

## 基于凿孔的卷积 LDPC 码编码协作

靳文鹤, 吴绍华, 杨二鹏, 张钦宇

(哈尔滨工业大学深圳研究生院, 广东 深圳 518055)

**摘 要:** 为设计出可近容量限传输且能普适用于慢、快衰落信道下的编码协作方案, 研究了基于卷积 LDPC 码的编码协作。基于卷积 LDPC 码的凿孔算法构造出可 2 路传输的分码字, 实现编码协作, 并在第二帧分码字传输阶段引入了空时传输进一步提升编码协作的性能。仿真验证了所提方案的有效性。

**关键词:** 编码协作; 卷积 LDPC 码; 空时传输; 凿孔

**中图分类号:** TN911.22

**文献标识码:** A

## LDPC convolutional codes coded cooperation based on puncturing

JIN Wen-he, WU Shao-hua, YANG Er-peng, ZHANG Qin-yu

(Shenzhen Graduate School, Harbin Institute of Technology, Shenzhen 518055, China)

**Abstract:** To design a scheme that can approaching the capacity limitation transfer, and generally applied to slow and fast fading, the coded cooperation based on LDPC convolutional codes was studied. Firstly, based on LDPC convolutional codes, the coded words were divided into two parts by puncturing algorithm to achieve coded cooperation. The space-time transmission was introduced into the second frame of coded cooperation to further improve the performance of the system. Simulation results show the effectiveness of proposed scheme.

**Key words:** coded cooperation, LDPC convolutional codes, space-time transmission, puncturing

### 1 引言

5G 通信的特点之一是超高速率传输, 从物理层技术保障角度来说, 采用尽可能高增益的信道编码, 并实施用户间协作传输是必然趋势。在放大转发、译码转发等多种协作传输技术中, 编码协作<sup>[1-3]</sup>通过源用户与协作用户发送码字的不同部分(即分码字), 在获得分集增益的同时取得编码增益, 是极具应用前景的协作传输方案。

具体到编码协作的信道编码部分, 应尽可能采用可逼近香农限的编码技术。卷积 LDPC 码<sup>[4]</sup>结合了卷积码和 LDPC 分组码的优点, 是能够逼近香农限<sup>[5]</sup>的纠错码。相比目前广泛采用的 LDPC 码和 Turbo 码, 其优点有: 1) 对码字长度没有要求<sup>[6]</sup>, 可实现任意码长信息的连续传输; 2) 校验矩阵具有

周期性, 码字结构规则, 易于硬件实现; 3) 具有优良的误码性能, 其记忆长度与 LDPC 分组码长相同, 误码性能优于 LDPC 码<sup>[7]</sup>。

近年来, 众多学者对卷积 LDPC 码及编码协作分别进行了深入研究, 但基于卷积 LDPC 码的编码协作研究基本空白。在 5G 超高速传输需求的背景下, 研究从码字层面进行协作的卷积 LDPC 码编码协作技术, 具有较重要的理论和应用价值。

考虑到编码协作的前提是构造出可经不同路径传输的信道编码分码字, 而决定其性能的关键是多路传输能否取得分集增益, 本文进行了以下研究。

1) 基于凿孔构造卷积 LDPC 码分码字, 并建立相应的编码协作基本方案。凿孔是最直接、最灵活的构造分码字的方法。目前, 基于卷积 LDPC 码的

收稿日期: 2016-10-08; 修回日期: 2017-04-11

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61461136001, No.61371102); 国家高技术研究发展计划 (“863” 计划) 基金资助项目 (No.2014AA01A704)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (No.61461136001, No.61371102), The National High Technology Research and Development Program (863 Program) (No.2014AA01A704)

凿孔算法研究相对较少，本文借鉴文献[8]提出的卷积 LDPC 码的凿孔算法构造 2 路传输的分码字，并建立相应的两用户编码协作基本方案。本文是首次讨论基于卷积 LDPC 码的编码协作的研究。

2) 在编码协作第二帧数据传输中，引入空时传输，建立基于卷积 LDPC 码的空时编码协作方案(简称空时编码协作)。普通的编码协作在慢衰落场景能够获得增益，但在快衰落场景，用户上行信道的衰落系数在每个符号间均相互独立，借助协作用户的信道传输不会有额外性能收益。文献[9]对编码协作的第二帧采用 Alamouti 空时编码<sup>[10]</sup>，获得分集增益。受此启发，本文进一步在基于卷积 LDPC 码的编码协作中引入空时传输，提升系统的抗快衰性能。

