

一种分布式喷泉码在协作通信中的应用

祝开艳^{1,2}, 王洪玉¹, 孙文珠¹, 牛芳琳³

(1. 大连理工大学电子信息与电气工程学部, 辽宁大连 116024;

2. 大连海洋大学信息工程学院, 辽宁大连 116023; 3. 辽宁工业大学电子与信息工程学院, 辽宁锦州 121001)

摘要: 为了减少基于数字喷泉码的协作传输系统中的计算复杂度和传输延迟, 提出了一种基于分布式喷泉码的协作通信传输方案, 给出了两层数字喷泉编码的度分布函数的设计过程; 以各链路的丢包率为参量分析了系统传输时延, 并与其他数字喷泉码传输方案进行了比较. 理论分析和仿真结果表明, 在各链路丢包率较大时采用这种分布式喷泉码的协作传输机制能在传输时延上显著改善系统性能, 而且各链路删除概率越大时优势越明显.

关键词: 协作通信; 中继传输; 数字喷泉码; 分布式 LT 码

中图分类号: TN925 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2014)07-1249-07

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn> **DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2014.07.001

A Distributed Fountain Code for Cooperative Communications

ZHU Kai-yan^{1,2}, WANG Hong-yu¹, SUN Wen-zhu¹, NIU Fang-lin³

(1. Faculty of Electronic Information and Electrical Engineering, Dalian University of Technology, Dalian, Liaoning 116024, China;

2. College of Information Engineering, Dalian Ocean University, Dalian, Liaoning 116023, China;

3. Electron & Information Engineering College, Liaoning University of Technology, Jinzhou, Liaoning 121001, China)

Abstract: In order to reduce computation complexity and latency in cooperative communication system based on fountain code, a distributed fountain code based cooperative transmission scheme was proposed. The design of two layer degree distribution was presented. The transmission latency for the distributed fountain code based cooperative transmission scheme and other conventional fountain code based transmission schemes was analyzed and compared. Results show that the total time consumed under the distributed fountain code based scheme can be significantly reduced compared to conventional fountain code based direct transmission and cooperative transmission when the packet erasure rate is big. With the increase of packet erasure rate, the advantage of the distributed fountain code based scheme is more evident.

Key words: cooperative communications; relay transmission; digital fountain codes; distributed LT codes

1 引言

协作通信是近年来无线通信领域学术界关注的热点问题之一, 其思想是通过在无线通信网络的终端间相互协作, 对抗无线网络中信道衰落, 提高通信的可靠性和传输范围^[1]. 在现有的协作通信研究中, 主要从物理层和网络层两方面设计传输方案. 在物理层一般利用空间分集技术和传统的固定码率编码方案(即重复码、turbo码和空时码等), 获得分集增益和编码增益, 从而提高系统的传输性能^[2~5]. 采用固定码率编码传输需要发送端已知或已准确估计信道状态信息(Channel State Information, CSI)才能使系统达到有效性和可靠性的最佳折衷点. 然而实际无线信道的状态信息一般会随着时间和

空间而变化, 固定码率的编码传输方案很难使系统传输达到最优, 而且协作通信系统中通常存在多条传输链路, 想要通过向发送端反馈信息来准确估计所有传输信道的状态信息几乎是不可能的. 从网络层的角度看, 两跳的协作中继传输方案设计应满足下面几个特点: (1) 由于信源-中继链路与中继-目的节点链路之间的独立性, 必须保证两跳链路都能可靠传输; (2) 尽可能减少点到点之间的数据传输延迟, 尤其是对延迟比较敏感的应用. 现有的解决方案一般利用前向纠错码(Forward Error Correction, FEC)传输冗余编码包, 结合混合自动重传请求(Hybrid Automatic Repeat Request, HARQ)在保证通信可靠性的基础上能大大减少重传次数. 学者们设计了各种 FEC 码, 例如 RS 码和 Tornado 码等. 为了能够适应变

化的信道状况,充分利用信道容量,John Byers 及 Michael Luby 等人于 1998 年提出了数字喷泉(Digital Fountain)的概念^[6],它是针对大规模数据分发和可靠广播的应用特点而提出的一种理想的解决方案.因此,喷泉码非常适合应用到具有多条传输链路的协作通信系统中.

在文献[7~10]中,采用独立的数字喷泉码来保证两跳传输中每一跳的传输可靠性.但是在这些方案中,每个中继需要对接收到的数据进行译码和重新编码,并给信源发送一个接收确认信息(ACK)来确认每一次的正确接收.显然,这会给中继节点带来较大的计算复杂度,由于频繁的反馈信息也会造成较大传输延迟.为了解决这一问题,文献[11~14]采用了级联编码方式,即中继节点从信源接收到喷泉编码包后进行第二次编码,而不需要译码.但是所有基于级联编码的协作传输都会造成目的节点译码比较复杂.

