

新型信道自适应编码协作体制

乔莹^{1,2}, 贺玉成^{1,2*}, 周林^{1,2}

(1. 厦门市移动多媒体通信重点实验室(华侨大学), 福建 厦门 361021;
2. 综合业务网理论及关键技术国家重点实验室(西安电子科技大学), 西安 710071)
(*通信作者电子邮箱 yucheng.he@hqu.edu.cn)

摘要:针对传统编码协作体制在信道条件动态变化的移动场景中存在较严重的性能损失问题,提出一种码率兼容低密度奇偶校验(LDPC)码与混合自动重传请求(HARQ)协议相结合的新型自适应编码协作体制。假设信道状态信息在每次传输时发生变化,通过不等长增量冗余的自动重传,协作节点与目的节点处的等效码率随信道条件变化而获得自适应非线性调整。推导所提体制的中断概率与吞吐量等系统性能表达式,并给出理论分析及仿真结果。实验结果表明,在适当的兼容码率设计下,所提体制与传统体制和等长传输体制相比较可有效降低系统中断概率,提高系统的吞吐量,改善移动环境下协作通信系统的传输可靠性。

关键词:编码协作; 自适应; 码率兼容; 低密度奇偶校验码; 混合自动重传请求

中图分类号: TN929.5 **文献标志码:** A

Novel channel-adaptive coded cooperation scheme

QIAO Ying^{1,2}, HE Yucheng^{1,2*}, ZHOU Lin^{1,2}

(1. Xiamen Key Laboratory of Mobile Multimedia Communications (Huaqiao University), Xiamen Fujian 361021, China;
2. State Key Laboratory of Integrated Services Networks (Xidian University), Xi'an Shaanxi 710071, China)

Abstract: To overcome the severe performance loss of conventional coded cooperation schemes under dynamic channel conditions in mobility scenarios, a novel adaptive coded cooperation scheme was proposed by using rate-compatible Low-Density Parity Check (LDPC) codes in combination with a Hybrid Automatic Repeat reQuest (HARQ) protocol. It was assumed that channel state information changed during each transmission. By automatic retransmission of unequal length incremental redundancy, the equivalent code rates at the cooperative and destination nodes could be nonlinearly adjusted with channel conditions. The expressions for outage probability and throughput were derived for evaluating the system performance of the proposed scheme, and theoretical analysis and simulation results were presented. These results show that, compared with conventional schemes and equal-length retransmission schemes, the proposed scheme with properly designed compatible rates can effectively reduce the system outage probability, increase the throughput, and improve the transmission reliability of cooperative communications in mobility scenarios.

Key words: coded cooperation; self-adaption; rate-compatible; Low-Density Parity-Check (LDPC) codes; Hybrid Automatic Repeat reQuest (HARQ)

0 引言

无线协作通信中的编码协作技术将信道编码与协作分集相结合,有效地解决了中继协作传输中的错误传播问题,同时获取编码增益与分集增益,从而改善协作通信系统的可靠性与有效性^[1]。

传统的编码协作体制通常在收发节点之间采用固定码率的编译码器^[2-3]。当信道条件恶化时,这会导致较高的系统中断概率,降低了系统传输速率。在较高信噪比条件下,协作增益又受限于所选的固定码率。因此,传统体制不适用于信道快速发生变化的移动通信场景中。特别地当协作节点间双向信道条件相差较大时,采用固定码率会导致不公平协作的现象,即协作节点双方所获协作增益相差甚远。为解决信道

自适应问题,目前常见有以下几种方法:1)在发送节点处通过实时获取信道状态信息(Channel State Information, CSI)确定适用码率,并在收发节点间采用多对不同码率的编译码器,这种方法会导致系统复杂度的增加^[4];2)从多个中继节点中根据中继译码状态选择信道条件较好的中继发送增量冗余^[5-6];3)将协作分集与混合自动重传请求(Hybrid Automatic Repeat reQuest, HARQ)技术相结合,每次等长重传码字序列,以获得分集或编码增益,但这类方法要求系统码率足够低,不利于逼近当前信道条件下的最佳码率^[7-8]。

低密度奇偶校验(Low-Density Parity-Check, LDPC)码是一种具有逼近 Shannon 信道容量性能的实用线性分组码^[9]。将 LDPC 码应用于编码协作,可有效提高协作通信系统的传输性能^[10-11]。码率兼容 LDPC 码可通过打孔算法,由一个低

收稿日期:2014-12-31; **修回日期:**2015-04-02。 **基金项目:**国家自然科学基金资助项目(61302095);福建省自然科学基金资助项目(2014J01243, 2014J05076);华侨大学科研基金资助项目(13Y0384, 12BS219)。

作者简介: 乔莹(1990-),女,江苏宿迁人,硕士研究生,主要研究方向:无线通信、信道编码; 贺玉成(1964-),男,山西太原人,教授,博士,主要研究方向:无线通信、信道编码; 周林(1982-),男,河南南阳人,讲师,博士,主要研究方向:信道编码、无线通信。

码率高性能母码获得一组码率递增的高性能子码,其编译码由一对母码编译码器实现,可极大降低系统实现复杂度^[12-13]。将码率兼容 LDPC 码与编码协作相结合可有效降低系统误码率^[14]。

