

一种节点自分布最优 Ad Hoc 多播树及其应用

戴勇谦^{1,4}, 张明武², 祝胜林³, 朱同林⁴, 周 权⁵, 戴勇新⁶

(1. 华南农业大学公共基础课实验教学中心, 广东广州 510642; 2. 湖北工业大学计算机学院, 湖北武汉 430068;
3. 华南农业大学信息学院, 广东广州 510642; 4. 华南农业大学农业多媒体技术研究所, 广东广州 510642;
5. 广州大学数学与信息学院, 广东广州 510006; 6. 江西机电职业技术学院, 江西南昌 330013)

摘 要: 为无线单播模式设计的 RTS/CTS 信道握手机制不适用于多播模式, 导致 Ad hoc 多播树节点易与隐藏终端发生冲突. 通过提出 m 阶冲突域、节点在冲突域中的分布指标, 结合无线网多播数据通信机制分析树节点所在 m 阶冲突域的冲突概率, 进而得到节点自分布最优树的概念, 并将它融入多播树的适应函数的设计中, 淘汰不良树, 优化树节点在 m 阶冲突域中的分布, 在网络层形成一种预防机制, 可降低隐藏终端冲突概率; 应用于 MAODV 协议中, 提高了 MAODV 的端到端数据分组平均投递率, 这也能够为基于网的和混合式的其他类型 MANETs 多播路由协议的路由节点分布优化提供有价值的参考.

关键词: Ad Hoc; 隐藏终端; m 阶冲突域; 自分布最优树; 多播优化; CSMA

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2015)07-1449-08

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn> **DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2015.07.031

A Node-Self-Distribution Optimal Ad Hoc Multicast Tree and Its Application

DAI Yong-qian^{1,4}, ZHANG Ming-wu², ZHU Sheng-lin³, ZHU Tong-lin⁴, ZHOU Quan⁵, DAI Yong-xin⁶

(1. Center of Experimental Teaching for Common Basic Courses, South China Agricultural University, Guangzhou, Guangdong 510642, China;
2. School of Computer Sciences Hubei University of Technology, Wuhan, Hubei 430068, China;
3. School of Information, South China Agricultural University, Guangzhou, Guangdong 510642, China;
4. Agricultural Multimedia Technology Institute, South China Agricultural University, Guangzhou, Guangdong 510642, China;
5. School of Mathematics and Information Science, Guangzhou University, Guangzhou, Guangdong 510006, China;
6. Jiangxi Vocational College of Mechanical & Electrical Technology, Nanchang, Jiangxi 330013, China)

Abstract: RTS/CTS handshake mechanism is especially designed for Ad hoc unicast mode but not for multicast mode. This leads Multicast tree nodes prone to collide with hidden terminal (HT). The m -rank collision domain, the distribution of nodes in m -rank collision domain indicators and the concept of nodes-self-distribution optimal tree (NSDOT) are proposed while the collision probability of tree node in the m -rank collision domain is analyzed considering the wireless network data multicast communication mechanism. They are integrated into the design of the multicast tree fitness function to eliminate bad trees and optimize the distribution of tree nodes in the collision domain of rank m . A preventive mechanism in advance is formed at the network layer, which reduces the collision probability of HT. As an application in MAODV, the simulation results on NS2 show that NSDOT obviously and stably increases the average ratio of data packet delivery. These can also be a valuable reference for the routing node distribution optimization of the mesh-based, the hybrid and the other types MANETs routing protocols.

Key words: Ad hoc; hidden terminal; m -rank collision domain; nodes-self-distribution optimal tree; multicast routing optimization; carrier sense multiple access (CSMA)

1 引言

当前基于 IEEE 802.11 的 Ad hoc 网普遍采用 CSMA 接入技术并使用 RTS/CTS 信道握手机制来降低 HTP 发

生概率, 适用于单播模式, 不适用于广播或多播模式. 如图 1, 圆 R 代表在此范围内无干扰时任何节点能正确接收到信号, 即传播覆盖. A 、 B 、 C 是多播树上的部分节点, 其中 A 是发送节点, B 、 C 为接收节点, 如果直接用原来

单播的 RTS/CTS 机制, B 、 C 在收到 RTS 后等待相同的标准 SIFS 时间, 立刻发送应答 CTS, 并在 Time2 时 A 处冲突, 使得 A 无法发送. 文献[1]用 CDMA-over-TDMA 混合多址来解决多播时的 HTP, 却忽视“远-近”效应和异步信道等导致 Multiple Access Interference(MAI), 况且“采用扩频技术会受到需增加功率控制、同步和硬件复杂性等多方限制^[2]”, 文献[3]认为在部署实施方面 CSMA 较 CDMA 和 TDMA 有很大优势, 所以到目前 CDMA 接入技术在 Ad hoc 中并未得到广泛使用. 文献[4]采用较为普遍的 CSMA 技术, 试图在广播中加入 RTS/CTS 机制, 但因 CTS 的冲突, 却得到更差的效果, 所以 IEEE 802.11 标准在多播时没有建议使用 RTS/CTS 和 ACK 确认机制. HTP 归根结底和网络拓扑有直接关系, 如图 1 假如 B 、 C 发送数据, A 接收 B 的数据, 必须满足两个条件才可能发生 HTP^[5]: (a) $d_{BA} \leq d_{CA} \leq R$; (b) $R \leq d_{BC} \leq 2R$, 所以应结合网络层(多播树)来研究如何减少 MAC 冲突.

