

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*

程 浩**, 仰枫帆

(南京航空航天大学 电子信息工程学院, 南京 210016)

摘 要:为了提高系统的性能和易于工程实现,提出了基于有限域加群构造的 QC-LDPC 码,通过特殊的构造方法构造出满秩的 QC-LDPC 码并将之应用于编码中继协作通信系统的源节点和中继节点处,并由此构成了总体校验矩阵,导出了双层 Tanner 图,目的节点处采用基于双层 Tanner 图的联合迭代译码算法。仿真结果表明,误码率为 10^{-5} 、迭代 5 次时,理想中继协作通信系统的性能好于非协作和非理想中继协作系统的性能,分别为 1.3 dB 和 1 dB;并且 S-D 与 R-D 信道的信噪比相等时, S-R 信道信噪比越高,非理想中继协作通信系统的性能越好。

关键词:协作通信;有限域加群;QC-LDPC 码;双层 Tanner 图;联合迭代译码

中图分类号:TN911.22 **文献标志码:**A **文章编号:**1001-893X(2013)12-1574-06

Finite Field QC-LDPC-based Encoding Cooperative System and its Joint Iterative Decoding Technology

CHENG Hao, YANG Feng-fan

(College of Electronic Information Engineering, Nanjing University of Aeronautics and Astronautics, Nanjing 210016, China)

Abstract: To improve the performance of a communication system and push project realization, the QC-LDPC code based on the additive group of finite field is presented and through a special method, a full rank QC-LDPC (Quasi-cyclic Low-Density Parity-Check) code is constructed and used in coding cooperative communication systems at the source node and the relay node. Thus a general check matrix is constructed. Then the double Tanner graph is derived and the joint iterative decoding algorithm is adopted based on the double Tanner graph at the destination node. Simulation results show that, when $BER = 10^{-4}$ and iteration times is 5, the ideal cooperative communication system performance is better than the non-cooperative and non-ideal cooperative systems for 1.2 dB and 0.8 dB; When the SNR for S-D equals that for R-D, the signal-to-noise ratio (SNR) of S-R channel rises, and the non-ideal cooperative communication system performance becomes better.

Key words: cooperative communication system; additive group of finite field; QC-LDPC; double Tanner graph; joint iterative decoding algorithm

1 引 言

协作通信技术^[1-4]作为多天线技术的扩展,近些年来已经成为通信领域的研究热点,将成为移动

通信系统中提高频谱利用率的重要途径之一。协作技术的核心是利用通信网络中多个节点之间的彼此协作,实现路径共享,提高整个通信网络的信道容

* 收稿日期:2013-07-31;修回日期:2013-11-19 Received date:2013-07-31;Revised date:2013-11-19

基金项目:航空科学基金项目(20105552031)

Foundation Item: The National Aeronautical Science Foundation of China (No. 20105552031)

** 通讯作者: ydxxch@163.com Corresponding author: ydxxch@163.com

量,使得在多跳无线通信网中的单天线终端可以有效地抵抗信道衰落,从而通过分布的天线获得空间分集增益,又因多跳的方式降低了功率损耗。

目前协作通信一共有 3 种方式,即放大转发、检测转发^[3]和编码协作^[4]。Hunter 在 2006 年最先提出了编码协作模式,并研究了 Turbo 码编码协作系统的性能。与 Turbo 码编码协作系统相比,LDPC 码编码协作系统^[5-7]具有译码复杂度低和硬件实现简单等特点。QC-LDPC 码^[8]是一类具有低编码复杂度和硬件实现资源消耗低的 LDPC 码,目前已经被广泛应用于 DVB-S2、802.11n/16e,以及 CMMB 等众多标准。本文将 QC-LDPC 码应用于中继编码协作通信中,提出了基于有限域加群^[9]构造出的满秩 QC-LDPC 校验矩阵的方案,目的节点采用基于双层 Tanner 图的联合迭代译码算法,加快了译码收敛速度,提高了系统性能,并且易于在工程上实现。