本文提出新型的基于码率兼容 LDPC 码的不等长传输编码协作体制,应用混合自动重传请求(HARQ)技术,根据信道条件实现不同码率的传输。在信道条件较差时,降低系统码率;而在信道条件较好时,提高系统码率。这样将使协作节点均衡,充分地发挥协作效能,减少协作节点间的协作不公平性,从而改善系统的整体协作增益。在无需知道信道状态信息的条件下,源节点与协作节点通过 HARQ 不等长重传协议协同实现协作系数的自适应调整,提高系统的整体自适应性。针对所提体制推导瑞利衰落信道下系统中断概率及吞吐量的表达式,同时推导相关迭代计算方法,分析理论性能,并进行仿真实验。

1 新型自适应编码协作体制

假设一个二元 LDPC 母码的码长为 N 、信息分组长度为 b ,码率为 $R_{\min} = b/N$ 。令 $M > 1$ 为一个正整数,应用打孔算法生成一组码率为 $R_k (0 \leq k \leq M-1)$ 的子码,满足 $R_{\max} \geq R_0 > \dots > R_{M-1} > R_M = R_{\min}$,其中 R_{\max} 为最大可获码率^[12]。较高码率 R_{k-1} 子码是对较低码率 R_k 子码依据打孔算法再打掉 N_k 个校验比特生成,故有:

$$N_k = NR_{\min}(R_{k-1} - R_k)/(R_{k-1}R_k); 1 \leq k \leq M \quad (1)$$

经过 M 次打孔后,最高码率 R_k 码字长度由 N 变为:

$$N_0 = N - \sum_{k=1}^M N_k \quad (2)$$

依打孔相反次序,一个 N 长母码码字被划分为 $(M+1)$ 块。对于 $0 \leq k \leq M$,连续块 $(N_0N_1 \dots N_k)$ 构成一个码率为 R_k 的子码码字,且每个块长 N_k 所占码长 N 的比例为:

$$\alpha_k = N_k/N \quad (3)$$

因此,码率兼容 LDPC 码的码率 R_k 可以表示为:

$$R_k = R_{\min} / \sum_{i=0}^k \alpha_i \quad (4)$$

其中上述系数满足 $\sum_{i=0}^M \alpha_i = 1$ 。

1.1 编码协作原理

本文考虑图1所示的三节点编码协作系统模型,即包含两个用户节点 S 、 R 与一个目的节点 D 。由于 S 和 R 互为协作节点,地位平等,因此本文后续将讨论节点 S 作为源节点、节点 R 为中继节点的情况,此时节点 R 既是接收节点也是发送节点。假设系统所有节点均配备单天线,以半双工模式工作,并在节点 R 和 D 处引入 HARQ 机制。

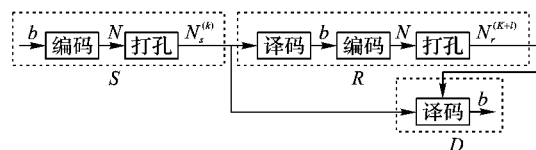


图1 新型信道自适应编码协作系统模型

令系统最大重传次数为 M ,源节点首次传输记 $k=0$,第 $k (0 \leq k \leq M)$ 次传输一个数据块 N_k ,接收节点接收到 1 个等效码率为 R_k 的子码码字,达到最大重传次数后等效码率则为 R_M 。假设各接收节点已知各个码率对应的打孔位置,并利用

母码译码器对接收的数据块进行联合迭代译码。在基于对数似然比消息的置信传播(Belief Propagation, BP)译码算法中,打孔位置校验比特的初始消息置为 0。系统重传规则如下:

1) 首次传输后,如目的节点与中继节点同时请求重传,则由源节点响应。

2) 若源节点重传 $K (0 \leq K \leq M-1)$ 次,目的节点正确译码,则系统停止传输,此时可记中继节点重传次数为 $L=0$;

3) 若源节点重传 $K (0 \leq K \leq M-1)$ 次,目的节点错误译码,而中继节点正确译码,则由中继节点响应目的节点的重传请求,并可重传 $L (0 < L \leq M-K)$ 次,直至目的节点正确译码或 $L = M-K$;

4) 若源节点重传次数已达 $K = M$,则系统停止传输,此时记中继节点重传次数为 $L=0$ 。

综上所述,一般地假定系统的重传过程包括 $K (0 \leq K \leq M)$ 次源节点重传与 $L (0 \leq L \leq M-K)$ 次中继节点重传。图2给出了本文提出的新型信道自适应编码协作传输的时隙分配原理。

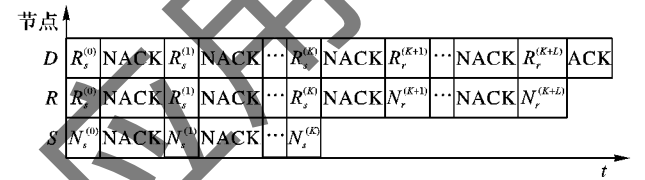


图2 新型信道自适应编码协作传输时隙分配原理

数据传输过程具体描述如下:

1) 首次传输 ($k=0$):源节点选择码率 R_0 对应的 N_0 长序列作为首块数据,经广播信道同时向中继节点和目的节点进行,记 $R_s^{(0)} = R_0, N_s^{(0)} = N_0$ 。

