doi:10.3969/j.issn.1001-893x.2014.11.013
引用格式:黄胜,庞晓磊,田方方,等.基于中国剩余定理和贪婪算法扩展的 QC-LDPC 码[J].电讯技术,2014,54(11):1528-1533.[HUANG Sheng,PANG Xiao-lei,TIAN Fang-fang,et al. QC-LDPC Codes Based on Chinese Remainder Theorem and Greedy Algorithm[J]. Telecommunication Engineering,2014,54(11):1528-1533.]

基于中国剩余定理和贪婪算法扩展的 QC-LDPC 码*

黄 胜,庞晓磊**,田方方,贾雪婷

(重庆邮电大学 光纤通信技术重点实验室,重庆 400065)

摘 要:在缩短阵列码的基础上运用中国剩余定理(CRT)和贪婪算法提出了一种新颖的大围长、码长更加灵活的 QC-LDPC 构造方法,且所构造的码字的校验矩阵采用楼梯矩阵循环置换而成。与传统 CRT 构造方法相比,只需已知一个分量码——缩短阵列码,同时新构造 QC-LDPC 码码长与码率选择比较灵活,围长更大,如果围长一样,则使最短环数量尽可能地少。仿真分析表明:在误码率为 10^{-6} 时,在相同码率和码长的条件下,利用所提出的构造方法所构造的 girth-8$(4,k)$ QC-LDPC 码在加性高斯白噪声(AWGN)和瑞利衰落信道中分别与缩短阵列码相比可获得约 1.2 dB 和 2.0 dB 的净编码增益,与 CRT 码相比分别改善了 0.3 dB 和 0.7 dB 的净编码增益,且性能与 Gallager 随机码性能相似但编码复杂度大大降低。

关键词:QC-LDPC 码;楼梯矩阵;循环置换矩阵;中国剩余定理;贪婪算法;大围长
中图分类号:TN911.22 **文献标志码**:A **文章编号**:1001-893X(2014)11-1528-06

QC-LDPC Codes Based on Chinese Remainder Theorem and Greedy Algorithm

HUANG Sheng,PANG Xiao-lei,TIAN Fang-fang,JIA Xue-ting

(Key Laboratory of Optical Fiber Communications Technology,Chongqing University of Posts and Telecommunications,Chongqing 400065,China)

Abstract:A new method is proposed to construct a large girth and flexible length QC-LDPC codes by Chinese Remainder Theorem(CRT) and greedy algorithm. And the check matrix of the proposed codes is composed of the cyclical permutation based on staircase matrix. Compared with traditional CRT method,it only need know a component code-shortened array code,meanwhile,the proposed codes have flexible code lengths and rates with larger girth. If its girth is the same as that via traditional CRT method,it can make the shortest cycle numbers as less as possible. When the BER is 10^{-6} in AWGN and Rayleigh fading channel,simulation results show that the proposed girth-8$(4,k)$ QC-LDPC codes with the same code length and rate has net coding gain(NCG) of about 1.2 dB and 2dB over shortened array codes respectively,in addition,the NCG of the proposed codes is 0.3 dB and 0.7dB more than that of CRT codes separately,furthermore,the proposed codes have similar performance with Gallager random codes but encoding complexity is reduced greatly.

Key words:QC-LDPC codes;staircase matrix;cycle permutation matrix;chinese remainder theorem;greedy algorithm;large girth

* **收稿日期**:2014-06-09;**修回日期**:2014-08-25 Received date:2014-06-09;Revised date:2014-08-25
基金项目:国家自然科学基金资助项目(61371096,61171158,61275077);重庆市自然科学基金资助项目(cstc2013jcyjA40052,cstc2012jjA40060);重庆市教委科学技术研究项目(KJ130515)
Foundation Item:The National Natural Science Foundation of China(No.61371096,61171158,61275077);The Natural Science Foundation of Chongqing(cstc2013jcyjA40052,cstc2012jjA40060);Project Supported by Chongqing Committee of Science and Technology(KJ130515)
** **通讯作者**:renshen.nn250@163.com **Corresponding author**:renshen.nn250@163.com

