每列只有一个“1”元素的方阵,对这 4 个  $D_0$  方阵进行循环左移 15 次,能得到 4 组彼此正交的 16 个 D 方阵,由任意一组 D 方阵按一定规则进行排列组合,均能构成 H 矩阵或  $H^d$  矩阵.在此可得出结论:由等差数列构成 LDPC 码时,其码集中的码数量是相当丰富的.

## 3 规则 D-LDPC 码 H 矩阵的构造算法

LDPC 码定义为稀疏奇偶校验矩阵 H 的零空间<sup>[10]</sup>,即有  $Hc^T = \mathbf{0}$ ,其中  $c$  是码字序列.以 Callager 提出的规则 LDPC 码的定义为基本出发点,其 H 矩阵的结构可归纳如下:(1) 每行含 1 的个数是一个固定的较

小数  $d_v, d_v \geq 3$ ;(2) 每行含 1 的个数也是固定的较小数  $d_c, d_c \geq d_v$ ;(3) 任何两列之间同为 1 的行数(称为重叠数)不超过 1,即 H 矩阵中不含四角为 1 的小方阵,也即无 4 线循环,最小围线至少是 6;(4)  $d_v$  和  $d_c$  均远小于码字长度  $N$  和矩阵的行数  $M (= Nd_v/d_c)$ ,且当  $N \rightarrow \infty$  时,  $d_v/N = d_c/M \rightarrow 0$ ,表明 H 矩阵是稀疏的.

以一组正交 D 方阵作为分块子矩阵,将这组正交 D 方阵进行适当排列组合可构造满足上述 4 个条件的稀疏奇偶校验矩阵  $H = [h_{ij}: i = 1, 2, \dots, M, j = 1, 2, \dots, M]$ .一个可有效执行的利用  $D_0$  分块子矩阵构造 H 矩阵的排列方式如下:

$$H = \begin{bmatrix} D_0 & D_0 & D_0 & D_0 & \dots \\ D_0 & D_2 & D_4 & D_6 & \dots \\ D_0 & D_3 & D_6 & D_9 & \dots \\ D_0 & D_5 & D_{10} & D_{15} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \ddots \end{bmatrix} \quad (1)$$

由式(1) H 矩阵的零空间所定义的 LDPC 码是基于等差数列的规则 D-LDPC 码,它的码率为  $R = (d_c - d_v)/d_c$ ,码长为  $N = n(d_v + d_c)$ .式(1)的排列方式表明:下标相同的 D 矩阵不会出现在任意矩形的 4 个顶点上,能保证 H 矩阵是不含 4 线循环的,至少是 6 线循环.

文中对规则 D-LDPC 码进行了数字仿真,编码器输出的码字由 (0, 1) 构成,经 BPSK 调制成发射信号  $(-1, 1)$ ,运行在均值为零,方差为  $\frac{2}{N}$  的高斯白噪声信道,接收序列服从  $N(0, \frac{2}{N})$  分布.编码器设计码率均为 1/2, H 矩阵中 D 循环矢量的公差为  $d = 2$ ,编码器采用行列变换方式,计算复杂度为  $O(N^2)$ .编码码率和码长采用 CDMA2000 标准中提供的参数,发送分组为 1000 分组,最大迭代次数均为 200.

图 1 对具有 6 线循环的、列重量为 3、行重量为 6、不同码长的 D-LDPC 码性能进行了比较,码长取值为  $N = 192, 1536, 6144, 12288$ .随着码长增加,性能几乎没有变化,误码率为  $10^{-4} \sim 10^{-5}$ ,信噪比为 5 ~ 6dB,由此可

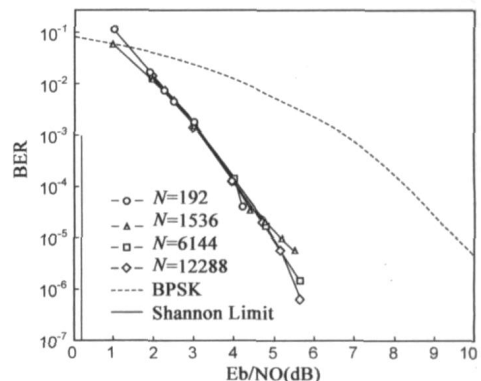


图 1 码长不同的规则 D-LDPC 码性能比较(列重量  $q = 3$ , 6 线循环)

