



LDS 多址接入系统中一种低复杂度的分组多用户检测算法

雷维嘉, 刘玥岑*

重庆邮电大学通信与信息工程学院, 重庆 400065

* 通信作者. E-mail: liuyc_93@163.com

收稿日期: 2018-05-08; 接受日期: 2018-08-07; 网络出版日期: 2019-04-28

国家自然科学基金 (批准号: 61471076)、重庆市基础研究与前沿探索项目 (批准号: cstc2018jcyjAX0432, cstc2017jcyjAX0204)、长江学者和创新团队发展计划项目 (批准号: IRT1299) 和重庆市科委重点实验室专项经费资助项目

摘要 本文对降低低密度扩展多址接入系统的多用户检测算法复杂度进行了研究. 针对上行系统中各用户信道质量存在差别, 基站处各用户信号功率不同的特性, 提出一种根据用户瞬时信道质量对用户进行分组检测、降低计算复杂度的多用户检测算法, 并给出用户分组和相应的指示矩阵的设计准则. 对计算复杂度进行分析, 并在不同信道条件下对算法进行性能仿真, 结果表明该算法在有效降低计算复杂度的情况下, 用户性能损失很小.

关键词 非正交多址接入, 低密度扩展, 多用户检测, 计算复杂度, 用户分组

1 引言

相比较正交多址接入, 非正交多址接入技术 (non-orthogonal multiple access, NOMA) [1] 在提升系统吞吐量、容纳用户的数量、应对突发连接等方面具有优势. 非正交多址接入技术主要分为两大类: 功率域非正交多址接入 [2] 和编码域非正交多址接入. 其中编码域非正交多址接入技术目前研究较多的有低密度扩展 (low-density spreading, LDS) 多址、稀疏码多址 [3,4]、多用户共享多址 [5,6] 和图样分割多址 [7,8]. 非正交多址接入中用户信息为非正交传输, 主动引入了用户间干扰, 因此接收端多用户检测是非正交多址接入中的关键环节. LDS 技术由码分多址 (code division multiple access, CDMA) 技术演化而来, Hoshya 等在文献 [9] 提出了 LDS 系统的概念, 介绍了签名矩阵的稀疏特性和非零值的位置安排规则, 并设计了基于软信息迭代输出的消息传递 (message passing, MP) 多用户检测算法, 该算法能有效地逼近最优的最大后验概率 (maximum a posteriori probability, MAP) 检测算法的性能. 文献 [9] 提出的 MP 算法为并行调度算法, 通过用户变量节点和码片函数节点间的消息迭代更新来进行多用户检测, 在每一次迭代中, 所有的函数节点和变量节点都参与迭代, 每次迭代都将更新的信息传

引用格式: 雷维嘉, 刘玥岑. LDS 多址接入系统中一种低复杂度的分组多用户检测算法. 中国科学: 信息科学, 2019, 49: 783-798, doi: 10.1360/N112018-00116
Lei W J, Liu Y C. A low complexity grouping multi-user detection algorithm for the LDS multiple access system (in Chinese). Sci Sin Inform, 2019, 49: 783-798, doi: 10.1360/N112018-00116

给其相连的节点. 尽管 LDS 系统中由于用户信息扩展的低密度特性, MP 译码复杂度已比 MAP 低很多, 但仍然有较高的复杂度. 与函数节点相连的用户数越多, 算法复杂度就越高. 许多学者从提高 MP 算法的收敛性、降低复杂度等方面进行了研究. 文献 [10, 11] 分别提出了函数节点和变量节点串行更新信息的方案, 串行更新方案可在当前的迭代中利用更新的软信息, 提高了算法的收敛性能. 文献 [11] 还提出一种新型的行 MP 算法, 逐步更新每次迭代中所有变量节点的值, 提高了 MP 算法的收敛速度, 减少了计算复杂度. 文献 [12] 将 LDS-OFDM 与低密度奇偶校验 (low density parity check, LDPC) 码结合, 构造了用于 OFDM 系统的联合稀疏图码, 并基于图模型, 提出了一种联合多用户检测和前向纠错译码的低复杂度算法. 文献 [13] 从多用户叠加符号星座图着手, 将叠加星座优化为方形 QAM 星座图, 提高了各星座点间的最小欧氏距离, 将多用户符号的搜索空间限制在该优化星座图的象限中, 再配合使用区域受限的 MP 检测算法, 可使检测复杂度降低 25%~50%. 文献 [14] 根据上行 LDS 系统中用户到达基站的路径不同, 各上行信道质量不同的情况, 提出一种基于动态 Tanner 图的低复杂度多用户检测算法. 该算法设定一个阈值, 在计算函数节点传递给某一变量节点的信息时, 若与该函数节点相连的其余变量节点 (即用户) 的信道系数的模小于设定的阈值, 则将该变量节点从 Tanner 图中删除. 将这些删除的变量节点的信号近似处理为噪声, 减少了参与迭代的变量节点的数量, 从而降低计算复杂度. 文献 [15] 提出一种超低密度扩展传输方案, 最小化扩展矩阵中的非零元素, 每列只有一个非零元素, 并对各用户符号进行相位旋转, 最大化最小欧氏距离. 由于减少了与变量节点相连的函数节点的数量, 降低了多用户检测中每次迭代的计算次数和总迭代次数, 降低了复杂度.

本文研究降低上行 LDS 系统中多用户检测复杂度的问题. LDS 系统的 MP 多用户检测算法为迭代算法, 在每一次迭代中, 所有的节点都要进行软信息的迭代更新. 当系统负载较高, 每个码片上承载的用户数较多时, 其接收端的计算复杂度较高. 在上行多址接入系统中, 由于用户位置和衰落信道的随机时变等特性, 各用户与基站间的信道质量不同, 在相同用户发送功率下, 接收端收到的各用户信号功率也是不同的. 本文根据这一特性, 提出一种按照接收到的用户信号的功率对用户进行分组检测的低复杂度检测算法. 借鉴功率域 NOMA 系统的接收端串行干扰消除检测算法思想, 对于信道质量好的用户, 直接合并其通过各码片传输的信息并检测, 然后将已检测的用户的信号从接收信号中消除, 再对低信道质量的用户信号进行迭代检测. 通过对用户进行分组, 采用不同的检测算法, 减少参与迭代计算的用户, 可大大降低计算复杂度. 为了应用该低复杂度的检测算法, 需要对发送端的扩展矩阵进行针对性的设计. 仿真的结果表明, 所提算法能显著降低多用户检测的复杂度, 而检测性能的下陷很小.

本文以下部分的内容安排如下: 第 2 节介绍 LDS 系统的基本原理和 MP 检测算法; 第 3 节对低复杂度多用户检测算法进行详细的介绍, 先介绍发送端对用户进行分组的规则和指示矩阵的设计准则, 然后介绍接收端低复杂度的检测算法, 并对算法复杂度进行分析; 第 4 节在不同信道条件下, 在是否使用信道编码两种情况下对所提出的算法进行性能仿真和分析; 第 5 节对全文进行总结.

2 LDS 非正交多址接入系统

2.1 LDS 的基本原理

LDS 系统中, 用户的等效扩展序列为低密度的签名序列, 这种扩展结构使得在接收端多用户检测复杂度可接受的情况下, 系统在过载较大时也能保持较好的性能. LDS 系统中用户只在所有码片中的少量码片上传输信息, 其余码片上补零, 系统处理增益与传统的 CDMA 系统相同. 接收端码片 n 上的

接收信号为

$$y_n = \sum_{k \in \xi_n} s_{n,k} x_k + z_n = (\mathbf{s}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]} + z_n, \quad (1)$$

其中 $\mathbf{x}^{[n]}$ 为在码片 n 上传输信息的用户的发送符号组成的矢量, $\mathbf{s}^{[n]}$ 为对应的扩展序列矢量, z_n 为均值为 0, 方差为 σ^2 的 Gauss 白噪声, ξ_n 为在码片 n 上传递信息的用户的集合. 当码片总数为 N , 接入用户数为 K 时 LDS 系统的签名矩阵为

$$\mathbf{S} = \begin{bmatrix} s_{1,1} & s_{1,2} & \cdots & s_{1,K} \\ s_{2,1} & s_{2,2} & \cdots & s_{2,K} \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ s_{N,1} & s_{N,2} & \cdots & s_{N,K} \end{bmatrix}. \quad (2)$$

