

基于网络编码的无线自组织网数据分发机制

黄 辰,王芙蓉,戴 彬,杨 军,张 波

(华中科技大学电子与信息工程系,湖北武汉 430074)

摘 要: 无线自组织网络中,移动台能量有限,为了延长生存期,需要减少中间节点之间的数据包交换次数,本文提出一种基于网络编码的数据分发机制 CRNC,同基于泛洪的传统数据分发机制相比,CRNC 在大幅度减少传输次数的同时,只增加了少量时延.理论分析及仿真试验,证明了采用网络编码的 CRNC 可以在传输时延和能量消耗上取得更好的均衡.

关键词: 无线自组织网络;时延;网络编码

中图分类号: TP301 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2010) 08-1852-06

Network Coding Based Data Dissemination in Wireless Ad Hoc Network

HUANG Chen, WANG Fu-rong, DAI Bin, YANG Jun, ZHANG Bo

(Department of Electronic and Information Engineering, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan, Hubei 430074)

Abstract: Mobile stations in wireless Ad hoc network usually have limited energy and may prefer fewer transmissions for longer lifetime. We propose CRNC, an efficient data distribution mechanism based on network coding, that reduces data transmissions significantly, while increasing data transmission delay only slightly as compared to the protocol based on flooding. With extensive theoretical analysis and simulations, we show that CRNC based on network coding achieves a better tradeoff between resource usage and protocol performance.

Key words: Ad hoc network; network coding; delay

1 引言

随机线性网络编码算法遵循的思想是,一旦收集到一定数量的数据包,网络中所有的中间节点都会抓住一切机会执行线性编码操作.这种近乎贪婪的编码思想虽然可以最大限度地提高数据的耦合度,保证采用了网络编码后的数据分发时延可以接近泛洪路由(Flooding Routing)的时延性能,但同时也会在中间节点之间产生大量编码数据包的交换,占用了过多的信道带宽且容易导致网络拥塞^[1,2],在网络拓扑未知的时候更是如此.中间节点由于频繁地执行线性编码操作,自身能量下降较快,从而影响了网络的生存期.基于传统网络编码的上述缺陷,在系统能量受限的环境下,要降低网络编码算法能量开销,需要分析网络编码操作中存在的冗余性,在不影响信宿解码成功率的前提下,限制中间节点不必要的编码操作,从而减少编码数据包的交换次数,尤其在节点能量较低的网络(传感器类的网络)中可以大幅度减少能量消耗^[3,4].此外传统网络编码的时延低,吞吐率高,主要原因是网络中入度高的节点可以将

接收到的多个数据包通过一个编码数据包一次性发送出去.但是对于这些入度高的节点,除了一般的转发,还要频繁执行编码操作,导致这些高入度节点的能量下降极快,因此还要限制高入度节点参与网络编码的次数.

本文中我们提出基于受限网络编码的无线自组织网络数据分发机制 CRNC(Constrained Routing based on Network Coding),要求在保证在不明显降低网络吞吐率的同时,取得接近传统贪婪式网络编码的低时延性能.所以,如何在限制网络编码的资源消耗,和维持网络编码的高性能增益之间取得均衡是本文重点研究的问题.

2 网络基本模型

2.1 节点相遇模型

构建关于动态无线自组网络的时延模型,首先要获取节点间相遇时间期望.针对无线自组织网络所处的恶劣应用环境,本文采用的节点间的基本通信模型如下:设节点数量为 N ,整个网络拓扑处于动态变化中.节点的传输范围有限,相对于整个分布区域,节点的分布较为稀疏.节点需要移动到相互传输范围之内才能进行通信.