看出具有 6 线循环、列重量为 3 的规则 D-LDPC 码的性能与理想情况和香农限均相差较远。这种结构 H 矩阵的冗余校验方程为 4。采用置信传播迭代解码算法进行解码时,达到该结构最佳性能所需迭代次数较小,仅需 4 次迭代。

图 2 对具有 8 线循环的、列重量为 6、行重量为 12、不同码长的规则 D-LDPC 码性能进行了比较,码长取值分别为  $N = 768, 1536, 6144, 12288$ 。仿真验证表明对具有 8 线循环、列重量为 6 的规则 D-LDPC 码,随着码长增加,性能得到改善,错误平台也加深了。当码长由 768 增加到 12288 时,获得了 1.1dB 的编码增益。这种结构冗余校验方程数为 32,迭代次数为 17 次。

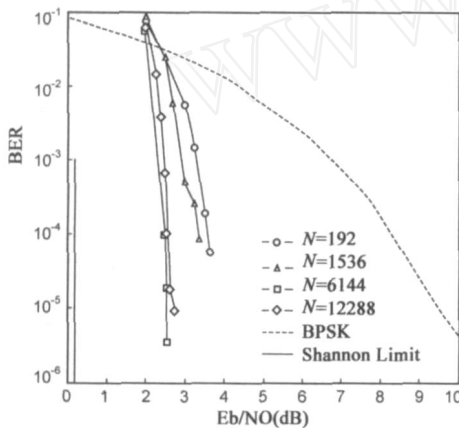


图 2 码长不同的规则 D-LDPC 码性能比较 (列重量  $q=6$ , 8 线循环)

#### 4 准规则 D-LDPC 码的编码器算法设计

为了设计 D-LDPC 码的编码器算法,需要将 H 矩阵构造成系统形式。其基本设计方法是将矩阵 H 分解为校验位矩阵  $H^p$  和信息位矩阵  $H^d$ ,  $H^p$  由双对角下三角矩阵构成<sup>[12]</sup>,  $H^d$  矩阵由一组正交 D 矩阵经适当排列构成。同理,将码序列  $c$  分解成校验位序列  $c^p = \{p_i, i = 1, 2, \dots, M\}$  和信息位序列  $c^d = \{d_j, j = 1, 2, \dots, K\}$ , 其中,  $M$  是校验位长度,  $K$  是信息位长度。对任给的信息序列  $c^d$ , 根据  $Hc^T = [H^p H^d] \begin{bmatrix} c^p \\ c^d \end{bmatrix} = H^p c^p + H^d c^d = \mathbf{0}$  表达式, 求解校验位序列  $c^p$ , 由此求解码字序列  $c = [c^p : c^d] = \{c_l, l = 1, 2, \dots, N\}$ 。

$H^p$  矩阵的构造:在  $GF(2)$  有限域上构造  $M \times M$  的矩阵  $H^p = [h_{ij}^p : i = 1, 2, \dots, M, j = 1, 2, \dots, M]$ , 它由双对角下三角矩阵构成<sup>[12]</sup>, 形式如下:

$$H_p = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ & & \ddots & \ddots & & \\ & & & \ddots & \ddots & \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (2)$$

具体构造算法是:第一行的第一位是“1”元素,其余位是“0”元素;第二行的第一、二位是“1”元素,其余位是“0”元素;从第三行开始,下一行是由上一行循环右移 1 位得到。

$H^d$  矩阵的构造:按照 3 节中式(1)构造 H 矩阵的方法,利用分块 D 矩阵构造  $H^d$  矩阵如下:

$$H^d = \begin{bmatrix} D_0 & D_0 & D_0 & D_0 & \dots \\ D_0 & D_2 & D_4 & D_6 & \dots \\ D_0 & D_3 & D_6 & D_9 & \dots \\ D_0 & D_5 & D_{10} & D_{15} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \ddots \end{bmatrix} \quad (3)$$

由式(3)构成的  $H^d$  矩阵是一个  $q \times t$  的 D 矩阵阵列,  $H^d$  矩阵由  $q$  行、 $t$  列 D 方阵构成,  $H^d$  矩阵的维数是  $(q \times t) n = M \times K$ 。

H 矩阵的构造:将式(2)的  $H^p$  矩阵和式(3)的  $H^d$  矩阵并置在一起,得如下的 H 矩阵:

$$H = [H^p \quad H^d] = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & D_0 & D_0 & D_0 & D_0 & \dots \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & D_0 & D_2 & D_4 & D_6 & \dots \\ & & \ddots & \ddots & & & D_0 & D_3 & D_6 & D_9 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & D_0 & D_5 & D_{10} & D_{15} & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{bmatrix} \quad (4)$$

