

基于非正规 LDPC 码的中继协作通信及其联合迭代译码的性能研究

陈婧文, 仰枫帆

(南京航空航天大学信息科学与技术学院, 江苏南京 210016)

摘 要: 本文构造了一种适用于中继协作通信的非正规 LDPC 系统码, 并将双非正规 LDPC 系统码应用于中继协作系统中. 提出了目的点接收机基于双 LDPC 码联合 Tanner 图的对多路接收信号进行联合迭代译码的新算法. 理论分析和数值模拟表明本文所提出的新方法将高效信道编码和协作技术有机地结合起来以充分实现编码协作所具有的潜在分集和编码增益, 与非协作系统相比可显著地提高系统性能.

关键词: 中继协作通信; LDPC 码; 联合迭代译码; 外信息

中图分类号: TN911.2 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2010) 07-1535-06

Study on the Irregular-LDPC-Based Relay Cooperation and Performance of Joint Iterative Decoding

CHEN Jing-wen, YANG Feng-fan

(College of Information Science and Technology, Nanjing University of Aeronautics and Astronautics, Nanjing, Jiangsu 210016, China)

Abstract: We propose a kind of simple-encoding irregular systematic LDPC codes suitable for relay cooperation. The constructed double LDPC codes are then applied to one-relay cooperation. The authors also suggest a new joint iterative decoding algorithm performed at the destination node for multiple received signals based on the joint Tanner graph for the double LDPC codes. It is demonstrated by theoretical analysis and numerical simulations that the proposed approach can well combine the techniques of high-efficiency channel coding and cooperation to fully achieve the potential gains from coding and diversity, which consequently leads to the significant performance improvement over the non-cooperation system under the same conditions.

Key words: relay cooperative communication; low-density parity-check codes; joint iterative decoding; extrinsic information

1 引言

近年来协作通信作为无线通信新技术越来越为学术和工程技术界所关注^[1~6]. 协作通信是在中继通信基础上并受到多输入多输出(MIMO)技术的启发而产生的, 该技术的基本思想是在多用户有噪环境中, 使单天线移动终端可依一定方式实现多天线所具有的分集增益, 从而产生一个具有分集增益的类似于 MIMO 的无线通信系统.

目前主要有三种基本协作模式: 放大转发^[1], 检测转发^[2]和编码协作^[3]. 在放大转发模式中, 中继接收协作伙伴传送的受到噪声干扰的信号, 放大并再次发送至目的用户, 在此过程中噪声亦被放大; 在检测转发模式中, 中继首先通过硬判决检测协作伙伴所发送的信息比特, 将估计比特序列再次发送至目的用户. 中继硬判决造成的错误扩散极可能导致目的用户性能的急剧下降;

编码协作模式的特点是将高效信道编码技术与协作技术相结合以同时获得编码增益和分集增益, 有效地克服协作通信中由于错误扩散所造成的性能下降, 具有比前两者更为优越的性能.

Hunter 于 2006 年首先提出编码协作模式^[3], 并以 Turbo 码为例研究了 Turbo 编码协作^[6]系统的性能. 与 Turbo 码相比 LDPC 码^[4, 5, 9]具有低译码复杂度和硬件实现简单等优点. 将 LDPC 码应用于中继协作通信已引起学术界极大的兴趣^[4~8, 10], 但仍存在目的点对多路接收信号采用传统 BP 迭代译码算法的运算量较大等缺陷. 本文将 LDPC 码与中继协作技术相结合, 提出了采用编码算法简单实用的非正规 LDPC 系统码的中继协作系统, 目的点译码器对多路接收信号进行联合迭代译码, 将中继协作和迭代译码有机地结合以充分实现分集增益和编码增益, 模拟结果表明该编码协作方式较非协作编码方式具有显著的系统增益.

2 编码中继协作系统的基本模型

一个目的点接收机采用联合译码的单中继编码协作系统如图1所示. 源节点 S 将信息比特通过信道编码器(Enc-1)和BPSK调制器后,经过源节点和目的节点间的信道($S-D$)传送至目的节点,同时也通过源节点和中继节点间的信道($S-R$)传送至中继节点 R . 对源节点而言 $S-D$ 和 $S-R$ 共同构成一个广播信道(broadcast channel). 中继点对接收信号进行译码后获得信息序列的估计序列,它的信道编码器(Enc-2)对估计序列再次编码并经过BPSK调制后通过中继和目的点间的信道($R-D$)传输至目的点. 对目的节点而言 $R-D$ 和 $S-D$ 共同构成一个多址信道(multiple access channel). 目的点在接收到源节点和中继点传输的两路信号后,对其进行联合译码(joint decoding)以最终获得源节点所传输的信息序列的估计序列.