2) 源节点的第 k 次重传 ($1 \leq k \leq K$)。

重传请求 目的节点对前 k 块接收数据译码失败,通过反馈信道同时向源节点和中继节点发出重传请求(NACK)。与此同时,中继节点对前 k 块接收数据译码失败,亦通过反馈信道向源节点发送 NACK。

重传响应 源节点同时收到中继节点与目的节点的 NACK,选用码率 R_{k-1} 与 R_k 之间对应打孔位置的 N_k 长校验比特序列,作为第 k 块数据进行广播发送,此时记 $R_s^{(k)} = R_k, N_s^{(k)} = N_k$ 。

3) 中继节点的第 l 次重传 ($1 \leq l \leq L$)。

重传请求 中继节点的第 l 次重传对应于系统第 $k = K+l$ 次传输。经中继节点 $(l-1)$ 次重传,目的节点对前 $(K+l)$ 块数据译码失败,其中 $(K+1)$ 块接收自源节点,其余 $(l-1)$ 块接收自中继节点,向源节点与中继节点发送 NACK。

重传响应 中继节点收到该 NACK 后,选用码率 R_{K+l-1} 与 R_{K+l} 之间对应打孔位置的 N_{K+l} 长校验比特序列作为第 $(K+l)$ 块数据向目的节点发送,记 $R_r^{(K+l)} = R_{K+l}, N_r^{(K+l)} = N_{K+l}$ 。与此同时,源节点等待目的节点译码成功的反馈直至达到系统最大重传次数。

4) 若目的节点在累计重传 $k = K+L$ 次后正确译码,则向源节点与中继节点反馈 ACK,系统进入下一轮传输;若 $K+L=M$ 时,源节点依然收到目的节点的 NACK,则系统发生信息中断。

1.2 信号传输方式

假设源节点与中继节点具有等发射功率 P 。每次传输中,

各节点间的信道相互独立,经历准静态瑞利衰落与均值0、方差 N_0 的加性白高斯噪声(Additive White Gaussian Noise, AWGN)。中继节点和目的节点从源节点分别接收信号为:

$$\mathbf{y}_r^{(k)} = \sqrt{P}h_{sr}^{(k)}\mathbf{x}_s^{(k)} + \mathbf{n}_{sr}^{(k)} \quad (5)$$

$$\mathbf{y}_d^{(k)} = \sqrt{P}h_{sd}^{(k)}\mathbf{x}_s^{(k)} + \mathbf{n}_{sd}^{(k)} \quad (6)$$

其中 $\mathbf{x}_s^{(k)}$ 表示源节点第 k 次发送的序列, $0 \leq k \leq K$ 。

目的节点在中继节点第 l 次重传时的接收信号为:

$$\mathbf{y}_d^{(K+l)} = \sqrt{P}h_{rd}^{(K+l)}\mathbf{x}_r^{(K+l)} + \mathbf{n}_{rd}^{(K+l)} \quad (7)$$

其中 $\mathbf{x}_r^{(K+l)}$ 表示中继节点的重传序列, $1 \leq l \leq L$ 。

式(5)~(7)中, $h_{ij}^{(k)}$ 表示第 k 次传输时的信道系数, $ij \in \{sr, sd, rd\}$ 。在路径损耗模型中, $E\{|h_{ij}^{(k)}|^2\} = d_{ij}^{-\alpha}$,其中 d_{ij} 表示节点 i 与节点 j 间的距离, α 表示路径损耗指数。因此,各链路的瞬时信噪比为:

$$\gamma_{ij}^{(k)} = P|h_{ij}^{(k)}|^2/N_0 \quad (8)$$

并具有概率密度函数为:

$$f(\gamma) = \frac{1}{\bar{\gamma}_{ij}^{(k)}} \exp(-\gamma_{ij}^{(k)}/\bar{\gamma}_{ij}^{(k)}); \gamma_{ij}^{(k)} > 0 \quad (9)$$

其中 $\bar{\gamma}_{ij}^{(k)} = Pd_{ij}^{-\alpha}/N_0$ 为平均信噪比。

2 中断概率与吞吐量的公式推导

2.1 信息中断概率

上述编码协作传输可划分为2个阶段:1)源节点向中继节点与目的节点广播传输($K+1$)块数据(包括首次传输);2)中继节点向目的节点传输 L 块数据。

在第 k 次传输时,传输序列长度为 N_k ,节点 i 与节点 j 之间信道的互信息为:

$$I_{ij}^{(k)} = \log(1 + \gamma_{ij}^{(k)}) \quad (10)$$

其中: $k = 0, 1, \dots, K+L$; $ij \in \{sr, sd, rd\}$; $\gamma_{ij}^{(k)}$ 为该信道瞬时信噪比。

源节点共向中继节点传输($K+1$)块数据,根据信道独立性假设,这些传输过程可以理解为独立信道中同一序列不同部分(α_k)的并行传输。因此,中继节点每接收符号的平均互信息量为:

$$I_r(K) = \sum_{k=0}^K N_k I_{sr}^{(k)} / \sum_{k=0}^K N_k = \sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sr}^{(k)} / \sum_{k=0}^K \alpha_k \quad (11)$$

类似地,目的节点从源节点与中继节点共接收($K+L+1$)块数据,每接收符号的平均互信息量为:

$$I_d(K, L) = \left(\sum_{k=0}^K N_k I_{sd}^{(k)} + \sum_{l=1}^L N_{K+l} I_{rd}^{(K+l)} \right) / \sum_{k=0}^{K+L} N_k = \left(\sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sd}^{(k)} + \sum_{l=1}^L \alpha_{K+l} I_{rd}^{(K+l)} \right) / \sum_{k=0}^{K+L} \alpha_k \quad (12)$$

