

移动 Ad Hoc 网络中保证覆盖的准确计时可靠链路方法*

张治国¹⁺, 刘聪¹, 张鹏²

¹(中山大学 信息科学与技术学院, 广东 广州 510275)

²(中山大学 数学与计算科学学院, 广东 广州 510275)

Coverage-Ensured Reliable Links with Accurate Timing in Mobile Ad Hoc Network

ZHANG Zhi-Guo¹⁺, LIU Cong¹, ZHANG Peng²

¹(Faculty of Information Science and Technology, Sun Yatsen University, Guangzhou 510275, China)

²(Faculty of Mathematics and Computing Science, Sun Yatsen University, Guangzhou 510275, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-20-84035481, E-mail: lnszgz@mail.sysu.edu.cn, <http://sysu.edu.cn/~lnszgz>

Zhang ZG, Liu C, Zhang P. Coverage-Ensured reliable links with accurate timing in mobile ad hoc network. *Journal of Software*, 2007,18(7):1765–1773. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1765.htm>

Abstract: In practical Mobile Ad-Hoc NETWORKS (MANETs), the network topology changes while the nodes move quickly. Each node cannot ensure the broadcasting coverage to all other nodes because it cannot update its information on the network topology instantly. This is because the self-pruning based broadcasting can not calculate a valid connected dominating set promptly in the quickly moving environment. For ensuring the broadcasting coverage in MANETs, the period of validity for routing links is taken into account. It is supposed that each node in the network has different transmission ranges, different “Hello” intervals, and moves in different directions and at different velocities. The period of validity of connection can be determined according to the relative speed and the transmission ranges of the nodes. The accurate timing in each node for counting the period of validity of the connection is used to provide the correct and instant information about the network topology. This method is called the Reliable Links with Accurate Timing (RELAT). RELAT guarantees the conditions of connectivity of the virtual network and the availability of the physical links, and in the most cases the consistency of the local view so that it ensures the broadcasting coverage in the network. Simulation results show that this algorithm is sufficient to ensure the broadcasting coverage in MANET and it also has high probabilities of coverage in the case of high node density even the conditions for the algorithm are not fully satisfied.

Key words: mobile ad-hoc networks (MANETs); broadcasting; ensuring coverage; reliable links with accurate timing; forward node set; simulation

摘要: 在移动 Ad Hoc 网络(mobile ad hoc networks,简称 MANETs)中,由于节点的快速移动,网络的物理拓扑结构在不断地变化.各个节点由于不能及时获得网络物理拓扑结构的更新,基于自我剪枝的广播算法难以获得有效的连通支配节点集,而不能保证广播信息的覆盖.为了保证广播信息的覆盖,在自我剪枝的广播算法中考虑链路的有效时间.假设广播存在节点覆盖范围不同和“Hello”信息周期长度不同,并且各节点按各自的方向和速度不断移动的网络,则节点的相对速度和广播半径决定了节点间连通的有效时间.依据链路中各节点的准确计时信息可以获得链路

* Received 2005-07-16; Accepted 2006-05-11

有效时间,从而为每个节点提供肯定有效的网络拓扑结构信息.称其为准确计时的可靠链路方法(reliable links with accurate timing,简称 RELAT).利用准确计时的可靠链路方法,可以保证移动 Ad Hoc 网络广播中的虚拟网络连通性和物理链路的有效性,并基本上保证了本地视图的一致性,使得可以有效地保证广播的覆盖.大量的模拟实验数据表明,RELAT 算法能够有效地保证覆盖,且当网络的密度较大时,即使放宽其中的一些条件仍能保持较高的覆盖率.