根据从实际应用中采集到的大量无线自组网终端的轨迹数据^[5],同一对节点的相遇时间 ICT(Inter Contact Time)的分布满足幂率分布,相对于传统的节点相遇时间服从指数分布的假设,幂率分布可以更好地描述实际无线自组网中移动台的运动特征.幂率分布的矩为

$$\langle ICT^m \rangle = \int_{\tau_{Cmin}}^{\infty} ICT^m p(x) dx = \frac{\alpha - 1}{\alpha - 1 - m} ICT_{min}^m \quad (1)$$

当 m 取 1 时, $\langle ICT \rangle$ 就是 ICT 的期望,即

$$E(ICT) = \frac{\alpha - 1}{\alpha - 2} ICT_{min} = \eta \quad (2)$$

在本文的仿真实验中,将根据真实数据^[5],取该幂率分布满足的粒度 ICT_{min} 为 120s, α 的取值为 $\bar{\alpha} = \ln(2)/[\ln(m) - \ln(120)]$. 在半数的统计数据中处于区间 $[0.2, 0.4]$ 之内, α 可以取值为 0.3.

在获得同一对节点相遇时间的期望 $E(ICT)$ 之后,可以进一步得到对时延分析更为有用的任意两个节点相遇的时间期望 $E(T_{slot})$. 在时间区间 Δp 中,同一对节点 A 和 B 的相遇次数为 $\Delta p / \eta$,则在时间区间 Δp 中,节点 A 与网络其它节点的总相遇次数为 $(\Delta p \cdot N) / \eta$ ($N \geq 1$). 任意节点相遇的时间 T_{slot} 的期望如式(3),记为 μ .

$$E(T_{slot}) = \Delta p \left(\frac{\Delta p}{\eta} * N \right) = \frac{\eta}{N} = \mu \quad (3)$$

2.2 受限编码模型

目前已有研究将数据包在网络中的随机转发过程类比为传染病的传播^[6],在需要指出的是,传统的传染病模型的研究,主要关注的是病毒传染链长度的变化,对于病毒载体(中间节点)在病毒传播中的重要程度的区别,则相对关注较少.但是如果将传染病模型和现实网络相结合,由于实际网络中节点的通信状况、自身状态以及在网络中所处位置存在差异,那种对所有中间节点一视同仁的分析方法将不再适用,即便是对于无线自组织网络这样的全分布式网络.本文提出的受限编码模型,不仅包括对于病毒(原始编码数据信息)传播程度的分析,还包括如何判断哪些节点在病毒传播过程中可能起到关键作用,以及如何调整这些节点的编码策略等.

3 基于受限编码模型的数据分发机制 CRNC

3.1 CRNC 算法的基本思想

CRNC 算法的基本思想可以归纳为:在尽可能不影响解码成功率、网络吞吐率和传输时延的前提下,限定信源生成的原始编码数据信息的复制次数,以及减少中间节点参与网络编码的次数.在网络编码中,可能对解码成功率、网络吞吐率和传输时延产生影响的因素中,除开网络信道状态以及节点运算能力等,关键就是

中间节点在网络中所处的位置.具有网络编码能力的节点,能够将接收到的多路数据合成为一个编码数据包一次性发送出去,从而提高了链路的利用率和网络的吞吐率.可见,如果中间节点的入度越高,其出度链路成为多棵多播树的交集的可能性就越大,在具有高入度特征的中间节点上执行网络编码对吞吐率的提示也更为明显,但是这样的节点由于承担的编码任务量也明显高于普通的低入度节点,其能量的消耗也相应越高. CRNC 机制的目的之一,就是通过分析网络中处于通信“热点”位置的中间节点,对这些中间节点的编码策略进行调整,将它们的编码任务按照一定规则分发给邻居节点,避免这些“热点”的能量下降过快.

需要指出的是,网络“热点”的分析在无线和有线网络中存在区别,有线网络中“热点”相对固定,而在无线自组织网络这样节点动态性较强的网络,随着节点的移动以及加入退出,“热点”也在时刻发生转移,因此对于节点的编码状态的描述也需要具有自适应性.