2 中继信道下基于 QC-LDPC 码编码协作通信系统

中继信道下基于 QC-LDPC 码编码协作通信系统模型如图 1 所示。将要被传输的源信息序列在源节点 S 处经编码器 1 编码,然后通过 BPSK 调制后发送出去。该序列通过源节点 S 与目的节点 D 间的 S-D 信道直接传送至目的节点,同时通过 S-R 信道发送至中继节点 R 处。中继节点 R 包含两个组成部分:译码器 1 和编码器 2。译码器 1 将接收到的受到噪声干扰的序列进行正确译码,然后送至编码器 2 重新编码。经过 BPSK 调制后通过 R-D 信道发送至目的节点 D。目的节点接收两路信号后,利用两路信号的不相关性,根据一定的方案联合译码,以获得更好的译码性能。

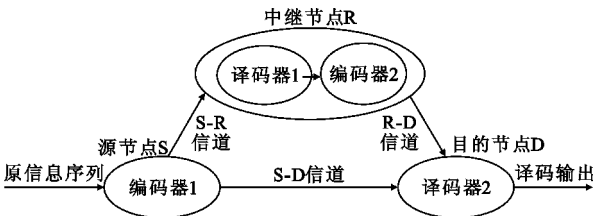


图 1 基于 QC-LDPC 码编码协作通信系统模型
Fig. 1 The QC-LDPC-Based encoding cooperative communication system model

3 QC-LDPC 码协作编码方式

中继信道下基于 QC-LDPC 码的编码协作通信

系统的编码实现方式如下:如图 1 所示,在源节点 S 处使用 $M_1 \times N$ 的校验矩阵 H_1 对输入信息序列编码,生成长度为 N 的码字序列 $\mathbf{c}_1 = (c_1, c_2, \dots, c_N)^T$,与输入信息序列相比增加了长度为 M_1 的校验位。

中继节点 R 接收受到 S-R 信道噪声干扰的信号通过译码器 1 译码。译码结果作为新的信息序列输入到编码器 2 并使用 $M_2 \times (N+M_2)$ 的校验矩阵 H_2 再次编码生成码长为 $N+M_2$ 的码字序列 $\mathbf{c}_2 = (c_1, c_2, \dots, c_N, p_1, p_2, \dots, p_{M_2})^T$,我们将矩阵 H_2 写成如下形式:

$$H_2 = [A_{M_2 \times N} \quad B_{M_2 \times M_2}] \quad (1)$$

分别通过 S-D 信道与 R-D 信道将 $\mathbf{c}_1$ 的整个码字和序列 $\mathbf{c}_2$ 的校验位部分 $\mathbf{p} = (p_1, p_2, \dots, p_{M_2})^T$ 发送至目的节点 D 处。根据校验关系得

$$H_1 \mathbf{c}_1 = \mathbf{0}, H_2 \mathbf{c}_2 = \mathbf{0} \quad (2)$$

由上式可得编码协作系统的整个码字 $\mathbf{c}$ 满足下述校验关系:

$$H\mathbf{c} = \mathbf{0} \quad (3)$$

其中, $\mathbf{c}$ 是由 $\mathbf{c}_1$ 的整个码字和序列 $\mathbf{c}_2$ 的校验位部分 $\mathbf{p} = (p_1, p_2, \dots, p_{M_2})^T$ 组成的长度为 $N+M_2$ 的复合码字, H 是由校验矩阵 H_1 和 H_2 决定的矩阵,它们分别表示如下:

$$\mathbf{c} = \begin{pmatrix} \mathbf{c}_1 \\ \mathbf{p} \end{pmatrix} \quad (4)$$

$$H = \begin{bmatrix} (H_1)_{M_1 \times N} & \mathbf{0}_{M_1 \times M_2} \\ A_{M_2 \times N} & B_{M_2 \times M_2} \end{bmatrix} \quad (5)$$

4 基于有限域加群的 QC-LDPC 码的校验矩阵 H 构造

本小节主要介绍基于有限域加群的 QC-LDPC 码的构造以及寻找满足条件的 H 校验矩阵。

4.1 基于有限域加群的 QC-LDPC 码的构造

设 q 是质数,于是整数集 $\{0, 1, 2, \dots, q-1\}$ 在模 q 乘法和模 q 加法运算下构成了有限域 $GF(q)$,又称之为原始域。对于有限域 $GF(q)$ 中的每个元素 i ,它的位置矢量定义为 $GF(2)$ 内的 q 维单位向量,记为 $\mathbf{z}(i) = (z_0, z_1, \dots, z_{q-1})$,其中 1 的位置与 $GF(q)$ 中的元素一一对应。显然,对于 $GF(q)$ 中的任意元素 $i, i+1$ 的位置矢量 $\mathbf{z}(i+1)$ 是 i 位置矢量 $\mathbf{z}(i)$ 的右循环移位一位得到的。