若将签名矩阵中的非零元素由 1 代替, 得到指示矩阵 \mathbf{F} , 指示各用户信号在码片上的扩展情况. 指示矩阵中的元素值即为

$$f_{n,k} = \begin{cases} 0, & s_{n,k} = 0, \\ 1, & s_{n,k} \neq 0, \end{cases} \quad k = 1, \dots, K. \quad (3)$$

集合 ξ_n 包含在码片 n 上传递信息的所有用户, 对应 \mathbf{F} 矩阵中第 n 行中 1 的元素位置. 类似, 定义 ζ_k 为包含用户 k 信息的所有码片的集合, 对应 \mathbf{F} 矩阵中第 k 列中 1 的元素位置. 传统的 CDMA 系统中, 其指示矩阵 \mathbf{F} 是全 1 矩阵, 而 LDS 系统中, 指示矩阵 \mathbf{F} 为低密度的稀疏矩阵. LDS 系统的扩展过程可通过将扩展签名矩阵与用户发送符号矢量相乘来完成, 指示矩阵 \mathbf{F} 中非零值的摆放位置以及签名矩阵 \mathbf{S} 中非零值的选取对系统性能以及计算复杂度有很大的影响. 文献 [9] 针对指示矩阵 \mathbf{F} 中非零值的摆放位置, 提出以下 3 条设计准则:

- (1) \mathbf{F} 矩阵每一列中最多只有 d_v 个 1, 且 $d_v \ll N$;
- (2) \mathbf{F} 矩阵每一行中最多只有 d_c 个 1, 且 $d_c \ll K$;
- (3) \mathbf{F} 矩阵对应的 Tanner 图为全连通图.

由以上 3 条 \mathbf{F} 矩阵设计准则可知, 其与 LDPC 码的奇偶校验矩阵要求非常相似, 且 LDS 系统的 \mathbf{F} 矩阵的 Tanner 图对短环没有严格要求, 即允许出现短环. 若 \mathbf{F} 矩阵每一列有相同数量的 1 (数量都为 d_v , 也称为列重), 每一行也有相同数量的 1 (数量都为 d_c , 也称为行重), 则称为规则 LDS 结构, 否则为不规则 LDS 结构.

2.2 消息传递多用户检测算法

LDS 系统中, 最优的多用户检测算法是 MAP 检测算法, 但是计算复杂度很高. 根据 LDS 系统签名矩阵与 LDPC 码校验矩阵相似的特点, 接收端多用户检测一般采用基于用户间码片信息迭代传递的 MP 算法, 传递的是符号的对数似然比 (logarithm likelihood ratio, LLR), 通过用户与用户、用户与码片、码片与码片间的关联来分离和检测用户信息. MP 算法性能接近 MAP 算法, 但计算复杂度相比 MAP 算法低很多.

假设 $\mathbf{y} \in \mathbb{C}^{N \times 1}$ 为接收端接收到的信号矢量, 且接收端已知扩展矩阵 \mathbf{S} , 用户发送矢量 \mathbf{x} 的 MAP 检测准则为

$$\hat{\mathbf{x}} = \arg \max_{\mathbf{x} \in \mathbb{X}^{K \times 1}} P(\mathbf{x}|\mathbf{y}), \quad (4)$$

其中, $P(\mathbf{x}|\mathbf{y})$ 为接收矢量为 \mathbf{y} 时发送符号矢量 \mathbf{x} 的后验条件概率, $\mathbb{X}^{K \times 1}$ 表示 \mathbf{x} 的取值空间. 根据 Bayes 公式有

$$P(\mathbf{x}|\mathbf{y}) = \frac{p(\mathbf{y}|\mathbf{x})P(\mathbf{x})}{p(\mathbf{y})} \propto p(\mathbf{y}|\mathbf{x})P(\mathbf{x}), \quad (5)$$

其中 $p(\mathbf{y}|\mathbf{x})$ 为发送矢量 \mathbf{x} 的先验条件概率密度函数. 假设用户的发送符号相互独立, 则用户的联合先验概率和接收符号概率密度函数为

$$P(\mathbf{x}) = \prod_{k=1}^K P(x_k), \quad (6)$$

$$p(\mathbf{y}) = \sum_{\mathbf{x} \in \mathbb{X}^{K \times 1}} p(\mathbf{y}|\mathbf{x})P(\mathbf{x}), \quad (7)$$

其中, $P(x_k)$ 表示用户 k 发送符号 x_k 的概率. 假设各码片上叠加的噪声独立同分布, 则有

$$p(\mathbf{y}|\mathbf{x}) = \prod_{n=1}^N p(y_n|\mathbf{x}). \quad (8)$$

由 LDS 系统结构可以知道, 系统中每个码片只承载 d_c 个用户的信息, 因此

$$p(y_n|\mathbf{x}) = p(y_n|\mathbf{x}^{[n]}). \quad (9)$$

将式 (5), (8) 和 (9) 代入 (4) 得

$$\hat{x}_k = \arg \max_{a \in \mathbb{X}} \sum_{\substack{\mathbf{x} \in \mathbb{X}^{d_c \times 1} \\ x_k = a}} P(\mathbf{x}) \prod_{n \in \zeta_k} p(y_n|\mathbf{x}^{[n]}), \quad (10)$$

其中 \mathbb{X} 为 x_k 的取值空间, 若采用二进制相移键控 (binary phase-shift keying, BPSK) 调制, 则 $a = \pm 1$. Gauss 白噪声信道下第 n 个码片处接收信号的条件概率密度函数为

$$p(y_n|\mathbf{x}^{[n]}) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left(-\frac{1}{2\sigma^2} \|y_n - (\mathbf{s}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]}\|^2\right), \quad (11)$$

其中 $\|y_n - (\mathbf{s}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]}\|$ 表示码片 n 上的接收信号与发送信号差值的模. 由式 (10) 可以看出, LDS 系统结构由于其低密度的特性, 极大地降低了计算复杂度.

将用户发送符号 x_k ($k = 1, 2, \dots, K$) 视为变量节点 V_k , 即 \mathbf{F} 矩阵的每一列为一变量节点, 接收端信号 y_n ($n = 1, 2, \dots, N$) 视为函数节点 F_n , 即 \mathbf{F} 矩阵的每一行为一函数节点. 与 LDPC 码的置信传播 (belief propagation, BP) 译码算法相似, 若 Tanner 图不存在环, 符号的 LLR 值通过节点间的迭代计算和传递, 经过几次迭代后, 就可以很高的概率正确检测出 x_k 的值, 但 Tanner 图都存在环, 因此检测性能会有所下降.

设多用户迭代检测的最大迭代次数为 I , 记第 i 次迭代时变量节点 V_k 传给函数节点 F_n 的消息为 $L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i)}$, 函数节点 F_n 传给变量节点 V_k 的消息为 $L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)}$. 在采用 BPSK 调制时, V_k 传给 F_n 消息为

$$L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i)} = \log \frac{P_{\text{ext},n}(x_k = +1)}{P_{\text{ext},n}(x_k = -1)} = \sum_{m \in \zeta_k \setminus n} L_{F_m \rightarrow V_k}^{(i-1)}, \quad (12)$$

其中, $m \in \zeta_k \setminus n$ 表示与变量节点 V_k 相连的, 但不包括 F_n 的所有函数节点, $P_{\text{ext},n}(x_k)$ 表示由 $\zeta_k \setminus n$ 中的变量节点得出的 x_k 的概率. 但当 $i = 0$ 时, $L_{V_k \rightarrow F_n}^{(0)} = 0, \forall n, \forall k$. 由式 (12) 可推出

$$P_{\text{ext},n}(x_k = +1) = \lambda_{n,k} \exp\left(\frac{1}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}\right), \quad (13)$$

$$P_{\text{ext},n}(x_k = -1) = \lambda_{n,k} \exp\left(-\frac{1}{2}L_{V_k \rightarrow F_n}\right), \quad (14)$$

其中

$$\lambda_{n,k} = \frac{1}{\exp(\frac{1}{2}L_{V_k \rightarrow F_n}) + \exp(-\frac{1}{2}L_{V_k \rightarrow F_n})}, \quad (15)$$

函数节点 F_n 传给变量节点 V_k 的消息为

$$\begin{aligned} L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)} &= \log \frac{P_{\text{ext},n}(x_k = +1 | y_n, \mathbf{x}^{[n]} \setminus x_k)}{P_{\text{ext},n}(x_k = -1 | y_n, \mathbf{x}^{[n]} \setminus x_k)} \\ &= \log \frac{p_{\text{ext},n}(y_n | \mathbf{x}^{[n]}, x_k = +1)P(\mathbf{x}^{[n]} \setminus x_k)}{p_{\text{ext},n}(y_n | \mathbf{x}^{[n]}, x_k = -1)P(\mathbf{x}^{[n]} \setminus x_k)}, \end{aligned} \quad (16)$$