3.2 节点的编码状态描述

(1) 受感染的中间节点数量 反映网络能耗性能的就是网络中传输的编码数据包的数量,由于信源生成的各种原始编码数据包信息在网络中的复制过程是独立的,因此感染了任何一种原始编码数据包信息的中间节点比例,就可以成为衡量网络平均能量消耗的性能指标.设 $Mi(p)$ 为 p 时刻,网络中携带有原始编码索引 ID 为 i (病毒 i) 的中间节点的数目,即受感染的节点的数目.中间节点可以通过迭代进行网络编码操作拥有多个编码索引 ID,即同时感染多种病毒,但每种病毒的传染过程是相互独立的.根据病毒的传播速度,与被该种病毒感染的中间节点占全网节点的比例相关这一思想,可设 $Mi(p)$ 满足式(4)

$$\frac{d}{dp} Mi(p) = S_i(p) \cdot \theta \cdot F \left[\frac{Mi(p)}{N} \right] \quad (4)$$

其中 $F[\cdot]$ 为关于 $Mi(p)/N$ 的函数, $(1 - \theta)$ 为链路的平均丢包概率, $S_i(p)$ 为时刻 p 针对原始编码数据信息 i (病毒 i) 的流量控制策略的一个量化值,这是根据实际应用的需要,当病毒 i 感染网络中的中间节点比例增长到一定程度时就需要对其增长速度进行限制.在分布式无线自组织网络中,对编码数据包流量的控制策略由中间节点自身做出,流量控制策略分为对总网络流量的控制,以及针对某一种原始编码数据包信息传播的控制,在下面的最佳流量控制策略中会进行详细分析.

CRNC 机制对于网络编码的限制包括对于原始编码数据包信息的复制次数和中间节点参与网络编码的数量这两个方面,表现在式中,就是原始编码数据包信息在全网中的复制次数的变化要体现在 $F[\cdot]$ 函数的

设计中;以及各个节点可以根据自身在网络中所处地位的变迁相应地调整流量控制策略 $S_i(p)$. 因此下面将主要讨论函数 $F[\cdot]$ 以及最优流量控制策略 $S_i(p)$ 的设置.

定理 1 随着网络节点数 N 的增长,在时刻 p , 感染病毒 i 的中间节点数目 $M_i(p)$ 会收敛为常微分方程式(5)的解,其中 $E(T_{\text{slot}})$ 是网络中任意两个节点相遇的时间期望.

$$\frac{d}{dp}X(p) = \frac{2N}{N+1} \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} \cdot S_i(p) \cdot \theta \cdot \frac{X(p)}{N} \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right] \quad (5)$$

证明 在马尔科夫链模型中,随着网络节点数目 N 的增长,携带有信源生成的原始编码数据包的中间节点占全网节点数量的比例 $Y(p)$ 会收敛为常微分方程式(6)的解

$$\frac{d}{dp}Y(p) = \frac{N}{E(T_{\text{slot}})} Y(p) [1 - Y(p)] \quad (6)$$

对式(6)两边同乘以 N , 加上链路丢包率以及流量控制策略等 CRNC 机制特有的限制条件, 即得式(7)

$$\frac{d}{dp}X(p) = \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} S_i(p) \cdot \theta \cdot X(p) \cdot [N - X(p)] \quad (7)$$

根据式(4)的要求,式(7)的右端需要化为关于 $X(p)/N$ 的函数,并关于网络中编码数据包的最大交换次数 $\frac{N(N+1)}{2}$ 作归一化运算,可以得到

$$\begin{aligned} \frac{d}{dp}X(p) &= N^2 \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} S_i(p) \cdot \theta \cdot \frac{X(p)}{N} \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right] \\ \Rightarrow \frac{d}{dp}X(p) &= \frac{N^2 \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} S_i(p) \cdot \theta \cdot \frac{X(p)}{N} \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right]}{\frac{N(N+1)}{2}} \\ \Rightarrow \frac{d}{dp}X(p) &= \frac{2N}{N+1} \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} \cdot S_i(p) \cdot \theta \cdot \frac{X(p)}{N} \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right] \end{aligned} \quad (8)$$

作归一化处理是为了保证受感染节点的增长速度只会是 $M_i(p)/N$ 的函数. 在传染病模型中,由于每种病毒的传染过程是相互独立的,因此式(8)适用于任何原始编码数据包信息的传播过程,可以将 $X(p)$ 替换为 $M_i(p)$. 得证.