目前无线网络多播树优化研究集中在如何减少链路带宽的消耗、路径跳数、拥塞、延时以及 QoS 等方面. 文献[6]根据无线传播的特点, 从考虑节省带宽出发提出 MNTTs (Minimum Number of Transmission Trees), 对源到所有接收节点需传输次数和源到接收节点平均跳数进行数值计算. 文献[7]、[8]围绕 SPTs (Shortest Path Trees) 和 MNTTs 到底哪个更优进行了大量的仿真实验, 得出各种多播规模情况下网络路由性能(端到端分组投递率、平均端到端时延) SPTs 都要优于 MNTTs. 文献[9]在 MANETs (Mobile Ad hoc Networks) 中采用遗传算法对网络多播树的传统链路跳数代价进行数值优化.

以上文献研究的 SPTs、MNTTs 在某种意义上可以减少干扰和冲突, 但都没有直接研究多播时的干扰冲突问题. 文献[10]把一个节点的邻居节点数(或者所定义的干扰源数)定义为干扰值或者进一步考虑距离、活跃度、通信量等因素加权后的线性叠加, 得到该节点的干扰值, 然后对所考虑范围(比如一条源节点至目的节点的路径或者多播树)的节点求和, 这种做法符合直觉, 但不能准确反应其干扰程度. 文献[11]忽视了无线多播的 HTP 和没有确认、重传机制的特点而直接套用文献[12]的只适用于有确认和重传机制的单播的前提下推导出的公式来计算发送延时, 考虑欠妥, 公式应重

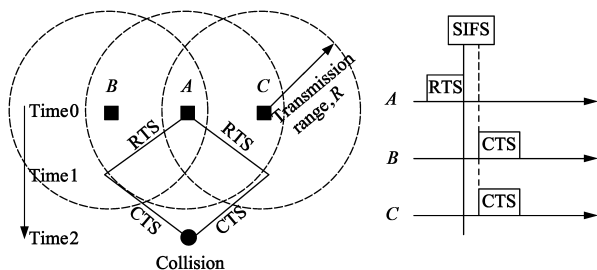


图1 RTS/CTS机制在多播模式中失效的示例

新推导. 总之目前研究无线多播树的文献有 3 个缺陷: (1) 忽视了多播时无 RTS/CTS 机制, 导致 HTP 冲突加重和多播无重传机制的因素; (2) 干扰模型不准确; (3) 没有考虑树节点自分布和 MAC 层冲突竞争的关系.

2 Ad hoc 多播树分析

常用的 Ad hoc 多播树指标有以树的顶点和链路边为基础的代价函数 $C_e(t)$ 和 $C_v(t)$ (参见文献[6]). 一般多播 DATA 信号量远超过多播控制信号, 所以只考虑节点本身以及各邻居的 DATA 之间在该节点的竞争、冲突碰撞, 所以只考虑 DATA 传播覆盖.

定义 1 m 阶竞争冲突域 (Z_m) m ($m \geq 1$) 个多播数据信号 DATA 传播覆盖所重叠的区域为 m 阶竞争冲突域 Z_m . 此区域邻居的 DATA 容易产生竞争、冲突碰撞.

显然从树节点 N 的观点看有两个指标影响多播效果: (1) Z_m 中的树节点 N 处的 DATA 之间的冲突碰撞概率 $P(N)$; (2) 受树节点 N 处冲突影响的下游树节点数 $I(N)$. 指标 $I(N)$ 只需遍历树便可获得, 但多跳环境下的复杂性使得 MAC 层冲突概率 $P(N)$ 的数学模型分析变得异常复杂, 在笔者所搜寻范围内绝大多数文献都是研究单播模式^[12~16], 文献[12]只适用于不存在 HTP 且完全对称的网络, 文献[13~15]考虑了存在 HTP 但所有节点对应的隐藏节点数和感知到的邻居节点数都一样的对称网络, 文献[14]的模型中只包含 3 或 4 个节点和两条数据流的, 文献[16]研究等距多跳 Ad hoc 单播直链. 如图 1, 最简单的情况若 B 、 C 发送, A 接收, 因隐藏节点 B 、 C 之间高度耦合而非常复杂, 即便是扩展至 2 个及以上隐藏节点都非常棘手且这些模型都只适合特定组态的网络^[14]. 本文研究的 Ad hoc 多播树是一般的网络, 应结合无线网多播数据通信机制的特性进行分析.

为便于分析讨论作如下等效: 以处于 Z_m 的树节点 $node$ 为观察者及需转发 DATA 的附近节点组成的等效地具有文献[12]所描述的具有固定的 n 个互相感知节点(没有 channel capture 和隐藏终端)组成的子 Ad hoc (记为子系统 $S(node)$) 为研究对象, 如图 2, (细线段为链路, 粗线段表示树链路, r_i 为多播成员节点, s 为源节点, 深色节点为隐藏节点). 另作理想模型假设: (1) 宏观上整个树中存在稳定的饱和数据流, 即每个子 Ad hoc ($S(node)$) 中的每个节点缓冲队列中总有 DATA 需要发