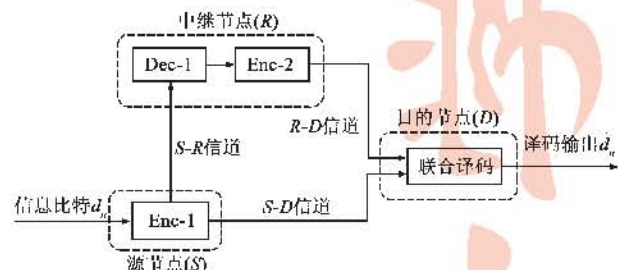


图1 目的点采用联合译码的单中继编码协作通信系统

中继协作系统中直接信号和中继信号到达目的点所受到的噪声彼此独立,故为目的点接收机联合检测提供了有效的分集.通常中继点较源节点在位置上更接近目的点,因此中继点到达目的点的信号较源节点到达目的点的信号具有更高的信噪比.分集效应和提高部分接收信号的信噪比是协作通信提高性能的两个主要方法.当中继译码器能正确译码时,我们称之为理想中继协作;反之,则为非理想中继协作.当中继点不处理源节点发送的信号时,协作通信即为传统的点对点通信.

3 基于双非正规 LDPC 系统码的编码中继协作系统

3.1 非正规 LDPC 系统码

本节构造一种低编码复杂度且适合于编码中继协作系统目的点译码器联合迭代译码的非正规系统 LDPC 码.

构造稀疏 0-1 矩阵 $H_{M \times (N-M)}$,使其每一行有 d_c 个“1”且每一列有 d_v 个“1”,在该矩阵后接单位阵 $I_{M \times M}$ 可得如下矩阵 $H_{M \times N}$.

$$H_{M \times N} = [H \ I] = \begin{bmatrix} h_{1,1} & \cdots & h_{1,N-M} & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ h_{2,1} & \cdots & h_{2,N-M} & 0 & \ddots & \ddots & \vdots \\ \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & 0 \\ h_{M,1} & \cdots & h_{M,N-M} & 0 & \cdots & 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (1)$$

其中 $h_{i,j} \in \{0,1\}$.若将 $H_{M \times N}$ 视为某一 LDPC 码的校验矩阵,则每一行有 $d_c = d_c + 1$ 个“1”,前 $N-M$ 列中每列有 $d_v = d_v$ 个“1”,后 M 列中每列仅有 $d_v = 1$ 个“1”,故由 $H_{M \times N}$ 定义的分组码为非正规 LDPC 系统码,本文用 $C(M, N, d_v, d_c)$ 表示任一具有上述参数的分组码.

编码器产生满足 $Hc^T = 0$ 的码字 $c = (s, p)$,其中信息位 $s = (s_1, \cdots, s_{N-M})$,校验位 $p = (p_1, \cdots, p_M)$; $p_i (i = 1, \cdots, M)$ 为

$$p_l = \sum_{j=1}^{N-M} h_{l,j} s_j, l = 1, \cdots, M \quad (2)$$

3.2 编码中继协作系统中采用的双 LDPC 系统码

由式(1)可构造参数相同但对应不同 Tanner 图^[4,5]的校验矩阵 $H_{M \times N}$ 和 $H'_{M \times N}$.源节点编码器(Enc-1)以 $H_{M \times N}$ 为其校验矩阵生成非正规 LDPC 系统码 $C(M, N, d_v, d_c)$,并将码字同时发送至目的点和中继点.中继点译码器(Dec-1)对接收信号译码后获得估计信息位 $\hat{s}$,再由编码器(Enc-2)以 $H'_{M \times N}$ 为其校验矩阵生成另一个非正规 LDPC 系统码 $C'(M, N, d_v, d_c)$.若 Dec-1 正确译码,则两个 LDPC 系统码具有相同的信息位.为了取得系统性能和传输效率的折衷,中继点仅码字的校验位传送至目的点.对目的点而言单中继编码协作系统的码率为

$$r_{co} = \frac{N-M}{N+M} = \frac{r}{2-r} \quad (3)$$

式中 $r = (N-M)/N$ 为源和中继 LDPC 码的码率.上式表明编码协作具有调节码率的功能.下例说明对目的点而言整个编码协作系统可用具有三层结构的广义 Tanner 图来表征.