1　引　言

LDPC 码具有逼近 Shannon 限的优秀性能[1],而且译码复杂度较低,已经成为近几年编码学者的研究热点。目前 LDPC 码的研究主要分为 3 个方向,一是性能优化设计方法,二是降低编码复杂度[2],三是在通信系统中的应用[3],本文重点在性能优化设计方法方面。而 LDPC 码的构造方法主要分为随机构造方法[4]和结构化构造方法[5]两类。由于随机码具有很大的编码复杂度,因此在实际应用中受到很大的限制。准循环(QC)LDPC 码是一个很好折衷方案,不仅具有非常优秀的性能,而且其代数结构大大降低了运算和存储复杂度,一些 QC-LDPC 码甚至具有和随机码比肩的优异性能[6]。

阵列码是一类具有特殊结构的 QC-LDPC 码,不仅具有 QC-LDPC 的代数结构,可以用简单的移位寄存器进行编码,同时也具有低错误平层、围长至少为 6、纠突发错误的优点[7-8]。中国剩余定理(CRT)已被应用于计算机、编码、数字信号处理等领域,而结合 CRT 的 QC-LDPC 码已经被陆续研究[9-11]。利用 CRT 构造 LDPC 码的优势是,用若干个 QC-LDPC 短码作为分量码可以构造出 QC-LDPC 长码,并且 QC-LDPC 长码的围长不小于所有分量码的最大围长。将阵列码作为分量码,文献[9]利用 CRT 构造出了不含 4 环的 QC-LDPC 码,文献[10]利用 CRT 方法构造出了一类不含 4 环并且 6 环数量大大减少(但不能完全消除)的 QC-LDPC 码。由于阵列码的循环置换矩阵(CPM)尺寸为素数,因此这两种方法得到的 QC-LDPC 码的码长取值非常受限。文献[11]构造的 CRT 码虽然最短环数列较文献[12]构造的缩短阵列码(SAC)有一定的减少,但是还有进一步改进的空间。从目前 CRT 在 LDPC 码的应用[9-11]可知,除了第一个是阵列码外,其他的分量码都是随机选择,导致新构造的码性能有不同程度的削弱。

基于以上问题,本文提出了一种结合 CRT 和贪婪算法扩展 QC-LDPC 码的构造方法,其循环置换子矩阵由 0 矩阵、楼梯矩阵及其右移矩阵构成。该方法所构造的码与文献[9-11]不同,不仅码长更加灵活,而且围长更大,最重要的是只需已知一个分量码——缩短阵列码,通过 CRT 和贪婪算法得出剩下分量码和最终所构造码。仿真结果表明本文提出的构造方法在 AWGN 和瑞利衰落信道中与文献[11-12]的码字相比,当误码率为 10^{-6} 时,净编码增益(NCG)有一定程度的改善,与 Gallager 随机码性能相似但编码复杂度大大降低。

2　缩短阵列码的校验矩阵

QC-LDPC 码对应的校验矩阵由许多相同维数的子循环方阵组成,循环方阵由 0 矩阵或者 CPM 组成。

QC-LDPC 码的校验矩阵可以表示为

$$\boldsymbol{H}=\begin{pmatrix} P^{a_{00}} & P^{a_{01}} & \cdots & P^{a_{0(n-1)}} \\ P^{a_{10}} & P^{a_{11}} & \cdots & P^{a_{1(n-1)}} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ P^{a_{(m-1)0}} & P^{a_{(m-1)1}} & \cdots & P^{a_{(m-1)(n-1)}} \end{pmatrix} \tag{1}$$