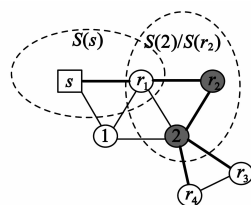


图2 三个等效子Ad hoc: $S(s)$ 、 $S(2)$ 、 $S(r_2)$, 其中 $S(2)=S(r_2)$

送;(2)不考虑各 $S(\text{node})$ 之间互相影响。

Ad hoc 普遍采用基于 CSMA/CA 协议的 DCF 随机接入机制,通常 DCF 机制使用指数退避方案,每当节点有数据要发送时,须等待信道空闲超过规定的 DIFS,此时还要进入一个在 $(0, W - 1)$ 范围内随机均匀选择的退避时间,在首次尝试发送时 $W = W_0 = C W_{\min}$,如没发送成功则重发时 W 加倍,直至 $C W_{\max}$,如果到达最大错误传输界限,则分组被丢弃。Ad hoc 子系统的响应函数原本包含两个参数 (τ, p) 的非线性系统,其中 τ 为任意 slottime 内节点平均发送概率, p 为冲突概率,两者是相互关联的,但因多播模式时, W 倒计时至 0 就发送数据包,不用确认包和重发包,那么现在可以分开来讨论,即 τ 与 p 无关,这样假设(2)得到很大程度的宽松,才有上面的不存在隐藏节点的等效,因此可用[13]简化的一维的 Markov 链 $\{b(t)\}$ 来描述网络节点的状态转换,其中 $b(t)$ 是节点退避计数器的取值的随机过程, $t, t + 1$ 表示两个连续的退避时间片(slot time)的开始。如图 3,其中非空单步转换概率规则是:

$$P\{k - 1|k\} = 1, P\{k|0\} = 1/W_0, k \in (0, W_0 - 1).$$

令 $b_k = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{b(t) = k\}$, $k \in (0, W_0 - 1)$ 表示该 Markov 链的稳态分布,由该链的状态转换规则可看出 $b_k = \frac{W_0 - k}{W_0} b_0$, $k \in (0, W_0 - 1)$. 由归一化条件可得:

$$1 = \sum_{k=0}^{W_0-1} b_k = \sum_{k=0}^{W_0-1} \frac{W_0 - k}{W_0} b_0$$

从而 $b_0 = \frac{2}{W_0 + 1}$.

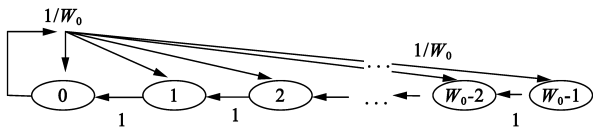


图3 表示网络节点状态转换的Markov链

因 W 倒计时至 0 就发送数据包不用确认和重发,所以 $\tau = \frac{2}{W_0 + 1}$,一旦参数 W_0 选定,所有发送 DATA 的节点都有固定的平均发包概率 τ ,是与 p 无关的定数。这对以下研究 MAC 层的碰撞冲突 $P(N)$ 带来了极大的方便。

从树的上游父节点发出的 DATA 信号传至下游子节点发生碰撞冲突概率 $P(N)$ 包含发送和接收两方面:

(1)上游父节点(如图 2 节点 s)接入信道时与本子系统 $S(s)$ 的等效节点竞争发生碰撞、冲突概率为 P_1 ,包含两个以上节点在同一个 slottime 内发送 DATA 造成的冲突,饱和情况下为

$$P_{1\text{饱}} = C_{n-1}^1 \tau \cdot \tau (1 - \tau)^{n-2} + C_{n-1}^2 \tau^3 (1 - \tau)^{n-3} + \dots \approx C_{n-1}^1 \tau^2 (1 - \tau)^{n-2}$$

显然,当 n 不很大,由三个(及以上)节点同时发送 DATA 的概率是相对小量,所以 $P_{1\text{饱}}$ 只取第一项。

$$P_{1\text{饱}} \approx C_{n-1}^1 \tau^2 (1 - \tau)^{n-2} \quad (1)$$

需要指出一般非饱和情况下,假设饱和发送速率为 2Mbits/s,平均每秒发 4 个包,每个包平均 5kbyte 字节,发送的占空比为: $P_s = \frac{5 \times 10^3 \times 8}{2 \times 10^6} \times 4 \approx 10^{-1}$,所以

$$P_1 \approx P_s^2 \cdot P_{1\text{饱}} \quad (2)$$

(2)上游父节点已经无冲突接入信道,下游子节点(如图 2 节点 r_1)接收 DATA 时发生 HTP 问题而引起冲突,冲突概率为 P_2 ,饱和情况下为 $P_{2\text{饱}}$,包含一个以上的隐藏节点同时引起冲突的概率。在整个接收 p payload 的时间里 T_{payload} 只要发生冲突,传输就失败。不失一般,考虑 $S(s)$ 的 T_{payload} 和 $S(r_2)$ 的 slottime 的平均值 $E(T_{\text{payload}})$ 和 $E(\text{slottime})$ 的关系,如图 4。

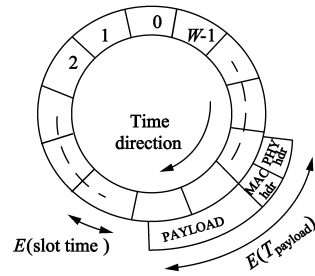


图4 互为隐藏节点所在子系统的 $E(\text{slottime})$ 和 $E(T_{\text{payload}})$ 之间的关系例子

$$P_{2\text{饱}} = (1 - P_{1\text{饱}}) \left\{ \sum_{\text{node}_1 \in \{N_h\}} \left[(1 - (1 - \tau)^{\gamma(\text{node}_1)}) \cdot \prod_{\text{node}_2 \in \{N_h\} - \{\text{node}_1\}} (1 - \tau)^{\gamma(\text{node}_2)} \right] + \sum_{\substack{\text{node}_1, \text{node}_2 \in \{N_h\} \\ \text{node}_1 \neq \text{node}_2}} \left[(1 - (1 - \tau)^{\gamma(\text{node}_1)}) \cdot (1 - (1 - \tau)^{\gamma(\text{node}_2)}) \cdot \prod_{\text{node}_3 \in \{N_h\} - \{\text{node}_1, \text{node}_2\}} (1 - \tau)^{\gamma(\text{node}_3)} \right] + \dots \right\} \quad (3)$$