为了在中继传输的两个链路都采用数字喷泉码从而保持通信可靠性的同时减少计算复杂度和延迟,文献[15]提出了分解 LT 码(Decomposed LT codes, DLT)的概念.文献[16]的分析表明具有两层随机编码的 DLT 与相应未分解的 LT 码具有近似性能.但是文献[15]的系统模型中没有考虑信源与目的节点之间的直接链路以及各链路的丢包率,而且仅给出了第一层度分布函数的取值范围,在取值范围内不断的试验取值,实现难度较大.本文提出一种基于分布式喷泉码的协作传输方案,给出了两层数字喷泉编码的度分布函数的设计过程;以各链路的丢包率为参量分析了系统传输时延,并与其他数字喷泉码传输方案进行了比较.理论分析和仿真结果表明,采用这种分布式喷泉码的协作传输机制,能在传输时延上显著改善系统性能,而且各链路丢包率越大时优势越明显.该方案适用于单中继协作网络及多级中继系统.

2 分解 LT 码(DLT)

LT(Luby Transform)码是第一种真正意义上的无码率喷泉码,它可以生成任意长的一个编码数据流,从而更好地适应信道状况的变化以及接收用户的切换.其编译码方法简单,且译码开销和编译码复杂度都相对较小.发射端对原始 k 个分组做随机线性编码,接收端只需接收到 $N = k(1 + \epsilon)$ 个分组后(N 略大于 k),就能以很大的概率正确恢复原始分组,这里 ϵ 表示接收端正确译码所需要接收的冗余度.对于 LT 码而言,获得高译码成功概率的关键在于设计一个好的度分布函数.在文献[17]中 Luby 设计了一种性能很好的度分布函数 RSD(Robust Soliton Distribution) $\mu(x) = \sum_{i=1}^k \mu_i x^i$,

其中 μ_i 为选择度 $d = i$ 的概率, k 为源文件输入符号个数.

不同于原始的 LT 码,DLT 码通过两层随机编码生成每一个编码数据包,如图 1 所示:

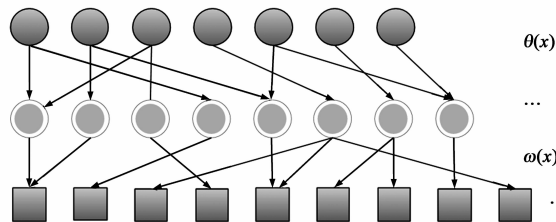


图1 具有两层编码度分布函数 $\theta(x)$ 与 $\omega(x)$ 的DLT码编码框图

假设要传输 k 个初始的输入符号,DLT 码的编码过程描述如下:

- (1)在第一层, k 个输入符号根据度分布函数 $\theta(x)$ 进行 LT 随机编码,编码输出包记为 DLT-1 数据包;
- (2)DLT-1 数据包作为第二层随机编码器的输入,根据度分布函数 $\omega(x)$ 进行 LT 编码.最终输出的编码包称为 DLT-2 数据包.

DLT 译码采用单层 BP(Belief Propagation)算法进行 LT 译码,大大降低了延迟和复杂度.为了达到较好的 BP 译码性能,DLT 编码的关键在于设计两个合适的度分布函数 $\theta(x)$ 和 $\omega(x)$.

3 基于 DLT 码的协作通信

本文以典型的三端协作通信系统为模型,如图 2 所示.源节点 S 在中继节点 R 的协助下向目的节点 D 传递信息.假设节点间的信道为删除信道,对应的删除概率分别为: $P_e^{SD}, P_e^{SR}, P_e^{RD}$.S 与 R 对要发送的数据包进行 LT 编码.信源 S 选择度分布函数 $\theta(x)$ 对要发送的数据进行编码,编码后向 R 及 D 广播.R 从 S 处接收到数据包后不需要对其进行译码,而是选择另一个度分布函数 $\omega(x)$ 对接收到的数据再次进行编码,编码后的数据包向 D 发送.D 根据接收到的数据包采用 BP 算法进行译码,译码成功后向 S 和 R 发送消息,S 与 R 停止发送.为了得到较好的译码性能,关键在于设计两个合适的度分布函数 $\theta(x)$ 和 $\omega(x)$ 使得 D 接收到的数据包的度分布函数 $\mu(x)$ 具有较好的译码性能,例如近似等于 RSD.