下面给出构造 QC-LDPC 码的基本步骤。

Step 1: 构造在 $GF(q)$ 上的 $q \times q$ 的基矩阵 $\mathbf{w}$,其中 i 和 j 的乘法执行的是模 q 相乘。

$$\mathbf{w} = \begin{bmatrix} w_1 \\ w_2 \\ \vdots \\ w_i \\ \vdots \\ w_{q-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \cdot 0 & 0 \cdot 1 & 0 \cdot 2 & \cdots & 0 \cdot (q-1) \\ 1 \cdot 0 & 1 \cdot 1 & 1 \cdot 2 & \cdots & 1 \cdot (q-1) \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ i \cdot 0 & i \cdot 1 & i \cdot 2 & \cdots & i \cdot (q-1) \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ (q-1) \cdot 0 & (q-1) \cdot 1 & (q-1) \cdot 2 & \cdots & (q-1) \cdot (q-1) \end{bmatrix} \quad (6)$$

Step 2: 将上面基阵 $\mathbf{w}$ 的每一行的每一个元素垂直地依次加上 $\text{GF}(q)$ 中的元素,基阵的每一行都被扩展成一个 $\text{GF}(q)$ 上的 $q \times q$ 的矩阵,如下式所示:

$$\mathbf{w}_i = \begin{bmatrix} i \cdot 0+0 & i \cdot 1+0 & \cdots & i \cdot (q-1)+0 \\ i \cdot 0+1 & & i \cdot 1+1 & \cdots \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ i \cdot 0+(q-1) & i \cdot 1+(q-1) & \cdots & i \cdot (q-1)+(q-1) \end{bmatrix} \quad (7)$$

其中,矩阵的每一个元素执行的都是模 q 相乘相加运算。显然,其每列的 q 个元素都是不同的。 $\mathbf{w}_i$ 称为 $\mathbf{w}$ 的第 i 行 w_i 相加 q 对折垂直扩展。将 $\mathbf{w}_i$ 的每个元素用对应的位置矢量替代,于是得到有 q 个 $q \times q$ 循环置换矩阵元素的行矩阵,记为 $\mathbf{B}_i = [Q_{i,0} \ Q_{i,1} \ Q_{i,2} \ \cdots \ Q_{i,q-1}]$,其中 $Q_{i,j}$ 由 $\mathbf{w}_i$ 的第 j 列元素的位置矢量替换构成。将 $\mathbf{w}_i$ 的第 j 列元素用对应的位置矢量替代称为相加 q 对折水平扩展。

Step 3: 扩展矩阵 $\mathbf{w}$ 得到 $\text{GF}(2)$ 上的 $q \times q$ 循环置换矩阵构成的 $q \times q$ 校验矩阵:

$$\mathbf{Q} = \begin{bmatrix} B_0 \\ B_1 \\ \vdots \\ B_{q-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} Q_{0,0} & Q_{0,1} & \cdots & Q_{0,q-1} \\ Q_{1,0} & Q_{1,1} & \cdots & Q_{1,q-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ Q_{q-1,0} & Q_{q-1,1} & \cdots & Q_{q-1,q-1} \end{bmatrix} \quad (8)$$

显然, $\mathbf{Q}$ 是 $\text{GF}(2)$ 上的 $q^2 \times q^2$ 的矩阵,行列重均为 q 且不包含 $\mathbf{0}$ 子矩阵。

Step 4: 从 $\mathbf{Q}$ 中选择循环子矩阵构造满足行重列重要求的 QC-LDPC 校验矩阵 $\mathbf{Q}_{qc}$ 。对于行重为 ρ 列重为 λ 的 QC-LDPC 码,通常选取 $\mathbf{Q}$ 中 $\lambda \times \rho$ 的循环子矩阵构造 $\mathbf{Q}_{qc}$ 。