由式(4) H 矩阵的零空间所定义的 LDPC 码是基于等差数列的准规则 D-LDPC 码,它的码率为  $R = t / (t + q)$ , 码长为  $N = n(t + q)$ 。式(4) H 矩阵的独特之处在于:它不是计算机搜索的,而是确定结构、系统的、可进行递归编码的 H 矩阵。

准规则 D-LDPC 码编码器的算法实现:对任给的信息序列  $c^d = \{d_j, j = 1, 2, \dots, K\}$ , 利用上面构造的  $H^p = [h_{ij}^p : i = 1, 2, \dots, M, j = 1, 2, \dots, M]$  和  $H^d = [h_{ij}^d : i = 1, 2, \dots, M, j = 1, 2, \dots, K]$  矩阵, 根据下面的式(5):

$$Hc^T = [H^p H^d] \begin{bmatrix} c^p \\ c^d \end{bmatrix} = H^p c^p + H^d c^d = \mathbf{0} \quad (5)$$

求解校验位序列  $c^p$ , 由于  $H^p$  的结构是双对角下三角矩阵,所以在利用(5)式求解校验位序列  $c^p$  时,不需要对  $H^p$  矩阵求逆,而是通过回代和递推的方法,如下面(6)式求解  $c^p = \{p_i, i = 1, 2, \dots, M\}$ :

$$p_1 = \sum_{j=1}^K h_{1j}^d d_j = \sum_{j=1}^t h_{1j}^d d_j$$

$$\text{递推可得 } p_i = p_{i-1} + \sum_{j=1}^K h_{ij}^d d_j = p_{i-1} + \sum_{j=1}^t h_{ij}^d d_j \quad (6)$$

由此求解码字序列  $c = [c^p : c^d] = \{c_l, l = 1, 2, \dots, N\}$ 。

在与上述规则 D-LDPC 码相同的调制和信道条件下,对准规则 D-LDPC 码编码器进行了大量的模拟仿真,现将其中的部分仿真结果分析如下:

图 3 表示具有 6 线循环的不同长度准规则 D-LDPC 码的性能比较. 码参数的取值: 码长分别为  $N = 192, 1536, 6144, 12288$ , 码率为  $R = 1/2$ ; 结构参数的取值:  $H^d$  矩阵的每行每列均为 6 个 1,  $D$  矩阵的维数对应不同码长分别为  $n = 16, 128, 512, 1024$ . 由图中可以看出 6 线循环准规则 D-LDPC 码的性能离香农限相差较远.

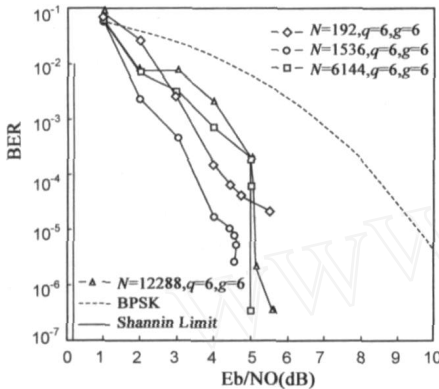


图 3 码长不同的 6 线循环准规则 D-LDPC 码性能比较 (列重量  $q=6$ )

图 4 表示具有 8 线循环的不同长度准规则 D-LDPC 码的性能比较. 码参数和结构参数与图 3 的 6 线循环准规则 D-LDPC 码相同. 由图可以看出随着码长增加, 性能变坏, 码长越短, 性能越好, 如码长  $N = 192$  时, 误码率为  $10^{-4} \sim 10^{-5}$ , 信噪比为 3.5dB 左右. 无论是 8 线循环还是 6 线循环, 长码的性能均不够理想, 离香农限较远, 在 5 ~ 6dB 之间, 错误平层是相同的, 均较深, 达到  $10^{-6} \sim 10^{-7}$ . 图 3 和图 4 所需的迭代次数均不超过 4 次, 这是准规则 D-LDPC 码有可能成为实用码的优势之一.