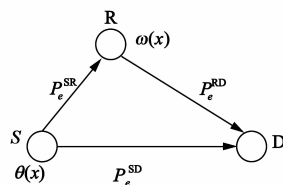


图2 三端协作通信系统模型

考虑传输一份大小为 k 个数据分组的源文件,源节点使用度分布函数 $\theta(x)$ 对源文件进行喷泉编码. 信源 S 对编码后的数据包广播给 R 和 D. 一组数据由信源出发,直接经过 S-D 链路正确到达目的节点的概率为 $(1 - P_e^{SD})$, 经过 S-R 链路到达中继节点的概率为 $(1 - P_e^{SR})$. R 接收数据包后不译码,直接使用度分布函数 $\omega(x)$ 进行二次编码然后转发给 D, 投递率为 $(1 - P_e^{RD})$. 设 D 接收到的符号中来自 R-D 链路的概率为 P_1 , 来自 S-D 链路的概率为 P_2 . 则 P_1, P_2 的值由各链路的删除概率决定, 计算关系如下:

$$P_1 = \frac{(1 - P_e^{SR})(1 - P_e^{RD})}{(1 - P_e^{SD}) + (1 - P_e^{SR})(1 - P_e^{RD})} \quad (1)$$

$$P_2 = \frac{(1 - P_e^{SD})}{(1 - P_e^{SD}) + (1 - P_e^{SR})(1 - P_e^{RD})} \quad (2)$$

假设信源选择的度分布函数为 $\theta(x) = \sum_{i=1}^{D_\theta} \theta_i x^i$, 中继选择的度分布函数为 $\omega(x) = \sum_{i=1}^{D_\omega} \omega_i x^i$, 信源到目的节点之间传输的等效度分布函数为 $\mu(x) = \sum_{i=1}^k \mu_i x^i$, 其中 $D_\theta \cdot D_\omega = k$. 各分布函数对应的度概率分布应满足 $\theta(1) = 1, \omega(1) = 1, \mu(1) = 1, \theta_i \geq 0, \omega_i \geq 0, \mu_i \geq 0, \theta_i, \omega_i, \mu_i \in [0, 1]$. 则 S-R-D 中继传输链路的等效度分布函数为 $\omega(\theta(x))$, S-D 直接传输链路的度分布函数为 $\theta(x)$, 信源到目的节点的协作传输的等效度分布函数为 $P_1 \omega(\theta(x)) + P_2 \theta(x)$.

设希望 D 收到的数据包的度分布函数近似为某喷泉码的度分布函数 $\mu(x)$, 则有

$$P_1 \omega(\theta(x)) + P_2 \theta(x) = \mu(x) \quad (3)$$

且 $P_1 + P_2 = 1, P_1, P_2 \in [0, 1]$ 由各链路的删除概率根据式(1)和(2)估算出来. 现在根据目标度分布函数 $\mu(x)$ 来确定信源和中继节点采用的度分布函数 $\theta(x)$ 和 $\omega(x)$.

为了便于分析, 将式(3)写成矩阵形式:

$$\Theta \cdot \tilde{\omega} = \mu \quad (4)$$

其中 $\mu = [\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_k]^T, \tilde{\omega} = [P_1 \omega_1 + P_2, P_1 \omega_2, \dots, P_1 \omega_{D_\omega}]^T, \Theta = (\Theta_{ij})_{1 \leq i \leq k, 1 \leq j \leq D_\omega}$, 这里 $(\cdot)^T$ 表示矢量的转置. 且有

$$\Theta_{ij} = \sum_{\substack{m_1+i, \dots, m_n=j \\ i_m \geq 0}} \frac{j!}{i_1! \dots i_{D_\theta}!} \theta_1^{i_1} \theta_2^{i_2} \dots \theta_{D_\theta}^{i_{D_\theta}} \quad (5)$$

式(4)为超定方程, 且方程组存在非线性项, 所以很难直接进行代数求解. 注意到非线性项仅来自 Θ , 如果能先确定合适的 Θ , 则 $\tilde{\omega}$ 可由线性方程组唯一确定. 因为 LT 编码的度分布函数(例如 RSD)系数随着度的增大而快速衰减 ($i \geq 2$), 所以可以将 Θ 用一个 $D_\omega \times D_\omega$ 的方阵 $\tilde{\Theta}$ 近似.

$$\tilde{\Theta} = (\tilde{\Theta}_{ij})_{1 \leq i, j \leq D_\omega} \quad (6)$$

$\tilde{\Theta}_{ij} = \Theta_{ij}, 1 \leq i, j \leq D_\omega$. 式(4)可以近似如下:

$$\tilde{\Theta} \cdot \tilde{\omega} = \tilde{\mu} \quad (7)$$

其中 $\tilde{\mu} = (\mu_1 \ \mu_2 \ \dots \ \mu_{D_\omega})^T$.