需要说明的是,构造出来的 $\mathbf{Q}_{qc}$ 的环长至少为 6,我们只需要证明矩阵 $\mathbf{Q}$ 不存在四环即可。用反证法证明如下。

证明: 假设 $\mathbf{Q}$ 中存在四环,那么在 $\mathbf{Q}$ 的某个矩形的四角存在 4 个 1 分量,由于 $\mathbf{Q}$ 是一个准循环矩阵,这 4 个分量分别存在于 4 个不同的子矩阵 $Q_{i,s}$, $Q_{i,t}$, $Q_{j,s}$ 和 $Q_{j,t}$ 中,其中 $0 \leq i, j, s, t < q$, 且 $i \neq j, s \neq t$,不妨设 $i < j, s < t$ 。特别地,假设 1 分量在 $Q_{i,s}$ 和 $Q_{i,t}$ 的第

k 行、 $Q_{j,s}$ 和 $Q_{j,t}$ 的第 l 行。又因为循环矩阵 $Q_{i,s}, Q_{i,t}, Q_{j,s}$ 和 $Q_{j,t}$ 由分量分别为 $i \cdot s, i \cdot t, j \cdot s, j \cdot t$ 经过相加对折垂直和水平扩散得到。于是有 $i \cdot s + k + mq = j \cdot s + l (m \geq 0), i \cdot t + k + nq = j \cdot t + l (n \geq 0)$, 从以上两式可以得到 $(j-i)(t-s) = (n-m)q$, 于是又可以得到 $[(j-i)(t-s)] \bmod q = 0$, 由于 q 为质数,与已知条件矛盾,故 $\mathbf{Q}$ 中不存在四环。证毕。

4.2 校验矩阵 $\mathbf{H}$ 的构造步骤

在本文中仿真采用的数据为 $q = 127$, 源节点处发送的码字码长为 2 032, 中继节点处编好的码字码长为 4 064。

(1) 为了满足要求,矩阵 $\mathbf{H}_1$ 和 $\mathbf{H}_2$ 可以设定为如下结构:

$$\mathbf{H}' = \left[\begin{array}{cccc|cccc} \mathbf{P}_{1,1} & \mathbf{P}_{1,2} & \cdots & \mathbf{P}_{1,t-s} & \mathbf{D}_1 & \mathbf{0} & \cdots & \mathbf{0} \\ \mathbf{P}_{2,1} & \mathbf{P}_{2,2} & \cdots & \mathbf{P}_{2,t-s} & \mathbf{0} & \mathbf{D}_2 & \cdots & \mathbf{0} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{P}_{s,1} & \mathbf{P}_{s,2} & \cdots & \mathbf{P}_{s,t-s} & \mathbf{0} & \mathbf{0} & \cdots & \mathbf{D}_s \end{array} \right] \quad (9)$$

其中, $\mathbf{P}_{i,j}$ 为循环置换矩阵, $\mathbf{D}_i$ 为 $d = 3$ 个 $q \times q$ 的单位矩阵右移 $s_{i,j}$ 位而成,即 $\mathbf{D}_i = \sum_{j=1}^d \mathbf{I}_{s_{i,j}}$ 。其中 d 为奇数,确保 $\mathbf{D}_i$ 可逆,从而矩阵 $\mathbf{H}'$ 可逆,满足这种结构的校验矩阵高斯消元不需要交换列,避免了信息位不匹配的情况。

(2) 由于 $\mathbf{Q}$ 矩阵已经避免了四环,那么我们在选取子矩阵的时候在不打乱原来结构的情况下就可以避免 $\mathbf{H}$ 中的四环。如图 2 所示, $\mathbf{H}_1$ 从 BLOCK1 中选取, $\mathbf{H}_2$ 从 BLOCK2 中选取,只需要保证 $\mathbf{H}_2$ 的基矩阵的前 12 列在与 $\mathbf{H}_1$ 相同的列中选取得到即可。于是我们构造的 $\mathbf{H}$ 矩阵的结构如图 3 所示。显然, $\mathbf{H}_1$ 、 $\mathbf{H}_2$ 和 $\mathbf{H}$ 都是非正规 QC-LDPC 校验矩阵。