其中, N_h 是隐藏节点, $\gamma(\cdot) = \frac{E(T_{\text{payload}})}{E(\text{slottime})}$, 因为 $E(\text{slottime}) = P_{tr} \cdot E(T_{\text{payload}}) + (1 - P_{tr}) \cdot \sigma$, σ 是 CSMA/CA 机制规定的最小 slottime, $P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n$ 为 node 所在的 $S(\text{node})$ 中任意 slottime 内至少有一个节点在传输 DATA 的概率。所以

$$\gamma(\cdot) = \frac{1}{1 - (1 - \tau)^n \cdot \left[1 - \frac{\sigma}{E(T_{\text{payload}})} \right]} \quad (4)$$

3 节点在冲突域中的分布指标设计

本节通过一般的网络节点密度和多播规模(等效节点

$n < 30$)和通常的数据业务流负载的情况来讨论 P_1 、 P_2 的数量关系,从而设计节点在冲突域中的分布指标.在 802.11 标准中不同的物理层技术有不同的参数,如表 1.

一般数据负载每个分组平均在几 kbyte 左右,假设发送速率为 2Mbits/s,平均每秒发 4 个包,每个分组包平均 5k 字节*,如果 MAC header = 272bits,PHY header = 128bits, $E(T_{\text{payload}}) = \frac{5 \times 10^3 \times 8 + 272 + 128}{2 \times 10^6} = 0.0202\text{s}$,将这些数据和表 1 数据分别代入式(4)可得到 γ 随 n 的变化图,如图 5.大多数情况下树节点都有上、下游节点,所以 $n \geq 3$.由图 5 可以看出在等效节点数 $n > 5$ 时 γ 变化不大,而且 τ 很小,所以把 γ 视为常数,式(3)可以简化为:

$$P_{2\text{饱}} = (1 - P_{1\text{饱}}) \cdot (C_{n_h}^1 \cdot (1 - (1 - \tau)^\gamma) \cdot (1 - \tau)^{\gamma \cdot (n_h - 1)} + C_{n_h}^2 \cdot (1 - (1 - \tau)^\gamma)^2 \cdot (1 - \tau)^{\gamma \cdot (n_h - 2)} + \dots) \\ \approx (1 - P_{1\text{饱}}) \cdot (C_{n_h}^1 \cdot (1 - (1 - \tau)^\gamma) \cdot (1 - \tau)^{\gamma \cdot (n_h - 1)} + C_{n_h}^2 \cdot (1 - (1 - \tau)^\gamma)^2 \cdot (1 - \tau)^{\gamma \cdot (n_h - 2)})$$

其中 $n_h = \{N_h\}$ 中元素的个数,当 n_h 不是很大时,上式中由三个(及以上)的隐藏节点同时引起冲突的概率是相对小量,所以 $P_{2\text{饱}}$ 只取前两项.

$$P_{2\text{饱}} \approx (1 - P_{1\text{饱}}) \cdot (C_{n_h}^1 \cdot (1 - (1 - \tau)^\gamma) \cdot (1 - \tau)^{\gamma \cdot (n_h - 1)} + C_{n_h}^2 \cdot (1 - (1 - \tau)^\gamma)^2 \cdot (1 - \tau)^{\gamma \cdot (n_h - 2)}) \quad (5)$$

其中 n_h 是隐藏节点的数目,一般非饱和情况下:

$$P_2 \approx P_s \cdot P_{2\text{饱}} \quad (6)$$

应该指出的是式(1)、(2)、(5)、(6)表明 P_1 或 P_2 与 n_h 或 n 都不是简单的线性关系,且推导过程只是纯概率意义的, n_h 或 n 可以泛指任何意义下的干扰源,所以多个干扰源的干扰并不是关于干扰源数目的线性系统,目前文献对于干扰源数简单的加权求和来量化干扰程度的方法不准确.

表 1^[12] 在 802.11 标准指定的物理层的参数

PHY	Slottime (σ)	CW_{\min}	CW_{\max}
FHSS	50 μs	16	1024
DSSS	20 μs	32	1024
IR	8 μs	64	1024

作 $P_{1\text{饱}}$ 、 $P_{2\text{饱}}$ 的近似式(1)和(5)对比图,如图 6.图 6 的 n_h 或 n 较小 (< 10) 的部分才是 $P_{1\text{饱}}$ 、 $P_{2\text{饱}}$ 的主要近似,显然这是因为当 n_h 或 n 逐渐大时,三个(以上)节点或隐藏节点同时引起的冲突也逐渐变大,达到一定程度式(1)、(5)就变成 $P_{1\text{饱}}$ 、 $P_{2\text{饱}}$ 的相对小量.一般中小规模组播 $P_{1\text{饱}}$ 取第一项,如式(1), $P_{2\text{饱}}$ 取前两项,如式(5),这样式(2)、(6)可相对准确地反映冲突程度.另外,从图 6 看出 $P_{1\text{饱}}$ 很小且随等效节点数 n 变化不大,相对 $P_{2\text{饱}}$ 可以忽略*.