关键词: 无线移动网络;广播;保证覆盖;准确计时的可靠链路;传送节点集;模拟

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

移动 Ad Hoc 无线网络(mobile ad hoc networks,MANETs,简称 Ad Hoc 网络)是无线通信发展的一个主要方向.自组织的 PDA(personal digital assistant)和手提电脑组成的 Ad Hoc 网络已被使用在灾难解救、会议和战斗环境中.在移动 Ad Hoc 网络中,广播一个信息包到整个网络是一个基本的操作.因为 Ad Hoc 网络的动态特性,全局信息、基础设施或最小生成树不再适用于网络的广播.洪水法(blind flooding)是一种简单而不需要全局信息和基础设施的广播方法,它能够确保广播的网络覆盖.但是,洪水法会引起冗余传输并造成广播风暴问题^[1].

自我剪枝(self-pruning)方法^[2-7]是一种减少广播中冗余信息的有效方法,每一个节点通过“Hello”信息收集邻接节点的拓扑结构,并根据它来决定自己是传播节点还是非传播节点,只有传播节点才续传广播信息.但由于节点随时移动,使每个异步的节点难以保证拓扑结构的一致性,从而可能使得自我剪枝后的节点集不能构成一个连通的支配节点集,使得广播信息不能覆盖整个网络.

在文献[8]中,Dai 和 Wu 讨论了移动性对路由路径的影响,提出了使用两个邻接节点集的方法.其中:有效邻接节点集由在实际传送半径 R_2 范围内的所有节点构成;广告邻接节点集只由距离小于一个较小的广告传送半径 R_1 的节点构成.如果 v 是一个非传播节点集, v 的每一对有效的邻接节点就必须被一条代替路径连接.另一方面,只有广播的邻接节点集信息被传播到邻接节点.这是一种保守的方法,但可由传输半径 R_1 充分地得出网络是连通的.如果两个邻接节点的物理距离可以通过接收到的信号的强弱来估计,则双邻接节点集可以通过发送传送半径为 R_2 的“Hello”信息来实现.每个节点把它的邻接节点集根据它们的估计距离分成有效邻接节点集和广告邻接节点集.当信号的强弱是不可得到的或不准确时,每个节点发送两种“Hello”信息.第一种用于发现有效邻接节点的“Hello”信息通过传送半径 R_2 来发送;第二种用于发现有广告邻接节点的信息通过传送半径 R_1 来发送.

本文扩充了文献[8]的节点等距广播模型(假设节点的链接是双向的),对节点的不等距发射范围(即单向链路的存在、“Hello”信息周期长度不同)并且节点不断移动的网络,提出了使用准确计时的可靠链路方法(reliable links with accurate timing,简称 RELAT).它可以为每个节点提供肯定有效的网络拓扑结构信息,从而有效提高了广播信息的覆盖效率.基本思想是在自我剪枝方法中考虑链路的有效时间(如图 1 所示).

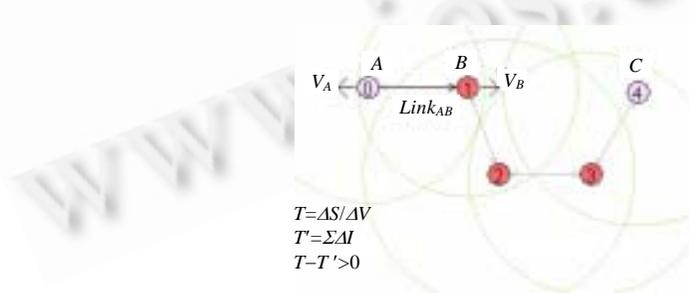


Fig.1 Basic idea of the reliable links with accurate timing

图 1 使用准确计时的可靠链路方法的基本思想

图 1 中,链路 AB 对于 B 的有效时间 $T = \Delta S / \Delta V$,其中: ΔS 是 B 与 A 的广播范围边界的距离; ΔV 是 A 与 B 之间的最大相对速度.即在时间 T 内,链路 AB 在最坏情况下(即当 A 和 B 背道而驰时)仍是有效的.链路 AB 对于 C 的有效时间为 $T - T'$,其中, $T' = \Sigma \Delta I$ 是链路 AB 的信息通过“Hello”信息从 B 传播到 C 的时延.