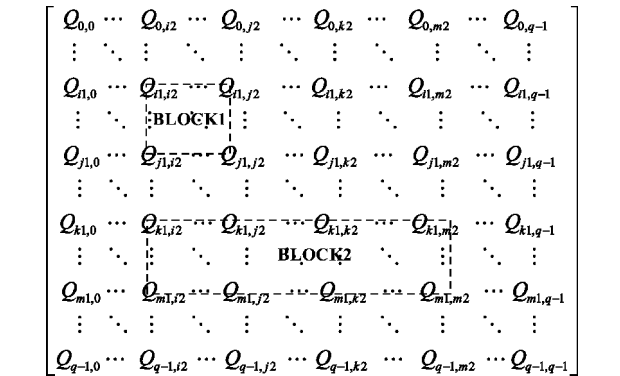


图 2 校验矩阵 $\mathbf{H}_1$ 和 $\mathbf{H}_2$ 的选取示意图
Fig. 2 The diagram of the selection of the parity check matrix $\mathbf{H}_1$ and $\mathbf{H}_2$

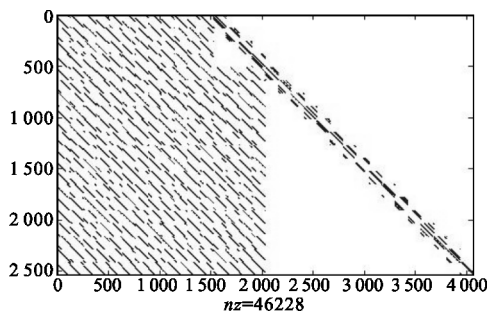


图 3 校验矩阵 H 结构示意图

Fig. 3 The diagram of the parity check matrix H

5 基于双层 Tanner 图的 QC-LDPC 码联合迭代译码算法

5.1 QC-LDPC 码编码协作系统双层 Tanner 图

LDPC 码可以用 Tanner 图表示, 将之推广到 QC-LDPC 码编码协作通信系统中, 如图 4 所示。其中, 第一层对应着码字序列 c_1 的 Tanner 图, 第二层对应着码字序列 c_2 的 Tanner 图。

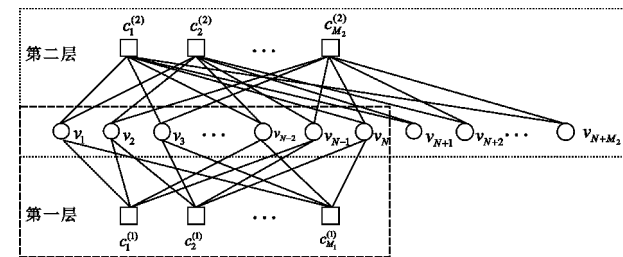


图 4 QC-LDPC 码编码协作通信系统双层 Tanner 图

Fig. 4 The double Tanner graph of QC-LDPC encoding cooperative communication system

在上面的双层 Tanner 图中, $v_n (n = 1, 2, \dots, N)$ 同时参与了第一层和第二层的校验, 即为 H_1 和 H_2 的共同变量节点; $v_n (n = N+1, N+2, \dots, N+M_2)$ 仅仅参与了第二层的校验, 即仅为 H_2 的变量节点。 $c_k^{(1)} (k = 1, 2, \dots, M_1)$ 是第一层对应的校验节点, $c_k^{(2)} (k = 1, 2, \dots, M_2)$ 是第二层对应的校验节点。这种协作通信双层 Tanner 图又称为联合 Tanner 图, 其本质上仍然是一个 Tanner 图, 将第二层的校验节点 $c_k^{(2)} (k = 1, 2, \dots, M_2)$ 转到第一层校验节点的右半部分, 就可以等效为一个非正规的 LDPC 码对应的 Tanner 图。

5.2 联合迭代译码算法

我们将 LDPC 码的 BP 算法推广到协作通信系统中, 于是提出了联合迭代译码算法。先介绍一下公式中使用的符号及其含义。

$v_n (n = 1, 2, \dots, N+M_2)$ 是变量节点集合; $c_m^{(i)} (m$

$= 1, 2, \dots, M_1)$ 和 $c_m^{(2)} (m = 1, 2, \dots, M_2)$ 分别是第一层与第二层中的校验节点的集合; $c(v_n)$ 是双层 Tanner 中变量节点 v_n 参与的所有校验关系的集和; $v(c_m^{(i)})$ 是与第一层校验节点 $c_m^{(1)}$ 或者第二层校验节点 $c_m^{(2)}$ 相关联的变量节点的总和; $r = (r_1, r_2, \dots, r_N, r_{N+1}, \dots, r_{N+M_2})$ 是目的节点接收到的信息序列向量, 其中前 N 个信息来自 S-D 信道, 后 M_2 个信息来自 R-D 信道。