定理 1 反映了在不限制复制次数的情况下,网络中原始编码数据包信息的复制次数与时刻 p 的关系,如果时间足够长,网络中所有节点都将会感染上某个原始编码数据包的信息. 而在 CRNC 机制的受限编码模型中,在达到最大复制次数 Y_{max} 之后,网络中感染上某个原始编码数据包的信息的中间节点数量将不再变化,由此提出了定理 2.

定理 2 在受限编码模型中,在时刻 p , 随着 N 的

增长,受感染节点的数目 $M_i(p)$ 收敛为常微分方程式的解,其中 Y_{max} 为允许原始编码数据包的信息在网络中的最大复制次数, Y_{net} 为网络中全部 N 个节点都感染某个原始编码数据包的信息所需的最少复制次数, Y_{net} 为定值,与网络规模有关.

$$\frac{d}{dp}X(p) = \frac{2N}{N+1} \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} S_i(p) \cdot \theta \cdot \left[\frac{Y_{\text{max}}X(p)}{Y_{\text{net}}N} \right] \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right] \quad (9)$$

证明 在传染病模型中,如果只允许数据包在网络中最多传播两次,即充当病源的只有信源,中间节点即便被感染也不会再感染其它节点,只会将数据包转发给目的节点,因此编码数据包的传播速率(感染速率)同网络中尚处于健康状态的节点的比例 $[N - X(p)]/N = 1 - X(p)/N$ 成正比的,式(5)将退化为

$$\frac{d}{dp}X(p) = \frac{2N}{N+1} \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} \cdot S_i(p) \cdot \theta \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right] \quad (10)$$

设网络是无环的,且所有节点符合相同的运动状态,则可以在最少 $Y_{\text{net}} = \lceil \log_2 N \rceil$ 次交换过程所需的时间中实现感染网络中所有 N 个节点,即 $\lim_{Y_{\text{max}} \rightarrow Y_{\text{net}}} X(p) = N$. 通过调整 Y_{max} 可以取得在传输时延和传输次数上的均衡,因此对比式(5)和式(10),易得关于 $M_i(p)$ 的受限编码模型可以近似表示为

$$\frac{d}{dp}X(p) = \frac{2N}{N+1} \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} S_i(p) \cdot \theta \cdot \left[\frac{Y_{\text{max}}X(p)}{Y_{\text{net}}N} \right] \cdot \left[1 - \frac{X(p)}{N}\right]$$

(2) 编码数据包传输时延的概率分布函数 假设 CRNC 机制设置的有限域大小可以保证信宿收到任意 K 个编码数据包即可以解码,则 CRNC 机制的信宿解码时延主要来自于 K 个编码数据包的传输时延,因此首先需要确定传输时延的概率分布函数 $P_A(p)$, 该概率分布函数与节点的运动特征以及感染了原始编码数据包信息的中间节点的比例这两个因素有关. 定理 2 指出随着网络节点数 N 的增长,在时刻 p , 受感染节点的数目 $M_i(p)$ 会收敛为常微分方程式(9)的解,同理 $P_A(p)$ 也收敛于常微分方程式(11)的解

$$\frac{d}{dp}P_A(p) = [1 - P_A(p)] \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} \cdot \frac{M_i(p)}{N} \quad (11)$$

(3) 编码数据包传输时延 结合定理 2 和式(11),联立求解 $M_i(p)$ 和 $P_A(p)$ 的闭合表达式:

$$\begin{cases} \frac{d}{dp}M_i(p) = \frac{2N}{N+1} \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} S_i(p) \cdot \theta \cdot \left[\frac{Y_{\text{max}}M_i(p)}{Y_{\text{net}}N} \right] \cdot \left[1 - \frac{M_i(p)}{N}\right] \\ \frac{d}{dp}P_A(p) = [1 - P_A(p)] \cdot \frac{1}{E(T_{\text{slot}})} \cdot \frac{M_i(p)}{N} \end{cases}$$