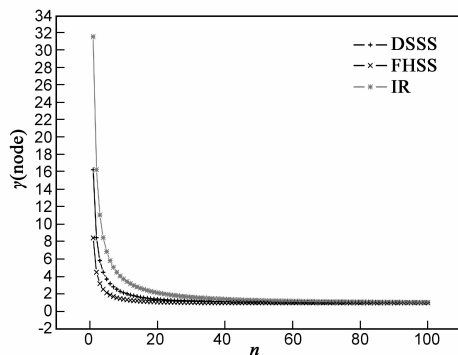


图 5 隐藏节点 node 所在 $S(\text{node})$ 的 n 与 γ 的关系

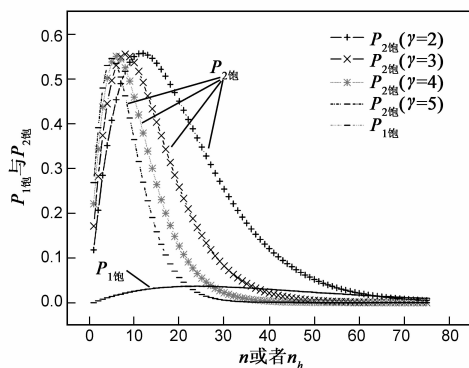


图 6 $P_{1\text{饱}}$ 和 $P_{2\text{饱}}$ 和的近似式(1)、(5)的对比

4 自分布最优树

一旦多播路由协议的链路控制信号和 DATA 冲突,会因此把它看作是链路中断,认为通过该链路的路由已经失效,继而采取一系列的路由恢复措施.而在路由再次恢复之前,所有接收到的要使用该失效路由的数据包均被立即丢弃,影响多播数据包的发送成功率.另外,如果发生了 HTP,因没有 RTS/CTS 机制,随后的数据包还有可能继续发生碰撞,直至自分布发生变化或者网络拓扑发生变化而重构路由.因此降低整个树的每个节点处的冲突概率以及它对下游树节点的影响能提高多播效果.

定义 2 节点自分布最优多播树 (Node-Self-Distribution Optimal Tree, NSDOT) 在一个给定 Ad hoc 拓扑中,树节点在树自身所有节点的 DATA 传播覆盖的 Z_m 中形成的分布为自分布. NSDOT 是使得 $\sum_{N \in t} P(N) \cdot I(N)$ 最小的树,其中 t 是多播树, $\sum_{N \in t} P(N) \cdot I(N) = \sum_{N \in t} [P_1(N) \cdot I(N) + P_2(N) \cdot (I(N) + 1)]$.由第 3 节知,

* 根据 802.11 标准当分组比 MPDU 就分成多帧,每帧之间只有 SIFS 的时隙,只有第一帧需要竞争信道^[13],所以分组被看作连续发送.

$P_1(N)$ 可以忽略.

$$\sum_{N \in \mathcal{I}} P(N) \cdot I(N) = \sum_{N \in \mathcal{I}} P_2(N) \cdot (I(N) + 1) \quad (7)$$

其中 $P_2(N)$ 由式(6)定义.

如图 7 所示一个相同 Ad hoc 中具有不同指标的树.图 7(a)是 SPT,图 7(b)是 $C_e(t)$ 最小的 Steiner Tree (ST),图 7(c)是 $C_v(t)$ 最小的 MNTT.树成员节点处于冲突域的情况如表 2 和图 8.它们显示图 7(d)因大部分处于低阶 Z 域,隐藏节点数最少,且受其影响的树节点及其下游树节点最少,由式(7) $\sum_{N \in \mathcal{I}} P_2(N) \cdot (I(N) + 1)$ 最小,所以树(d)从减少 MAC 层的竞争冲突及其对整个树的影响来说是 NSDOT.

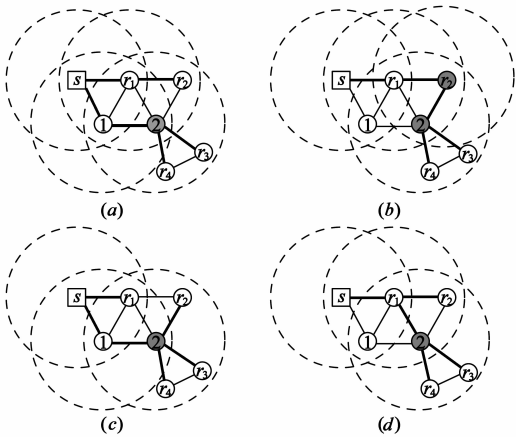


图7 树成员节点在 Z_m 中的自分布(细线为链路,粗线表示树链路, r_i 为多播成员节点, s 为源节点,深色节点为隐藏节点)

表 2 树节点处于 Z_m 域中的分布情况

多播树	Z_1 中的树节点	Z_2 中的树节点	Z_3 中的树节点	Z_4 中的树节点
(a)	r_3, r_4	r_2	$2, s$	$1, r_1$
(b)	r_3, r_4	s	$2, r_2$	r_1
(c)	r_2, r_3, r_4	$s, 2$	$r_1, 1$	
(d)	r_3, r_4	$s, r_2, 2$	r_1	

5 自分布最优多播树的应用

5.1 MAODV 协议中多播树存在的问题

基于树的 MANETs 分布式多播协议 MAODV 中目的节点至源节点的树枝的分布式构造采用的是泛洪机制和扩展环搜索算法相结合,其中树节点的应答过程引入了竞争,带有随机性,选取目的节点至树的最短路径(即应答得最早的路径)来激活多播树枝,没有使用全局拓扑信息,不能保证目的节点至源节点路径最短,没有考虑整个多播树的链路的代价,也不考虑源到所有接收节点需传输次数,更无法顾及树节点的自分布.如果在业务数据流还未开始前用包含全局拓扑信息的 SPT、ST、MNTT 和 NSDOT 分别去代替 MAODV 初始建立

的多播树.在网络拓扑变化不快的情况下,即使作树的替代之后存在个别过时的无效链路,但可局部的自动修复,优化的效果可以维持一段时间.