其中 α_k 表示协作传输的块长比例,可直接影响到协作性能,因此也称为协作系数^[1]。

由第1章协作传输过程可知,仅当目的节点在累计重传次数达到 $K+L=M$ 时译码发生错误,系统发生信息中断。一般地,令 B_k 和 C_k 分别表示中继节点和目的节点在第 k 次接收后正确译码的事件。令 \bar{C}_k 表示 C_k 的逆事件,则系统中断概率由全概率公式表示为:

$$P_{\text{out}}(\bar{C}_M) = \sum_{k=0}^{M-1} P(\bar{C}_M | B_k) P(B_k) + P(\bar{C}_M | \bar{B}_{M-1}) P(\bar{B}_{M-1}) \quad (13)$$

其中 $P(\bar{C}_M | B_k)$ 表示事件 B_k 条件下的系统中断概率。在衰落信道下,若差错控制码具有容量逼近的性能且码字足够长,则译码错误概率可由Shannon定理近似表示为信息中断概率,即每接收符号的平均互信息量不大于当前码率的概率^[15]。

$$P(\bar{C}_M | B_K) = P\{I_d(K, M-K) \leq R_{\min}\} = P\left\{ \sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sd}^{(k)} + \sum_{l=1}^{M-K} \alpha_{K+l} I_{rd}^{(K+l)} \leq R_{\min} \right\} = F_M(\{\gamma_{sd}^{(i)}\}_{i=0}^K, \{\gamma_{rd}^{(K+l)}\}_{l=1}^{M-K}) \quad (14)$$

其中 $F_k(\gamma_0, \gamma_1, \dots, \gamma_k)$ 为多维随机变量 $(\gamma_0, \gamma_1, \dots, \gamma_k)$ 的联合概率分布函数,具有一般表达式如下:

$$F_k(\gamma_0, \gamma_1, \dots, \gamma_k) = P\left(\sum_{i=0}^k \alpha_i \log(1 + \gamma_i) \leq R_{\min} \right) = \int_{\gamma_0} \dots \int_{\gamma_k} f_k(\gamma_0, \gamma_1, \dots, \gamma_k) d\gamma_k \dots d\gamma_0 \quad (15)$$

其中: $k = 0, 1, \dots, M$ 。积分区域 Ω_k 为:

$$\Omega_k = \{(\gamma_0, \gamma_1, \dots, \gamma_k) : \sum_{i=0}^k (1 + \gamma_i)^{\alpha_i} \leq 2^{R_{\min}}\}$$

令 \bar{B}_K 表示 B_K 的逆事件,即中继节点在源节点重传 $K(0 \leq K \leq M-1)$ 次后错误译码的事件。特别地,事件 \bar{B}_1 表示中继节点在源节点首次传输之前错误译码,故为一个必然事件。由重传规则知,事件 B_K 发生等价于联合事件 $\bar{B}_{K-1} B_K$ 发生,因此有:

$$P(B_K) = P(\bar{B}_{K-1}) - P(\bar{B}_K); 0 \leq K \leq M-1 \quad (16)$$

其中: $P(\bar{B}_1) = 1$;与式(14)类似,中继节点译码错误概率 $P(\bar{B}_K)$ 可近似表示为由式(11)推得的信息中断概率,如式(17)所示:

$$P(\bar{B}_K) = P\{I_r(K) \leq R_K\} = P\left\{ \sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sr}^{(k)} \leq R_{\min} \right\} = F_K(\{\gamma_{sr}^{(i)}\}_{i=0}^K) \quad (17)$$

将式(17)代入式(16)即得:

$$P(B_K) = \begin{cases} 1 - F_0(\gamma_{sr}^{(0)}), & K = 0 \\ F_{K-1}(\{\gamma_{sr}^{(i)}\}_{i=0}^{K-1}) - F_K(\{\gamma_{sr}^{(i)}\}_{i=0}^K), & 1 \leq K \leq M-1 \end{cases} \quad (18)$$

因此,将式(14)、(17)与(18)代入式(13)的计算结果为系统中断概率的理论限。

2.2 吞吐量

由重传规则知,一个码字的传输过程在下列3种情况下终止的概率计算表达式如下:

1)源节点重传 $K(0 \leq K \leq M)$ 次,目的节点在中继节点未重传($L=0$,即事件 \bar{B}_{K-1} 发生)时正确译码的条件概率为:

$$P(C_K | \bar{B}_{K-1}) = P(\bar{C}_{K-1} | \bar{B}_{K-1}) - P(\bar{C}_K | \bar{B}_{K-1}) = P\{I_d(K-1, 0) \leq R_{K-1}\} - P\{I_d(K, 0) \leq R_K\} = P\left\{ \sum_{k=0}^{K-1} \alpha_k I_{sd}^{(k)} \leq R_{\min} \right\} - P\left\{ \sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sd}^{(k)} \leq R_{\min} \right\} = F_{K-1}(\{\gamma_{sd}^{(i)}\}_{i=0}^{K-1}) - F_K(\{\gamma_{sd}^{(i)}\}_{i=0}^K) \quad (19)$$