其中,$a_{ij}\in\{0,1,2,\cdots,L-1,\infty\}$。如果 $a_{ij}=\infty$,$P^{a_{ij}}(0\leqslant i\leqslant m-1,0\leqslant j\leqslant n-1)$ 代表一个 0 矩阵,否则表示一个循环右移单位矩阵 a_{ij} 次的 $L\times L$ 循环置换矩阵。$\boldsymbol{H}$ 矩阵的 m 块行记为从 0 到 $m-1$ 块行,n 块列记为从 0 到 $n-1$ 列。

校验矩阵 $\boldsymbol{H}$ 的指数矩阵 $E(\boldsymbol{H})$ 可以如式(2)表示:

$$E(\boldsymbol{H})=\begin{pmatrix} a_{00} & a_{01} & \cdots & a_{0(n-1)} \\ a_{10} & a_{11} & \cdots & a_{1(n-1)} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ a_{(m-1)0} & a_{(m-1)1} & \cdots & a_{(m-1)(n-1)} \end{pmatrix} \tag{2}$$

并且 $\boldsymbol{H}$ 可以由 $E(\boldsymbol{H})$ 中每个元素 a_{ij} 用 $P^{a_{ij}}$ 替代获得。

阵列码是一类基于 $L\times L$ 循环置换矩阵的 QC-LDPC 码。阵列码的指数矩阵被定义为 $E(H)=(a_{ij})$,$a_{ij}=i\times j \bmod L$,这里 $0\leqslant i\leqslant M-1$ 并且 $0\leqslant j\leqslant L-1$,$M$ 是正整数,L 是素数且保证 $M\leqslant L$。阵列码的校验矩阵[7]为

$$\boldsymbol{H}_{\text{arr}}=\begin{pmatrix} P^{0} & P^{0} & \cdots & P^{0} \\ P^{0} & P & \cdots & P^{L-1} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ P^{0} & P^{M-1} & \cdots & P^{(M-1)(L-1)} \end{pmatrix} \tag{3}$$

缩短阵列码为在阵列码的基础上删除特定的列的矩阵,以便获得更大围长[12]。

定理[7]:当在阵列码的校验矩阵 $\boldsymbol{H}$ 中存在一个块行列指数对序列 $(i_1,j_1),(i_1,j_2),(i_2,j_2),(i_2,j_3),\ldots,(i_k,j_k),(i_k,j_1)$ 使得 $i_1(j_1-j_2)+i_2(j_2-j_3)+\ldots+i_k(j_k-j_1)\equiv 0 \bmod L$,则此阵列码存在一个 $2k$ 环,其中 $i_l\neq i_{l+1},j_l\neq j_{l+1},l=1,2,\cdots,k-1$,且 $i_k\neq i_1$,$j_k\neq j_1$。

图 1 是指数矩阵存在 6 环的结构以及约束方

程[12]。表 1 为对应列重为 4 的指数矩阵存在环 6 的约束方程以及消除环的序列[12]。

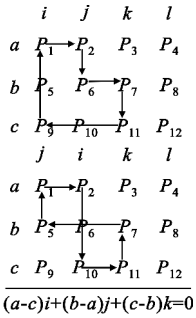

图 1 存在 6 环的指数矩阵和对应的约束方程

Fig. 1 Exponent matrix with six cycles and its governing equation

表 1 列重为 4 的指数矩阵在模 L 下对应的环 6 约束方程和消去 6 环的序列

Table 1 Six cycle-governing equation for shortened array codes with modulus L and column-weight $r=4$, and greedy sequences avoiding solutions to six cycle-governing equation

块行标	环 6 的约束方程	消除所有环 6 的贪婪序列
$r=4$ $\{a_0,a_1,a_2,a_3\}=\{0,1,2,3\}$	$2i-j-k=0$	0,1,4,5,11,19,20,24,…
	$3i-j-2k=0$	0,2,5,7,13,18,20,…
		0,3,4,7,16,17,20,…