1 准确计时的可靠链路方法

在自我剪枝的广播协议中,每一个节点通过“Hello”信息收集邻接节点的拓扑结构,以决定自己在广播时是传播节点(forward node)还是非传播节点.只有传播节点才续传广播信息.一个节点集合是支配节点集(connected dominating sets,简称 CDS),仅当网络中的每一个节点要么在这个集合内,要么是一个这个节集中的节点的邻接节点.在自我剪枝方法中,传播节点集必须形成一个连通的支配节点集,才能保证广播的覆盖.

一个移动 Ad Hoc 网络通常使用一个有向图 G 作为模型,其中, $G=(V,E)$, V 是一个移动节点的集合, E 是一个无线链路的集合.一条链路 (u,v) 存在于节点 u 和节点 v 之间,当且仅当 u 和 v 之间的物理距离小于 u 的发射距离 R .

定义 1(k 跳链接信息). 任意一个在节点集 V 中的节点 v ,它的 0 跳邻接节点集 $N_0(v)$ 就是 $\{v\}$,它的 k 跳直接邻接节点集 $H_k(v)=\{u|(w,u)\in G \text{ where } u\in H_{k-1}(v),w\notin H_x(v),x<k\}$.节点 v 的 k 跳邻接节点集 $N_k(v)=H_0(v)\cup H_1(v)\cup H_2(v)\cup\dots\cup H_k(v)$,也就是离开节点 v 的距离小于等于 k 跳的节点的集合.节点 v 的 k 跳连接信息 $G_k(v)$ 就是 $N_k(v)$ 的导出图.

定义 2(本地视图,逻辑网络). 本地视图 $G'_k(v,t)=(N'_k(v,t), E'_k(v,t))$ 是节点 v 在时间 t 时收集的 k 跳网络拓扑结构信息.逻辑网络 $G'(t)=(V,E'(t))$,其中, $E'(t)\in\cup_{v\in V} E'_k(v,t)$ 是所有本地视图的集合.本地视图和逻辑网络都是随时间发生变化的.在物理网络发生变化时,这些变化可以从“Hello”信息中获得并反映在逻辑网络中.

广播状态是由本地视图组成的逻辑网络的一个快照.在一定的广播过程中,广播状态形成一个虚拟的静态网络,用于运行本地自我剪枝算法.

定义 3(本地状态,全局状态). 一个节点 v 的本地状态 $G''_k(v)=(N''_k(v,t_v), E''_k(v,t_v))$ 是它在时间 t_v 时的本地视图,其中, t_v 是节点决定它是否继续传播广播信息的时刻.一个全局状态 $G''=(V,E'')$,其中, $E''=\cup_{v\in V} E''_k(v,t_v)$ 是所有本地状态的集合.

节点 u 和 v 在决定它们是否成为一个传播节点的时候,是在不同的物理时刻对它们的本地状态进行取样的.全局状态就是在广播过程中所有节点的本地状态的集合,因此,它不一定与某一个物理时间上的所有节点的本地状态的集合相一致.

引理 1. 令 R_w 是节点 u 的覆盖半径, $\Delta = \Delta_v \times \left(\sum_{i=0}^k \Delta_i + \sum_{i=0}^k t_i \right)$. Δ_v 是节点 w 和节点 u 的最大相对速度; $\sum_{i=0}^k \Delta_i$ 是从节点 u 到节点 v 的最短路径上相邻节点的“Hello”信息周期的异步时间差; $\sum_{i=0}^k t_i$ 是从节点 v 到节点 u 的广播信息的累计的等待延迟时间.如果物理链路 (w,u) 存在,并且节点 w 和节点 u 之间的距离 $d(w,u)$ 总是小于 $R_w - \Delta$,那么,在节点 v 的本地状态中,逻辑链路 (w,u) 总是存在.

证明:假设在一个广播过程中,一个全局广播状态的取样开始于时间 t .因为广播的延迟时间为 $t_d = \sum_{i=0}^k t_i$,所有本地状态的取样时间都在 $[t, t+t_d]$ 内.如果两个节点 w 和 u 之间的距离在时间 $t_a = t - \sum_{i=0}^k \Delta_i$ 小于 $d = R_w - \Delta$,那么,节点 w 和 u 之间的距离在时间 $[t, t+t_d]$ 内小于 R_w ,即逻辑链路 (w,u) 存在.