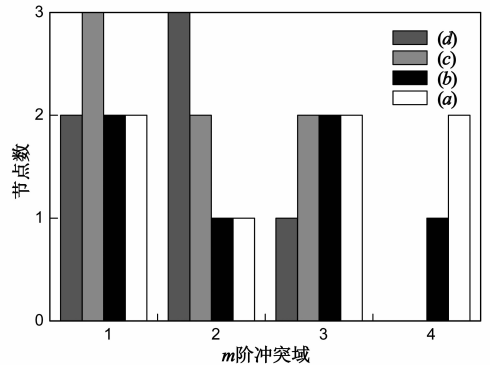


图8 树节点处于 Z_m 域中的数量分布对比

5.2 MAODV 协议优化

MAODV 优化方案的主要任务就是求解多播路由树的最优解,SPT可直接用 Dijkstra 算法,采用二叉堆优先队列的顶点数据结构,其时间复杂度为 $O(n_e \log n_v)$ (见文献[17]),其中 n_e 为网络 G 的总边数, n_v 为 G 的顶点数. ST、MNTT 和 NSDOT 属于组合优化问题,是 NP-Complete 问题,通常的解决办法是设计启发式算法求其次优解.然而,这些算法普遍存在的问题是算法的复杂度太大,实现复杂.除了启发式算法,遗传算法、粒子群算法、蚁群算法等智能进化算法都被成功用于多播路由算法中.量子遗传算法在组合优化问题上表现优异,本文的优化方案的设计采用文献[18]的改进的量子遗传算法 IQGA.故 ST、MNTT 和 NSDOT 的次优解的求解是建立在由前 k 最短路径算法得到的备选路径集上,再利用 IQGA 进行搜索.前 k 最短路径采用候选删除边算法,时间复杂度是 $O(kn^2 \log n_v)$ (参见文献[17]),IQGA 的时间复杂度是 $O(l(n_t + h))$, l 是染色体个数, h 是染色体量子位个数, n_t 是组播树节点个数,上限是 n_v .总之, ST、MNTT 和 NSDOT 三者的时间复杂度都为 $O(kn^2 \log n_v + l(n_t + h))$.

5.2.1 编码与适应函数设计

通常多播树的编码有三种,按搜索空间由大到小依次为 0-1 编码、Prufer 编码和备选路径集编码.本文采用的备选路径集是由源节点至目的节点的前 4 最短路径集.这样能缩小搜索空间,从而提高搜索、收敛速度,同时可以兼有 SPTs 的优点.根据代价函数 $C_e(t)$ 和 $C_v(t)$ (参见[6]),ST、MNTT 对应的适应函数 f_1, f_2 设计成 $f_1 = 1/C_e(t), f_2 = 1/C_v(t)$,按定义 2 NSDOT 的适应函数 f_3 可设计为 $f_3 = 1 / \sum_{N \in \mathcal{I}} P_2(N) \cdot (I(N) + 1)$.

5.2.2 NS2 中的算法

文献[19]主要是通过扩展 AODV 来实现 MAODV,

所有组成员节点经过初始的泛洪查询路由过程后,逐渐收敛到一个地址编号最大的头节点(即源节点)为首的组播树.在组播树中,头节点通过周期发送广播消息来维持整个组中的路由路径,而整个树中的所有中间节点、树节点都定期自动检测组播路由链路情况并修补无效链路、合并树与剪除不需要的分支.本文基于文献[19]实现的代码来优化 MAODV,并验证本文提出的理论,其伪代码如下:

Improved Quantum Genetic Algorithm (IQGA)

Input: 前 k 最短路径算法得到的备选路径集矩阵 $PATH$

- 1: 初始化 s 条量子染色体 $Q(t)$, 进化代数 $t = 0$;
- 2: 观测量子染色体状态 $Q(t)$ 产生初始解集 $P(t)$;
- 3: 根据解码 $P(t)$, 在 $PATH$ 中相应选出到各多播节点的路径, 组成多播树矩阵(有向), 从而得到多播树矩阵集 $TREE$;
- 4: 对 $TREE$ 进行去环路处理;
- 5: 遍历多播树并结合全网拓扑邻接矩阵得到 $C_r(t)$ 、 $C_c(t)$ 、 $J(N)$ 、 n 和 n_h , 进而利用相应的适应函数 f_1 、 f_2 、 f_3 对 $TREE$ 进行评价, 得到此时最优解 b_t ;
- 6: while $t <$ 设定进化代数 do
- 7: $t = t + 1$;
- 8: 观测 $Q(t)$ 产生新解集 $P(t)$;
- 9: 解码 $P(t)$ 并构造 $TREE$;
- 10: 除去 $TREE$ 的环路;
- 11: 获取相应参数对 $TREE$ 进行评价;
- 12: 查 IQGA 改进的旋转策略表, 用量子旋转门 $U(t)$ 对 $Q(t)$ 进行状态更新;
- 13: 比较并存储最优解 b_t ;
- 14: end while

Output: b_t 即 ST or MNTT or NSDOT 矩阵

查询全网拓扑邻接矩阵、遍历多播树, 从图 1 看出, 满足条件 (I)、(II) 可分别获取任一树节点 B 及其对应于节点 A 的 n 和 n_h : (I) 是 B 的邻居且是树的非叶子节点. (II) 是 A 的邻居而不是 B 的邻居且是树的非叶子节点. 假如 C 符合条件 (II), 此时显然满足 $d_{BA} \leq R$ & $d_{CA} \leq R$ 和 $R \leq d_{BC} \leq 2R$.