2)源节点重传 $K(0 \leq K \leq M-1)$ 次,中继节点正确译码(事件 B_K 发生)且重传 $L(1 \leq L \leq M-K)$ 次后目的节点正确

译码的条件概率为:

$$\begin{aligned}
 P(C_{K+L} | B_K) &= P(\bar{C}_{K+L-1} | B_K) - P(\bar{C}_{K+L} | B_K) = \\
 &P\{I_d(K, L-1) \leq R_{K+L-1}\} - P\{I_d(K, L) \leq R_{K+L}\} = \\
 &P\left\{\sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sd}^{(k)} + \sum_{l=1}^{L-1} \alpha_{K+l} I_{rd}^{(K+l)} \leq R_{\min}\right\} - \\
 &P\left\{\sum_{k=0}^K \alpha_k I_{sd}^{(k)} + \sum_{l=1}^L \alpha_{K+l} I_{rd}^{(K+l)} \leq R_{\min}\right\} = \\
 &F_{K+L-1}(\{\gamma_{sd}^{(i)}\}_{i=0}^K, \{\gamma_{rd}^{(K+l)}\}_{l=1}^{L-1}) - \\
 &F_{K+L}(\{\gamma_{sd}^{(i)}\}_{i=0}^K, \{\gamma_{rd}^{(K+l)}\}_{l=1}^L) \quad (20)
 \end{aligned}$$

3) 源节点和中继节点累计重传 $K+L=M$ 次, 目的节点错误译码(即系统中断)的概率为 $P_{\text{out}}(\bar{C}_M)$ 。因此, 在一个码字传输过程中, 目标节点累计接收序列的统计平均长度为:

$$\begin{aligned}
 \bar{N} &= NP_{\text{out}}(\bar{C}_M) + \sum_{K=0(L=0)}^M P(C_K | \bar{B}_{K-1}) P(\bar{B}_{K-1}) \left(\sum_{k=0}^K N_k \right) + \\
 &\sum_{K=0}^{M-1} \sum_{L=1}^{M-K} P(C_{K+L} | B_K) P(B_K) \left(\sum_{k=0}^{K+L} N_k \right) = \\
 &N \left[P_{\text{out}}(\bar{C}_M) + \sum_{K=0(L=0)}^M P(C_K | \bar{B}_{K-1}) P(\bar{B}_{K-1}) \left(\sum_{k=0}^K \alpha_k \right) + \right. \\
 &\left. \sum_{K=0}^{M-1} \sum_{L=1}^{M-K} P(C_{K+L} | B_K) P(B_K) \left(\sum_{k=0}^{K+L} \alpha_k \right) \right] \quad (21)
 \end{aligned}$$

吞吐量定义为目标节点成功接收的信息序列长度与累计接收的平均序列长度之比, 单位为 $(\text{b} \cdot \text{s}^{-1})/\text{Hz}$, 因此吞吐量的理论限为:

$$\eta = b[1 - P_{\text{out}}(\bar{C}_M)]/\bar{N} \quad (22)$$

3 数值分析

3.1 理论性能分析

传统的三点式编码协作体制中, 协作系数一般选定为 $\alpha = N_0/N$, 表示源节点广播传输的序列长度 N_0 占整个 N 长码字的比例; $(1-\alpha)$ 则表示中继节点在正确译码后向目的节点发送序列长度的比例。当 α 选择较大值时, 可改善较低信噪比条件下系统的中断性能, 但较高信噪比时会有一定的信息传输速率损失; 反之, 当 α 较小时, 可提升较高信噪比时系统的信息传输速率, 但较低信噪比时中继节点译码错误概率提高, 导致较大的系统中断性能损失。研究表明, 在一定信道条件下, 当协作系数偏离其最优值时可导致系统性能的恶化^[1]。

为便于与传统体制作比较, 将本文体制的协作系数集重新定义为源节点重传次数 K 的一个函数:

$$\alpha(K) = \sum_{i=0}^K \alpha_i; 0 \leq K \leq M \quad (23)$$

此时, $\alpha(K)$ 等效于传统体制中的协作系数 α , 均表示源节点累计传输的序列长度与母码码长之比。但 $\alpha(K)$ 与 α 之间又存在着实质的区别。当源节点重传次数 K 随信道条件变化时, $\alpha(K)$ 可在 $(M+1)$ 个取值中自适应调整, 直至达到 $\alpha(M) = 1$ 。较低信噪比条件下, 自适应增长的 $\alpha(K)$ 可提高中继节点正确译码并向目的节点协作传输的概率, 进而提高目的节点正确译码的概率, 改善系统的中断概率与信息传输速率。较高信噪比条件下, 中继节点在 $\alpha(K)$ 较小时即正确译码并协作传输, 可使目的节点在较高码率时即正确译码, 从而获得提升系统吞吐量。与等长传输的编码协作体制^[7]相比, 本文不等长传输可使 $\alpha(K)$ 非线性增长, 更有利于逼近当前信道条件下系统最佳等效协作系数, 从而提升系统性能。