$\mathbf{x}^{[n]} \setminus x_k$ 表示从 $\mathbf{x}^{[n]}$ 中除去 x_k 后的序列. 将式 (12)~(14) 带入式 (16) 得

$$L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)} = \log \frac{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathbb{X}^{d_c \times 1}, x_k = +1} \exp\left(\sum_{l \in \xi_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)}\right) \cdot p_{\text{ext},n}(y_n | \mathbf{x}^{[n]}, x_k = +1)}{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathbb{X}^{d_c \times 1}, x_k = -1} \exp\left(\sum_{l \in \xi_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)}\right) \cdot p_{\text{ext},n}(y_n | \mathbf{x}^{[n]}, x_k = -1)}, \quad (17)$$

再将式 (11) 带入式 (17) 得到函数节点 F_n 传给变量节点 V_k 的消息计算公式为

$$L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)} = \log \frac{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathbb{X}^{d_c \times 1}, x_k = +1} \exp\left(\sum_{l \in \xi_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)} - \frac{1}{2\sigma^2} \|y_n - (\mathbf{s}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]}\|^2\right)}{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathbb{X}^{d_c \times 1}, x_k = -1} \exp\left(\sum_{l \in \xi_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)} - \frac{1}{2\sigma^2} \|y_n - (\mathbf{s}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]}\|^2\right)}, \quad (18)$$

当迭代次数达到最大时, 变量节点 V_k 将与之相连的所有函数节点传来的 LLR 值相加, 作为符号 x_k 的 LLR 值

$$L_k^{\text{LDS}} = \sum_{n \in \zeta_k} L_{F_n \rightarrow V_k}^{(I)}, \quad k = 1, 2, \dots, K, \quad (19)$$

多用户检测器根据得到的 LLR 值进行硬判决或直接输出给信道编码的译码器进行译码.

分析多用户的检测过程, 可以发现检测的计算复杂度与参与迭代检测的用户数成正比, 用户越多, 检测的复杂度越高.

3 基于信道质量的分组多用户检测算法

3.1 用户分组与指示矩阵设计

考虑上行 LDS 多址接入系统, 各用户发送功率相同, 信道为准静态 Rayleigh 平坦衰落信道. 设 K 个用户的信道衰落因子为 α_k , $k = 1, 2, \dots, K$, 接收端接收到的码片 n 上的信号可表示为

$$y_n = \sum_{k \in \xi_n} s_{n,k} \alpha_k x_k + z_n = \sum_{k \in \xi_n} h_{n,k} x_k + z_n = (\mathbf{h}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]} + z_n, \quad (20)$$

其中 $\mathbf{h}^{[n]} = [s_{n,1}\alpha_1, s_{n,2}\alpha_2, \dots, s_{n,K}\alpha_K]^T$ 表示在码片 n 上传输信号的用户等效扩展序列. N 个码片上的信号经过信道传输后的接收信号的矢量形式为

$$\mathbf{y} = \mathbf{H}\mathbf{x} + \mathbf{z}, \quad (21)$$

其中 $\mathbf{y} = [y_1, \dots, y_N]^T$ 为接收矢量, $\mathbf{z} \sim \text{CN}[0, \sigma^2 \mathbf{I}]$ 为加性 Gauss 复噪声矢量, \mathbf{H} 为系统的等效扩展矩阵:

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} s_{1,1}\alpha_1 & s_{1,2}\alpha_2 & \cdots & s_{1,K}\alpha_K \\ s_{2,1}\alpha_1 & s_{2,2}\alpha_2 & \cdots & s_{2,K}\alpha_K \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ s_{N,1}\alpha_1 & s_{N,2}\alpha_2 & \cdots & s_{N,K}\alpha_K \end{bmatrix}. \quad (22)$$

由式 (18) 和 (22) 可知, 接收端 MP 算法中函数节点 F_n 传给变量节点 V_k 的消息为

$$L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)} = \log \frac{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathbb{X}^{d_c}, x_k=+1} \exp\left(\sum_{l \in \xi_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)} - \frac{1}{2\sigma^2} \|y_n - (\mathbf{h}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]}\|^2\right)}{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathbb{X}^{d_c}, x_k=-1} \exp\left(\sum_{l \in \xi_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)} - \frac{1}{2\sigma^2} \|y_n - (\mathbf{h}^{[n]})^T \mathbf{x}^{[n]}\|^2\right)}. \quad (23)$$

由式 (23) 可以看出, 每个变量节点都会受到来自同一码片的其他变量节点的影响, 每个用户会受到来自同一码片的其余用户的影响. 对于上行 LDS 多址接入, 由于各用户到基站的距离不同, 信道衰减会有较大差异. 同时, 由于信道的衰落会随时间随机变化, 而各用户信道的衰落情况相互独立, 因此各用户信道的衰减因子会有较大的差别, 导致各用户发送的信号到达基站时信号强度会有较大的差别. 若在同一码片上传输的是信号功率不同的几个用户的信号, 对于其中接收信号功率较高的用户, 信号功率较低的用户信号对其的影响较小, 可将低功率信号视作干扰, 直接将接收到的, 来自几个码片上的同一个高功率用户的似然比信息合并后直接进行检测; 对于较低功率的用户信号, 在依据检测结果将高功率用户信号重构并从原接收信号中消除后再进行迭代检测. 这样, 高功率用户检测时仅进行似然比合并计算, 复杂度很低. 参加迭代检测的用户数减少, 迭代检测的计算复杂度可明显降低.

采用该检测方案时, 同一码片上不能出现多个相互干扰较大的高功率用户信号, 也就是同一码片上不能承载两个信道质量都较好的用户的信号. 因此系统需要根据用户的信道情况对用户进行分组, 再根据分组设计 \mathbf{F} 矩阵.

(1) 在上行 LDS 系统中, 在各用户发送端的发送信号功率相同时, 由于各用户信道功率增益不同, 到达接收端 (基站) 的信号功率会不同. 将用户的信道衰落因子 α_k 的模平方 $|\alpha_k|^2$ 作为衡量信道质量的参数. 假设基站已知各用户的信道质量, 并根据用户信道质量从高到低对用户进行排序并分组. 每一组中的用户信道质量相近, 采用相同的检测算法, 组间用户质量则有较大差异. 采用似然比合并检测的用户越多, 采用迭代检测的用户越少, 则检测复杂度越低, 但性能损失也越大. 综合考虑, 将用户分为 G_1, G_2, G_3 3 组, 前两组用户采用似然比合并检测, G_3 组采用迭代 MP 检测, G_1 组用户之间不相互干扰, G_2 组用户之间也不相互干扰.

(2) 首先分配 G_1 组用户. LDS 系统中每个用户的信息扩展到 d_v 个码片上, 若系统共有 N 个码片, 则最多可为 N/d_v 个用户分配不同的码片, 这些用户间的信息不会相互干扰. 因此, G_1 组中有 N/d_v 个用户, 即 $|G_1| = \frac{N}{d_v}$, 这里 $|\cdot|$ 表示集合元素的数量. 选择 N/d_v 个信道质量最好的用户作为 G_1 组成员. 设计 \mathbf{F} 矩阵, 使这 N/d_v 个用户对应的列中都有 d_v 个 1, 但各列的 1 不在同一行上. 这样保证了每个用户的信息都扩展到 d_v 个码片上, 而每个码片上只承载 1 个 G_1 组用户的信息.

(3) 然后分配 G_2 组用户. 再将剩下用户中 N/d_v 个信道质量最好的用户分配到 G_2 组中, 即 $|G_2| = \frac{N}{d_v}$. 采用与 G_1 组用户分配码片类似的方法为 G_2 组用户分配码片. 将 \mathbf{F} 矩阵中这 N/d_v 个 G_2 组用户对应列的 d_v 个元素置为 1, 并使这 N/d_v 列的 1 不在同一行上. 这样, 每个 N/d_v 个 G_2 组用户的信息都扩展到 d_v 个码片上, 而每个码片承载了 1 个 G_1 组用户和 1 个 G_2 组用户的信息.