6 仿真结果与分析比较

本文将 MAODV-SPT、MAODV-ST、MAODV-MNTT、MAODV-NSDOT 算法和文献[19]的 MAODV 算法五者进行仿真对比. NS2 仿真考虑两个指标: (1) 端到端平均分组投递率 (delivery ratio); (2) 平均端到端时延 (latency). 表 3 是仿真关键参数取值. 因移动互联领域中广泛使用的 Intersil 芯片的标准设置为最大传输距离 = 载波探测距离^[20], 而且文献[20]证明此时最容易出现 HTP 问题, 所以在 NS2 中两者都设为 250m. 另外如 5.2.2 给出的算法步骤, 这种情况下 n 、 n_h 的获取容易. 组播成员数取不同值, 每种组播规模做 30 次随机场景仿真取平均值作结果

对比. 每次仿真时间 450 秒, CBR 流开始于 30 秒.

仿真结果图 9 显示在 MAODV 协议中在组播规模小时(比如组播成员数 = 5) NSDOT、SPT、ST、MNTT 四者在分组投递率方面的优化作用和差别都不大, 但随着组播成员数的增大, NSDOT 就显示出明显的扩大优势, 当组播成员数 = 80 时 NSDOT 比最好的 SPT 分组投递率还要高 5.5%. 这是因为我们的优化是在多播业务流开始之前确定一个自分布相对较优的多播树, 降低 MAC 层的竞争冲突, 而其他三种树没有考虑树节点之间的 HTP 和树节点在冲突域中的自分布, 以致 MAC 层冲突概率较大, 这种冲突在相对大规模组播时就尤为明显. 另外, 在平均时延方面, 因组播没有确认和重传机制, 故组播分组时延不包含重传时延, 所以 NSDOT 不会因为减少冲突而减小平均时延, 以致改善平均时延的作用不明显, 而 SPT 是选择源到目的节点的跳数最少的路径, 所以比其它多播树的平均时延显著小.

表 3 仿真参数

仿真参数	参数取值
网络节点数/多播源数	150/1
网络节点随机速度最大值	1m/s
多播成员数	5, 10, 20, 30, 40, 50, 60, 70, 80
数据业务类型	CBR(4 个随机 64 ~ 10000 字节分组/s) 和 CBR(5、10、15、20 个大小固定的分组/s)
区域范围	1500m × 300m
运动模型	随机运动到随机目的点, 不作停留
仿真时间	450s
最大传输距离/载波探测距离	250m/250m
MAC 类型	802.11(2Mbits/s 带宽)
传输模型	Two Ray Ground
物理层	DSSS
其他参数	用 ./tcl/lib/ns-default.tcl 中的默认设置

图 10 是多播组成员节点固定取 20, 分组速率分别取 5、10、15、20 个/秒, 分组大小分别取 1000、1250、1500、1750、2000 字节时平均分组投递率随分组包的发送速率和分组包大小的变化. 很明显看出分组大小不变随着分组发送速率的提高, 投递率逐渐下降, 符合式(2)、(6). 因 NSDOT 优化了树节点在冲突域中的自分布, 所以投递率下降的没有其他 4 种算法快. 由图(4)看出分组包的发送速率不变分组越大, 越容易冲突, 仿真结果也验证了这点, 同样因 NSDOT 优化了树节点在冲突域中的自分布, 所以投递率下降的没有其他 4 种算法快, 这种优势在提高发送速率、分组大小时有扩大的趋势. 总之, NSDOT 较 SPT、ST、MNTT 在改善 MAODV 多播分组投递率方面优势明显.

MAODV 效果明显.

参考文献

- [1] Wang N C, Lee C Y. A multi-path QoS multicast routing protocol with slot assignment for mobile ad hoc networks[J]. Information Sciences, 2012, 208(11): 1 - 13.
- [2] Kim J, Jung J, Lim J. A Reliable Multicast MAC Protocol Based on Spread Spectrum Technique in Wireless Ad Hoc Networks[M]. Grid and Distributed Computing. Springer Berlin Heidelberg, 2011. 202 - 212.
- [3] Mendes L D P, JPC Rodrigues J. A survey on cross-layer solutions for wireless sensor networks[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2011, 34(2): 523 - 534.
- [4] Wei Liang, Haibin Yu, Chang Che. An adaptive probability access mechanism for wireless sensor network[A]. Eighth ACIS International Conference on Software Engineering, Artificial Intelligence, Networking, and Parallel/Distributed Computing [C]. Washington DC : IEEE Computer Soc, 2007. 1040 - 1045.
- [5] Zhen hua Wu, Yu Hen Hu. How many wireless resources are needed to resolve the hidden terminal problem? [J]. Computer Networks, 2013, 57(18): 3987 - 3996.
- [6] PM Ruiz, AF Gomez-Skarmeta. Approximating optimal multicast trees in wireless multihop networks[A]. The 10th IEEE Symposium on Computers and Communications[C]. Washington DC : IEEE Computer Soc, 2005. 686 - 691.
- [7] Uyen Trang Nguyen. On multicast routing in wireless mesh networks[J]. Computer Communications, 2008, 31(7): 1385 - 1399.
- [8] Uyen Trang Nguyen, Jin Xu. Multicast routing in wireless mesh networks: Minimum cost trees or shortest path trees? [J]. IEEE Communications Magazine, 2007, 45(11): 72 - 77.
- [9] Hui Cheng, Sheng xiang Yang. Genetic algorithms with immigrants schemes for dynamic multicast problems in mobile ad hoc networks[J]. Engineering Applications of Artificial Intelligence, 2010, 23(5): 806 - 819.
- [10] Avid Avokh, Ghasem Mirjalily. Load-balanced multicast tree routing in multi channel multi radio wireless mesh networks using a new cost function[J]. Wireless Pers Commun, 2013, 69(1): 75 - 106.
- [11] Jenn-Wei Lin, Jian-Yan Zhuang. A delay-constrained and priority-aware channel assignment algorithm for efficient multicast in wireless mesh networks[J]. The Journal of Systems and Software, 2013, 86(3): 789 - 800.
- [12] Giuseppe Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802. 11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535 - 547.
- [13] Jang B, Sichitiu M L. IEEE 802. 11 saturation throughput analysis in the presence of hidden terminals[J]. IEEE/ACM