综上所述，本文选用近容量限传输的卷积 LDPC 码实现编码协作，并基于凿孔算法构造分码字，在此基础上，引入空时传输至协作传输中，进一步提高所提方案的应用普适性，使在快、慢衰落信道下均能获得系统增益。

## 2 系统模型

图 1 所示为最简单的两用户单基站编码协作系统，用户间信道和用户到基站的上行信道均为衰落信道且相互独立。各用户首先对经循环冗余校验码(CRC, cyclic redundancy check)编码后的  $k$  bit 信息进行信道编码，然后依据编码得到的码字  $C$  (码长  $N=N_1+N_2$ ) 构造出 2 部分分码字  $C_1$  (码长  $N_1$ ) 和  $C_2$  (码长  $N_2$ )。  $C_1$  和  $C_2$  将在编码协作传输中被使用；而在传统的无编码协作中，用户直接向基站发送完整码字  $C$ 。

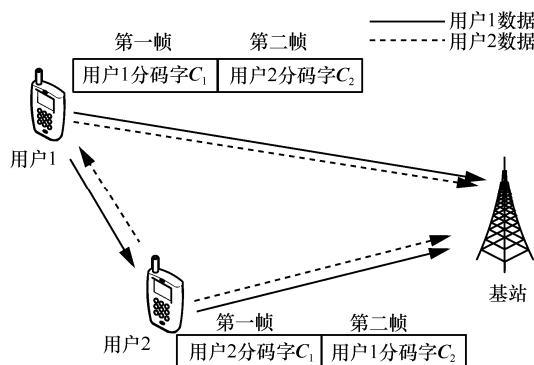


图 1 编码协作传输系统

在编码协作系统中，信息传输分为 2 个阶段：广播阶段和协作阶段。广播阶段，用户  $i$  ( $i=1,2$ ) 将第一部分分码字  $C_1$  广播给协作用户和基站，则接

收端  $j$  ( $j=0,1,2$  且  $i \neq j$ , 0 为基站，1 和 2 分别代表两用户) 收到的信息为

$$y_{i,j}(n) = \sqrt{E_s} h_{i,j}(n) s_i(n) + n_j(n) \quad (1)$$

其中， $E_s$  为信号能量， $h_{i,j}$  为用户  $i$  到用户  $j$  上行信道的衰落系数， $s_i(n)$  为用户  $i$  的第一部分分码字  $C_1$  调制后的信息， $n_j$  为服从均值为 0、方差为  $\frac{N_j}{2}$  的高斯白噪声。衰落系数  $h_{i,j}$  的幅度服从瑞利分布，相位服从均匀分布。衰落分为快衰落和慢衰落，在慢衰落信道下，衰落系数在整个码字的传输过程中保持不变；在快衰落信道下，一个码字的每个符号经历的衰落系数均不相关，因此，需要分别考虑快衰落和慢衰落场景下的编码协作性能。在慢衰落场景下，信道条件在相对较长的时间内保持不变，两用户一次交互传输经历的信道衰落系数一致，用户间信道设置为对称信道，即  $h_{i,j} = h_{j,i}$ 。在快衰落场景下，每个符号经历的衰落系数都是独立的，因此，在快衰落信道中，信道是否对称对协作性能没有影响，即在快衰落场景用户间信道为相互独立信道。

协作阶段，协作用户  $j$  对接收到的用户  $i$  的信息译码，若译码错误，则发送自己的第二部分分码字  $C_2$  到基站，若译码正确，则对译码结果再次信道编码，构造出主用户的分码字  $C_2$  并发送到基站。在基站处根据校验标识位判断协作传输模式，处理 2 个阶段接收到的信息。

在本文的研究中，为尽可能提高系统传输效率，采用可逼近理论限的卷积 LDPC 码进行信道编码，同时，为解决在快衰落场景中无性能收益的问题，在编码协作的基础上引入空时传输，使所提方案能普适对抗无线通信中的快衰落和慢衰落。

## 3 卷积 LDPC 码的凿孔算法

卷积 LDPC 码通过凿孔构造可经不同路径传输的信道编码分码字。本文采用时不变卷积 LDPC 码，其校验矩阵简单且具有周期性，可以进行周期凿孔，对于固定码率和记忆长度的卷积 LDPC 码只需计算一次凿孔位置，有利于降低系统复杂度。