3 基于 CRT 和贪婪算法构造围长至少为 8 的 QC-LDPC 码

由表 1 中消除所有环 6 的序列可以得到缩短阵列码,但缩短阵列码获得的大围长是以牺牲特定的列获得的,因此缩短阵列码相对一般的阵列码具有较大围长且较短码长的特点。为进一步改善性能,把 CRT 和贪婪算法结合起来扩展缩短阵列码以便获得更大围长、更加灵活的码长,如果围长一样,则使得最短环的数量尽可能地少。

设 $L_1,L_2,\cdots,L_s$ 是 CRT 中 s 个不同的的除数使得 $L=L_1\times L_2\cdots L_l\cdots L_f\cdots\times L_s$。其中 $f=1,2,\cdots,s$, $\mathrm{GCD}(L_l,L_f)=1$(GCD 表示最大公约数)。设 C_f 是一个 QC-LDPC 码,它的校验矩阵 $\boldsymbol{H}_f$ 是一个基于 $L_f\times L_f$ 的 CPM 或者 0 矩阵的 $m\times n$ 阵列。而且 $E(H_f)=(a_{ij}^f)$ 是 H_l 的一个指数矩阵。

在缩短阵列码的基础上结合 CRT 和贪婪算法构造一个 QC-LDPC 长码,它是一个 $mL\times nL$ 的校验矩阵 $\boldsymbol{H}$。a_{ij} 表示 s 个分量码经过 *CRT* 和贪婪算法之后形成新的码字 $\boldsymbol{H}$ 的指数矩阵中的元素,步骤如下所示(符号说明:$E(H_f)$ 表示第 $f(f=1,2,\cdots,s)$ 个分量码指数矩阵,a_{ij}^f 表示为 $E(H_f)$ 的第 i 行第 j 列元素。$E(B_f)$ 表示第 f 个临时新构造的指数矩阵,b_{ij}^f 为 $E(B_f)$ 的第 i 行第 j 列元素):

(1) $E(H_1)$ 置为上文所述缩短阵列码的指数矩阵,其余 $f-1$ 个分量码指数矩阵 $E(H_f)$ 的第一行第一列的元素置为 0;

(2) CRT:如果 $r_i\neq\infty$,其中 $i=1,2$,则 $t=r_1A_1\overline{K_1}+r_2A_2\overline{K_2}\bmod K_1K_2$,这里 $\overline{K_i}=K_1K_2/K_i$ 且 A_i 为满足 $A_i\overline{K_i}\equiv 1\bmod K_i$ 约束条件的最小正整数;否则若 $r_i=\infty$,则 $t=\infty$。其中,r_i 表示参与 CRT 操作的指数矩阵中的元素,K_i 表示参与 CRT 运算对应指数矩阵循环置换矩阵的维数;

(3) 利用 CRT 和贪婪算法求 $E(\boldsymbol{H}_f)$ 和 $E(\boldsymbol{H})$ 中的各个元素,如图 2 所示。

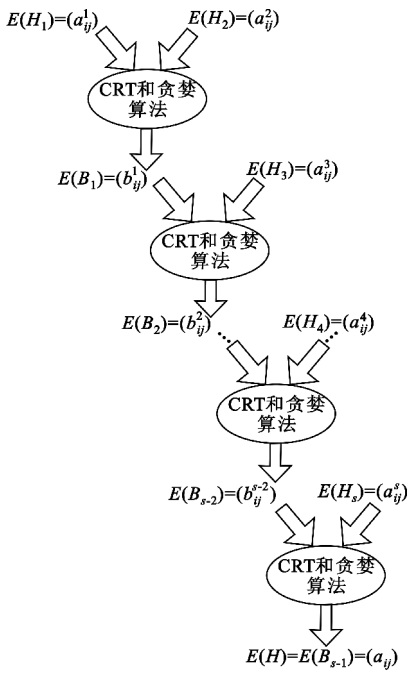

图 2 获得 a_{ij} 与 $a_{ij}^f(2<f\leqslant s)$ 的流程图

Fig. 2 Flow chart of acquring both a_{ij} and $a_{ij}^f(2<f\leqslant s)$

具体的步骤如下:

1) $i=2,j=2$;