将初始条件设为 $M_i(0) = 1, P_A(0) = 0$, 可得

$$\begin{cases} M_i(p) = \frac{N}{1 + (N-1)e^{-\frac{2S_i(p)\theta}{(N+1)E(T_{\text{slot}})} \cdot \frac{Y_{\text{max}}}{Y_{\text{net}}}} p} \\ P_A(p) = 1 - \left(\frac{N}{N-1 + e^{\frac{2S_i(p)\theta}{(N+1)E(T_{\text{slot}})} \cdot \frac{Y_{\text{max}}}{Y_{\text{net}}}} p} \right)^{\frac{N+1}{2S_i(p)\theta} \cdot \frac{Y_{\text{net}}}{Y_{\text{max}}}} \end{cases} \quad (12)$$

设信宿接收到单个编码数据包的时延为 T_R , 可以估计出 T_R 的上界为

$$\begin{aligned} E(T_R) &= \int_0^{\infty} [1 - P_A(p)] dp \\ &= \int_0^{\infty} \left(\frac{N}{N-1 + e^{\frac{2S_i(p)\theta}{(N+1)E(T_{\text{slot}})} \cdot \frac{Y_{\text{max}}}{Y_{\text{net}}}} p} \right)^{\frac{N+1}{2S_i(p)\theta} \cdot \frac{Y_{\text{net}}}{Y_{\text{max}}}} dp \\ \Rightarrow E(T_R) &\leq \frac{\ln(N)}{\frac{1}{N \cdot E(T_{\text{slot}})} \cdot \frac{2S_i(p)\theta}{N+1} \cdot \frac{Y_{\text{max}}}{Y_{\text{net}}} \cdot (N-1)} \quad (13) \end{aligned}$$

3.3 最优流量控制策略

(1) 中间节点参与网络编码的限制 CRNC 机制的基本思想中,除了上述对于原始编码数据信息的复制次数进行控制之外,还有就是根据中间节点在网络传输中所处的地位,调整其参与网络编码活动的次数.中间节点在网络传输中所处的地位与该节点的入度与出度有关,定义出入度的比值为 ψ ,如式(14)

$$\psi = \frac{d_{\text{in}}}{d_{\text{out}}} \quad (14)$$

其中 d_{in} 为入度, d_{out} 为出度. ψ 值大 ($\psi > 1$) 的中间节点称为核心节点,是网络中的传输枢纽; ψ 值小的中间节点称为普通节点,在网络中可以更好地起到分流的作用.在数据传输的初期,两类中间节点均可以参与网络编码,而当数据传输量增长到一定程度时,核心节点将减少或者停止网络编码操作,只是承担普通的数据转发任务,而普通节点将分担核心节点的编码任务,继续执行网络编码操作.核心节点和普通节点的角色在动态无线网络中,根据自身 ψ 值的变化也在时刻发生转换.在编码数据包的交换过程中,作为核心节点的中间节点如果停止了网络编码操作,则其维护的编码信息索引表也不会发生任何变化.成为核心节点的中间节点在执行最佳流量控制策略之前会先检验自身 ψ 值是否超过一个设定的临界值.

(2) 最优流量控制策略 信宿在收到任意 K 个编码数据包才能以高成功率解码,而每个编码数据包在传输过程中是相互独立的,因此信宿解码在时刻 p 的解码成功率 $P_M(p)$ 为:

$$P_M(p) = \prod_{i=1}^K P_A(p) = \prod_{i=1}^K J[S_i(p)]$$

其中 $J[S_i(p)]$ 是关于 $S_i(p)$ 的函数.最优流量控制策略

的目标是通过对总网络流量,以及某一种原始编码数据包信息复制速度的调整,实现信宿解码成功率的最大化,从而给出以下定理.

定理 3 假设对所有原始编码数据包信息传播的流量控制策略的量化值之和为定值 S , 即 $\sum_{i=1}^K S_i(p) = S$, 将解码成功率的最大化问题转化为如下的优化问题:

$$\begin{aligned} \text{object:} & \quad \max P_M(p) \\ \text{subject to:} & \quad \sum_{i=1}^K S_i(p) = S \\ & \quad i > 0 \quad \text{for } i = 1, \dots, K \end{aligned}$$

当且仅当 $S_1(p) = S_2(p) = \dots = S_K(p) = \frac{S}{K \cdot \sqrt{\psi_i}}$, $P_M(p)$ 取得最大值.