例1 若单中继编码协作系统中源点和中继点分别使用校验矩阵为 H 和 H' 的分组码 C 和 C' .

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix},$$

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

C 和 C' Tanner 图中校验节点分别为 c_m 和 $c'_m (m = 1, 2, 3, 4)$,两码共同的信息变量节点为 $v_n (n = 1, \cdots, 6)$,各自校验变量节点为 v_n 和 $v'_n (n = 7, 8, 9, 10)$.则两系统分组码的联合 Tanner 图如图2所示.该方法可推广

至任一采用双 LDPC 系统码的单中继协作系统中. 联合 Tanner 图是中继协作系统联合迭代译码的理论依据和分析工具.

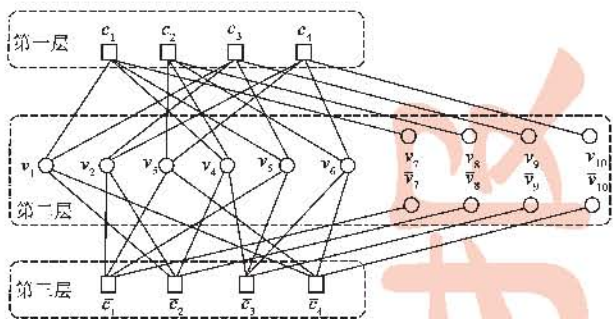


图2 两个系统分组码的联合Tanner图表示

4 基于非正规 LDPC 码的编码协作通信系统中的联合迭代译码

本节提出一种适用于编码中继协作系统目的点译码器的联合迭代译码新算法. 若中继编码协作系统目的点接收的两路符号序列分别为 $\{r_n\}$ 和 $\{r'_n\}$ ($n=1, \dots, N$), 源节点和中继点使用的非正规 LDPC 系统码分别为 $C(M, N, d_v, d_c)$ 和 $C'(M, N, d_v, d_c)$, 通过 S-D 和 R-D 传输至目的点的接收符号分别为

$$r_n = \alpha_n d_n + w_n, r'_n = \alpha'_n d'_n + w'_n \quad (5)$$

其中 d_n 和 d'_n 等概率取 $+a$ 和 $-a$ 且分别对应各自码字中的比特 0 和 1, α_n 和 α'_n 为 S-D 和 R-D 中的独立瑞利衰落噪声, w_n 和 w'_n 为两信道中零均值方差为 σ^2 和 $(\sigma')^2$ 的独立高斯噪声. 由于中继仅传输校验位至目的点, 故 $r_n = r'_n$ ($n=1, \dots, N-M$). 令 R_n 为如下基于 $\{r_l\}$ ($l=1, \dots, N$) 的后验概率

$$R_n = \frac{\Pr(d_n = +a \mid \{r_l\}_{l=1}^N, S(C(v_n))=1)}{\Pr(d_n = -a \mid \{r_l\}_{l=1}^N, S(C(v_n))=1)} \quad (6)$$

其中 $C(v_n)$ 为 v_n 参与的 d_v 个校验所组成的集合, 函数 $S(C(v_n))$ 定义为:

$$S(C(v_n)) = \begin{cases} 1, & C(v_n) \text{ 中 } d_v \text{ 个校验均成立} \\ 0, & C(v_n) \text{ 中 } d_v \text{ 个校验至少有一个不成立} \end{cases} \quad (7)$$

同理 R'_n 为基于接收序列 $\{r'_l\}$ ($l=1, \dots, N$) 的后验概率

$$R'_n = \frac{\Pr(d'_n = +a \mid \{r'_l\}_{l=1}^N, S(C'(v_n))=1)}{\Pr(d'_n = -a \mid \{r'_l\}_{l=1}^N, S(C'(v_n))=1)} \quad (8)$$

且 $v_n = v_n$ ($n=1, \dots, N-M$). 分析联合迭代译码须定义基于如下定理的新变量 $\mathcal{R}_n = R_n R'_n$ ($n=1, \dots, N$).

定理 1 设 A, B, C 为三个随机事件且 B 与 C 相互独立, A 为 A 的补事件并满足 $\Pr(A) = \Pr(A) = 0.5$, 且当 A 发生条件下 B 与 C 仍然独立. 则

$$\frac{\Pr(A|B) \cdot \Pr(A|C)}{\Pr(A|B) \cdot \Pr(A|C)} = \frac{\Pr(A|B \cap C)}{\Pr(A|B \cap C)} \quad (9)$$

证明详见文献[10].