根据线性代数定理, $\tilde{\omega}$ 有实数解 $\omega_j \in \mathfrak{R}$ 的充要条件是: Θ 的秩 = $(\Theta \ \mu)$ 的秩.

根据下三角矩阵的特性可知 Θ 的秩为 D_ω . 所以 $(\Theta \ \mu)$ 的秩也应为 D_ω , 即

$$\det \begin{pmatrix} \Theta_{i_1 1} & \Theta_{i_1 2} & \dots & \Theta_{i_1 D_\omega} & \mu_{i_1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ \Theta_{i_{D_\omega} 1} & \Theta_{i_{D_\omega} 2} & \dots & \Theta_{i_{D_\omega} D_\omega} & \mu_{i_{D_\omega}} \end{pmatrix} = 0 \quad (8)$$

其中 $1 \leq i_1 < i_2 < \dots < i_{D_\omega+1} \leq k = D_\theta \cdot D_\omega$. 式(8)即为 $\tilde{\omega}$ 有实数解 $\omega_j \in \mathfrak{R}$ 的充要条件.

上式看起来比较复杂, 我们进一步推导简单的关系式.

$$\hat{\Theta} = (\tilde{\Theta} \ \tilde{\mu}) \quad (9)$$

定义 $A_m = (\Theta_{m1} \ \Theta_{m2} \ \dots \ \Theta_{mD_\omega} \ \mu_m)$.

设 $i_h = h, 1 \leq h \leq D_\omega$, 且 $m = i_{D_\omega+1}$, 则应有

$$\det \begin{pmatrix} \hat{\Theta} \\ A_m \end{pmatrix} = 0 \quad (10)$$

注意到当 $\sum_{1 \leq m \leq D_\theta} i_m \leq D_\omega - 1$ 时, 则有

$$\sum_{1 \leq m \leq D_\theta} m \cdot i_m \leq D_\theta \cdot (D_\omega - 1) \quad (11)$$

结合式(5)和(11)可得

$$A_m = (0 \ \dots \ 0 \ \Theta_{mD_\omega} \ \mu_m), D_\theta \cdot (D_\omega - 1) + 1 \leq m \leq k$$

进一步可得

$$\Theta_{mD_\omega} A_k - \Theta_{kD_\omega} A_m = (0 \ \dots \ 0 \ 0 \ \Theta_{mD_\omega} \mu_k - \Theta_{kD_\omega} \mu_m) \quad (12)$$

其中 $D_\theta \cdot (D_\omega - 1) + 1 \leq m \leq k - 1$.

根据式(10)可得

$$\det \begin{pmatrix} \hat{\Theta} \\ \Theta_{mD_\omega} A_k - \Theta_{kD_\omega} A_m \end{pmatrix} = 0 \quad (13)$$

由式(9)和(12)可得

$$\det \begin{pmatrix} \hat{\Theta} \\ \Theta_{mD_\omega} A_k - \Theta_{kD_\omega} A_m \end{pmatrix} = \det(\tilde{\Theta}) \cdot (\Theta_{mD_\omega} \mu_k - \Theta_{kD_\omega} \mu_m) \quad (14)$$

注意到 $\det(\tilde{\Theta}) \neq 0$ 而且 $\Theta_{kD_\omega} = \theta_{D_\omega}^D$, 所以有

$$\Theta_{mD_\omega} \mu_k - \theta_{D_\omega}^D \mu_m = 0, D_\theta \cdot (D_\omega - 1) + 1 \leq m \leq k - 1 \quad (15)$$

定义

$$P_h = \sum_{\substack{\sum_{i=1}^n i_i = D_\omega \\ \sum_{i=1}^n i_i = D_\omega}} \frac{D_\omega!}{i_h+1! \ \dots \ i_{D_\theta}!} \theta_{h+1}^{i_{h+1}} \theta_{h+2}^{i_{h+2}} \dots \theta_{D_\theta}^{i_{D_\theta}} \quad (16)$$

上式中 $1 \leq h \leq D_\theta - 1$.