### 3.1 时不变卷积 LDPC 码

时不变卷积 LDPC 码编译码复杂度低，占用存储空间小。根据文献[11]提出的多项式矩阵的产生方法， $GF(m)$ 域， $a$  和  $b$  均为非零值，且  $0(a)=k, 0(b)=j, s=0,1,\dots,j-1, t=0,1,\dots,k-1$ ，产生  $j \times k$  的矩阵  $P$ ，第  $(s,$

t) 个元素为  $P_{s,t} = b^s a^t$  对  $m$  取模, 将每一列的共同因子去掉<sup>[12]</sup>, 即可得到延时系数, 从而得到卷积 LDPC 码的多项式矩阵。码率  $R = \frac{1}{3}$  时, 多项式矩阵为

$$\mathbf{H}(D)^T = \begin{bmatrix} 1 & D^3 \\ D & D^2 \\ D^3 & 1 \end{bmatrix} \quad (2)$$

其中,  $D$  为延迟因子, 记忆长度为延迟因子的最高幂级数, 在此式中  $m_s = 3$ 。

将多项式矩阵展开, 得到校验矩阵

$$\mathbf{H}^T = \begin{bmatrix} \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots \\ & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ & & & & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ & & & & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ & & & & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ & & & & & & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots \end{bmatrix} \quad (3)$$

根据生成的校验矩阵对信息序列进行线性编码, 编码码字  $\mathbf{C}$  满足  $\mathbf{C}\mathbf{H}^T = \mathbf{0}$ 。译码采用流水线译码方案。

### 3.2 凿孔算法

时不变卷积 LDPC 码的校验矩阵具有周期性, 可采用周期凿孔算法, 与随机凿孔算法相比能有效降低误码率, 提高协作机制中第一帧译码成功的概率, 使协作有效进行。根据校验矩阵对应的 Tanner 图, 凿孔需遵循 3 个原则: 1) 确保删除变量节点的可恢复性; 2) 最大限度减少完全凿孔循环陷阱集的数目; 3) 最大限度减少涉及短环变量节点的数目。

被凿掉的节点通过  $m$  次译码迭代能够恢复, 称为  $m$  阶可恢复节点<sup>[13,14]</sup> ( $m$ -SR); 如果在有限次迭代内不能恢复, 则记为  $\infty$ -SR 节点。在凿孔算法中应尽量避免  $\infty$ -SR 节点, 保证凿孔节点的可恢复性。Tanner 图中由  $d$  个变量节点引出的因子图中恰好有  $f(f > 0)$  个度数为奇数的校验节点和任意个度数为偶数的校验节点, 并且这  $d$  个变量节点在长度为  $\omega = 2d$  的环里, 定义为  $\left(\frac{\omega}{2}, f\right)$  循环陷阱集。如果该环中的  $\frac{\omega}{2}$  个变量节点均被凿掉, 则称为完全循环陷阱集。凿孔时应尽量选择完全凿孔陷阱集数目较

少的凿孔模式。

根据多项式矩阵  $\mathbf{H}^T(D)$ , 码率为  $R = \frac{b}{c}$ , 周期为  $P$ , 凿孔数目  $l$ , 则凿孔模式为

$$\mathbf{a} = \begin{bmatrix} a_{0,0} & a_{0,1} & \cdots & a_{0,c-1} \\ a_{1,0} & a_{1,1} & \cdots & a_{1,c-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{P-1,0} & a_{P-1,1} & \cdots & a_{P-1,c-1} \end{bmatrix} \quad (4)$$

其中,  $a_{x,y} \in \{0,1\}$ ,  $x=0,1,\dots,P-1$ ,  $y=0,1,\dots,c-1$ , 凿孔模式  $\mathbf{a}$  中 1 代表凿孔位, 0 代表传输位。如果在前一阶段凿孔模式为  $\mathbf{a}$ , 有  $k < l$  个非零项则  $A_p^l = \{a_i\}$ , 其中,  $A_p^l$  是模式  $\mathbf{a}$  时, 通过增加  $l-k$  个凿孔项得到的模式  $a_i$  的集合。如果没有选择任何模式, 则产生  $A_p^l$  种凿孔模式。周期凿孔算法如下所示。