(4) 剩下的用户分配到 G_3 组, 即 $|G_3| = K - \frac{2N}{d_v}$. 为每个用户分配 d_v 个码片, 即将 \mathbf{F} 矩阵中这些用户对应列中 d_v 个元素置为 1, 并使这些 1 均匀地分布在 \mathbf{F} 矩阵的 N 行上, 也即使矩阵的每行有相同个数的 1. \mathbf{F} 矩阵设计完成后, 每行应有 $d_c = Kd_v/N$ 个 1, 表示每个码片承载 1 个 G_1 组用户、1 个 G_2 组用户、 d_c-2 个 G_3 组用户的信息.

以负载 200% 的 LDS 系统为例, 指示矩阵 \mathbf{F} 为 12×24 的矩阵, 表示 12 个码片承载 24 个用户的信息, 列重 $d_v = 3$, 行重 $d_c = 6$. 每个用户在 3 个码片上传输信息, 4 个用户的信息可以分配在不同码片上传输而互不干扰, 因此 G_1 和 G_2 组的用户数均为 4, G_3 组用户数为 16. 不失一般性, 假设将 24 个用户按信道质量从高到低排序后序号为 1 到 24, 则 G_1 组成员为用户 1~4, G_2 组成员为用户 5~8, 其余用户为 G_3 组成员. 设 \mathbf{F} 矩阵的第 1~24 列分别对应用户 1~24, 则依据上述原则设计得到的 \mathbf{F} 矩阵为

$$\mathbf{F}_{12 \times 24} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}. \quad (24)$$

当信道发生变化后, 需要再次根据用户信道质量重新对用户进行排序、分组, 并调整相应的 \mathbf{F} 矩阵, 使其满足上述特征.

3.2 低复杂度多用户检测算法

在同一码片上传输信息的用户的信号经过各自的信道到达接收端, 接收信号是多个用户信号的叠加. 对于信道较好的用户, 其信号功率较大, 即使是在不作干扰消除, 把其他用户信号作为干扰处理的情况下, 仍然有较高的信干噪比, 正确检测的概率仍然较高. 按照 3.1 小节的方案对用户进行分组并为各用户分配码片后, 每个码片上有且仅有 1 个 G_1 组用户信息、1 个 G_2 组的信息、 $d_c - 2$ 个 G_3 组用户信息. 借鉴串行干扰消除检测算法的思想, 先对信道质量较好的用户进行检测, 然后根据信道系数重构接收信号, 以重构信号为依据将该用户的信号从接收信号中消除, 再进行其他用户的信号检测. 下面以负载 200% 的 LDS 系统为例说明低复杂度多用户检测算法的检测步骤.

步骤 1. 对信道质量最优的 G_1 组用户进行检测. 码片 n 上的接收信号为

$$y_n = \sum_{k \in \xi_n} \alpha_k s_{n,k} x_k + z_n = \sum_{k \in \xi_n} h_{n,k} x_k + z_n, \quad (25)$$

其中 α_k 为用户 k 的信道衰落因子, $h_{n,k} = \alpha_k s_{n,k}$ 为用户 k 的等效信道系数. 对于 G_1 组的用户, 将其他组的用户信号都视为噪声, 直接利用由信道传来的信息进行多用户检测. 由于将其他用户的变量节点删除, 而 G_1 组用户间无相同的函数节点, 与 G_1 组用户 k 相连的函数节点传给变量节点 V_k 的信息为

$$L_{F_n \rightarrow V_k} = \log \frac{p(y|x=+1)}{p(y|x=-1)} = \log \frac{\exp(-\frac{1}{2\sigma^2} \|y_n - h_{n,k}\|^2)}{\exp(-\frac{1}{2\sigma^2} \|y_n + h_{n,k}\|^2)}, \quad n \in \zeta_k, k \in G_1, \quad (26)$$

G_1 组用户 k 的似然比较信息为

$$L_k = \sum_{n \in \zeta_k} L_{F_n \rightarrow V_k}, \quad k \in G_1, \quad (27)$$

根据 LLR 做硬判决

$$\hat{x}_k = \begin{cases} +1, & L_k > 0, \\ -1, & L_k \leq 0, \end{cases} \quad k \in G_1. \quad (28)$$

步骤 2. 对 G_2 组用户进行检测. 对于 G_2 组用户, 由于在其传输信息的码片中存在 G_1 组用户的信息, 而 G_1 组用户信号对其信号有较大干扰, 需根据已检测出的 G_1 组用户的检测结果和信道系数重构信号, 然后将其从接收信号中消除, 再进行 G_2 组用户信号的检测, 而 G_3 组用户信号依旧视作干扰处理. 消除 G_1 组用户信号后的码片 n 上的接收信号为

$$\tilde{y}_n = y_n - h_{n,k} \hat{x}_k, \quad n \in \zeta_k, k \in G_1, \quad (29)$$

类似于对 G_1 组用户的处理, 函数节点传给 G_2 组用户的信息为

$$L_{F_n \rightarrow V_k} = \log \frac{p(y|x=+1)}{p(y|x=-1)} = \log \frac{\exp(-\frac{1}{2\sigma^2} \|\tilde{y}_n - h_{n,k}\|^2)}{\exp(-\frac{1}{2\sigma^2} \|\tilde{y}_n + h_{n,k}\|^2)}, \quad n \in \zeta_k, k \in G_2, \quad (30)$$

G_2 组用户 k 的似然比较信息为

$$L_k = \sum_{n \in \zeta_k} L_{F_n \rightarrow V_k}, \quad k \in G_2, \quad (31)$$

根据 LLR 做硬判决

$$\hat{x}_k = \begin{cases} +1, & L_k > 0, \\ -1, & L_k \leq 0, \end{cases} \quad k \in G_2. \quad (32)$$

步骤 3. 对 G_3 组的用户进行迭代多用户检测. 对于 G_3 组的用户, 利用前两步中已经计算出的 G_1 组用户和 G_2 组用户的 LLR 软信息, 以及接收到的码片符号信息进行 MP 检测. 与常规 MP 算法不同, 在 G_3 组用户检测的迭代过程中, G_1 组用户和 G_2 组用户的变量节点信息固定, 不参加迭代更新计算. 进行迭代检测前, 先根据 G_2 组多用户检测结果和信道衰落因子重构信号, 并将其从接收信号中消除, 得到消除了 G_1 组用户和 G_2 组用户信号的, 用于迭代检测的接收信号

$$\tilde{\tilde{y}}_n = \tilde{y}_n - h_{n,k} \hat{x}_k, \quad n \in \zeta_k, k \in G_2, \quad (33)$$

设 ξ'_n 为与函数节点 F_n 相连的除去 G_3 组用户的变量节点的集合, $\tilde{\xi}'_n$ 表示与函数节点 F_n 相连的 G_3 组的变量节点集合, $\mathbf{h}_*^{[n]}$ 为码片 n 上 G_3 组用户等效扩展序列, $\mathbf{h}_*^{[n]} = [\alpha_1 s_{n,1}, \alpha_2 s_{n,2}, \dots, \alpha_k s_{n,k}]^T$, $k \in G_3$, $\mathbf{x}_*^{[n]}$ 为 G_3 组用户发送符号序列. 设迭代次数为 I , 第 i 次迭代中函数节点 F_n 传给 G_3 组用户变量节点 V_k 的信息为

$$L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)} = \log \frac{p(y|x=+1)}{p(y|x=-1)}, \quad n \in \zeta_k, k \in G_3, \quad (34)$$

即

$$L_{F_n \rightarrow V_k}^{(i)} = \log \frac{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathcal{X}^{d_c}, x_k=+1} \exp \left(\sum_{l \in \xi'_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)} + \sum_{r \in \xi'_n} L_r - \frac{1}{2\sigma^2} \|\tilde{\mathbf{y}}_n - (\mathbf{h}_*^{[n]})^T \mathbf{x}_*^{[n]}\|^2 \right)}{\sum_{\mathbf{x}^{[n]} \in \mathcal{X}^{d_c}, x_k=-1} \exp \left(\sum_{l \in \xi'_n \setminus k} \frac{x_l}{2} L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i-1)} + \sum_{r \in \xi'_n} L_r - \frac{1}{2\sigma^2} \|\tilde{\mathbf{y}}_n - (\mathbf{h}_*^{[n]})^T \mathbf{x}_*^{[n]}\|^2 \right)}, \quad (35)$$

G_3 组用户的变量节点传给函数节点的消息为

$$L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i)} = \sum_{m \in \zeta_k \setminus n} L_{F_m \rightarrow V_k}^{(i-1)}, \quad k \in G_3, \quad (36)$$

G_1 和 G_2 组用户变量节点传给函数节点的消息固定, 为步骤 1, 2 中得到的软信息

$$L_{V_k \rightarrow F_n}^{(i)} = L_k, \quad k \in \{G_1 \cup G_2\}, \quad (37)$$

经过 I 次迭代后, G_3 组用户的似然比较信息为

$$L_k^{(I)} = \sum_{m \in \zeta_k} L_{F_m \rightarrow V_k}^{(I-1)}, \quad k \in G_3. \quad (38)$$

3.3 复杂度分析

对于原 MP 算法来说, 在同一码片上传输信息的用户都会受到来自 $d_c - 1$ 个用户的干扰, 本文提出的低复杂度的检测算法的核心思想是减少迭代算法中的变量节点数, 相应也减少了与函数节点连接的边. MP 算法的计算复杂度主要来源于函数节点信息的更新运算. 下面对计算复杂度做详细分析.