比较式(5)与(16), 不难得到

$$\Theta_{D_\theta \cdot (D_\omega - 1) + h, D_\omega} = D_\omega \theta_{D_\omega}^{D_\omega - 1} \theta_h + P_h, 1 \leq h \leq D_\theta - 1 \quad (17)$$

由式(15)和(17)可得

$$D_\omega \theta_{D_\omega}^{D_\omega - 1} \theta_h + P_h = \frac{\theta_{D_\omega}^{D_\omega} \cdot \mu_{D_\omega(D_\omega - 1) + h}}{\mu_k}, 1 \leq h \leq D_\theta - 1 \quad (18)$$

根据式(15)和(18)可得

$$\theta_{D_\theta - 1} = \frac{\theta_{D_\omega} \cdot \mu_{k-1}}{D_\omega \cdot \mu_k} \quad (19)$$

$$\theta_h = \frac{\theta_{D_\omega} \cdot \mu_{D_\omega(D_\omega - 1) + h}}{D_\omega \cdot \mu_k} - \frac{P_h}{D_\omega \cdot \theta_{D_\omega}^{D_\omega - 1}}, 1 \leq h \leq D_\theta - 2 \quad (20)$$

定义

$$B_{D_\theta - 1} = \frac{\mu_{k-1}}{D_\omega \cdot \mu_k} \quad (21)$$

$$B_h = \frac{\mu_{D_\omega(D_\omega - 1) + h}}{D_\omega \cdot \mu_k} - \frac{P_h}{D_\omega \cdot \theta_{D_\omega}^{D_\omega}}, 1 \leq h \leq D_\theta - 2 \quad (22)$$

根据式(5), 不难得到 $P_{D_\theta - 1} = 0$, 所以

$$\theta_{D_\theta - 1} = B_{D_\theta - 1} \cdot \theta_{D_\omega} \quad (23)$$

根据 P_h 的定义可知 $P_h (1 \leq h \leq D_\theta - 1)$ 是 $\theta_{h+1}, \theta_{h+2}, \dots, \theta_{D_\theta}$ 的幂为 D_ω 的齐次多项式. 所以 B_h 为一个与 θ_{D_ω} 无关的常数, 只与 $B_l (h+1 \leq l \leq D_\theta - 1)$ 有关. 而且

$$\theta_h = B_h \cdot \theta_{D_\omega}, 1 \leq h \leq D_\theta - 1 \quad (24)$$

注意到 $\sum_{h=1}^{D_\theta} \theta_h = 1$, 所以

$$\theta_{D_\omega} = \frac{1}{1 + \sum_{h=1}^{D_\theta - 1} B_h} \quad (25)$$

然后依次递推, 可以得到 $\theta_h (1 \leq h \leq D_\theta - 1)$. 根据目标度分布函数系数 μ_i 和推导出的 θ_h , 不难解出 $\omega_j (1 \leq j \leq D_\omega)$.

对于某个目标度分布函数, 近似分解算法总结如下:

算法 度分布函数分解

输入: 目标度分布 $\mu(x)$, $P_e^{SD}, P_e^{SR}, P_e^{RD}, D_\theta$

输出: 源节点度分布 $\theta(x)$ 和中继节点度分布 $\omega(x)$

初始化: 根据式(1)、(2)估算目的节点从不同链路接收数据的比例 P_1, P_2

For $j = 1$ to D_θ

根据式(21)、(22)计算 B_h .

根据式(25)确定 θ_{D_ω} , 根据式(24)计算出其他 θ_h

end

根据式(7)计算 $\tilde{\omega}$, 解出 ω_j . 计算总概率 $\omega(1)$

如果 $\omega(1) = 1$, 输出 $\theta(x)$ 和 $\omega(x)$ 的系数

否则对 ω 进行归一化处理.

4 性能分析

下面分析了基于 DLT 的协作通信系统(DLT-CC)中目的节点译码所需的传输次数及传输时延. 作为比较, 也对采用 LT 码的直接传输系统(LT-DT)和采用 LT 码的译码转发中继协作通信系统(LT-CC)进行了性能分析. 为了公平起见, 假设三种方案中信源均需传输一份大小为 K 个数据分组的源文件, 目的节点的译码代价均为 ϵ . 设传输一个分组的持续时间为 T_p , 中继和目的节点发送 ACK 确认信号持续时间为 T_{ack} , 信源平均需要发送的数据包数为 N_s , 中继平均发送的数据包数为 N_r .

(1) DLT-CC

采用 DLT 进行协作传输时, 信源对 K 个原始数据包采用度分布函数 $\theta(x)$ 进行编码, 将编码后的包广播给中继和目的节点. 中继接收到编码包后, 采用度分布函数 $\omega(x)$ 再次进行编码, 然后发送给目的节点. 所以目的节点接收到的数据包由两部分组成:

$$N_s(1 - P_e^{SD}) + N_r(1 - P_e^{RD}) = AK(1 + \epsilon) \quad (26)$$

其中系数 $A (1 \leq A \leq 2)$ 是考虑目的节点从两条链路接收的数据可能有重复, 因此目的节点需要多接收一部分信号. 而且传输链路的丢包率越大, 数据重复的可能性越小, A 的取值也相应越小. 因为中继 R 不需要译码, 所以接收到少量的数据包就可以再次编码, 可以认为 N_s 与 N_r 近似相等. 则上式可改写为:

$$N_s(1 - P_e^{SD}) + N_s(1 - P_e^{RD}) = AK(1 + \epsilon) \quad (27)$$

$$N_s = \frac{AK(1 + \epsilon)}{2 - P_e^{SD} - P_e^{RD}} \quad (28)$$

目的节点译码成功后向信源和中继发送 ACK 确认信号. 完成整个数据传输持续的时间为:

$$t = N_s \cdot T_p + T_{ack} \quad (29)$$

则平均传输一个原始数据包所需时间 \bar{t} 为

$$\bar{t} = t/K = \frac{A(1 + \epsilon)T_p}{2 - P_e^{SD} - P_e^{RD}} + \frac{T_{ack}}{K} \quad (30)$$

(2) LT-DT

在 LT-DT 传输机制中, 没有中继参与协作. 信源将原始数据包经过 LT 编码后发送给目的节点. 目的节点译码所需的数据包均来自于 S-D 链路. 则有

$$N_s(1 - P_e^{SD}) = K(1 + \epsilon) \quad (31)$$

$$N_s = \frac{K(1 + \epsilon)}{1 - P_e^{SD}} \quad (32)$$

目的节点译码成功后向信源发送 ACK 确认信号. 完成整个数据传输持续的时间为:

$$t = N_s \cdot T_p + T_{ack} \quad (33)$$

则平均传输一个原始数据包所需时间 \bar{t} 为

$$\bar{t} = t/K = \frac{(1+\varepsilon)T_p}{1-P_e^{\text{SD}}} + \frac{T_{\text{ack}}}{K} \quad (34)$$

(3) LT-CC

在 LT-CC 传输机制中,信源将原始数据包经过 LT 编码后广播给中继和目的节点.如果目的节点先于中继成功译码,则中继没有参与协作,相当于 LT-DT 传输机制.假设中继先于目的节点成功接收并译码,中继向信源发送 ACK,信源停止广播;中继将接收到的信息 LT 编码后转发,目的节点译码成功后向信源和中继广播 ACK 确认信号.

信源需要发送的数据包数为

$$N_s = \frac{K(1+\varepsilon)}{1-P_e^{\text{SR}}} \quad (35)$$

中继需要发送的数据包数为

$$N_r = \frac{K(1+\varepsilon) - N_s(1-P_e^{\text{SD}})}{1-P_e^{\text{RD}}} \quad (36)$$

信源与中继总共需要发送的数据包数:

$$N = N_s + N_r = K(1+\varepsilon) \cdot \frac{1+P_e^{\text{SD}} - P_e^{\text{SR}} - P_e^{\text{RD}}}{(1-P_e^{\text{SR}})(1-P_e^{\text{RD}})} \quad (37)$$

目的节点先后从信源和中继接收数据包完成译

码,则完成整个数据的传输所需要的时间为

$$t = (N_s + N_r) \cdot T_p + 2T_{\text{ack}} \quad (38)$$

则平均传输一个原始数据包所需时间 \bar{t} 为

$$\bar{t} = t/K = T_p(1+\varepsilon) \cdot \frac{1+P_e^{\text{SD}} - P_e^{\text{SR}} - P_e^{\text{RD}}}{(1-P_e^{\text{SR}})(1-P_e^{\text{RD}})} + \frac{2T_{\text{ack}}}{K} \quad (39)$$

本文主要分析了信源所需的传输次数和系统的传输时延.上述三种传输方案中数据包发送所需的节点能耗是论文后续研究对象.

5 数值仿真

本节给出采用分布式喷泉码的协作传输协议(DLT-CC)、喷泉码直接传输协议(LT-DT)和基于喷泉码的中继转发协作的传输协议(LT-CC)这3种协议的传输时延.对每个信源节点发射500个分组进行蒙特卡洛仿真实验,并与理论分析值进行了比较.假设ACK反馈信号可以保证无误传输,且不考虑中继编译码等处理时间.目标度分布函数 $\mu(x)$ 选择 RSD 度分布,参数分别为 $k=500$, $c=0.03$, $\delta=0.05$. 利用度分布分解算法将 $\mu(x)$ 进行分解,其中 $D_\theta=50$, $D_\omega=10$.