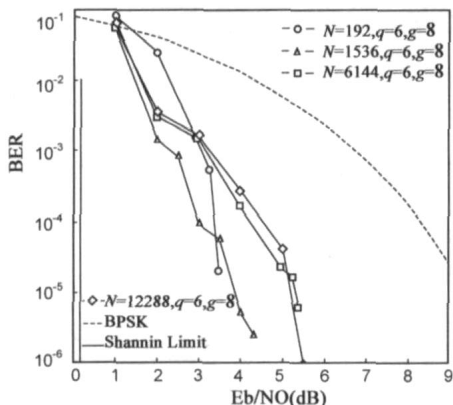


图 4 码长不同的 8 线循环准规则 D-LDPC 码性能比较 (列重量  $q=6$ )

图 5 表示同一码长 ( $N = 192$ ) 不同列重量 ( $q = 2, 3, 4, 6$ ) 时, 8 线循环 D-LDPC 码的性能比较, 图 6 是另一码长 (中等码长  $N = 1536$ ) 不同列重量 ( $q = 3, 4, 5, 6$ ) 时, 8 线循环 D-LDPC 码的性能比较. 从这两幅性能曲线图中均可以看出, 当码长和码率相同时, 随着列重量的增加, 性能变好,  $q = 6$  时, 性能达到最好. 比较两幅图, 还

可以看出, 对应不同的列重量, 均有短码好于长码, 如  $N = 192$  时, 信噪比为 3.5dB;  $N = 1536$  时, 信噪比为 4.3dB, 短码比长码好 0.8dB. 在图 5 和图 6 中同时绘出了在相同码率和码长条件下, 卷积码和 MacKay 随机 LDPC 码的性能曲线. 用 Matlab 仿真的 (2, 1, 7) 卷积码性能曲线 ( $N = 192, 1536, cc$  曲线), 采用维特比译码, 译码深度为 32. 用 MacKay 网页提供的 2001-11-18 版本对 MacKay 随机 LDPC 码进行性能仿真, 仿真结果表明: 在相同码率码长和相同信道条件下, D-LDPC 码短码的编码增益比卷积码和 MacKay 随机 LDPC 码均有将近 1dB 的提高.

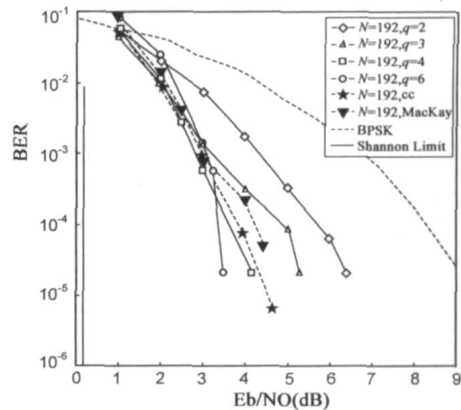


图 5 相同码长不同列重量准规则 D-LDPC 码性能比较 (短码  $N=192, 8$  线循环)

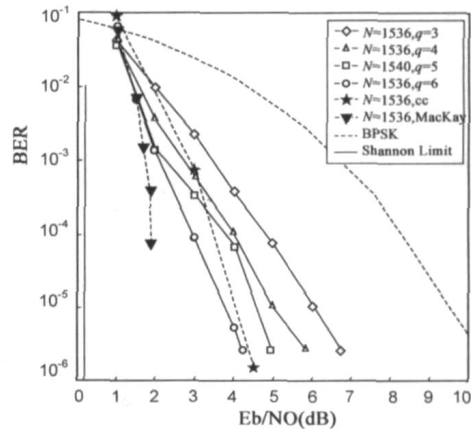


图 6 相同码长不同列重量准规则 D-LDPC 码性能比较 (中等长度码  $N=1536, 8$  线循环)

### 5 复杂度分析

对规则 D-LDPC 码而言, 构成  $H$  矩阵的计算复杂度很低, 几乎不需做加法和乘法运算, 只需做循环移位运算, 可以认为构成  $H$  矩阵的计算复杂度为 0; 由于规则 D-LDPC 码的  $H$  矩阵不是按系统形式设计的, 编码时, 需要对  $H$  矩阵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的二次幂, 所以规则 D-LDPC 码的编码计算复杂度至少是  $O(N^2)$ .

对准规则 D-LDPC 码而言,构成  $H$  矩阵的计算复杂度同规则 D-LDPC 码一样也可视为 0;编码器的计算复杂度可根据递归表达式(6)分析如下:式(6)的两个求和表达式均为  $K$  项求和,表明求解每一位校验位的计算量最多为  $K$  次乘法和  $K$  次加法.实际上由于  $H^d$  矩阵的每行只有  $t$  个“1”,每次求和,式(6)的两个表达式只有  $t$  项相加,实际的加法次数为  $t$  次,乘法次数为  $t$  次,完成一位校验位的计算量不会超过  $2t$  次(包括加法和乘法).完成整个编码运算共需要  $M$  个校验位,最多需要计算  $2tM$  次加法和乘法就可完成整个编码计算,一般而言  $t$  的取值远远小于  $M$  的取值,所以准规则 D-LDPC 码的编码计算复杂度为  $M$  的线性复杂度,即  $O(M)$ .