对于原 MP 算法, 其计算复杂度主要来源于迭代过程中函数节点传给变量节点的值的计算, 即式 (18). 该式中, 分子分母上进行指数计算 $\exp(\cdot)$ 项的项数与码片上承载的用户数有关. 若在同一码片上传输信息的用户数为 d_c , 则分子分母上分别有 2^{d_c-1} 项 $\exp(\cdot)$. 每一 $\exp(\cdot)$ 项中有 d_c 次加法运算和 $2d_c + 1$ 次乘除法运算. 因此, 共有加法运算 $2 \cdot (d_c \cdot 2^{d_c-1} + 2^{d_c-1} - 1) = 2^{d_c}(d_c + 1) - 2$ 次, 乘除法运算 $(2d_c + 1) \cdot 2^{d_c-1} \cdot 2 + 1 = 2^{d_c}(2d_c + 1) + 1$ 次, 指数运算 $2 \cdot 2^{d_c-1} = 2^{d_c}$ 次, 对数运算 1 次. 函数节点数为 N , 与每个函数节点连接的变量节点数为 d_c , 故每次迭代中, 共需要执行式 (18) 的计算 Nd_c 次. 变量节点传递到函数节点的值计算式 (12) 中主要是加法运算, 每次迭代中, 计算传给某一函数节点的值共需要进行 $d_v - 2$ 次加法运算. 变量节点数为 K , 与每个变量节点连接的函数节点数为 d_v , 故每次迭代中, 共需要执行式 (12) 的计算 Kd_v 次, 故共需要进行 $Kd_v(d_v - 2)$ 次加法运算. 基于上述分析, 可得 MP 算法在迭代总数为 I 时, 一次多用户检测的总的运算量为: 指数运算 $Nd_c \cdot 2^{d_c} \cdot I$ 次, 加法运算 $Nd_c \cdot [2^{d_c}(d_c + 1) - 2] \cdot I + Kd_v \cdot (d_v - 2) \cdot I$ 次, 乘法运算 $Nd_c \cdot [2^{d_c}(2d_c + 1) + 1] \cdot I$ 次, 对数运算 $Nd_c \cdot I$ 次.

本文提出的低复杂度 MP 算法 (后面简称 LC-MP 算法) 中, G_1 和 G_2 组用户变量节点不参加迭代, 这些用户软信息的计算只进行一次, 计算复杂度可忽略. 参加迭代更新计算的只有 G_3 组的用户. 这样, 变量节点数量减少为 $|G_3|$, 与每个函数节点连接的变量节点数减少为 $d_c - 2$, 函数节点传给变量节点的值的计算式 (36) 中分子分母中的 $\exp(\cdot)$ 项数为 2^{d_c-3} . 采用与原 MP 算法复杂度分析同样的方法, 迭代总数为 I 的 LC-MP 算法的计算复杂度为: 指数运算 $N(d_c - 2) \cdot 2^{d_c-2} \cdot I$ 次, 加法运算 $N(d_c - 2)[2^{d_c-2}(d_c + 1) - 2] \cdot I + (K - \frac{2N}{d_v})d_v \cdot (d_v - 2) \cdot I$ 次, 乘法运算 $N(d_c - 2) \cdot [2^{d_c-2}(2d_c - 3) + 1] \cdot I$ 次, 对数运算 $N(d_c - 2) \cdot I$ 次.

以加法运算次数作为衡量基准, 若指数运算和对数运算采用查表法, 计算所需运算时间约为加法的 2 倍, 乘除法运算所需时间与加法相同, 则原 MP 算法和 LC-MP 算法的计算复杂度分别为

$$C_{MP} = 2 \cdot Nd_c \cdot 2^{d_c} \cdot I + Nd_c \cdot [2^{d_c}(d_c + 1) - 2] \cdot I + Kd_v \cdot (d_v - 2) \cdot I$$

$$+ Nd_c \cdot [2^{d_c}(2d_c + 1) + 1] \cdot I + 2 \cdot Nd_c \cdot I, \quad (39)$$

$$\begin{aligned} C_{\text{LC-MP}} = & 2 \cdot N(d_c - 2) \cdot 2^{d_c - 2} \cdot I + N(d_c - 2)[2^{d_c - 2}(d_c + 1) - 2] \cdot I \\ & + \left(K - \frac{2N}{d_v}\right) d_v \cdot (d_v - 2) \cdot I + N(d_c - 2) \cdot [2^{d_c - 2}(2d_c - 3) + 1] \cdot I \\ & + 2 \cdot N(d_c - 2) \cdot I, \end{aligned} \quad (40)$$

本文算法计算复杂度降低率约为

$$\eta = \frac{C_{\text{MP}} - C_{\text{LC-MP}}}{C_{\text{MP}}} \times 100\%. \quad (41)$$

以 $N = 12$, $K = 24$, $d_v = 3$, $d_c = 6$ 的 LDS 系统为例, 两种算法复杂度为 $C_{\text{MP}} = 101520I$, $C_{\text{LC-MP}} = 13920I$, 计算复杂度降低率为 $\eta = 86.3\%$, 注意此时 G_1 和 G_2 用户信息合并计算的计算量未计算在内, 若将该计算量考虑进 LC-MP 算法的复杂度分析中, 则实际的计算复杂度降低率要稍低于该值. 我们针对这种 LDS 系统做了采用两种算法进行多用户检测所需的运算时间的测试, 得到的 LC-MP 算法的复杂度降低结果与理论复杂度的分析结果吻合.

4 仿真结果与分析

本节对提出的基于分组检测的低复杂度多用户检测算法的性能进行仿真. 仿真中, 各用户信道为独立同分布的 Rayleigh 衰落信道, 信道的衰落因子 α_k , $k = 1, 2, \dots, K$ 是服从均值为零, 方差为 1 的复 Gauss 分布独立随机变量; 调制方式采用 BPSK 调制, 按照文献 [16] 中提出的准则和 3.1 小节介绍的用户分组准则设计扩展矩阵; LDS 系统的负载为 200%, \mathbf{S} 矩阵的 $N = 12$, $K = 24$, $d_v = 3$, $d_c = 6$, $|G_1| = |G_2| = 4$, $|G_3| = 16$.

先进行没有信道编码情况下多用户检测性能的仿真. 仿真中, 每个用户以 504 个比特为一组 (称为一个字) 进行信息的发送, 而信道在一组信息的传输时间内不变. 图 1 为采用本文提出的低复杂度 MP 算法和常规的 MP 算法时用户差错性能的仿真结果, 同时也仿真了相同条件下单用户的性能作为比较基准. 其中图 1(a) 为误比特率 (bit error rate, BER) 的仿真结果, 图 1(b) 为误字率 (word error rate, WER) 的仿真结果. 给出的每组用户的错误率为该组用户错误率的平均值. MP 迭代算法的迭代次数为 $I = 18$. 从仿真结果中可以看出, 采用本文提出的 LC-MP 算法时, G_1 和 G_2 组用户的检测性能要稍差于 G_3 组用户性能, 在相同的 BER 和 WER 下, G_1 组用户比 G_3 组用户性能降低了约 1.2 dB, G_2 组用户比 G_3 组用户性能降低了约 1.5 dB. 这是因为 G_1 和 G_2 组用户直接将函数节点软信息合并并进行多用户检测, 没有进行用户间消息的迭代, 没有利用其他用户的信息, 因而检测性能稍差. 而 G_3 组用户利用了 G_1 , G_2 组用户的信息, 还进行了用户间消息的迭代, 其 BER 和 WER 都要低于 G_1 , G_2 组用户, 非常接近原 MP 算法的性能. 另外需要说明的是, 本文的仿真中各用户信道的质量从统计的角度上看是相同的, 各用户信道系数都是随机变量, 瞬时信道系数不同, 但分布相同, 用户间的瞬时信道质量差异也是变化的, 当差异小时, G_1 和 G_2 组用户的检测性能就会较差. 如果考虑各用户到基站的距离不同, 存在路径损耗差异时, 用户间的信道质量就会有较明显的差异, 此时本文算法的性能会更好. 尽管 G_1 和 G_2 组用户的检测性能有所降低, 但检测的复杂度明显降低, 对于仿真的负载 200% 的 LDS 系统, 采用 LC-MP 算法时参与迭代检测的用户数减少了 1/3, 复杂度降低了约 85%.