由于 $\{r_l\}$ 和 $\{r'_l\}$ ($l=N-M+1, \dots, N$) 所受到的噪声干扰相互独立, 同时两个参数相同的 LDPC 码是独立构造的, 因此随机变量 $S(C(v_n))$ 与 $S(C'(v_n))$ 相互独立. 由定理 1 可知:

$$\mathcal{R}_n = R_n R'_n =$$

$$\frac{\Pr(d_n = +a \mid \{r_l, r'_l\}_{l=1}^N, S(C(v_n))=1, S(C'(v_n))=1)}{\Pr(d_n = -a \mid \{r_l, r'_l\}_{l=1}^N, S(C(v_n))=1, S(C'(v_n))=1)} \quad (10)$$

当且仅当 v_n 和 v_n 所参与的第一和第三层共 $2d_v$ 个校验均成立时, $S(C(v_n))$ 和 $S(C'(v_n))$ 才均为 1. 因此联合译码的估计输出为:

$$\hat{d}_n = \begin{cases} 0, & \mathcal{R}_n > 1 \\ 1, & \mathcal{R}_n \leq 1 \end{cases}, (1 \leq n \leq N-M) \quad (11)$$

整个联合迭代译码可分为以下步骤:

(1) 初始化: 定义条件概率 $f_n^{(i)}$ ($i=0, 1; n=1, \dots, N$):

$$\begin{aligned} f_n^{(0)} &= \Pr(d_n = +a \mid \{r_l\}_{l=1}^N), \\ f_n^{(1)} &= \Pr(d_n = -a \mid \{r'_l\}_{l=1}^N) \end{aligned} \quad (12a)$$

同理定义条件概率 $f_n^{(i)}$ 为:

$$\begin{aligned} f_n^{(0)} &= \Pr(d'_n = +a \mid \{r'_l\}_{l=1}^N), \\ f_n^{(1)} &= \Pr(d'_n = -a \mid \{r'_l\}_{l=1}^N) \end{aligned} \quad (12b)$$

联合迭代译码器最终判决似然比^[10]为:

$$F_n = (f_n^{(0)}/f_n^{(1)}) \times (f_n^{(0)}/f_n^{(1)}), 1 \leq n \leq N-M \quad (13)$$

由定理 1 知 F_n 可进一步表达为^[10]

$$F_n = \frac{\Pr(d_n = +a \mid \{r_l, r'_l\}_{l=1}^N)}{\Pr(d_n = -a \mid \{r_l, r'_l\}_{l=1}^N)} \quad (14)$$

起始时译码器无任何来自校验节点的先验信息, 即 d_n 只与 r_n 有关. 故在已知衰落噪声的加性高斯噪声信道下 $f_n^{(i)}$ 和 $f_n^{(i)}$ ($i=0, 1$) 可表示为:

$$f_n^{(i)} = \Pr(d_n = (-2i+1)a \mid r_n) = 1/(1 + \exp(2d_n r_n / \sigma^2)) \quad (15a)$$

$$f_n^{(i)} = \Pr(d'_n = (-2i+1)a \mid r'_n) = 1/(1 + \exp(2d'_n r'_n / \sigma'^2)) \quad (15b)$$

定义基于接收序列和校验关系的后验概率为:

$$\begin{aligned} Q_{m,n}^{(i)} &= \Pr(d_n = (-2i+1)a \mid \{r_l, r'_l\}_{l=1}^N, \\ &S(C(v_n) \setminus c_m) = 1, S(C'(v_n)) = 1) \end{aligned} \quad (16a)$$

$$\begin{aligned} Q_{m,n}^{(i)} &= \Pr(d'_n = (-2i+1)a \mid \{r_l, r'_l\}_{l=1}^N, \\ &S(C(v_n)) = 1, S(C'(v_n) \setminus c_m) = 1) \end{aligned} \quad (16b)$$

起始时 ($Q_{m,n}^{(i)}, Q_{m,n}^{(i)}$) 可由式(15)初始化.