#### 算法 1 周期凿孔算法

**初始化** 设置  $P$ 、 $l$ 、最小环长  $g$ 、最大环长  $N$ 、迭代次数  $N_c$ , 初始化  $A_j = \Phi$  ( $j=1,2,3,4$ )。计算模式  $a_i \in A_p^l$  时  $\infty$ -SR 节点数目、 $E_c^{a_i}$  ( $m$ -SR 节点数目,  $m=1,2,\dots,N_c$ )、 $E_\tau^{a_i}$  (长为  $g \leq \omega \leq N$  的环涉及的完全凿孔陷阱集的总数) 和  $E_b^{a_i}$  (长为  $g \leq \omega \leq N$  的环涉及的变量节点的总数) 并存储。

##### 1) 确保删除节点的可恢复性

选择  $\infty$ -SR 节点最少的模式  $a_i \in A_p^l$ ,  $A_1 \leftarrow A_1 \cup a_i$ 。选择使凿孔节点最易恢复的凿孔模式, 以  $E_c^{a_i}$  为基础, 如果  $a_i \in A_p^l$  优于  $A_1 \setminus a_i$  的其他模式, 则  $A_2 \leftarrow A_2 \cup a_i$ 。

##### 2) 最大限度减少完全凿孔循环陷阱集的数目

计算  $\bar{e} = \min\{E_\tau^{a_i} | a_i \in A_1\}$ , 如果  $E_\tau^{a_i} > \bar{e}$ , 则  $A_1 \leftarrow A_1 \cup a_i$ , 否则  $A_3 \leftarrow A_3 \cup a_i$ 。如果  $A_3 = 0$ , 返回步骤 1), 否则执行步骤 3)。

##### 3) 最大限度减少短环涉及的变量节点的数目

计算  $\bar{b} = \min\{E_b^{a_i} | a_i \in A_3\}$ , 如果  $E_b^{a_i} = \bar{b}$ ,  $A_4 \leftarrow A_4 \cup a_i$ 。如果  $|A_4| = 1$ , 选择此凿孔模式, 如果  $|A_4| > 1$ , 随机选择凿孔模式作为  $A_4$ 。

此算法的复杂度主要由与短环相关的变量节点的计算量决定, 每个环所涉及的变量节点只需计算一次, 能有效降低系统复杂度。

## 4 基于卷积 LDPC 码的编码协作方案

本节采用可近容量限传输的卷积 LDPC 码为信道编译码技术, 通过 3.2 节所述凿孔算法构造分码

字，研究基于卷积 LDPC 码的普通编码协作，并在此基础上引入空时传输构建空时编码协作，使慢衰落和快衰落场景下均能有效降低系统误比特率，相比普通的编码协作，空时编码协作应用场景更灵活。

### 4.1 编码协作

编码协作如图 2 所示，首先对用户  $i$  ( $i=1,2$ ) 经过 CRC 编码后的数据进行信道编码，通过凿孔构造分码字  $C_1$ 、 $C_2$ 。协作分 2 个阶段传输，即广播阶段和协作阶段。

在协作阶段，如果协作用户对接收到的源用户数据译码正确，则对译码结果再次信道编码，重新构造分码字  $C_2$  并发送到基站；如果译码错误，则发送自己的分码字  $C_2$ 。慢衰落场景下，两用户均协作时，编码协作能够达到全分集，获得较大收益，只有一个用户协作时第二帧传输数据均为其中一个用户的，而另一个用户的分码字  $C_2$  未发送，导致系统整体性能下降；快衰落场景下，

由于不同传输阶段两用户上行信道衰落系数相互独立，借用协作用户上行信道传输不会有任何性能提升，故而编码协作不适用于快衰落，应用较局限。基于以上 2 点，考虑在编码协作的基础上引入空时传输。

### 4.2 编码协作的空时传输

与普通编码协作第二帧传输协作用户数据的方案不同，具体流程如图 3 所示。

广播阶段数据处理与普通编码协作一致，根据第一帧 CRC 校验结果，协作阶段两用户第二帧数据  $C_2$  的传输有以下 4 种协作情况。

**情况 1** 两用户均正确译码，则进行全协作。记用户  $i$  ( $i=1,2$ ) 传输自己的分码字  $C_2$  为  $s_i$ ，传输协作伙伴的分码字为  $s_j'$  ( $i \neq j$ )。为保证每个用户发射信号的总能量均为  $E_s$ ，用户 1 以功率  $\beta_1 E_s$  ( $0 < \beta_1 \leq 1, \beta_1 \in R$ ) 发送自己的分码字  $s_1$ ，以功率  $(1 - \beta_1) E_s$  发送协作伙伴用户 2 的分码字  $s_2'$ ；用户 2 以功率  $\beta_2 E_s$  ( $0 \leq \beta_2 < 1, \beta_2 \in R$ )