## 6 结束语

本文研究的 D-LDPC 码与卷积码比较表现出明显优势,就性能而言,中、短码长的 D-LDPC 码比卷积码好 0.4 ~ 1.0dB;就计算复杂度而言,卷积码的编码复杂度与码长  $N$  成线性关系,而 D-LDPC 码的编码复杂度与校验位长度  $M$  成线性关系;此外,D-LDPC 码迭代解码的迭代次数很小, $H$  矩阵中“1”元素的个数也很少,表明迭代解码计算复杂度低,迭代解码延迟小,通常认为 LDPC 码的 BP 置信传播迭代解码算法是码长的线性复杂度,这与卷积码的 Viterbi 解码复杂度具有可比性.由此可见,本文所研究的准规则 D-LDPC 码编码方案在无线传输信道上具有很强的竞争实力,为下一代无线信道语音传输的纠错码提供了一种选择方案.

## 参考文献:

- [1] David J C Mac Kay. Good error-correcting codes based on very sparse matrices[J]. IEEE Tran Info Theory, 1999, 45(2): 399 - 431.
- [2] T Richardson, R Urbanke. The capacity of low-density parity check codes under message-passing decoding[J]. IEEE Trans Info Theory, 2001, 47(2): 599 - 618.
- [3] T Richardson, A Shokrollahi, R Urbanke. Design of capacity-approaching irregular low-density parity-check codes[J]. IEEE Trans Info Theory, 2001, 47(2): 619 - 637.
- [4] S Y Chung, G D Forney, T J Richardson, R Urbanke. On the design of low-density parity-check codes within 0.0045dB of the shannon limit[J]. IEEE Commun Lett, 2001, 5(2): 58 - 60.
- [5] R M Tanner, D Sridhara, A Sridharan, T E Fuja, D J Costello. LDPC Block and convolutional codes based on circulant matrices[J]. IEEE Trans Info Theory, 2004, 50(12): 2966 - 2984.
- [6] M P Fossorier. Quasi-cyclic low-density parity-check codes from circulant permutation matrices[J]. IEEE Trans Info Theory, 2004, 50(8): 1788 - 1793.
- [7] T Richardson, R Urbanke. Efficient encoding of low-density parity-check codes[J]. IEEE Tran Info Theory, 2001, 47(2): 638 - 656.
- [8] IEEE Std 802. 16e-2005[S]. Approved 7 December 2005. Publishing 28 February, 2006.
- [9] 彭立,朱光喜.基于 Q-矩阵的 LDPC 码编码器设计[J]. 电子学报, 2005, 33(10): 1734 - 1740.  
Peng Li, et al. An exploit of designing encoder for LDPC codes based on Q-matrix [J]. Acta Electronica Sinica, 2005, 33(10): 1734 - 1740. (in Chinese)
- [10] R G Gallager. Low Density Parity Check Codes [D]. Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, MA, 1960.
- [11] R Echard, S C Chang. The  $\pi$ -rotation low-density parity check codes[A]. IEEE Global Telecommunications Conference[C]. GLOBECOM '01-2: 2001. 980 - 984.
- [12] Li Ping, W K Leung, Nam Phamdo. Low density parity check codes with semi-random parity check matrix[J]. Electronics Letters, 1999, 35(1): 38 - 39.

## 作者简介:



彭立女, 1990 年在华中科技大学获工学硕士, 现为华中科技大学电子信息工程系老师, 讲授模拟电子技术和数字电子技术的课程. 研究方向: 信道编码, 调制技术, 传输技术. 目前是博士研究生, 主要研究 LDPC 码.  
E-mail: ghchen1502@yahoo.com.cn



朱光喜 1969 年毕业于华中工学院无线电系, 教授, 博士生导师, 现任华中理工大学电子与信息工程系系主任. 长期以来主要从事数字图像、图形与多媒体信息处理和通信系统的科研与教学, 已完成国家自然科学基金、部省级科技攻关项目共 20 余项. 在国内外刊物上发表学术论文 100 余篇, 其中进入国际四大索引的 20 多篇.