下面给出加入信道编码后的仿真结果, 信道编码采用码率 0.5 的 (1008, 504) 规则 LDPC 码, LDPC 的 BP 译码算法迭代次数为 75. 图 2 为信道在一个码字的传输时间内不变, 在码字间变化时的仿真结

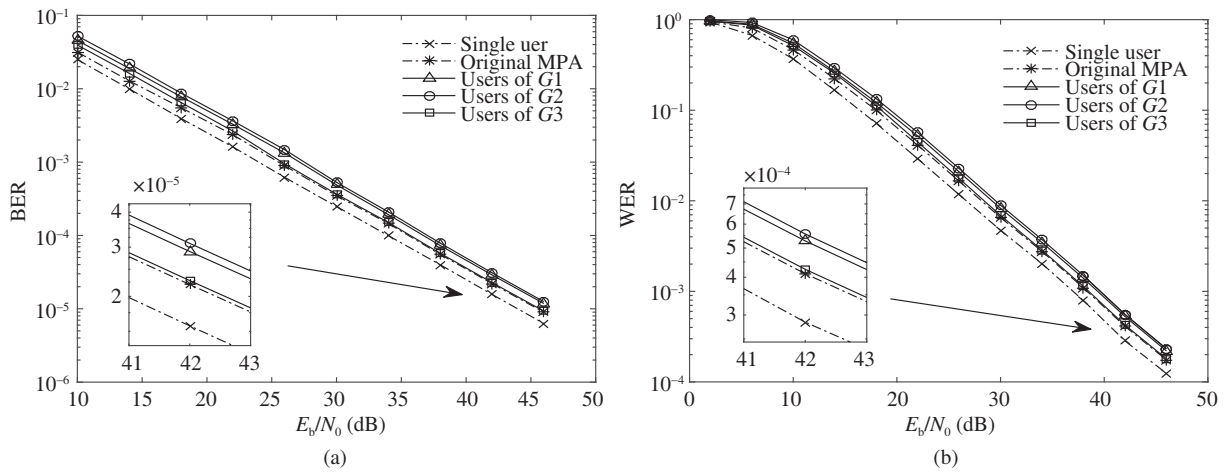


图 1 无信道编码时慢衰落信道下的差错性能

Figure 1 Error performance in slow fading channels without channel coding. (a) BER; (b) WER

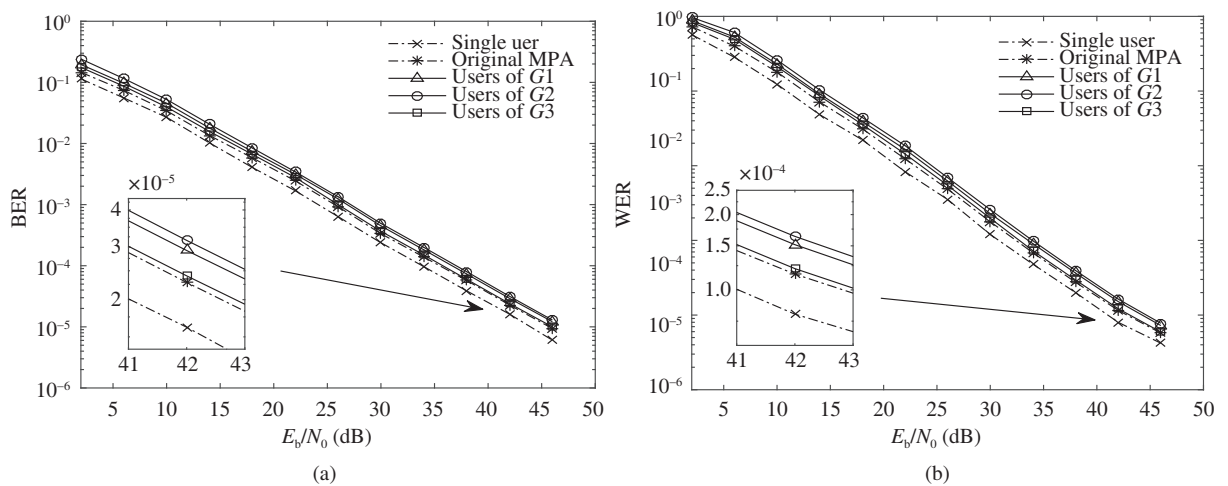


图 2 采用 LDPC 编码后的差错性能, 一个码字的传输中信道不变

Figure 2 Error performance using LDPC code, the channel in one codeword transmission is unchanged. (a) BER; (b) WER

果. 从仿真结果可以看出, 相比较无 LDPC 码的仿真结果, 加入 LDPC 码后各组用户的误比特率性能并没有明显的改善. 这是因为在相同的比特信噪比 E_b/N_0 下, 加入码率为 0.5 的信道编码后, 实际上信道上传输的信号功率下降了一半, 相比较无信道编码的情况, 多用户检测后, 也即 LDPC 码译码前的误比特率是上升了的, 而经过 LDPC 码的译码过程再降低误比特率. 由于信道系数在一个码字内不变, 在一个码字内出现信道为深度衰落时, 接收信号信噪比很低, 此时通过 LDPC 码译码时不能纠正错误的概率很高, 因此采用 LDPC 码后的误比特率并没有明显的下降. 但观察误字率的仿真结果, 可以发现采用 LDPC 码后, 误字率下降了将近一个数量级. 这还是由于信道系数的变化导致的. 在深度衰落下, 虽然信道编码不能降低误比特数, 但也不会增加误字数, 但在信道衰落不深时, LDPC 码译码时纠正整个码字中所有比特错误的概率就很高, 因此采用 LDPC 码后误字率有明显的改善.

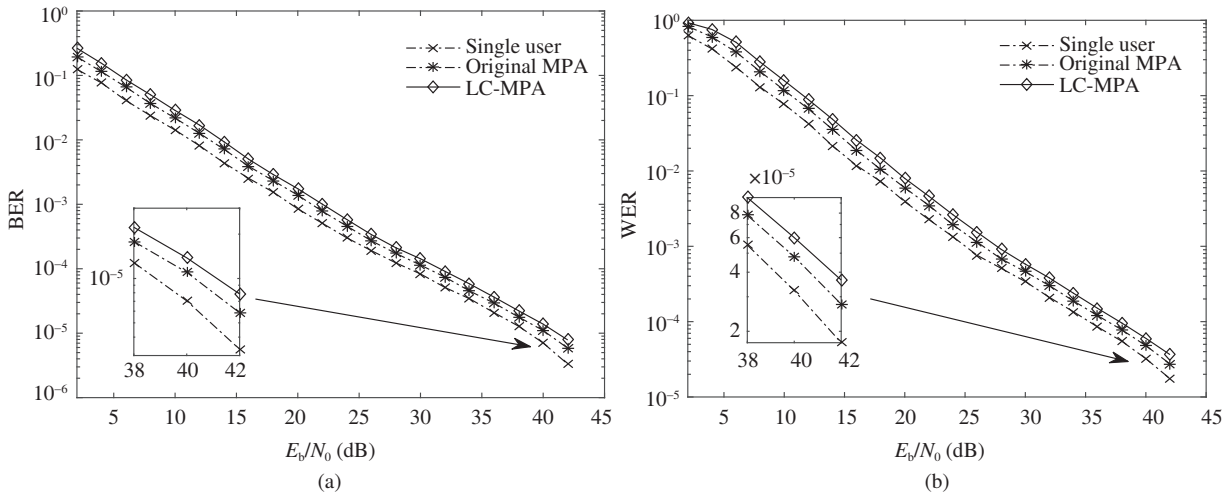


图 3 采用 LDPC 编码后的差错性能, 一个码字的传输中信道变化 1 次

Figure 3 Error performance using LDPC code, the channel in one codeword transmission is changed once. (a) BER; (b) WER