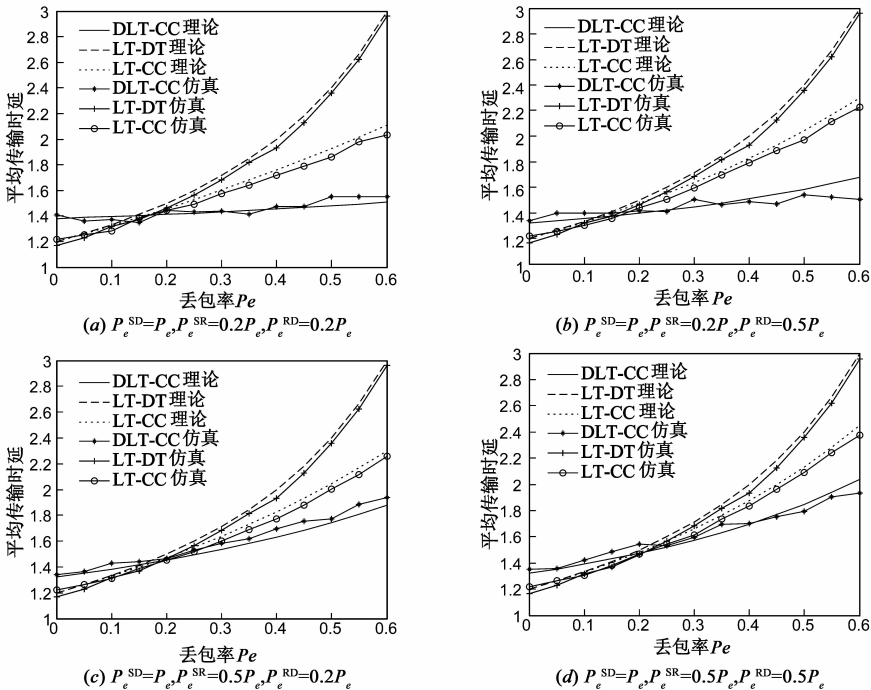


图3 系统平均传输时延随信道丢包率的变化特性曲线图

图3(a)、(b)、(c)、(d)分别给出了不同链路条件下3种协议的平均传输时延的数值和仿真结果.其中数值结果分别由式(30)、(34)和(39)给出, ε 取0.2.可以看出,在各种信道条件下直接传输协议和中继译码转发的协作协议仿真结果与数值结果都吻合较好.对于分布式喷泉码的协作传输协议,式(30)中取系数 $A=2$

$-\alpha P_e^{\text{SD}} - \beta(P_e^{\text{SR}} + P_e^{\text{RD}})$ (这里 α 、 β 的取值根据各链路信道条件的不同取不同的值, α 与 β 的解析表达式有待进一步研究),可以看出,仿真结果与数值结果基本吻合,但有一定偏差,主要是因为 A 的取值可能有一定的偏差.

从图中还可以看出,在各链路的丢包率很小的时

候(P_e 大约小于 0.2 时), 直接传输协议和中继译码转发的协作协议性能几乎一样, 传输时延小于基于分布式喷泉码的协作传输协议. 主要是因为丢包率很小时, 在基于分布式喷泉码的协作传输协议中目的节点分别从直接链路和中继协作链路接收到的数据包重复率较高, 因此获得的增益较小. 当各链路的丢包率较大时, 基于分布式喷泉码的协作传输协议的性能最优, 中继译码转发的协作协议次之, 直接传输协议性能最差. 而且, 随着各链路丢包率的增大, 基于分布式喷泉码的协作传输协议优势越明显. 另外, 信源-中继链路对系统性能的影响较大, 当信源-中继链路的丢包率相对较小时, 系统性能越好.

6 结论

在无线网络中, 当发送端对信道状态未知的情况下, 采用喷泉码能够自适应的实现码率与时变信道容量的匹配, 从而实现高效可靠的通信. 喷泉码的特点和优异的性能使得它非常适合于无线中继网络中的协作通信. 为了在中继协作传输的两个链路都采用数字喷泉码从而保持通信可靠性的同时减少计算复杂度和延迟, 本文将分布式数字喷泉码应用于协作通信系统, 给出了适用于三端协作通信系统的分布式两层编码度分布函数的设计, 分析了信源所需的传输次数和系统的传输时延, 并与基于数字喷泉码的直接传输方案和基于数字喷泉码的中继译码转发协作方案进行了比较. 分析的结果表明, 当各链路的丢包率较大时采用分布式数字喷泉码的协作传输方案所需的传输延迟最小. 而且, 随着系统丢包率的增加, 采用分布式数字喷泉码的协作方案优势越明显. 本文以三点式单天线系统为模型, 但提出的方案结合中继选择策略同样适用于多个单天线中继协作转发的两跳系统^[18]或结合空时编码用于三点式多天线系统模型^[19].