证明 对 $P_M(p) = \prod_{i=1}^K P_A(p)$ 两侧取对数不改变该式的最优解,由于 $\log[P_A(p)]$ 是凹函数,从而有

$$\begin{aligned} \frac{\max \log[P_M(p)]}{K} &= \max \left\{ \frac{1}{K} \sum_{i=1}^K \log[P_A(p)] \right\} \\ &\leq \log J \left[\frac{1}{K} \sum_{i=1}^K S_i(p) \right] = \log J \left(\frac{S}{K} \right) \end{aligned}$$

当且仅当 $S_1(p) = S_2(p) = \dots = S_K(p) = \frac{S}{K}$ 时, $P_M(p)$ 取得最大值.结合上述关于中间节点参与网络编码的限制,中间节点需要根据自身出入度的比值 ψ_i 为对最优流量控制策略进行一定的修正,从而在 CRNC 机制中,中间节点实际执行流量控制策略按照的是 $S_1(p) = S_2(p) = \dots = S_K(p) = \frac{S}{K \cdot \sqrt{\psi_i}}$. 得证.

定理 3 给出了中间节点制订流量控制策略的原则,就是尽量使得中间节点维护的编码信息索引表上,各个原始编码数据包的复制计数器的数值趋于相同.在检测到某个原始编码数据包的复制计数器数值明显高于该中间节点维护的其它原始编码数据包时,就不会增加该原始编码数据包的复制计数器数值.

(3) 最优流量控制策略下的信宿解码时延 编码数据包在网络中是独立传输的,因此信宿收到 K 个编码数据包的时延不是是单个编码数据包传输时延的简单叠加.以下定理给出了信宿解码的时延期望:

定理 4 设信宿接收到编码数据包的时延概率满足独立同分布, T_R 为单个数据包发送到信宿的期望时延,则信宿收到 K 个编码数据包的时延期望满足:

$$E_k(T_R) = E(T_R) \sum_{i=1}^K \frac{1}{i}$$

证明 式(12)的时延概率分布函数可以近似用指数分布代替:

$$P_A(p) = 1 - \left(\frac{N}{N-1 + e^{(N+1) \cdot E(T_{slot})} \cdot \frac{Y_{net}}{Y_{max} p}} \right)^{\frac{N+1}{2S_i(p)\theta} \cdot \frac{Y_{net}}{Y_{max} p}}$$

$$\approx 1 - \left(\frac{1}{e^{(N+1) \cdot E(T_{slot})} \cdot \frac{Y_{net}}{Y_{max} p}} \right)^{\frac{Y_{net}}{Y_{max}}} = 1 - e^{-\frac{2S_i(p)\theta}{(N+1) \cdot E(T_{slot})} p}$$

满足独立同分布的 K 个数据包的发送时延概率密度分布属于次序统计量^[7], 次序统计量中最大的成员 x_n 的概率密度分布为

$$g(x_n) = n [F(x_n)]^{n-1} P(x_n)$$

按照指数分布的特征有 $P(x_n) = \lambda e^{-\lambda x}$, $F(x) = 1 - e^{-\lambda x}$, $x \geq 0$. 设 $g(x_n)$ 的期望为 $E(x)$

$$E(x) = \int_0^{+\infty} xg(x_n)dx = n\lambda \int_0^{+\infty} x [1 - e^{-\lambda x}]^{n-1} e^{-\lambda x} dx$$

$$= n\lambda \sum_{k=0}^{n-1} (-1)^k C_{n-1}^k \int_0^{+\infty} x e^{-\lambda(k+1)x} dx$$

$$= \frac{1}{\lambda} \sum_{k=1}^n C_n^k \frac{1}{k} (-1)^{k-1}$$

$$= \frac{1}{\lambda} \int_0^1 \sum_{k=1}^n C_n^k (-x)^{k-1} dx$$

$$= \frac{1}{\lambda} \int_0^1 \frac{1}{x} [1 - (1-x)^n] dx$$

$$= \frac{1}{\lambda} \sum_{k=1}^n \frac{1}{k} (1-x)^k \Big|_0^1$$

$$= \frac{1}{\lambda} \sum_{k=1}^n \frac{1}{k}$$

其中 $\frac{1}{\lambda}$ 为指数分布 $P(x_n)$ 的期望, 可以用 $E(T_R)$ 替代.