准备阶段与初始化阶段详见文献[6]。注意, 在 BPSK 调制中将 1 调制成 -1, 0 调制成 +1。

Step 1: 校验节点信息处理(水平处理)

在校验节点处理过程中, 双层 Tanner 中变量节点 v_n 接收到的来自校验节点 $c_m^{(i)}$ 的信息 $r_{m,n}^{(i)}$ 如下式所示:

$$r_{m,n}^{(i)} = \frac{1 + \Delta_m^{(i)} / (q_{m,n}^{(i)} - \overline{q_{m,n}^{(i)}})}{1 - \Delta_m^{(i)} / (q_{m,n}^{(i)} - \overline{q_{m,n}^{(i)}})} \quad (13)$$

其中:

$$\Delta_m^{(i)} = \prod_{v_n \in V(c_m^{(i)})} (q_{m,n}^{(i)} - \overline{q_{m,n}^{(i)}})$$

Step 2: 变量节点信息处理(垂直处理)

在变量节点信息处理时, 第一层 Tanner 图中第 m 个校验节点 $c_m^{(1)}$ 接收到来自第 n 个变量节点的外信息 $q_{m,n}^{(1)}, \overline{q_{m,n}^{(1)}}$ 表示如下:

$$q_{m,n}^{(1)} = \frac{s_{m,n}^{(1)}}{1 + s_{m,n}^{(1)}}, \overline{q_{m,n}^{(1)}} = 1 - q_{m,n}^{(1)} = \frac{1}{1 + s_{m,n}^{(1)}} \quad (14)$$

第二层 Tanner 图中第 m 个校验节点 $c_m^{(2)}$ 接收到来自第 n 个变量节点的外信息 $q_{m,n}^{(2)}, \overline{q_{m,n}^{(2)}}$ 表示如下:

$$q_{m,n}^{(2)} = \frac{s_{m,n}^{(2)}}{1 + s_{m,n}^{(2)}}, \overline{q_{m,n}^{(2)}} = 1 - q_{m,n}^{(2)} = \frac{1}{1 + s_{m,n}^{(2)}} \quad (15)$$

Step 3: 译码判决

重复步骤 step1 ~ 3 的迭代直至到达指定的迭代次数, 计算出码字比特的后验概率为

$$R_n = f_n \times \prod_{i=1}^2 \prod_{c_m^{(i)} \in c(v_n)} r_{m,n}^{(i)}, n = 1, 2, \dots, N+M_2 \quad (16)$$

根据下述准则判决:

$$\hat{c}_n = \begin{cases} 0, & R_n \geq 1 \\ 1, & R_n < 1 \end{cases}, n = 1, 2, \dots, N+M_2 \quad (17)$$

由以上处理过程可以看出, 在双层 Tanner 图中第一层和第二层的处理完全相同, 对变量节点的处理过程实质上等效于利用校验矩阵 H 迭代更新。

在仿真时, 因为两层都是非正规 QC-LDPC 码, 于是在 Tanner 图上进行分层迭代译码比利用 H 迭代译码方便很多。

6 QC-LDPC 编码中继协作系统性能模拟

本节通过数值仿真研究了基于联合迭代译码算法的 QC-LDPC 编码中继协作系统的性能。假设协作系统中的信道相互独立且都是平坦瑞利慢衰落信道,仿真中采用 BPSK 调制,噪声采用均值为 0、方差为 1 的高斯白噪声。

6.1 理想中继协作系统性能模拟

理想编码协作系统中,S-R 信道理想为无差错传输。为了凸显中继编码协作系统的优越性,而且中继节点至目的节点的距离较源节点至目的节点的距离较短,故假设中继到目的节点的信道信噪比比源到目的节点的信噪比高 1 dB,写成表达式形式: $SNR_{R-D}=SNR_{S-D}+1$,源节点至中继节点实现无差错传输。信源节点处采用校验矩阵 H_1 编码,中继节点处采用校验矩阵 H_2 编码。