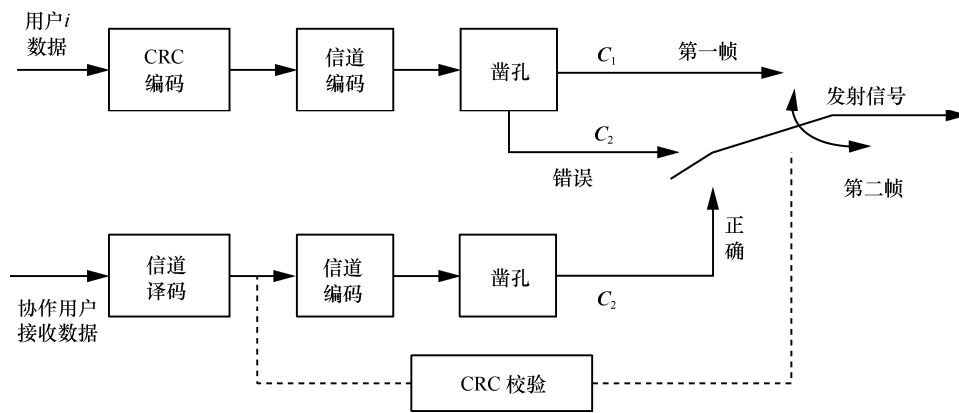


图 2 编码协作

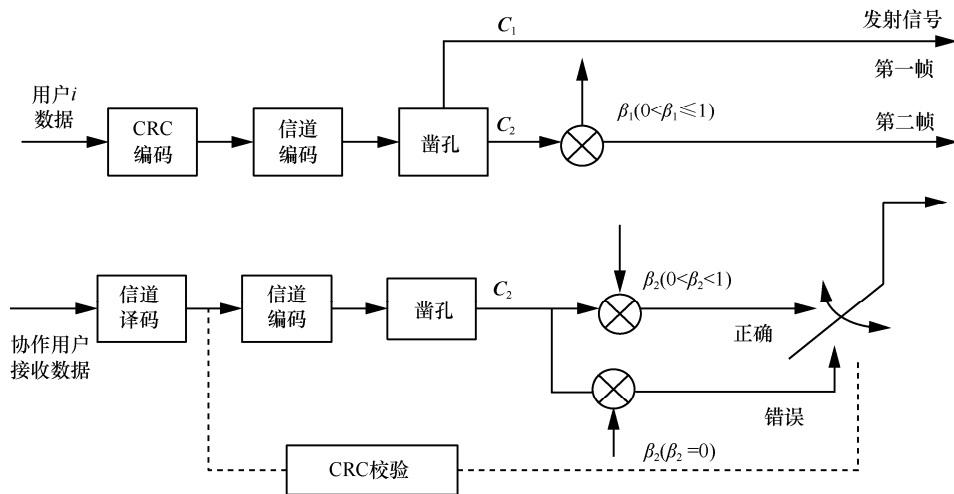


图 3 空时编码协作

发送合作伙伴用户 1 的分码字  $s'_1$ ，以功率  $(1 - \beta_2)E_s$  发送自己的分码字  $s_2$ ，模拟了 2 发 1 收的 MIMO 系统，采用 Alamouti 空时编码对数据处理后发送。全协作阶段具体过程如图 4 所示。

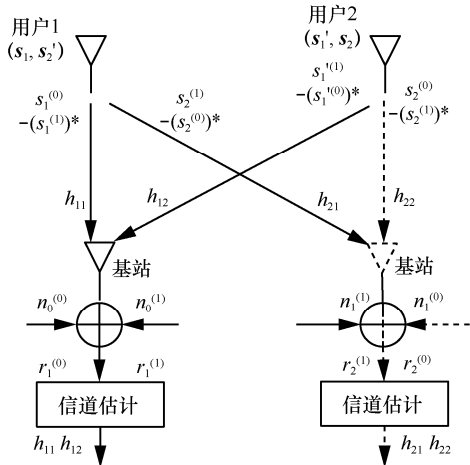


图 4 编码协作空时传输全协作

如图 4 所示， $s_1^{(0)}$  为  $s_1$  的第 1 个符号， $s_1^{(1)}$  为  $s_1$  的第 2 个符号，“\*” 为取共轭，每 2 个符号一组传输。 $h_{ij}$  为使用用户  $i$  的信道传输时，用户  $j$  的天线与基站天线间的信道衰落系数，慢衰落场景整个码字的传输过程中  $h_{ij}$  均保持不变，快衰落场景两时隙间衰落系数  $h_{ij}$  不变。