得证.

结合定理 3 提出的最优流量控制策略, 定理 4 以及式(13), 得最优流量控制策略的信宿解码时延上界为

$$E_K(T_R) \leq \frac{\ln(N)}{\frac{1}{N \cdot E(T_{slot}) K(N+1) \sqrt{\psi_i}} \frac{Y_{max}(N-1)}{Y_{net}}} \sum_{i=1}^K \frac{1}{i}$$

4 仿真及相关分析

本节主要针对三种数据分发机制进行性能仿真, 包括: 基于网络编码的受限传染病数据分发机制 CRNC, 基于网络编码的数据分发机制 COPE^[8] 以及不受限制的传染病数据分发机制 ER(Epidemic Routing)^[9].

(1) 中间节点平均数据包交换次数比较 图 1 给出了不同的最大复制次数限制下, 三种机制的中间节点平均数据包交换次数. COPE 机制和 ER 机制由于复制次数不受限制, 中间节点的平均数据包交换次数不会发生变化. 在最大复制次数值较低的时候, CRNC 机制的中间节点的平均数据包交换次数远低于 ER 机制和 COPE 机制, 因此中间节点的能量消耗低; 随着最大复制次数值的限制趋近于感染全网所需的最低复制

次数 Y_{net} , CRNC 机制的平均数据包交换次数也随之逐渐上升, 且趋近于 COPE 机制.

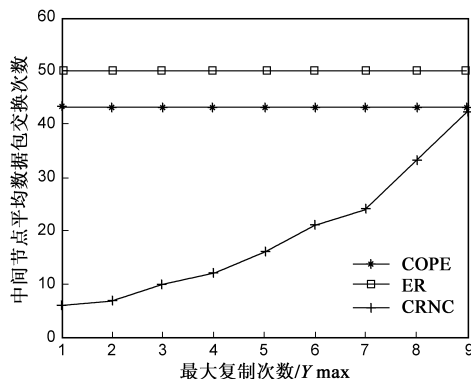


图1 最大复制次数与平均数据包交换次数的关系

图 2 给出了负责转发的中间节点数目同平均数据包交换次数的关系, 将最大复制次数值设置为 6. COPE 机制和 ER 机制由于是基于泛洪传输方式, 中间节点数目的增加并不能降低节点的平均数据包交换次数, 使其仍然保持在较高水平. 而 COPE 机制随着中间节点数量的上升, 中间节点之间的平均交换次数呈指数型下降趋势, 中间节点数量越多, CRNC 机制在能耗上的优势就越明显.

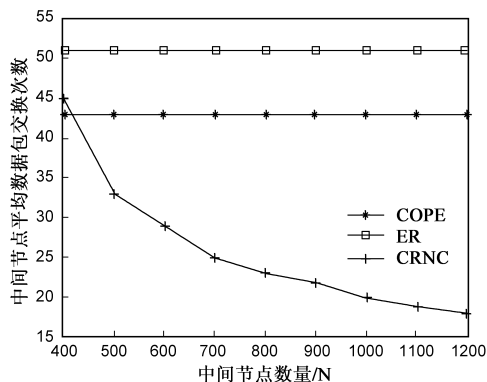


图2 中间节点数量与平均数据包复制次数的关系

(2) 传输时延比较 如图 3 所示, 最大复制次数值趋近于感染全网所需的最低复制次数 Y_{net} 时, CRNC 机制的传输时延将逐渐下降, 趋近于 COPE 机制. 同图 1 相比较, 在最大复制次数值较低的时候, 相比起 COPE 机制, CRNC 机制大幅度减少了中间节点的平均数据包交换次数, 而付出的传输时延的代价相对较低.