图3比较了本文体制与传统体制的系统中断性能, 系统参数设置包括路径损耗指数 $l = 4$, 节点归一化距离 $d_{sr}/d_{rd}/d_{sd} = 0.6/0.6/1$, 码率 $R_{\min} = 1/2$ 。传统体制的协作系数取其最优值 $\alpha = 0.75$ (该值在上述给定系统参数下采用码长 $N = 2640$, 码率 $R_{\min} = 1/2$ 的 LDPC 码的仿真所得)。为便于与传统体制比较, 本文体制考虑最大重传次数 $M = 2$ 与 $M = 3$, 协作系数集 $\alpha_k = \{0.67, 0.08, 0.25\}$ 和 $\alpha_k = \{0.67, 0.08, 0.09, 0.16\}$, 满足 $\alpha_0 + \alpha_1 = \alpha = 0.75$ 。本文体制中最大传输次数实际只比传统体制多 $(M-1)$ 。从图中看出, 与传统体制相比, 本文体制明显改善了系统的中断性能, 并随信噪比的增加而不断获得提升, 在中断概率为 10^{-6} 情况下, $M = 2$ 与 $M = 3$ 分别对应 8 dB 和 13 dB 的增益。当 $P/N_0 = 5$ dB 时, 每增加一次重传使中断概率降低近 1 个数量级。

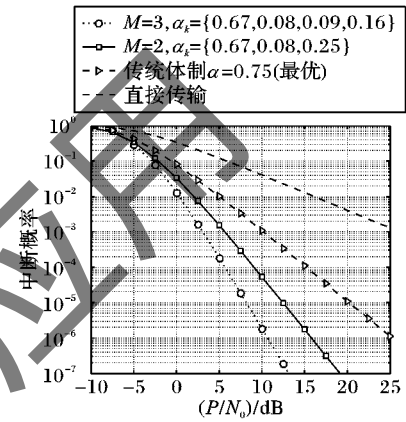


图3 与传统体制的系统中断理论性能比较

图4比较了上述系统参数条件下本文体制与传统体制的吞吐量理论性能。从图中看出, 本文体制与传统体制相比获得较大的吞吐量性能改善。给定母码码率和码长时, 最大重传次数越大, 系统对信道的自适应性就越好。当信噪比 $P/N_0 > 10$ dB 时, 两种最大重传次数条件下对应的吞吐量性能曲线重合。当 $P/N_0 > 15$ dB 时, 本文体制与传统体制均逼近各自的理论最大吞吐量, 即 $R_{\min}/\alpha_0 = 0.75$ 和 $R_{\min}/\alpha_0 = 0.67$, 而直接传输则逼近 $R_{\min} = 0.5$ 。

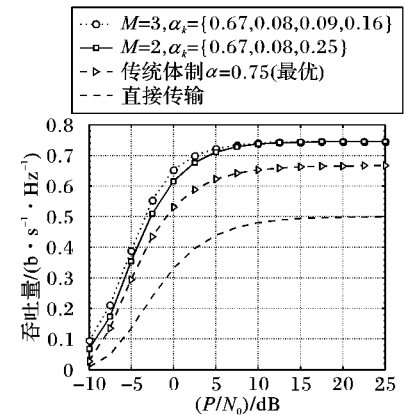


图4 与传统体制的系统吞吐量理论性能比较

现考虑等长传输体制^[7]。为获取编码增益, 首次传输的序列长度应大于信息分组长度, 即 $N_0 > b$, 此时母码码率必须满足条件 $R_{\min} < \alpha_0$ 。因此, 等长传输适合于较低码率的传输方式。而不等长传输由于其 α_0 可取任意适当值, 因此适合于任何码率的传输。

图5与图6比较了 $R_{\min} = 1/6$ 且 $M = 2$ 与 $M = 3$ 时不等长传输与等长传输的系统中断性能与吞吐量性能,路径损耗指数与节点位置同上。可以看出,两种传输方式下系统中断性能接近,但不等长传输明显改善了吞吐量性能。比较图6与图4发现,不等长的低码率传输在低信噪比区域($P/N_0 < -7.5$ dB)可以获得进一步的系统吞吐量提升。

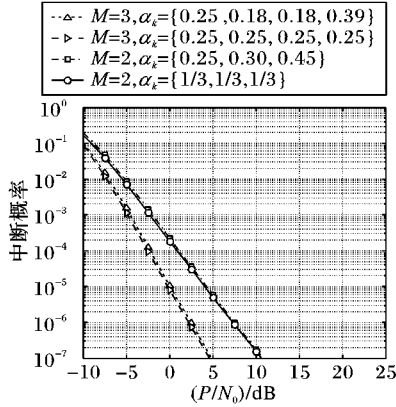


图5 与等长编码协作的系统中断理论性能比较

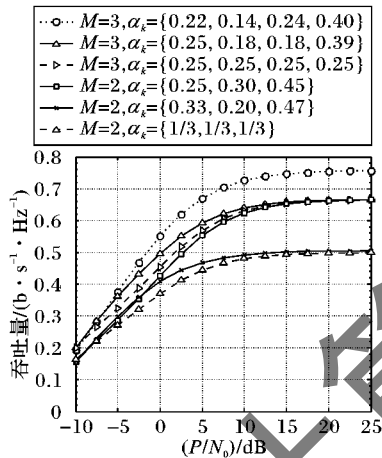


图6 与等长编码协作的吞吐量理论性能比较

上述分析结果是假设码性能逼近 Shannon 限且不考虑调制方式约束所推导的中断概率与吞吐量等理论性能极限。下节将基于二进制相移键控(Binary Phase Shift Keying, BPSK)调制及码率兼容 LDPC 码,从可靠性与有效性两个方面进行仿真比较。