只考虑用户 1 第二帧数据的传输（用户 2 数据处理方式类似），首先对  $s_1$  和  $s'_1$  的前 2 个符号空时编码，分为 2 个时隙传输，传输矩阵为

$$\mathbf{s} = \begin{bmatrix} s_1^{(0)} & s'_1{}^{(1)} \\ -(s_1^{(1)})^* & (s_1^{(0)})^* \end{bmatrix} \quad (5)$$

则基站处接收到的信号为

$$r_1^{(0)} = h_{11}(\sqrt{\beta_1}s_1^{(0)}) + h_{12}(\sqrt{\beta_2}s_1^{(1)}) + n_0^{(0)} \quad (6)$$

$$r_1^{(1)} = -h_{11}(\sqrt{\beta_1}(s_1^{(1)})^*) + h_{12}(\sqrt{\beta_2}(s_1^{(0)})^*) + n_0^{(1)} \quad (7)$$

其中， $n_0$  为均值为 0，方差为  $\frac{N_j}{2}$  的高斯白噪声，由信道估计衰落系数  $h_{11}$  和  $h_{21}$ ，对接收到的信号进行处理

$$\tilde{r}_1^{(0)} = \sqrt{\beta_1}h_{11}^*r_1^{(0)} + \sqrt{\beta_2}h_{12}(r_1^{(1)})^* \quad (8)$$

$$\tilde{r}_1^{(1)} = \sqrt{\beta_2}h_{12}^*r_1^{(0)} - \sqrt{\beta_1}h_{11}(r_1^{(1)})^* \quad (9)$$

$s'_1$  为第一帧译码正确后重新构造的第二部分分码字，由于卷积 LDPC 码的校验矩阵不是随机产

生的，且分码字根据校验矩阵采用周期凿孔的方案构造，则相同信息通过卷积 LDPC 编码后码字完全相同，分码字构造出的第二部分分码字也完全一致，即  $s_1 = s'_1$ ，同理  $s_2 = s'_2$ ，由式(6)~式(9)整理后得到

$$h = |\sqrt{\beta_1}h_{11}|^2 + |\sqrt{\beta_2}h_{12}|^2 \quad (10)$$

$$\tilde{r}_1^{(0)} = h s_1^{(0)} + \sqrt{\beta_1}h_{11}^*n_0^{(0)} + \sqrt{\beta_2}h_{12}(n_0^{(1)})^* \quad (11)$$

$$\tilde{r}_1^{(1)} = h s_1^{(1)} + \sqrt{\beta_2}h_{12}^*n_0^{(0)} - \sqrt{\beta_1}h_{11}(n_0^{(1)})^* \quad (12)$$

将式(11)和式(12)的数据最大似然估计后送到译码端，计算空时编码协作的误比特率。

**情况 2** 用户 2 对用户 1 的数据译码正确，而用户 1 对用户 2 的数据译码错误，则进入半协作状态，用户 1 全功率发送自己的分码字  $s_1$ ，即  $\beta_1 = 1$ ，用户 2 以功率  $\beta_2 E_s$  发送用户 1 的分码字  $s'_1$ ，以功率  $(1 - \beta_2)E_s$  发送自己的分码字  $s_2$ 。其处理方案与全协作状态类似，具体如图 5 所示。

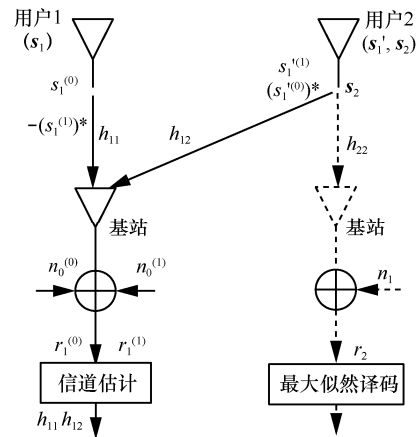


图 5 编码协作空时传输半协作

对用户 1 的数据采用空时编码，传输矩阵不变，数据处理同式(5)~式(12)。

**情况 3** 与情况 2 相反，对用户 2 的数据做相似处理。

**情况 4** 均译码错误，则全功率发送自己的第二部分分码字。

通过以上分析可知，空时编码协作每个用户第二帧的数据只在自己的多址信道上传输，与编码协作借用协作用户的多址信道传输方案不同，基站处仍需知道协作传输情况，处理方案与编码协作一致。本文对基于卷积 LDPC 码的编码协作和空时编