(2) 水平处理: 由例 1 知联合 Tanner 图是由两个独立构造的 LDPC 码各自 Tanner 图依共同信息位构成. 由于 $S(c_m)$ ($c_m \in C(v_n)$) 与 $\{r'_n\}$ 以及 $S(c_m)$ ($c_m \in$

$C'(v_n)$ 与 $\{r_n\} (n=1, \dots, N)$ 均相互独立, 故校验节点 c_m 和 c_m 产生的外信息 $r_{m,n}$ 和 $r'_{m,n}$ 的迭代更新类似于单 LDPC 码下的迭代处理. 令 Δ_m 为

$$\Delta_m = \prod_{v_n \in \mathcal{V}(c_m)} (q_{m,n}^{(0)} - q_{m,n}^{(1)}) \quad (17)$$

其中 $q_{m,n}^{(i)}$ 为 $Q_{m,n}^{(i)}$ 或 $Q_{m,n}^{(i)}$ ($i=0,1$). 对于源节点使用的 LDPC 码 $C(M, N, d_v, d_c)$, 校验节点 c_m 传递给变量节点 v_n 的外信息 $r_{m,n}$ 为

$$\begin{aligned} r_{m,n} &= \frac{\Pr(S(\{c_m\})=1 \mid d_n=0, \{r_l \mid l=1\}^N)}{\Pr(S(\{c_m\})=1 \mid d_n=1, \{r_l \mid l=1\}^N)} \\ &= \frac{1 + \Delta_m / (q_{m,n}^{(0)} - q_{m,n}^{(1)})}{1 - \Delta_m / (q_{m,n}^{(0)} - q_{m,n}^{(1)})} \end{aligned} \quad (18)$$

对于中继点使用的 $C'(M, N, d_v, d_c)$ 码, 同理可得 $r'_{m,n}$.

(3) 垂直处理: 联合 Tanner 图中的校验变量节点 v_n 和 $v_n (N-M+1 \leq n \leq N)$ 只参与一个校验等, 故其产生的外信息 $(q_{m,n}^{(0)}, q_{m,n}^{(1)})$ 和 $(q_{m,n}^{(0)}, q_{m,n}^{(1)})$ 始终保持初值. 因此垂直处理仅针对信息变量节点 $v_n (1 \leq n \leq N-M)$. 令 R_n 为

$$R_n = \prod_{c_p \in \mathcal{C}(v_n)} r_{p,n} \times \prod_{\tilde{c}_q \in \mathcal{C}'(\tilde{v}_n)} r'_{q,n} \quad (19)$$

由图 2 所示的三层结构垂直处理可分为如下两个步骤:

A 联合 Tanner 图第二层发送至第一层外信息的更新

对联合 Tanner 图第一层中校验节点 c_m 定义概率比:

$$\begin{aligned} R_{m,n} &= \frac{\Pr(S(C(v_n) \setminus c_m)=1, S(C'(v_n))=1 \mid d_n=0, \{r_l, r'_l \mid l=1\}^N)}{\Pr(S(C(v_n) \setminus c_m)=1, S(C'(v_n))=1 \mid d_n=1, \{r_l, r'_l \mid l=1\}^N)} \\ &= \frac{\Pr(S(C(v_n) \setminus c_m)=1 \mid d_n=0, \{r_l \mid l=1\}^N)}{\Pr(S(C(v_n) \setminus c_m)=1 \mid d_n=1, \{r_l \mid l=1\}^N)} \end{aligned} \quad (20)$$

由于 $S(c_m) (c_m \in C(v_n))$ 与 $S(c_m) (c_m \in C'(v_n))$, $S(c_m)$ 与 $\{r'_n\}$ 及 $S(c_m)$ 与 $\{r_n\}$ 均相互独立 ($n=1, \dots, N$), 由定理 1 知 $R_{m,n}$ 可进一步表达为

$$\begin{aligned} R_{m,n} &= \frac{\Pr(S(C(v_n) \setminus c_m)=1 \mid d_n=0, \{r_l \mid l=1\}^N)}{\Pr(S(C(v_n) \setminus c_m)=1 \mid d_n=1, \{r_l \mid l=1\}^N)} \\ &\quad \times \frac{\Pr(S(C'(v_n))=1 \mid d_n=0, \{r'_l \mid l=1\}^N)}{\Pr(S(C'(v_n))=1 \mid d_n=1, \{r'_l \mid l=1\}^N)} \\ &= \prod_{c_p \in \mathcal{C}(v_n) \setminus c_m} r_{p,n} \times \prod_{\tilde{c}_q \in \mathcal{C}'(\tilde{v}_n)} r'_{q,n} \\ &= R_n r_{m,n} \end{aligned} \quad (21)$$

$$\text{令 } s_{m,n} = F_n R_{m,n} = F_n R_n / r_{m,n} \quad (22)$$

由式(14), (21)和式(22)可得

$$\begin{aligned} s_{m,n} &= \frac{\Pr(d_n=0 \mid \{r_l, r'_l \mid l=1\}^N, S(C(v_n) \setminus c_m)=1, S(C'(v_n))=1)}{\Pr(d_n=1 \mid \{r_l, r'_l \mid l=1\}^N, S(C(v_n) \setminus c_m)=1, S(C'(v_n))=1)} \\ &= Q_{m,n}^{(0)} / Q_{m,n}^{(1)} \end{aligned} \quad (23)$$