2) 根据 $E(\boldsymbol{H}_1)$,利用 CRT,计算 $E(B_1)$ 中的元素和 $E(\boldsymbol{H}_2)$ 中的元素,确定的策略就是利用贪婪算法在 0 至 L_2-1 中通过和 $E(\boldsymbol{H}_1)$ 中对应位置的已知元素利用 CRT 选择使当前构造的校验矩阵围长 H_B^1 最大的元素。如果有多个元素同时满足该条件,即选择同时使得当前分量码围长尽可能大的最小元素。在确定 H_B^1 中 b_{ij}^1 的同时也确定 a_{ij}^2,维数变为 $\prod_{i=1}^{2}L_i$;

3)f 从 2 到 s 递增变化循环执行下面的操作:根据 $E(B_f)$,利用 CRT 计算 $E(B_f)$ 中的元素 b_{ij}^f 和 $E(\boldsymbol{H}_{f+1})$ 中的元素 a_{ij}^{f+1},a_{ij}^{f+1} 确定的策略就是利用贪婪算法在 0 至 $L_{f+1}-1$ 中通过和 $E(B_f)$ 中对应位置的已知元素利用 CRT 选择使当前构造的校验矩阵围长 H_B^f 最大的元素。如果有多个元素同时满足该条件,即选择同时使得当前分量码围长尽可能大的最小元素,维数变为 $\prod_{i=1}^{f+1} L_i$。循环结束后,计算获得的 $E(B_{s-1})$ 中的元素 b_{ij}^{s-1},即为 $E(H)$ 中的元素 a_{ij};

4)先递增 i,再递增 j,循环执行第 2 步和第 3 步,计算出 $E(H)$ 中的所有元素 a_{ij};

(4)将得到指数矩阵 $E(\boldsymbol{H})$ 记为 $E(\boldsymbol{H})=(a_{ij})$;

(5)把 $E(\boldsymbol{H})$ 中的每个元素 a_{ij} 用 $D^{a_{ij}}$ 代替获得码字 C 的校验矩阵 $\boldsymbol{H}$。其中循环置换 $\boldsymbol{D}$ 矩阵不同于第 2 节中的循环置换矩阵 $\boldsymbol{P}$,采用楼梯矩阵 $\boldsymbol{D}$,L 阶楼梯矩阵 $\boldsymbol{D}$ 的构造方法如下所示:

1)把第一个 1 放在第一行第$\lceil L/2 \rceil$列;

2)接下来每一个数 1 放在前一个数 1 的右上一格;

3)如果这个数 1 所要放的格已经超出了顶行那么就把它放在底行,仍然要放在右一列;

4)如果这个数 1 所要放的格已经超出了最右列那么就把它放在最左列,仍然要放在上一行;

5)按照上面的方法放置 L 次后保证所得 L 阶矩阵每行每列只有一个数 1。

引理[9]:假设 $l=1,2,\cdots,s$,让 g_l 记为分量码 C_l 的围长,g 为 s 个分量码经过 CRT 构造的码 C 的围长,则 $g \geqslant \max\{g_1,g_2,\cdots,g_s\}$。

推论:如果存在任意 s 个两两互素的数 $L_1,L_2,\cdots,L_s$,则其中任意 l 个数的乘积与剩下的 $s-l$ 个数两两互素,其中 $1<l\leqslant s$。

证明:由 s 个两两互素的数可知 $\mathrm{GCD}(L_\alpha,L_\beta)=1$,其中 $1\leqslant\alpha,\beta\leqslant s$ 且 $\alpha\neq\beta$。$A=L_1\times L_2\cdots L_l$,$B=L_f$,$l<f\leqslant s$,$\mathrm{GCD}(A,B)\neq 1$,则存在 $\mathrm{GCD}(L_\gamma,L_f)\neq 1$,$1\leqslant\gamma\leqslant l$。这显然与题目条件矛盾,所以假设不成立,原命题成立。