定理 1(虚拟网络的连通性). 如果任意节点 w,u 和 v 都满足 $d(w,u) \leq R_w - \Delta$,那么,每一个由全局广播状态得出的虚拟网络都是连通的.

证明:假设 v 在时间 t 对本地广播状态采样,那么,它接收的链路信息 (u,v) 是由 u 在时间 $\sum_{i=0}^k \Delta_i$ 发出的.因为所有本地状态的取样时间都在 $[t, t + \sum_{i=0}^k t_i]$ 内,因此节点 v 的本地广播状态中的逻辑链路 (u,v) 是连通的.由于全局广播状态是由全部的本地广播状态组成的,并且网络中的所有链接的距离都小于 $R_w - \Delta$ (对于任意节点 w),所以,全局广播状态是连通的.

定义 4(链接的有效性). 链接的有效性是指,在广播过程中,全局状态中的任何链路在物理上都是存在的.

我们定义了一个链接有效时间 $t_{val} = t'_{val} - \Delta_s, \Delta_s$ 是采样点的采样时间和采样点接收到链接信息的时间差; t'_{val} 是采样点接收到链接信息时链接的有效时间, $t'_{val} = \Delta_s / \Delta_v - \left(\sum_{i=0}^k \Delta_i + \sum_{i=0}^k t_i \right)$, $\Delta_s = R_w - \Delta'_s$, Δ'_s 是链接的起始点

与结束点之间的距离(由链接的结束点在发现链接时测量), Δ_v 是链接的起始点与结束点之间的相对速度, $\sum_{i=0}^k A_i + \sum_{i=0}^k t_i$ 的定义如引理 1.

定理 2(链接的有效性). 如果一条链接的有效时间 $t_{val} \geq 0$, 则该链接是有效的. 即对于节点 v , 两个节点 w, u 之间的链接 (w, u) 的有效时间 $t_{val} \geq 0$, 则节点 w 是节点 u 的有效起始点, 节点 u 是节点 w 的有效结束点.

证明: 因为广播的延迟时间为 $t_d = \sum_{i=0}^k t_i$, 所有的本地状态取样时间都在 $[t, t+t_d]$ 内. 如果 $t_{val} \geq 0, R_w - \Delta'_s = \left[A_i + \left(\sum_{i=0}^k A_i + \sum_{i=0}^k t_i \right) \right] \times \Delta_v \leq \left[t'_{val} + \left(\sum_{i=0}^k A_i + \sum_{i=0}^k t_i \right) \right] = R_w - \Delta'_s$, 所以, 链接的起始点与结束点之间的距离 $R_w - \Delta'_s \leq R_w - \Delta'_s$, 即链接有效.

链接有效时间是由节点之间的缓冲距离 $R_w - \Delta'_s$ 来计算的, 即在链接有效时间内, 如果 $R_w - \Delta'_s \geq 0$, 则可保证链接的有效性.

定义 5(本地视图的一致性). 当一个本地视图(状态)包括了逻辑网络(全局状态)中所有的邻接链接时, 则称它与逻辑网络(全局状态)是一致的.

我们指出, 本地视图中不包含某条链路的原因有 3 种: 第 1 种是该条链路的出现未被发现; 第 2 种是该条链路的消失未被发现; 第 3 种是链路信息不完整. 对于节点突然开机和关机时造成的不一致是很难避免的, 我们只讨论由于节点移动引起的不一致问题. 下面给出保证本地视图(状态)与逻辑网络(全局状态)一致的方法. RELAT 方法是在每条链接信息中有 4 条时间信息:

- (1) 链路的有效剩余时间;
- (2) 链路的开始有效时间;
- (3) 链路有效的测试时间;
- (4) 链路信息的跳数.