故 $Q_{m,n}^{(0)}$ 和 $Q_{m,n}^{(1)}$ 可更新为

$$Q_{m,n}^{(0)} = \frac{s_{m,n}}{1 + s_{m,n}}, \quad Q_{m,n}^{(1)} = 1 - Q_{m,n}^{(0)} = \frac{1}{1 + s_{m,n}} \quad (24)$$

例 2 例 1 编码协作下 $(Q_{1,1}^{(0)}, Q_{1,1}^{(1)})$ 的计算可依图 3 所示的步骤进行. v_1 在计算 $(Q_{1,1}^{(0)}, Q_{1,1}^{(1)})$ 时不仅收到 $C(M, N, d_v, d_c)$ 码校验节点 c_3 产生的外信息 $r_{3,1}$, 同时还收到 $C'(M, N, d_v, d_c)$ 码校验节点 c_2 和 c_4 产生的外信息 $r'_{2,1}$ 和 $r'_{4,1}$. 在非协作下 v_1 只收到外信息 $r_{3,1}$, 因此协作所获得的分集增益明显强于非协作下所获得的分集增益.

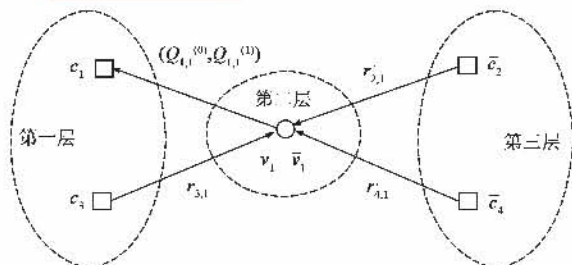


图3 例1编码协作条件下 $(Q_{1,1}^{(0)}, Q_{1,1}^{(1)})$ 的计算过程示意图

B 联合 Tanner 图第二层发送至第三层外信息的更新

与式(20)和式(21)类似, 对于第三层中的校验节点 c_m 有:

$$R'_{m,n} = \prod_{c_p \in \mathcal{C}(v_n)} r_{p,n} \times \prod_{\tilde{c}_q \in \mathcal{C}'(\tilde{v}_n) \setminus c_m} r'_{q,n} = R_n / r'_{m,n} \quad (25)$$

$$s'_{m,n} = F_n R'_{m,n} = F_n \frac{R_n}{r'_{m,n}} = \frac{Q_{m,n}^{(0)}}{Q_{m,n}^{(1)}} \quad (26)$$

$$Q_{m,n}^{(0)} = \frac{s'_{m,n}}{1 + s'_{m,n}}, \quad Q_{m,n}^{(1)} = 1 - Q_{m,n}^{(0)} = \frac{1}{1 + s'_{m,n}} \quad (27)$$

将经过更新的 $Q_{m,n}^{(0)}$ ($Q_{m,n}^{(0)}$) 和 $Q_{m,n}^{(1)}$ ($Q_{m,n}^{(1)}$) 再次用于式(17)实现下一次译码迭代.

(4) 译码输出: 在完成预定迭代次数后, 译码器由式(10)可得 $\mathcal{B}_n$:

$$\mathcal{B}_n = F_n R_n = F_n \prod_{c_p \in \mathcal{C}(v_n)} r_{p,n} \times \prod_{\tilde{c}_q \in \mathcal{C}'(\tilde{v}_n)} r'_{q,n} \quad (28)$$

最后由式(11)得到发送码字的估计序列为

$$\hat{\mathbf{a}} = (\hat{a}_1, \hat{a}_2, \dots, \hat{a}_N)^T \quad (29)$$

5 非正规 LDPC 码中继协作系统的性能模拟

本节对非正规 LDPC 码单中继协作系统的性能进行模拟研究. 协作系统中各点对点信道受到乘性瑞利衰落和加性高斯噪声的干扰, 目的点译码器采用本文提出的联合迭代译码算法. 由于与目的点不同的距离和信道衰落的影响^[4,5], 假定由中继点发送信号到达目的点的信噪比较源节点发送信号到达目的点的信噪比高 1dB.