由上述定理和推论可知,经过 CRT 和贪婪算法,由上述方法构造的新码围长依次为 $g_{B_1}\geqslant\max\{g_1,g_2\}\rightarrow g_{B_2}\geqslant\max\{g_{B_1},g_3\}\rightarrow\cdots\rightarrow g_{B_{s-2}}\geqslant\max\{g_{B_{s-3}},g_{s-1}\}\rightarrow g\geqslant\max\{g_{B_{s-2}},g_s\}\ g_{B_i}(1\leqslant i\leqslant s-2)$。

通过上述分析,本文通过 CRT 和贪婪算法构造的新码与传统的 CRT 方法扩展的 LDPC 码[9-11]不同,不仅具有灵活的码长和更大的围长,如果围长一样,则最短环的数量尽可能地少,而且只需要一个分量码即可。

4　仿真与性能分析

4.1　LDPC 码在加性高斯白噪声信道下的性能仿真

本文仿真中调制方法采用的是 BPSK 调制,传输信道选用的是加性高斯白噪声(AWGN)信道,采用 BP 译码算法。首先仿真了所构造的码字在 BP 译码算法中不同迭代次数时的纠错性能,如图 3 所示。由图 3 可知 QC-LDPC(7592,3796) 码随着迭代次数的增大,其 NCG 有一定的提高,但是迭代次数到达一定次数时,其 NCG 的差别就越来越小,甚至不再提高,但是迭代次数的增加会增加译码的复杂度,译码耗时就越长。综合以上分析本文折衷选择迭代次数 16。

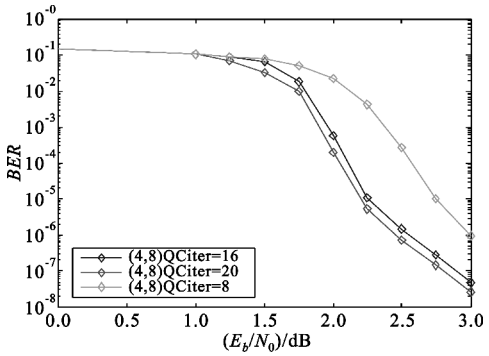

图 3　不同迭代次数时 QC-LDPC(7592,3796)码纠错性能
Fig. 3 Error correction performance of QC-LDPC code(7592,3796) with different number of iterations

利用表 1 构造一个围长为 8、列重为 4 的缩短阵列码,其校验矩阵 $\boldsymbol{H}_1$ 是一个基于 73×73 的循环置换子矩阵的 4×8 阵列。为把 $\boldsymbol{H}_1$ 扩展为一个 949×949 的循环置换子矩阵的 4×8 阵列。首先,选择 $s=2$,$L_2=13$,则 $L=949$。利用贪婪算法构造一个维数是 4×8 阵列码指数矩阵 $E(\boldsymbol{H}_2)$,其次通过 CRT 和贪婪算法构造 $E(\boldsymbol{H})$。最后把 $E(\boldsymbol{H})$ 中的每个元素 a_{ij} 用 $D^{a_{ij}}$ 代替,获得了一个围长为 8 的 QC-LDPC 码字 C,但是新构造的码最短环的数量相对于文献[11-12]大大降低,具体如表 2 所示。图 4 为构造码字的误比特率性能曲线。为了充分说明本文提出码字的纠错性能,文献[12]中的缩短阵列码(SAC)和文献[11]中的 CRT 码以及 Gallager 随机码也在图中显示。从图 3 中可以看出在相同码长、码率、列重的条件下,本文提出的 QC-LDPC 码字在 10^{-6} 误码率条件下比文献[12]中的码字有 1.2 dB 左右的

NCG,比文献[11]的码字有0.3 dB左右的改善,和Gallagher随机码具有相似性能但编码复杂度大大降低。

表2 不同算法构造的QC-LDPC码对应的最短环的数量

Table 2 The number of the shortest cycles through constructing QC-LDPC codes via different algorithms