由图 5 可以看出,随着 R-D 信道和 S-R 信道的信噪比的提高,误码率呈现对数式下降,且误码率在 10^{-5} 时,在 2、3、5 这 3 种迭代次数中,理想协作系统相对于非协作系统分别有 1.1 dB、1.5 dB 和 1.3 dB 的性能优势,表明协作系统能够有效地提高系统的增益,这归功于联合迭代译码算法的使用。

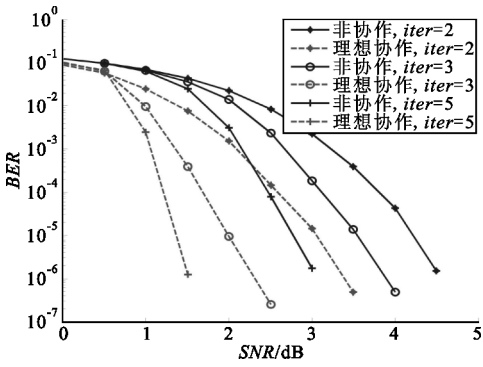


图 5 非协作和理想协作系统的性能比较
Fig.5 The performance comparison of non-cooperative and ideal cooperation systems

6.2 非理想中继协作系统性能模拟

考虑到源到中继节点的 S-R 信道不可能实现无差错传输,因此这部分内容主要研究两种非理想的情形: $SNR_{S-R}=SNR_{S-D}$ 、 $SNR_{R-D}=SNR_{S-R}+1$ 时理想与非理想协作系统的性能比较; SNR_{S-R} 恒定, $SNR_{R-D}=SNR_{S-D}$ 时协作与非协作系统的性能比较。

6.2.1 情形 1

由图 6 可知,源到中继节点和源到目的节点的噪声功率相同时,理想协作系统明显好于非理想协作系统的性能,这是由于中继节点编码后传递给目

的节点的校验位存在错误,使得这部分外信息影响了整个系统的性能。可以看出,误码率为 10^{-5} 时,迭代 2 次时理想仅比非理想协作性能好 0.2 dB,迭代 3 次和 5 次时理想比非理想协作性能分别高 0.8 dB 和 1 dB,这归功于中继节点处译出码字的错误减少。

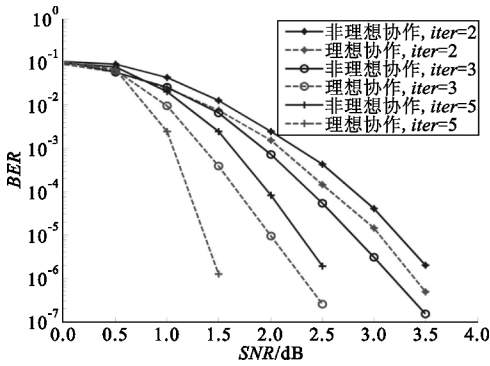


图 6 非理想协作和理想协作系统的性能比较
Fig.6 The performance comparison between non-ideal system and ideal cooperation system

6.2.2 情形 2

图 7 (横坐标为源到目的节点的信噪比)表明,随着固定的 SNR_{S-R} 的提高,在相同的迭代次数下非理想协作系统的性能越好,此情形适用于源节点和中继节点位置相对不变的情况。从图中可以看出,在 $SNR=3$ dB 和 $SNR=4.5$ dB 时,非协作系统的性能和非理想协作系统的性能出现了交叉,这是由于源到中继的链路的信噪比恒定,当源到目的节点链路的信噪比高于 SNR_{S-R} 时,采用协作的效果将使得接收端的误码率反而不如非协作系统。图 7 中还仿真了按文献[6]构造的 $H_1(2000,2,8)$ 和 $H_2(4000,3,6)$ 的系统非规则码构成的 LDPC 码编码协作通信系统,可知 $SNR_{S-R}=3$ dB,迭代次数为 2,误码率为 10^{-5} 时,该系统与本文中的系统的性能差 0.2 dB,而且本文中的系统更易于硬件实现。