码协作的仿真结果进行对比分析，空时编码协作可在慢衰落场景下获得全分集，在快衰落场景下改善系统性能。

### 5 仿真结果分析

为验证本文所提编码协作方案的有效性，本节对基于凿孔卷积 LDPC 码的普通编码协作、空时编码协作在慢衰落、快衰落信道下的性能均进行了仿真，并与无协作方案的性能进行了对比。其中，无协作方案对应情形为各用户直接向基站发送完整码字  $C$ 。相关仿真参数设置如下：卷积 LDPC 码记忆长度  $m_s=21$ ，码率  $R=\frac{2}{5}$ ，码长  $k=256$  bit，协作程度为 50%，即构造分码字时凿孔率为 50%，凿孔周期  $P=2$ ，凿孔模式  $a=[1,0,1,0,0,1,0,1,1,0]$ ，调制方式为 16 QAM，空时编码协作中  $\beta_1 = \beta_2 = 0.5$ ，保持总功率不变，用户上行信道均相互独立，交互信道均为理想信道。

以用户 1 的性能为例，图 6 给出的是瑞利慢衰落场景下 3 种方案的误比特率性能对比。可以看到，在编码协作框架下，卷积 LDPC 码的性能取得了极大提升。以  $BER=10^{-3}$  为例，2 种编码协作方案的性能相比无协作均提升约 6 dB，取得了明显的分集增益。需要指出的是，本文所提编码协作方案相对无协作方案的编码增益、阵列增益完全相同，所以上述 6 dB 增益完全来源于分集增益。同时，由于慢衰落信道下每个用户上行信道衰落系数在 2 帧间保持不变，空时编码协作相比普通编码协作无额外增益。

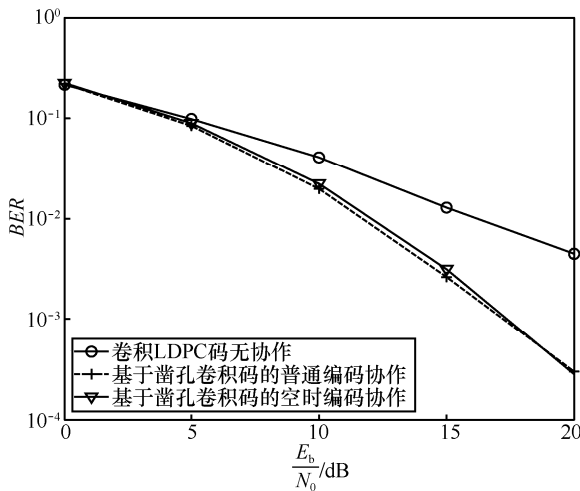


图 6 慢衰落场景下，无协作、普通编码协作及空时编码协作中用户 1 的误比特率性能对比

图 7 给出了快衰落场景下 3 种方案的性能对比。可以看到，基于凿孔卷积 LDPC 码的普通编码协作相比卷积 LDPC 码无协作无性能提升，而所提的基于凿孔卷积 LDPC 码的空时编码协作方案仍取得了一定程度的性能提升。以  $BER=10^{-4}$  为例，提升约 0.7 dB，验证了通过引入空时编码，以 2 发 1 收的 MIMO 传输改善了系统性能。

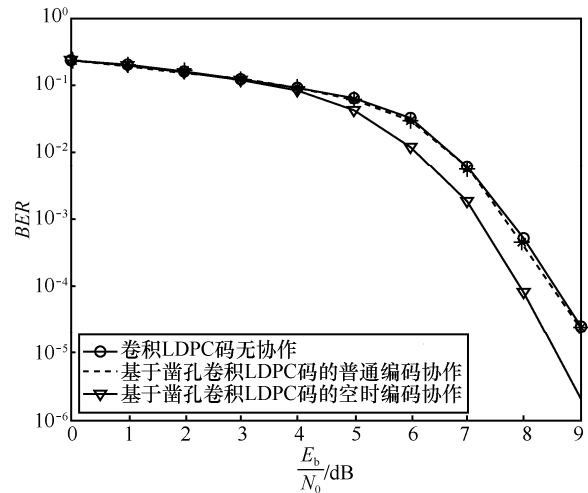


图 7 快衰落场景下，无协作、普通编码协作及空时编码协作中用户 1 的误比特率性能对比

综合上述分析可知，本文所提的基于凿孔算法构造分码字的卷积 LDPC 码编码协作方案性能突出，相比原始的无协作卷积 LDPC 码有显著增益，而通过在第二帧引入空时传输后，进一步扩展了所提编码协作方案的应用范围，使在快衰落信道下也能取得性能增益。