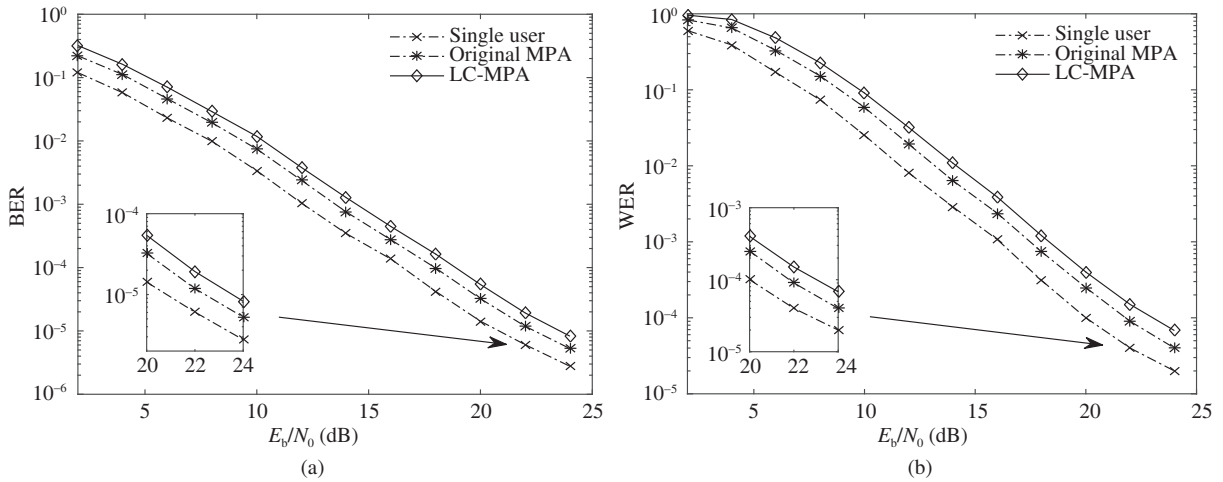


图 4 采用 LDPC 编码后的差错性能, 一个码字的传输中信道变化 3 次

Figure 4 Error performance using LDPC code, the channel in one codeword transmission is changed 3 times. (a) BER; (b) WER

图 3 为一个码字传输时间内中信道发生 1 次变化时的性能仿真结果. 图中给出的差错率是所有用户差错率的平均值. 从仿真结果中可以看出, 同一 BER 和 WER 下, 采用 LC-MP 算法的用户性能与采用 MP 算法的用户性能相差约 1 dB. 与图 2 相比, 所有用户的 BER 和 WER 都有明显的降低, 同样的 BER 或 WER 下信噪比的要求降低了近 5 dB. 这是因为信道在 1 个码字中发生了 1 次变化, 而一个码字内的码元是相互关联的, 这样通过信道编码实际上实现了时间分集, 获得了 2 阶的分集增益.

图 4 则是信道在 1 个码字内变化 3 次时的仿真结果. 与图 3 相比, 采用 LC-MP 算法的用户平均性能与 MP 算法的平均性能差距缩小了约 0.1 dB, 且所有用户的 BER 和 WER 性能都进一步改善, 与图 3 相比约有 15 dB 的提高. 这是由于在 1 个码字的传输过程中信道变化的次数越多, 通过信道编

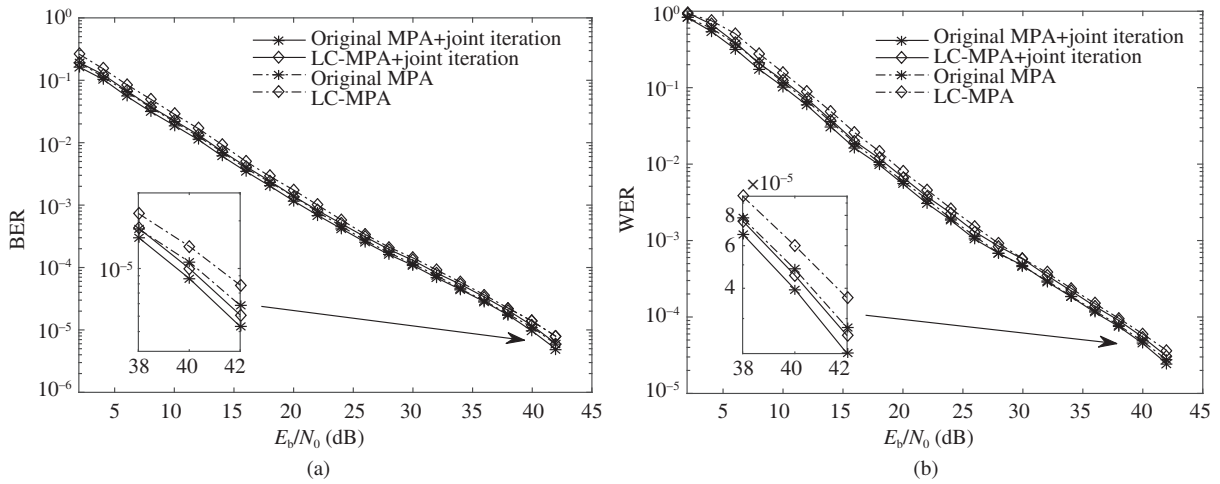


图 5 联合检测译码迭代的差错性能, 一个码字的传输中信道变化 1 次

Figure 5 Error performance with joint detection decoding iteration, the channel in one codeword transmission is changed once. (a) BER; (b) WER

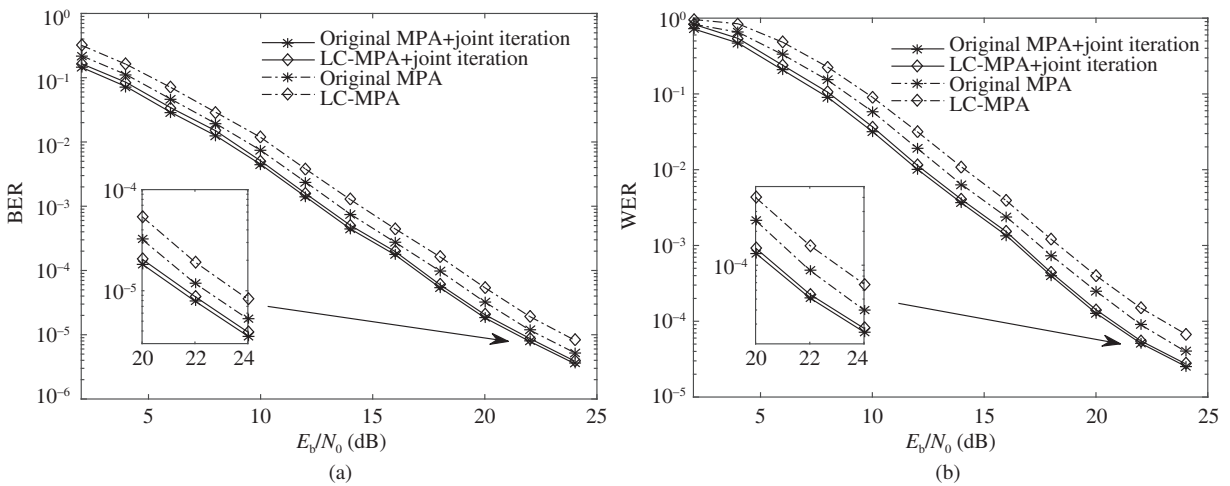


图 6 联合检测译码迭代的差错性能, 一个码字的传输中信道变化 3 次

Figure 6 Error performance with joint detection decoding iteration, the channel in one codeword transmission is changed 3 times. (a) BER; (b) WER

码能获得的时间分集增益越大, 译码性能越好.