链路的有效剩余时间指的是一条链路必定存在的最大时间. 定理 2 中的 t_{val} 就是链路的有效剩余时间, 当 $t_{val} \geq 0$ 时链路必定存在. 下面是求链路的有效剩余时间的具体方法:

(1) 当一个节点 u 在时间 t_0 收到另一个节点 w 的“Hello”信息时, 节点 u 就发现了一条链路 (w, u) . 假设节点 u 根据“Hello”信息的信号强弱和一些有关节点 w 的发射功率信息保守(取一个较大值)地估计出两个节点之间的距离 Δ_s , 那么, 节点 u 离开节点 w 的覆盖范围的最小时间为 $t_c = (R_w - \Delta_s) / \Delta_d$, 其中, Δ_d 是两个节点的最大相对速度. $t_{val} = t_c$ 就是链接 (w, u) 对于节点 u 在此条“Hello”信息接收/发送时的有效剩余时间(忽略“Hello”信息的传输时间), 链接 (w, u) 对于节点 u 来说是一条 0 跳信息;

(2) 在时间 t_1 , 节点 v 收到节点 u 的“Hello”信息, 这时, 链接 (w, u) 对于节点 v 来说是一条 1 跳信息, 它的有效剩余时间 $t'_{val} = t_{val} - \Delta_0$, 其中, $\Delta_0 = t_1 - t_0$, 即节点 w 和节点 u 之间的“Hello”信息的异步时间差;

(3) 在时间 t_k 节点 y 收到节点 x 的“Hello”信息, 这时, 链接 (w, u) 对于节点 y 来说是一条 k 跳信息, 它的有效剩余时间 $t''_{val} = t_{val} - \sum_{i=0}^k \Delta_i$, 其中, $\sum_{i=0}^k \Delta_i = t_k - t_0$, 即节点 w 和节点 y 之间各点的“Hello”信息的异步时间差的总和.

使用链路的有效剩余时间, 所有的节点都在链路的有效剩余时间为 0 时同时知道一条链路的消失, 从而解决了该条链路的消失未被某些点发现时出现的本地视图的不一致问题(这里假设链路的消失是由于节点的移动而不是由于节点的关闭), 即解决了本地视图的不一致的第 1 个原因.

链路有效的测试时间是指链路最近一次被发现的时间, 即链路的结束点最近一次收到从链路的起始点发出的“Hello”信息的时间. 链路有效的测试时间没有特殊的用途, 它只用来帮助节点识别新的链路信息. 如果一条链路信息被一个节点接收, 该链路已存在于节点的本地视图而且该链路的有效测试时间明显大于本地视图中同一链路的有效测试时间(考虑到信息传播过程中对各种时间信息处理的误差), 那么, 该链路信息被认为是一条新的信息而用于更新本地视图中的对应链路的信息. 链路的有效测试时间因此还可以用于防止链路信息在网络中兜圈.

链路的开始有效时间是指链路被发现的最早时间. 如果一条链路曾经断开过, 那么, 这条链路的开始有效时间是这条链路最近一次被发现连通的时间. 链路的开始有效时间的更新方法是: 如果本地视图中的链路的有效

剩余时间大于新信息中的链路的开始有效时间,则本地视图中的链路的开始有效时间设为新信息中的链路的开始有效时间;否则,本地视图中的链路的开始有效时间保持不变.链路的开始有效时间的作用是:假设有一个随机等待时间的上限 T ,如果仅当链路的开始有效时间大于 T 时链路才被认为有效,那么,由于链路的出现未被某些点发现而引起的本地视图的不一致就不会出现,即解决了本地视图的不一致的第二个原因.

链路信息的跳数是指收到链路信息的节点离链路的结束节点的最小跳数.当节点的“Hello”信息长度有限而节点附近的链接信息较多时,链路信息的跳数可以用来作为抛弃一些链接信息时的评判条件之一,即跳数大的链路信息首先被抛弃.抛弃某些链路信息可能造成第 3 种链路信息不一致的情况.为了尽量避免这种情况的出现,应该在不造成其他影响的前提下尽量扩大“Hello”信息长度以容纳更多的链路信息.