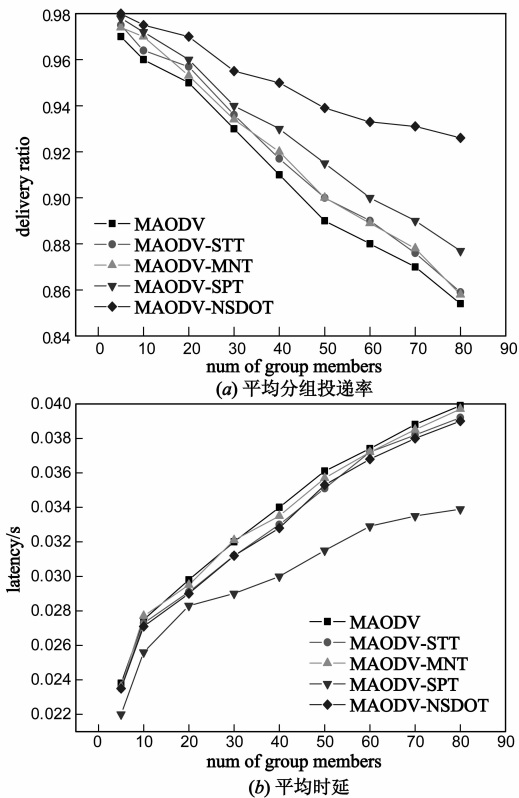


图9 平均分组投递率和平均时延在不同的多播规模下仿真结果对比

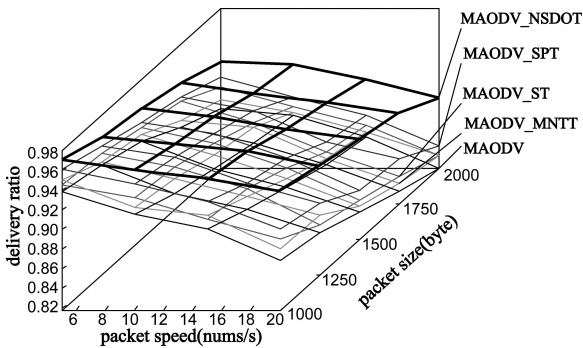


图10 平均分组投递率随分组包的发送速率和分组包大小的变化

7 结束语

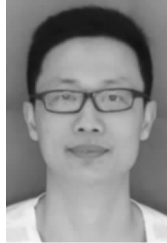
通过对 Ad hoc 多播树的树节点处 DATA 的冲突概率分析,在一般的概率意义下指出干扰程度是关于干扰源数目的非线性系统,推导 Ad hoc 多播 MAC 层冲突概率的表达式.提出自分布最优树的概念,设计相应多播树的适应函数,优化多播树的节点分布,减少了处于高阶竞争冲突域的树节点数,从而减少了各种信号竞争、冲突,降低了 HTP 的出现的机率,在这种意义下 SPTs 不再是文献[7]、[8]认为的最佳多播树;NS2 的仿真结果表明这种采用自分布最优树来减少 MAC 层的竞争、冲突的优化方案对基于树的 MANETs 多播协议

- Transactions on Networking (TON), 2012, 20(2): 557 – 570.
- [14] Tsertou A, Laurenson D I. Revisiting the hidden terminal problem in a csma/ca wireless network[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2008, 7(7): 817 – 831.
- [15] Ekici O, Yongacoglu A. IEEE 802.11a throughput performance with hidden nodes[J]. IEEE Communications Letters, 2008, 12(6): 465 – 467.
- [16] Ng P C, Liew S C. Throughput analysis of IEEE 802.11 multi-hop ad hoc networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 2007, 15(2): 309 – 322.
- [17] Wen Jin, Shuiping Chen, Hai Jiang. Finding the k shortest paths in a time-schedule network with constraints on arcs[J]. Computers & Operations Research, 2013, 40(12): 2975 – 2982.
- [18] 汪鹏君, 李辉, 吴文晋, 等. 量子遗传算法在多输出 Reed-Muller 逻辑电路最佳极性搜索中的应用[J]. 电子学报, 2010, 38(5): 1058 – 1063.
Wang Peng-jun, Li Hui, et al. Application of quantum genetic algorithm in searching for best polarity of multi-output Reed-Muller logic circuits[J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(5): 1058 – 1063. (in Chinese)
- [19] Yufang Zhu, Thomas Kunz. MAODV implementation for ns-2.26[R]. Systems and Computing Engineering, Carleton Uni-

versity, 2004.

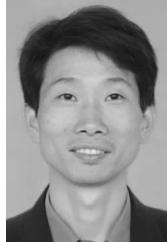
- [20] Valerio D, Vacirca F, De Cicco L, et al. Optimizing carrier sensing in 802.11 multihop wireless networks[A]. Proc of Med-Hoc-Net 2006[C]. Lipari, Italy: University of Catania, 2006. 98 – 100.

作者简介



戴勇谦 男, 1975 年生于江西临川, 硕士, 实验师, 研究领域为无线网络、人工智能。

E-mail: daiyq@scau.edu.cn



张明武 男, 1971 年生于湖北荆州, 博士, 教授, 研究领域为网络与信息安全。