图 5 和 6 为采用了我们在文献 [17] 中提出的 LDS 多用户检测和 LDPC 码检测译码联合迭代算法时差错性能的仿真结果, 检测译码联合迭代次数为 $M = 3$. 为了与无联合检测译码的算法进行比较, 保持总的迭代次数相同, 因此设置检测译码联合迭代的每次外迭代中多用户检测迭代次数和 LDPC 码译码迭代次数分别为 $I = 6, J = 25$. 图 5 为信道在 1 个码字传输时间内变化 1 次情况下, 检测译码联合迭代和未联合迭代的平均 BER 和 WER 的仿真结果. 从仿真结果中可以看出, 进行检测译码联合迭代的情况下, LC-MP 算法和 MP 算法的性能都有所提高, LC-MP 算法的性能改善更大, 其性能与 MP 算法的性能差距减小, 只有约 0.5 dB 左右的差距. 图 6 为信道在 1 个码字传输时间内

变化 3 次情况下, 检测译码联合迭代和未联合迭代时平均 BER 和 WER 的仿真结果. 从图 6 中可以看出, LC-MP 算法的用户性能改善更大, 其与 MP 算法只有约 0.2 dB 的差距. LC-MP 算法中引入了串行干扰消除环节, 先进行信道质量较好用户的检测, 根据检测结果重构信号并将其从接收信号中消除, 再进行其他用户的检测. 如果检测发生错误, 重构信号就与原信号不同, 干扰信号消除时反而会引入更大的干扰, 这是采用串行干扰消除的检测算法中固有的差错传播问题. 采用多用户检测和信道编码译码联合迭代后, 把经过信道编码译码后的信息反馈回多用户检测器, 由于信道译码环节提高了信息的可靠性, 因此质量较好用户的检测错误概率下降, 明显改善了差错传播问题. 因此, 通过采用多用户检测和 LDPC 码译码联合迭代, LC-MP 算法的性能有明显改善, 其为降低检测复杂度而有所降低的用户性能通过联合检测译码迭代可基本弥补回来.

5 结论

本文研究了在上行 LDS 多用户接入系统中, 降低多用户检测算法计算复杂度的问题, 提出了一种基于用户信道质量进行分组检测的多用户检测算法. 在功率域 NOMA 中, 接收端的串行干扰消除算法根据用户信号功率对用户排序分级后逐个进行检测和干扰消除. 借鉴这一思想, 根据用户信道质量将用户分为信道质量最优的 G_1 组、信道质量次优的 G_2 组和其余用户组成的 G_3 组, 基站根据同一组的用户不在同一码片上传递信息的要求, 对指示矩阵进行针对性的设计. 在接收端的多用户检测中, G_1 和 G_2 组用户根据信道接收信息进行软信息合并后直接进行检测, G_3 组用户则采用 MP 算法检测, 但 G_1 , G_2 组用户的变量节点的似然比较信息固定, 不参与迭代更新. 由于参与迭代更新的变量节点数量减少, 迭代检测的计算复杂度显著降低. 对有无 LDPC 编码时, 在不同信道变化速度下进行了所提检测算法的差错性能的仿真, 并与原 MP 算法进行了比较. 仿真结果表明, 在算法复杂度降低明显的情况下, 用户的检测性能损失不大. 进一步, 对采用多用户检测和 LDPC 码译码联合迭代的性能也进行了仿真, 结果显示检测译码联合迭代对所提的降低复杂度的检测算法的性能改善更为明显, 基本弥补了由于降低检测复杂度而导致的用户检测性能的降低, 因此本文算法具有重要的实用价值. 本文的用户分组设计主要是根据仿真分析的结果总结得出, 并没有进行深入的理论分析和用户分组的优化研究. 若能根据各用户信道衰减的分布情况, 对用户分组进行优化, 应能在多用户检测性能和检测复杂度两方面进一步提高算法的性能, 这将是下一步可进行深入研究的问题.

参考文献

- 1 Dai L L, Wang B C, Yuan Y F, et al. Non-orthogonal multiple access for 5G: solutions, challenges, opportunities, and future research trends. *IEEE Commun Mag*, 2015, 53: 74–81
- 2 Saito Y, Kishiyama Y, Benjebbour A, et al. Non-orthogonal multiple access (NOMA) for cellular future radio access. In: *Proceeding of IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, Dresden, 2013
- 3 Taherzadeh M, Nikopour H, Bayesteh A, et al. SCMA codebook design. In: *Proceeding of IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, Vancouver, 2014
- 4 Zhou Y K, Yu Q Y, Meng W X. SCMA codebook design based on constellation rotation. In: *Proceeding of IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Paris, 2017
- 5 Esraa M E, Mostafa M F, Adly T E. Performance analysis of MUSA with different spreading codes using ordered SIC methods. In: *Proceeding of IEEE International Conference on Computer Engineering and Systems (ICCES)*, Cairo, 2017. 101–106
- 6 Yuan Z F, Yan C L, Yuan Y F. Blind multiple user detection for grant-free MUSA without reference signal. In: *Proceeding of IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, Toronto, 2017

- 7 Zeng J, Li B, Su X. Pattern division multiple access (PDMA) for cellular future radio access. In: Proceeding of IEEE International Conference on Wireless Communications and Signal Processing (WCSP), Nanjing, 2015
- 8 Chen S Z, Ren B, Gao Q B, et al. Pattern division multiple access—a novel nonorthogonal multiple access for fifth-generation radio networks. *IEEE Trans Veh Technol*, 2017, 66: 3185–3196
- 9 Hoshyar R, Wathan F P, Tafazolli R. Novel low-density signature for synchronous CDMA systems over AWGN channel. *IEEE Trans Signal Process*, 2008, 56: 1616–1626
- 10 Wen L, Razavi R, Xiao P, et al. Fast convergence and reduced complexity receiver design for LDS-OFDM system. In: Proceeding of IEEE Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communication (PIMRC), Washington, 2014. 918–922
- 11 Liu Y H, Zhong J, Xiao M J. A novel evidence theory based row message passing algorithm for LDS systems. In: Proceeding of IEEE International Conference on Wireless Communications and Signal Processing (WCSP), Nanjing, 2015
- 12 Wen L, Razavi R, Imran M A, et al. Design of joint sparse graph for OFDM system. *IEEE Trans Wirel Commun*, 2015, 14: 1823–1836
- 13 Tian L L, Zhong J, Zhao M J. An optimized superposition constellation and region-restricted MPA detector for LDS system. In: Proceeding of IEEE International Conference on Communications (ICC), Kuala Lumpur, 2016
- 14 Du Y, Dong B H, Gao P Y, et al. Low-complexity LDS-CDMA detection based on dynamic factor graph. In: Proceeding of IEEE Globecom Workshops (GC Wkshps), Washington, 2016
- 15 Safavi A R, Perotti A G, Popovic B M. Ultra low density spread transmission. *IEEE Commun Let*, 2016, 20: 1373–1376
- 16 Beek J, Popovic B M. Multiple access with low-density signatures. In: Proceeding of IEEE Global Communication Conference (GLOBECOM), Honolulu, 2009
- 17 Lei W J, Liu Y C, Xie X Z. A joint iterative algorithm for LDS multiuser detecting and LDPC code decoding. *J BUPT*, 2017, 40: 122–128 [雷维嘉, 刘玥岑, 谢显中. LDS 多用户检测和 LDPC 码译码的联合迭代算法. *北京邮电大学学报*, 2017, 40: 122–128]

A low complexity grouping multi-user detection algorithm for the LDS multiple access system

Weijia LEI & Yuecen LIU*

School of Communication and Information Engineering, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China

* Corresponding author. E-mail: liuyc_93@163.com

Abstract The complexity of the multiuser detection algorithm of the low-density spreading multiple access system is need to reduced. Based on the difference in the channel quality and signal power at the base station of each user in the uplink system, we propose a multi-user detection algorithm that reduces the computational complexity. This algorithm adopts group detection based on the user's instantaneous channel quality, and presents design criteria for user grouping and the corresponding indication matrix. The computational complexity of the algorithm is analyzed and the algorithm is simulated under different channel conditions. The simulation results show that the computational complexity of the algorithm is effectively reduced with a very small loss of user performance.

Keywords non-orthogonal multiple access, low-density spreading, multiuser detection, computational complexity, user grouping



Weijia LEI was born in 1969. He received his B.S. degree in communication engineering from Chongqing University of Posts and Telecommunications (CQUPT), Chongqing, China, in 1992, M.S. degree in communication and electronic system from Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing, China, in 1999, and Ph.D. degree in signal and information processing from University of Electronic Science and Technology of China,

Chengdu, China, in 2010. Currently, he is a professor at School of Communication and Information Engineering, CQUPT. His research interests include channel coding and modulation, cooperation relay, and physical layer security.



Yuecen LIU was born in 1993. She received her B.S. degree in communication engineering from Anhui University of Science & Technology (AUST), Anhui, in 2015. Currently, she is a post-graduate student of Chongqing University of Posts and Telecommunications. Her research interests include cooperative communication, multiple access and multiuser detection.