参考文献

- [1] J N Laneman, D N C Tse, G W Wornell. Cooperative diversity in wireless networks: efficient protocols and outage behavior [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2004, 50(12): 3062 – 3080.
- [2] J N Laneman, G W Wornell. Distributed space-time coded protocols for exploiting cooperative diversity in wireless networks [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2003, 49(10): 2415 – 2425.
- [3] T E Hunter, S Sanayei, A Nosratinia. Outage analysis of coded cooperation [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006, 52(10): 375 – 391.
- [4] Z Yi, R Adve, L Teng Joon. Outage probability at arbitrary SNR with cooperative diversity [J]. *IEEE Communications Letters*, 2005, 9(8): 700 – 702.
- [5] W P Siriwongpairat, A K Sadek, K J Ray Liu. Cooperative communications protocol for multiuser OFDM networks [J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2008, 7(7): 2430 – 2435.
- [6] J W Byers, M Luby, M Mitzenmacher. A digital fountain approach to reliable distribution of bulk data [A]. *Proceedings of SIGCOMM'98 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communication* [C]. Vancouver, Canada: ACM, 1998. 56 – 67.
- [7] J Castura, Y Mao. Rateless coding for wireless relay channels [J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, 6(5): 1638 – 1642.
- [8] A F Molisch, N B Mehta, J S Yedidia, et al. Performance of fountain codes in collaborative relay networks [J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, 6(11): 4108 – 4119.
- [9] X Liu, T J Lim. Fountain codes over fading relay channels [J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2009, 8(6): 3278 – 3287.
- [10] 雷维嘉, 谢显中, 李广军. 采用数字喷泉码的无线协作中继方案及其性能分析 [J]. *电子学报*, 2010, 38(1): 228 – 233.
Lei Wei-jia, Xie Xian-zhong, Li Guang-jun. The scheme and performance of wireless cooperative relay system using digital fountain codes [J]. *Acta Electronica Sinica*, 2010, 38(1): 228 – 233. (in Chinese)
- [11] P Pakzad, C Fragouli, A Shokrollahi. Coding schemes for line networks [A]. *Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory* [C]. Adelaide, Australia: IEEE Press, 2005. 1853 – 1857.
- [12] R Gummadi, R S Sreenivas. Relaying a fountain code across multiple nodes [A]. *Proceedings of Information Theory Workshop (ITW)* [C]. Porto, Portugal: IEEE Press, 2008. 149 – 153.
- [13] A Tarable, I Chatzigeorgiou, I J Wassell. Randomly select and forward: Erasure probability analysis of a probabilistic relay channel model [A]. *Proceedings of Information Theory Workshop (ITW)* [C]. Taormina, Italy: IEEE Press, 2009. 41 – 45.
- [14] H Wicaksana, S Ting, Y Guan. Spectral efficient half duplex relaying for fountain code with wireless network coding [A]. *Proceedings of IEEE International Conference on Communications Workshops* [C]. Beijing, China: IEEE Press, 2008. 295 – 299.
- [15] Rui Cao, Liuqing Yang. Decomposed LT codes for cooperative relay communications [J]. *IEEE Journal on selected areas in communications*, 2012, 30(2): 407 – 414.
- [16] D Sejdinovic, R J Piechocki, A Doufexi. AND-OR tree analysis of distributed LT codes [A]. *Proceedings of IEEE Information Theory Workshop on Networking and Info Theory (ITW)*

- [C]. Volos, Greece: IEEE Press, 2009. 261 – 265.
- [17] M Luby. LT codes [A]. Proceedings of IEEE Foundations of Computer Science (FOCS) [C]. Vancouver, Canada: IEEE Press, 2002. 271 – 280.
- [18] Chunguo Li, Xiang Wang, Luxi Yang, Wei-Ping Zhu. A joint source and relay power allocation scheme for a class of MIMO relay systems [J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2009, 57(12): 4852 – 4860.
- [19] Chunguo Li, Luxi Yang, Yuhui Shi. An asymptotically optimal cooperative relay scheme for two-way relaying protocol [J]. IEEE Signal Processing Letters, 2010, 17(2): 145 – 148.

作者简介



祝开艳 女. 1980年12月出生, 湖北荆州人. 2002年和2005年在吉林大学获工学学士、工学硕士学位. 其后在大连海洋大学信息工程学院工作. 现为大连理工大学博士研究生, 从事协作通信、喷泉码技术、网络编码等方面的研究.

E-mail: zkycat@126.com



王洪玉 男. 1968年6月出生, 吉林长春人. 教授、博士生导师、中国电子学会高级会员、IEEE会员. 1990年、1993年和1997年分别在吉林工业大学、中国科学院长春光机所和天津大学获工学学士、工学硕士和工学博士学位. 现为大连理工大学教授, 主要从事移动通信技术、无线网络技术等方面的研究工作.