3.2 仿真性能分析

图7比较了这些协作体制的误比特率(Bit Error Rate, BER)的仿真性能,其中路径损耗指数 $l = 4$,节点归一化距离 $d_{sr}/d_{rd}/d_{sd} = 0.6/0.6/1$,采用 BPSK 调制;二元规则 LDPC 母码的码率为 $R_{\min} = 1/2$ 、码长为 $N = 2640$ 、行重为6、列重为3;并采用文献[12]的打孔算法获得所需的兼容码率。仿真发现,该条件下传统体制最优协作系数为 $\alpha = 0.75$ 。当协作系数偏离该最优值时(图中给出 $\alpha = 0.67$ 与 $\alpha = 0.78$ 两种偏离时的 BER 性能),传统体制的误码率性能有不同程度的损失,但优于非协作的直接传输。尽管本文体制所采用的协作系数未经优化,其误比特率性能均优于传统体制,且当重传次数从2次增加到3次时误比特率性能有一定程度的改善。

仿真吞吐量可根据式(22)改写的下式计算:

$$\eta_c = b(1 - P_F) / \left(\sum_{k=0}^M P_k \sum_{i=0}^k N_i \right) \quad (24)$$

其中: b 为信息分组长度; P_F 为误帧率,即错误接收帧数与发送总帧数之比; P_k ($0 \leq k \leq M-1$)表示目的节点第 k 次传输后正确接收帧数与发送总帧数之比;而 P_M 表示系统达到最大重传次数的接收帧数与发送总帧数之比。

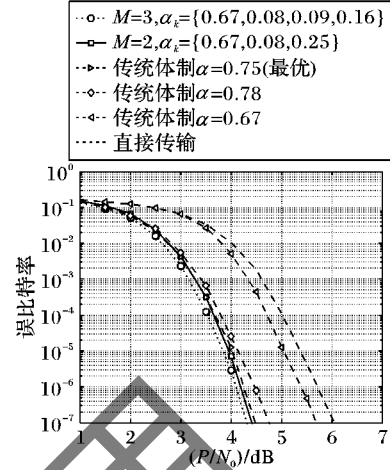


图7 误比特率仿真性能比较

图8给出了三种体制的仿真吞吐量性能曲线。随着信噪比的增加,传统体制的吞吐量曲线呈现了3个阶段:1)当 $0 \text{ dB} < P/N_0 < 4 \text{ dB}$ 时,整个码字主要由源节点传输,吞吐量逐渐上升到 $0.5 \text{ (b} \cdot \text{s}^{-1})/\text{Hz}$ (限于母码码率);2)当 $4 \text{ dB} < P/N_0 < 7 \text{ dB}$,增量校验序列主要由中继节点传输,使得吞吐量保持 $0.5 \text{ (b} \cdot \text{s}^{-1})/\text{Hz}$;3)当 $P/N_0 > 7 \text{ dB}$,目的节点在源节点首次传输后即正确译码的概率逐渐上升,吞吐量趋于最大值 $0.67 \text{ (b} \cdot \text{s}^{-1})/\text{Hz}$ 。本文体制也类似地呈现出3个阶段,当 $M = 2$ 时,吞吐量平坦阶段同传统体制,但当 $M = 3$ 时,吞吐量平坦阶段缩短到不足1 dB的范围,吞吐量在平坦阶段之后趋于最大值 $0.75 \text{ (b} \cdot \text{s}^{-1})/\text{Hz}$ 。

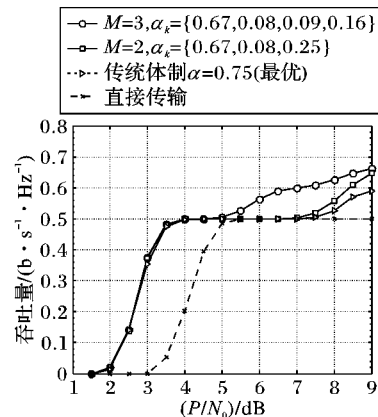


图8 吞吐量仿真性能比较

由于上述仿真中采用了较短码长的 LDPC 码,其差错性能无法逼近 Shannon 限,因此各种体制下仿真性能与其理论性能限会有一定的差距。但仿真结果表明,本文体制与传统体制相比,明显改善了系统的可靠性和有效性,这与上章中的理论分析结果相一致。

4 结语

本文提出了基于码率兼容 LDPC 码的一种新型自适应的编码协作体制。通过兼容码率设计,实现了一组协作系数的

设计;通过 HARQ 机制,实现了协作系数可随信道条件变化的自适应调整,从而使得本文体制可适用于移动通信环境。本文体制与传统体制相比,由于每个节点只使用一对母码编译码器,因此降低了实现复杂度,并在等发射功率方式下有效提升了系统性能;与等长重传体制相比,在实现复杂度相同的情况下,本文体制明显改善了吞吐量与误比特率等系统性能,同时还克服了等长重传体制的低码率限制。如果对发射功率进行优化分配,可望进一步提升系统性能,这也是下一步要进行研究的内容。

参考文献:

- [1] HUNTER T E, SANAYEI S, NOSRATINIA A. Outage analysis of coded cooperation [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006, 52(2): 375–391.
- [2] ZHANG Q, YANG F, ZHANG S, *et al.* Study of equivalent point-to-point transmission model for coded relay cooperation [J]. *Journal on Communications*, 2012, 33(12): 100–107. (张秋霞, 仰枫帆, 张顺外, 等. 中继编码协作系统等效点对点传输模型研究[J]. *通信学报*, 2012, 33(12): 100–107.)
- [3] DUYCK D, BOUTROS J J, MOENECLAAY M. Low-density graph codes for coded cooperation on slow fading relay channels [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2011, 57(7): 4202–4218.
- [4] ZHANG Y, MA Y, TAFAZOLLI R. Improved coded cooperation schemes for wireless communications [C] // *Proceedings of the 2008 6th IEEE International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks and Workshops*. Piscataway: IEEE, 2008: 533–538.
- [5] DENG N, ZHANG S, ZHOU W. A novel opportunistic relaying coded cooperation: source adaptively transmits the parity [J]. *Journal of Electronics and Information Technology*, 2012, 34(10): 2320–2325. (邓娜, 张四海, 周武畅. 新型机会中继编码协作: 源自适应传输校验信息[J]. *电子与信息学报*, 2012, 34(10): 2320–2325.)
- [6] LI C, WANG Y, XIANG W, *et al.* Outage probability analysis of coded cooperation with multiple relays [C] // *Proceedings of the 2011 Vehicular Technology Conference*. Piscataway: IEEE, 2011: 1–5.
- [7] CHELLI A, ALOUINI M. On the performance of hybrid-ARQ with incremental redundancy and with code combining over relay channels [J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2013, 12(8): 3860–3871.
- [8] de OLIVEIRA BRANTE G G, UCHOA A G D, DEMO SOUZA R. Cooperative coded partial retransmission scheme using Type-I HARQ and LDPC codes [C] // *Proceedings of the 2010 IEEE Personal Indoor and Mobile Radio Communications*. Piscataway: IEEE, 2010: 123–128.
- [9] MACKAY D J C, NEAL R M. Near Shannon limit performance of low density parity check codes [J]. *Electronics Letters*, 1996, 32(18): 1645–1646.
- [10] CHEN Z, OUYANG S, XIAO H. The design of efficiently-encodable LDPC codes for coded cooperation in relay channel [C] // *Proceedings of the 2010 IEEE International Conference on Communications and Mobile Computing*. Piscataway: IEEE, 2010: 221–223.
- [11] ALI H, KOLSA M. Extended low-density parity-check codes for feedback-based cooperative diversity schemes [J]. *IET Communications*, 2014, 8(6): 805–812.
- [12] HA J, KIM J, KLINC D, *et al.* Rate-compatible punctured low-density parity-check codes with short block lengths [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006, 52(2): 728–738.
- [13] VELLAMBI B N, FEKRI F. Finite-length rate-compatible LDPC codes: a novel puncturing scheme [J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2009, 57(2): 297–301.
- [14] LI L, YUAN C, TIAN X. Cooperative communication scheme with 8PSK modulation constellations using LDPC codes [J]. *Journal of Xidian University: Natural Science*, 2011, 38(4): 143–147. (李琳, 袁超伟, 田心记. 采用 LDPC 码的 8PSK 调制编码协作方法 [J]. *西安电子科技大学学报: 自然科学版*, 2011, 38(4): 143–147.)
- [15] CAIRE G, TARICCO G, BIGLIERI E. Optimum power control over fading channels [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1999, 45(5): 1468–1489.
- [16] GIRVAN M, NEWMAN M E J. Community structure in social and biological networks [J]. *Proceedings of the National Academy of Sciences*, 2002, 99(12): 7821–7826.
- [17] NEWMAN M E J. Modularity and community structure in networks [J]. *Proceedings of the National Academy of Sciences*, 2006, 103(23): 8577–8582.
- [18] CAFIERI S, HANSEN P, LIBERTI L. Locally optimal heuristic for modularity maximization of networks [J]. *Physical Review E*, 2011, 83(5): 056105.
- [19] CLAUSET A, NEWMAN M E J, MOORE C. Finding community structure in very large networks [J]. *Physical Review E*, 2004, 70(6): 066111.
- [20] BLONDEL V D, GUILLAUME J L, LAMBIOTTE R, *et al.* Fast unfolding of communities in large networks [J]. *Journal of Statistical Mechanics: Theory and Experiment*, 2008, 2008(10): P10008.
- [21] LANCICHINETTI A, FORTUNATO S, RADICCHI F. Benchmark graphs for testing community detection algorithms [J]. *Physical Review E*, 2008, 78(4): 046110.
- [22] LIU X, MURATA T. Evaluating community structure in bipartite networks [C] // *Proceedings of the 2010 IEEE 2nd International Conference on Social Computing*. Piscataway: IEEE, 2010: 576–581.
- [23] ZACHARY W W. An information flow model for conflict and fission in small groups [J]. *Journal of Anthropological Research*, 1977, 33(4): 452–473.
- [24] LUSSEAU D. The emergent properties of a dolphin social network [J]. *Proceedings of the Royal Society of London, Series B: Biological Sciences*, 2003, 270(S2): 186–188.
- [25] LUSSEAU D, NEWMAN M E J. Identifying the role that animals play in their social networks [J]. *Proceedings of the Royal Society of London, Series B: Biological Sciences*, 2004, 271(S6): 477–481.

(上接第 1217 页)