引理 2. 如果全局状态 G'' 是连通的并且所有节点 v 的本地状态是一致的,那么,由本地自我剪枝方法在本地视图上得出的传送信息的节点的集合形成一个 G'' 的连通的支配节点集.

证明: 如果 F 是一个对于全局状态 G'' 由本地自我剪枝方法求出的传送信息的节点的集合,由于虚拟网络的连通, F 是全局状态 G'' 的一个连通的支配节点集.设 F' 是对于每一个本地状态 $G''(v)$ 由本地自我剪枝方法求出的传送信息的节点的集合.对于每一个节点 v , $G''(v)$ 是 G'' 的子图,而且由于本地视图的一致 $H_1(v)=H_1^*(v)$,其中: $H_1(v)$ 是节点 v 在本地状态 $G''(v)$ 中的 1 跳邻接点; $H_1^*(v)$ 是节点 v 在全局状态 G'' 中的 1 跳邻接点.所以, v 也不属于 F .也就是说, F' 是 F 的超集.因此, F' 也是全局状态 G'' 的一个连通的支配节点集.

定理 3. 如果逻辑网络的连通性、链路的有效性和本地视图的一致性 3 个条件都得到满足,则本地自我剪枝方法能保证覆盖.

证明: 因为逻辑网络的连通与本地视图的一致,全局状态是连通并且一致的,由引理 2 可以得到对应的传送信息的节点的集合是全局状态的一个连通的支配节点集.又因为链路的有效性,在全局广播状态中的每一条链路对应到物理网络中的一条有效链路.因此,在物理网络中的每一个节点都能收到广播信息.

对于周期性随机改变的节点优先级,我们也使其伴随一个有效时间,这个时间等于节点优先级的变动周期.而对于其他节点,这个有效时间表示在这个时间内优先级为有效.也就是说,当旧的优先级的有效时间小于 0 而新的优先级还没到来之前的时间段 t 内,优先级为无效.很明显,与节点的距离越远,优先级的无效时间越长.因此,为了减少优先级的无效时间,应该控制链路信息的最大传输距离.增大优先级改变的周期时间也可以缩短优先级的相对无效时间,但是增大优先级改变的周期时间相当于延缓节点状态信息的改变和传播.

2 效率分析

定理 1 中给出了保证物理网络联通的非常严格的条件.若这个条件不能满足,则在逻辑网络上运行的本地自我剪枝方法就有可能失败.然而,即使给出一个比链接的起始点与结束点之间的相对速度 Δ_v 大得多的 Δ'_v , 存在链路失败的可能也是相当小的.这是因为:使用大多数的本地自我剪枝算法后都存在一定程度的冗余,一个信息传递的失败通常要几个链路的失败才能造成.因此,一个较大的 Δ'_v 仍能保证比较高的信息传递比率 (delivery ration).

在定理 2 中给出当 $t_{val}=\Delta_v/\Delta'_v-(\sum_{i=0}^k A_i + \sum_{i=0}^k t_i) \geq 0$ 时链接的有效条件就能得到满足.下面分析当给定的 $\Delta'_v = k \times \Delta_v$ 时,定理 1 中的节点 w 仍然能覆盖节点 v 的可能性.我们将会看到:当 k 在大于 1 的一定范围内,仍然可以保证一个较好的 (≈ 1) 概率 p . 我们使用类似于文献 [9,10] 中的随机方向移动模型 (random direction model). 在这个模型中,每一个节点在一个 $[1, t]$ 的时间段内随机选择一个 $[1, s]$ 的速度,以一个随机的与水平向右方向成 $[0, 2\pi]$ 角的方向移动.这是一个可能性分析的简化模型,是一种实际情况中相等距离的两个节点的最坏情况.在后面的实验中,将会用到两种移动模型.另外一种为随机路途点 (random way point) 模型.这个模型与随机方向模型不同的是:在某些时间段内,某些节点的速度为 0.即在这个模型中,只有部分节点是移动的.