不同算法构造的码	最短环数量/个
缩短阵列码(SAC)	68 328
CRT码	25 593
基于CRT和贪婪算法的新码	6 643

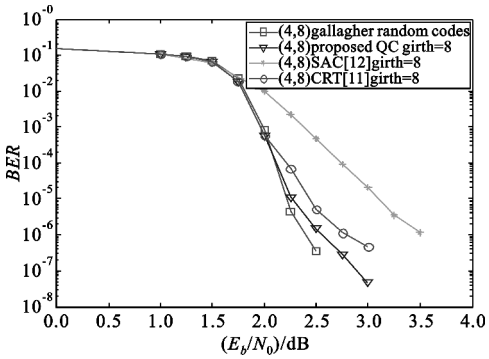

图4 不同算法构造的码率为1/2且相同码长、列重为4条件下的QC-LDPC码在AWGN信道下误码率性能对比

Fig. 4 BER performance of constructing QC-LDPC codes by different algorithms with the same code rate, code length and column-weight $r=4$ in AWGN channel

4.2 LDPC码在瑞利衰落信道下的性能仿真

LDPC码在瑞利衰落信道的性能仿真对比如图5所示,采用BPSK调制,BP译码算法,瑞利衰落信道 $T_s=0.5\times10^{-6}$, $f_d=100$,未知初始信道状态信息,迭代30次。

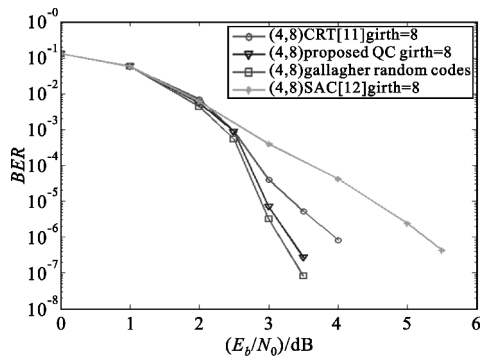

图5 不同算法构造的码率为1/2且相同码长、列重为4条件下的QC-LDPC码在瑞利衰落信道下误码率性能对比

Fig. 4 BER performance of constructing QC-LDPC codes by different algorithms with the same code rate, code length and column-weight $r=4$ in Rayleigh fading channel

从图5中可以看出在相同码长、码率、列重的条件下,本文提出的QC-LDPC码字在 10^{-6} 误码率条件下比文献[12]中的码字有2 dB左右的NCG,比文献[11]的码字有0.7 dB左右的改善,和Gallagher随机码具有相似性能但编码复杂度大大降低。

通过上述仿真可知,无论瑞利衰落信道还是AWGN信道,本文提出算法相比其他算法均具有更好的性能,通过不同信道下的NCG对比,本文提出的算法更具抗干扰性。

5 结 论

本文利用CRT和贪婪算法,在缩短阵列码基础上通过CRT和贪婪算法构造更大围长和码长更加灵活的QC-LDPC码字,所构造的码字的校验矩阵是采用楼梯矩阵 $\boldsymbol{D}$ 循环置换而成。与目前CRT在LDPC码的应用相比,本文所提出的码字的构造只需已知一个分量码——缩短阵列码,通过CRT和贪婪算法得出剩下分量码和最终所构造码,同时码尽可能大地增大围长,如果围长一样,则尽可能地降低最短环的数量。仿真结果表明,在AWGN信道和瑞利衰落信道条件下,本文提出的构造方法性能均优于文献[11-12]中构造的码字,具有更好的抗干扰性能,且与Gallager随机码在相同条件下具有相似的性能但具有较低的编码复杂度,由此可见,本文提出的构造方案在不同的信道环境下均有较强的竞争力,为未来移动通信系统纠错码提供了一种选择方案。

在今后的研究工作中,可以在本文提出的构造方法基础上,与双对角线结构相结合并进行一定的改进,以便在降低编码复杂度的同时尽可能地减少对性能的削弱。

参考文献:

[1] MacKay D J C, Neal R M. Near Shannon limit performance of low density parity check codes[J]. Electronics Letters, 1996, 32(18): 1645.