以上仿真可以说明, 如果假设传输带宽、节点缓存以及节点计算能力等网络资源足够充裕, 基于网络编码的 CRNC 机制同基于泛洪复制的 ER 机制和 COPE 机制相比, 在传输时延上会略有增加. 仿真的目的是模拟实际应用中传输带宽有限的情况下, CRNC 机制可以通过付出较低的传输时延代价, 换取大幅减少信宿接收完整信源信息所需的总传输次数, 即总能量开销.

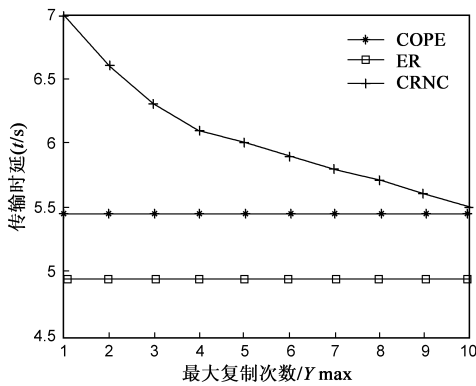


图3 最大复制次数与传输时延的关系

5 结论

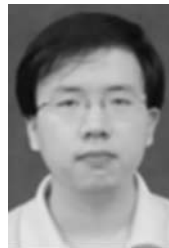
本文以在无线自组网中达到传输时延和网络资源消耗之间的均衡为目标,基于网络编码方式提出了一种高效数据传输机制 CRNC. CRNC 机制不仅通过网络编码将信源信息糅合在一起,减少了信宿对单份数据的依赖,还同时降低了传输过程中对中间节点的缓存要求.

参考文献:

- [1] Courses E, Surveys T. Routing strategy for minimizing the packet loss in disruptive tolerant networks[A]. In CISS 2008 [C]. New York: IEEE, 2008. 1167 – 1172.
- [2] 蒲保兴、杨路明、王伟平. 网络拓扑未知环境下确定性网络编码数据传输[J]. 电子学报, 2009, 10(10): 2119 – 2124. Pu Baoxing, et al. A deterministic data transmission approach with network coding under unknown network topology[J]. Acta Electronical Sinica, 2009, 10(10): 2119 – 2124. (in Chinese)
- [3] Jain S, Demmer M, Patra R, Fall K. Using redundancy to cope with failures in a delay tolerant network[A]. In Proceedings of the 2005 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications [C]. New York: ACM, 2005. 109 – 120.

- [4] 霍广城、王晓东. 移动传感网中一种基于 RSSI 的机会主义路由设计[J]. 电子学报, 2009, 37(3): 608 – 613. Huo Guangcheng, et al. An opportunistic routing for mobile wireless sensor networks based on RSSI[J]. Acta Electronical Sinica, 2009, 37(3): 608 – 613. (in Chinese)
- [5] Chaintreau A, Hui P, Crowcroft J, Diot C, et al. Impact of Human Mobility on Opportunistic Forwarding Algorithms [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing. 2007, 6(6): 606 – 620.
- [6] Small T, Haas Z. The shared wireless infostation model: a new ad hoc networking paradigm (or where there is a whale, there is a way) [A]. in: Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing [C]. New York: ACM, 2003. 233 – 244.
- [7] MacKay D. Information Theory, Inference, and Learning Algorithms [M]. University of Cambridge, Cambridge. 2003. 1 – 100.
- [8] Katti S, Rahul H, Hu W, Katabi D, et al. XORs in the air: Practical wireless network coding [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking. 2008, 16(3): 497 – 510.
- [9] Laneman J N, Tse D N C, Wornell G W. Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior. Information Theory [J]. IEEE Transactions on. 2004, 50(12): 3062 – 3080.

作者简介:



黄 辰 男, 1983 年, 湖北武汉人. 华中科技大学博士生, 主要研究方向为无线网络编码.
E-mail: szo094@gmail.com

戴 彬 男, 1977 年出生于湖北武汉. 华中科技大学讲师, 主要研究方向为无线网络编码.