假设有两个邻接节点 w 和 u , 节点 u 被采样时在节点 w 的辐射范围以内,并且根据估算,节点 w 和节点 u 的距离为 l , 节点 w 和节点 u 之间的相对速度被认为是 $\Delta_v=V_w+V_u$. 假设节点 w 和节点 u 之间的实际相对速度为 $k \times \Delta_v$, 可以计算出,在链路的有效剩余时间 $t_{val}=0$ 时,节点 u 相对于节点 w 移动到 u' 后的距离为 $x=k \times (R_w-l)$. 节点 u 不移

动出节点 w 的辐射范围的概率是

$$p_1(x,l) = \begin{cases} 1, & x < R_w - l \\ 1 - \frac{\alpha}{\pi}, & R_w - L \leq x \leq R_w + l \\ 0, & x > R_w + l \end{cases}$$

其中, $\alpha = \cos^{-1}\left(\frac{x^2 + l^2 + R_w^2}{2lx}\right)$ 是满足 $x \leq R_w$ 的最大的 $\angle uvv'$.

如果节点 w 的最大速率是 V_w , 节点 u 的最大速率是 V_u , 那么, 节点 w 和节点 u 的相对速率为 $[v, v + \delta_v]$ 的概率如下(其中, δ_v 为一个很小的速度区间):

$$p_2(v, \delta_v) = \int_0^{V_w} \int_0^{2\pi} \int_0^{V_u} \int_0^{2\pi} \frac{R(v_w, a_w, v_u, a_u, v, \delta_v) v_u v_w da_u dv_u da_w dv_w}{\pi^2 V_w^2 V_u^2 \delta_v},$$

其中, $R(v_w, a_w, v_u, a_u, v, \Delta_v) = \begin{cases} 1, & v \leq V \leq v + \Delta_v \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}; V = \sqrt{[v_w \sin(a_w) - v_u \sin(a_u)]^2 + [v_w \cos(a_w) - v_u \cos(a_u)]^2}$.

当实际相对速度为 $k \times \Delta_v$ 时, 任意的节点 u 在时间 $t_{val}=0$ 时仍在节点 w 的辐射范围以内的概率是

$$p_3(k) = \int_0^{R_w} \frac{1}{R_w} \int_0^{\Delta_v} \frac{1}{\Delta_v} p_1\left(\frac{kv(R_w - l)}{\Delta_v}, l\right) p_2(v, dv) dv dl.$$

图 2 是由 $p_2(v, \delta_v)$ 计算出来的速率 v 的区间分布图, 这里假设 $V_w = V_u = 1, \delta_v = 0.2$. 图 3 是由 $p_3(k)$ 计算出来的在不同 k 的取值下的节点 u 仍在节点 w 的传播范围以内的概率, 这里假设 $R_w = 1, \Delta_v = (R_w - l)/t_{val}, t_{val} = 1, V_w = V_u = \Delta_v/2$. 从图 3 可以看出: 当 $k=2$ 时, $p=0.73$. 即当 k 在大于 1 的一定范围内时, 覆盖率仍然可以保证一个较好的(接近 1)概率 p .