A 理想编码协作与编码非协作系统的性能

图 4 给出了采用码率为 $3/7$ 的非正规 LDPC 系统码的理想单中继协作和非协作系统的性能, 中继协作和非协作系统目的点分别采用联合和传统 BP 迭代译码. 协作与非协作系统译码迭代次数均为 1, 2 和 6 次. 协作系统源节点和中继点分别使用 $C(5000, 2000, 2, 4)$ 和 $C'(5000, 2000, 2, 4)$ 码, 整个编码协作系统的码率为 $3/7$. 模拟结果显示在相同迭代次数下编码协作系统性能要优于编码非协作系统的性能. 在误码率为 10^{-4} 和第 2 次迭代译码下协作较非协作系统具有 1.7 dB 的增益. 该性能改善归功于中继的设置提高了目的点部分接收信号的信噪比及译码器采用高效联合迭代译码算法.

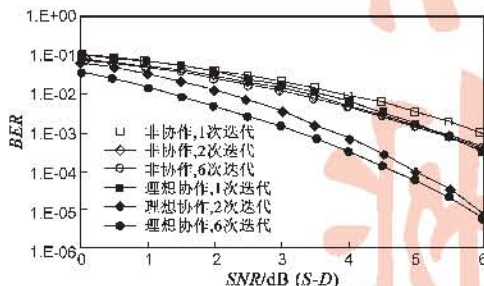


图4 采用码率为 $3/7$ 的非正规LDPC系统码的理想中继协作和非协作系统的性能, 中继协作和非协作系统目的点分别采用联合和传统BP迭代译码. 协作与非协作系统译码迭代次数均为1, 2和6次

B 理想和理想编码协作系统的性能

图 5 给出了采用码率为 $3/7$ 的非正规 LDPC 系统码的理想和非理想中继协作系统在联合迭代译码下的性能, 目的点译码器的迭代次数为 3 次, 源节点发送信号到达中继点的信噪比 ($S-R$) 分别为 5 dB, 6 dB 和 7 dB. 模拟结果显示当该信噪比逐渐增大时非理想协作系统的性能迅速接近理想协作系统的性能, 在 $SNR = 7$ dB 时两者的误码性能已非常接近. 当 $SNR = 5$ dB 和 6 dB 且目的点接收的源节点所发信号的信噪比 ($S-D$) 大于 4.5 dB 时, 两者误码曲线呈明显的地板效应, 该结果表明 $S-D$ 信道状况对整个中继协作系统的性能具有重要的影响.

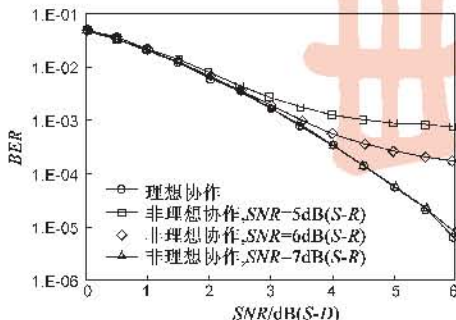


图5 采用码率为 $3/7$ 的非正规LDPC系统码的理想和非理想中继协作系统在联合迭代译码下的性能, 中继协作目的点采用联合迭代译码且迭代次数为3次, 源节点发送信号到达中继点的信噪比分别为5dB, 6dB和7dB.

C 非理想编码协作和编码非协作系统的性能

图 6 给出了采用码率为 $3/7$ 的非正规 LDPC 系统码的非理想中继协作与非协作系统的性能, 中继协作和非协作系统目的点分别采用联合和传统 BP 迭代译码. 协作系统译码迭代次数为 1, 2 和 3 次而非协作系统为 3 次. 源节点发送信号到达中继点的信噪比为 6 dB. 模拟结果显示非理想编码协作系统的性能亦明显优于编码非协作系统的性能. 在比特误码率为 10^{-3} 和 3 次译码迭代下协作系统较非协作系统具有 1.5 dB 的增益.