### 6 结束语

编码协作在具有超高速传输需求的 5G 通信中极具应用前景。为提出高编码增益且能灵活应用于各种环境的编码协作方案，本文设计了近容量限传输，且在慢、快衰落信道下均有性能提升的编码协作方案。基于卷积 LDPC 码，通过凿孔算法构造分码字，并在编码协作的第二帧引入空时传输。仿真结果表明，本文所提的基于凿孔卷积 LDPC 码的编码协作能显著提升系统性能，且能普适对抗信道中的快、慢衰落。

### 参考文献：

[1] LANEMAN J N, WORNELL G W, TSE D N C. An efficient protocol for realizing cooperative diversity in wireless networks[C]//IEEE In-

- ternational Symposium on Information Theory. 2001:1-5.
- [2] SENDONARIS A, ERKIP E, ZHANG B. User cooperation diversity, part I: system description[J]. IEEE Transactions on Communications, 2003, 51(11):1927-1938.
- [3] HUNTER T E, NOSRATINIA A. Diversity through coded cooperation[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2006, 5(2):283-289.
- [4] JIMENEZ F A, ZIGANGIROV K S. Time-varying periodic convolutional codes with low-density parity-check matrix[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1999, 45(6):2181-2191.
- [5] BOCHAROVA I E, KUDYRASHOV B D, JOHANNESSON R. LDPC convolutional codes versus QC LDPC block codes in communication standard scenarios[C]//IEEE International Conference on Communications. 1993: 1064-1070.
- [6] PUSANE A E, FELTSTROAM A J, SRIDHARAN A, et al. Implementation aspects of LDPC convolutional codes[J]. IEEE Transactions on Communications, 2008, 56(7):1060-1069.
- [7] CARDINAL C, HACCON D, GAGNON F. Iterative threshold decoding without interleaving for convolutional self-doubly orthogonal codes[J]. IEEE Transactions on Communications, 2003, 51(8): 1274-1282.
- [8] HUA Z, MITCHELL D G M, GOERTZ N, et al. Robust rate-compatible punctured LDPC convolutional codes[J]. IEEE Transactions on Communications, 2013, 61(11): 4428-4439.
- [9] JANANI M, HEDAYAT A, HUNTER T E, et al. Coded cooperation in wireless communications: space-time transmission and iterative decoding[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2004, 52(2): 362-371.
- [10] AIAMOUTI S M. A simple transmit diversity technique for wireless communications [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1998, 16(8):1451-1458.
- [11] TANNER R M, SRIDHARA A. LDPC block and convolutional codes based on circulant matrices[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2004, 50(12):2966-2984.
- [12] SRIDHARA A, DANIAL M S, COSTELLO J. Design and analysis of LDPC convolutional codes[J]. Environmental Science & Pollution Research International, 2009, 16(7):805-816.
- [13] ASVADI R, BANIHASHEMI A H. A Rate-compatible puncturing scheme for finite-length LDPC codes[J]. IEEE Communications Letters, 2013, 17(1):147-150.
- [14] HUA Z, GOERTZ N. Recoverability of variable nodes in periodically

punctured LDPC convolutional codes[J]. IEEE Communications Letters, 2015, 19(4):1.

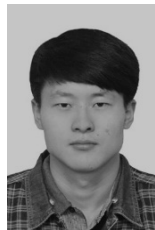
#### 作者简介:



**靳文鹤** (1989-), 女, 河南漯河人, 哈尔滨工业大学深圳研究生院硕士生, 主要研究方向为超高速密集分布式条件下的信道编解码技术。



**吴绍华** (1980-), 男, 湖北宣恩人, 博士, 哈尔滨工业大学深圳研究生院副教授, 主要研究方向为深空通信、下一代移动通信关键技术等。



**杨二鹏** (1993-), 男, 回族, 河南许昌人, 哈尔滨工业大学深圳研究生院硕士生, 主要研究方向为超高速密集分布式条件下的信道编解码技术。



**张钦宇** (1972-), 男, 江苏扬州人, 博士, 哈尔滨工业大学深圳研究生院教授、博士生导师, 主要研究方向为无线数据传输、移动通信、深空通信、无线通信网、生物医学电子和人工智能神经网络等。