[2] 刘原华,张美玲. 一种可快速编码的QC—LDPC码构造新方法[J]. 电讯技术,2013,53(1):55-59.
LIU Yuan-hua, ZHANG Mei-ling. A New Desin Method for Quasi-cycle LDPC Codes with Fast Encoding Ability [J]. Telecommunication Engineering, 2013, 53(1): 55-59. (in Chinese)

[3] 程浩,仰枫帆. 基于有限域的QC-LDPC码编码协作通信及其联合迭代译码技术[J]. 电讯技术,2013,53(12):1574-1579.
CHENG Hao, YANG Feng-fan. Finite Field QC-LDPC-

based Encoding Cooperative System and its Joint Iterative Decoding Technology[J]. Telecommunication Engineering,2013,53(12):1574-1579. (in Chinese)

[4] Khazraie S, Asvadi R, Banihashemi A H. A PEG construction of finite-Length LDPC codes with low error floor[J]. IEEE Communications Letters,2012,16(8):1288-1291.

[5] Wang L, Zhang X, Yu F, et al. QC-LDPC Codes with Girth Eight Based on Independent Row-Column Mapping Sequence[J]. IEEE Communications Letters, 2013, 17(11):2140-2143.

[6] Fossorier M P C. Quasi-cyclic low-density parity-check codes from circulant permutation matrices[J]. IEEE Transactions on Information Theory,2004,50(8):1788-1793.

[7] Fan J L. Array codes as LDPC codes[M]//Constrained Coding and Soft Iterative Decoding. Berlin: Springer, 2001:195-203.

[8] Blaum M, Roth R M. New array codes for multiple phased burst correction[J]. IEEE Transactions on Information Theory,1993,39(1):66-77.

[9] Myung S, Yang K. A combining method of quasi-cyclic LDPC codes by the Chinese remainder theorem[J]. IEEE Communications Letters,2005,9(9):823-825.

[10] Liu Y, Wang X, Chen R, et al. Generalized combining method for design of quasi-cyclic LDPC codes[J]. IEEE Communications Letters,2008,12(5):392-394.

[11] Jiang X, Lee M H. Large girth quasi-cyclic LDPC codes based on the chinese remainder theorem[J]. IEEE Communications Letters,2009,13(5):342-344.

[12] Milenkovic O, Kashyap N, Leyba D. Shortened array codes of large girth[J]. IEEE Transactions on Information Theory,2006,52(8):3707-3722.

作者简介:

黄　胜(1974—),男,湖北英山人,分别于 2003 年和 2008 年获华中科技大学工学硕士学位和重庆大学电路与系统专业工学博士学位,现为重庆邮电大学教授、硕士生导师,主要研究方向为光纤通信系统、信道编码和未来网络;

HUANG Sheng was born in Yingshan, Hubei Province, in 1974. He received the M. S. degree from Huazhong University of Science and Technology and the Ph. D. degree from Chongqing University in 2003 and 2008, respectively. He is now a professor and also the instructor of graduate students. His research concerns optical communication system, channel coding and future network.

庞晓磊(1988—),男,陕西宝鸡人,硕士研究生,主要研究方向为信道编码;

PANG Xiao-lei was born in Baoji, Shaanxi Province, in 1988. He is now a graduate student. His research concerns channel coding.

Email:renshen. nn250@163. com

田方方(1987—),女,河南南阳人,2014 年于重庆邮电大学获工学硕士学位,主要研究方向为信道编码;

TIAN Fang-fang was born in Nanyang, Henan Province, in 1987. She received the M. S. degree from Chongqing University of Posts and Telecommunications in 2014. Her research concerns channel coding.

贾雪婷(1990—),女,河南鹤壁人,硕士研究生,主要研究方向为信道编码。

JIA Xue-ting was born in Hebi, Henan Province, in 1990. She is now a graduate student. Her research concerns channel coding.