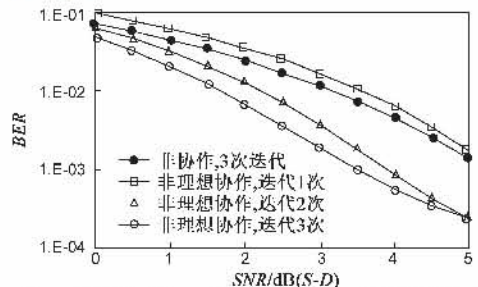


图6 采用码率为 $3/7$ 的非正规LDPC系统码的非理想中继协作与非协作系统的性能, 中继协作和非协作系统目的点分别采用联合和传统BP迭代译码. 协作系统译码迭代次数为1, 2和3次而非协作系统为3次. 源节点发送信号到达中继点的信噪比为6dB.

6 结论

本文构造了一种编码算法简单且适合于中继协作通信的非正规 LDPC 系统码, 并将构造的双非正规 LDPC 系统码应用于中继协作系统中, 提出了目的点译码器基于联合 Tanner 图的联合迭代译码新算法. 理论分析和数值模拟证实本文所提出的双非正规 LDPC 系统码和联合迭代译码新算法能充分实现编码协作所具有的潜在分集和编码增益, 较非协作系统可显著地提高系统性能. 本文的方法不仅适用于单中继协作, 还可以推广到更一般的多中继协作通信中^[15], 因而具有普适意义.

参考文献:

- [1] A Sendonaris, E Erkip, B Aazhang. User cooperation diversity part II: Implementation aspects and performance analysis[J]. IEEE Trans, Commun, 2003, 51(11): 1939 - 1948.
- [2] Todd E, Hunter, Aria Nosratinia. Cooperation diversity through coding[A]. Proc. of IEEE International Symposium on Information Theory[C]. Switzerland, 2002. 197 - 198.
- [3] Todd E, Hunter, Aria Nosratinia. Diversity through coded cooperation[J]. IEEE Trans, Wireless Commun, 2006, 5(2): 283 - 289.
- [4] C Li, G Yue, X Wang, M Ali Khojastepour. LDPC code design for half-duplex cooperative relay[J]. IEEE Trans, Wireless Commun, 2008, 7(11): 4558 - 4567.

- [5] C Li, G Yue, X Wang, M Ali Khojastepour. LDPC-coded cooperative relay systems: Performance analysis and code design [J]. *IEEE Trans, Commun*, 2008, 56(12): 768 - 774.
- [6] Y Ding, J K Zhang, Kon Max Wong. Ergodic channel capacities for the amplify-and-forward half-duplex cooperative systems [J]. *IEEE Trans, Inform, Theory*, 2009, 55(2): 713 - 730.
- [7] 钟义信. “知识论”基础研究 [J]. *电子学报*, 2001, 29(1): 96 - 102.
- Zhong Ying-xin. Knowledge theory: Fundamentals [J]. *Acta Electronica Sinica*, 2001, 29(1): 96 - 102. (in Chinese)
- [8] P Razaghi, Wei Yu. Parity forwarding for multiple - relay networks [J]. *IEEE Trans, Inform, Theory*, 2009, 55(1): 158 - 173.
- [9] Yang Fengfan. A dynamic assignment of extrinsic information distribution by a frequency means for iterative turbo decoder [J]. *Chinese Journal of Electronics*, 2003, 12(4): 608 - 611.
- [10] 陈婧文. 基于 LDPC 码的协作通信系统及联合迭代译码性能的研究 [D]. 南京: 南京航空航天大学信息科学与技术学院硕士学位论文, 2009.
- Chen Jinwen. On the LDPC-Based cooperative communica-

tions and joint iterative decoding techniques [D]. Nanjing: A Dissertation for Master Degree in College of Information Science and Technology of Nanjing University of Aeronautics and Astronautics, 2009. (in Chinese)

作者简介:



陈婧文 女, IET 学生会员. 1984 年 8 月生于江苏南京. 2006 年进入南京航空航天大学信息科学与技术学院, 从事信道编码和协作通信方面的研究. 2009 年 3 月获硕士学位, 现就职于南京 Motorola 公司, 从事 Android 手机驱动开发工作.

E-mail: chenjingwen84@ gmail.com

仰枫帆 男, 教授、博士生导师、IEEE 高级会员. 1966 年 8 月生于江苏南京. 1990 年、1993 年和 1997 年分别于南京航空航天大学、西北工业大学和东南大学获工学学士、硕士和博士学位. 现为南京航空航天大学信息科学与技术学院教授, 2001 年 - 2003 年和 2006 年 - 2008 年曾在加拿大 McGill 大学电气与计算机工程系做高级访问学者和访问教授. 主要从事信道编码理论 and 应用, 网络信息论和协作通信等领域的研究工作. E-mail: yflee@nuaa.edu.cn