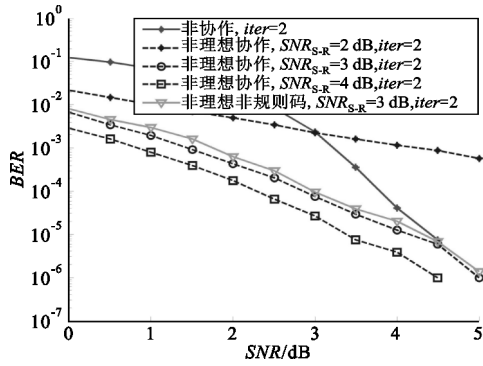


图 7 非协作和非理想协作系统的性能比较
Fig.4 The performance comparison between non-cooperation system and non-ideal cooperation system

7 结束语

本文提出了 QC-LDPC 码编码协作通信方式, 利用基于有限域加群的构造方法构造出了满足满秩和高斯消元时不对校验矩阵中信息位部分的列作交换条件的检验矩阵, 并得到了相对应的双层 Tanner 图及其高效联合迭代译码算法。数据分析表明, 源到中继节点链路的可靠性对协作系统的性能影响较大。本文中的联合迭代译码算法可推广至多中继协作系统, 使得系统的性能提升更明显; 另外, 基于 QC-LDPC 码编码协作通信系统具有硬件实现简单和消耗资源低等优点, 可应用于通信系统中。

参考文献:

- [1] Janani M, Hedayat A, Hunter T E. Coded cooperation in wireless communications: space-time transmission and iterative decoding [J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2004, 52(2): 362-371.
- [2] Li Chuxiang, Yue Guosen, Khojastepour M A. LDPC-coded Cooperative Relay Systems: Performance Analysis and Code Design[J]. IEEE Transactions on Communications, 2008, 56(3): 485-496.
- [3] Hunter T E, Nosratinia A. Cooperation diversity through coding [C]//Proceedings of 2002 IEEE International Symposium on Information Theory. Switzerland: IEEE, 2002: 197-198.
- [4] Hunter T E, Nosratinia A. Diversity through coded cooperation[J]. IEEE Transactions on Wireless Communication, 2006, 5(2): 283-289.
- [5] Razaghi P, Yu W. Bilayer low-density parity-check codes for decode-and-forward in relay channels[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2007, 53(10): 3723-3739.
- [6] Chen J, Yang F, Luo L, et al. Joint iterative decoding for simple-encoding systematic irregular LDPC based coded cooperation in non-ideal relay channel[J]. Journal of Electronics (China), 2010, 27(3): 305-315.

- [7] Kschischang F R, Frey B J, Loeliger H A. Factor graphs and the sum-product algorithm [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2001 47(2): 498-519.
- [8] 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): 51-55.
LIU Yuan-hua, ZHANG Mei-ling. A New Design Method For Quasi-cyclic LDPC Codes with Fast Encoding Ability [J]. Telecommunication Engineering, 2013, 53(1): 51-55. (in Chinese)
- [9] Lan L, Zeng L, Tai Y Y, et al. Construction of quasi-cyclic LDPC codes for AWGN and binary erasure channels: A finite field approach[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2007, 53(7): 2429-2458.

作者简介:



程浩(1989—), 男, 江苏东台人, 2011 年获学士学位, 现为南京航空航天大学硕士研究生, 主要研究方向为信道编码理论与应用;

CHENG Hao was born in Dongtai, Jiangsu Province, in 1989. He received the B. S. degree in 2011. He is now a graduate student. His research concerns channel coding theory and its

application.

Email: ydxxch@163.com

仰枫帆(1966—), 男, 江苏南京人, 分别于 1993 年和 1997 年获西北工业大学工学硕士学位和东南大学通信与信息系统专业工学博士学位, 现为教授、博士生导师, 主要研究方向为网络信息论和信道编码技术、无线通信中的信号处理技术和代数几何码等。

YANG Feng-fan was born in Nanjing, Jiangsu Province, in 1966. He received the M. S. degree from Northwestern Polytechnical University and the Ph. D. degree from Southeast University in 1993 and 1997, respectively. He is now a professor and also the Ph. D. supervisor. His research concerns network information theory and channel coding technology, wireless communication signal processing technology and algebraic geometry codes.

Email: yffee@nuaa.edu.cn