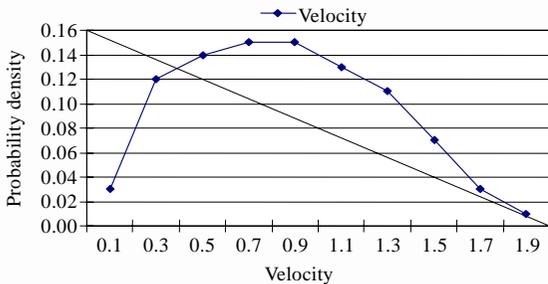


Fig.2 Velocity probability density

图 2 速率区间分布图

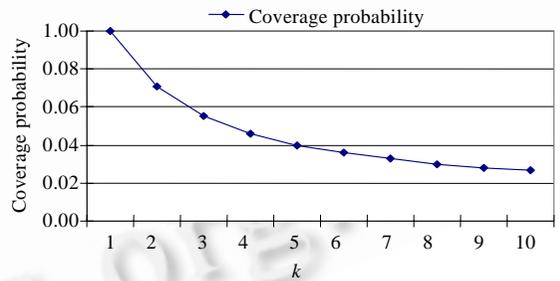


Fig.3 Probability of u being in w 's transmission range

图 3 节点 u 仍在节点 w 的传播范围以内的概率

3 实验测试

我们在自我剪枝算法的模拟实验中^[11]使用准确计时的可靠链路方法 RELAT, 考察了在使用准确计时的可靠链路方法后, 自我剪枝算法在移动环境中的性能. 实验中假设没有 MAC(media access control)层的冲突. 每个节点在收到广播信息后, 在一个很短的($<12s$)时间后处理和发出同一广播. 实验中, 假设这个时间包括信息传送延迟时间和由于避免 MAC 层的冲突的随机延迟时间. 假设每个节点能根据接收到信息的强弱准确地判断与信息源节点的距离.

实验中使用的移动模型包括:

- (1) 静止模型, 每一个节点被初始化在模拟区域内的一个随机位置(随机的 x 和 y 坐标)后位置不变;
- (2) 随机方向模型, 每个节点在各个长度随机的时间段内(1s~60s)保持(除非碰到模拟区域的边界)一种(一定速度和一定角度的)运动状态, 随机速度的最小值为 0、最大值为节点的速度最大值(节点自身属性之一);

(3) 随机路途点模型,与随机方向模型不同,在各个随机的时间段内,每个节点速度不为 0 的机会只有 1/5.

实验中可控制参数的默认值见表 1.下面简要说明一下这些默认参数的意义.实验区域是一块正方形的区域,所有节点必须初始化在这个区域内而且不得移动出这个区域.每个节点都有一个初始化时给定的最大速度,节点在模拟过程中的速度只能小于这个速度.节点在“Hello”消息周期的开始发送“Hello”消息.在节点广播覆盖范围以内的邻接节点可以收到该节点的“Hello”消息.每个“Hello”消息可以携带小于“Hello”消息长度个数条连接信息.每个节点在“Hello”消息中只放入跳数小于最大邻接节点距离的连接信息.在准确计时的可靠链路方法 (RELAT)中,实际速度与估计速度的比值 k 默认为 1.

Table 1 Simulation parameters

表 1 参数的默认值

Parameter	Default value
Network area	500×500 (m)
Max moving speed	0~5 (m/s)
“Hello” interval	900~1200 (ms)
Transmission range	90~120 (m)
Priority interval	1500~3000 (ms)
Max length of “Hello” message	50 (linked msg)
Max distance of linked nodes	5 (hoc)
Actual max speed ratio (k)	1 (times)

在第 1 个实验中,节点的实际最大速度的取值从 5m/s~50m/s 逐次变化,而计算有效连接时间用到的节点最大速度保持 5m/s 不变.也就是说,实际最大速度与假设最大速度的比值 k 从 1 开始每次加 1,一直到 10 为止.实验中首先生成若干个节点,等待一段(大约 50 秒)时间(足以使网络的连通支配节点集收敛的时间),然后进行若干次随机选择发送节点的广播,统计接收到每个广播的节点的数目.实验分两次进行:在第 1 次实验中使用 50 个节点(如图 4 所示),实验结果符合图 3 的结果.即当实际最大速度与假设最大速度的比值 k 增大时,一个广播仍然覆盖它的全部节点的概率将降低.于是,随着 k 值的增大,越来越多的节点收不到广播;第 2 次实验中使用 100 个节点.实验结果表明:当节点密度较大时,由于广播信息时网络中存在较多的发送冗余,使得对于较大的 k 值也能保持较高的覆盖率.如图 4 所示,当 $k=7$ 时,100 个节点中仍然有平均 96 个节点能收到广播信息.

第 2 个实验观察了连通支配节点集的大小随节点的总数发生变化的情况.从图 5 可以看出:当节点总数较小时,连通支配节点集的大小与节点总数的比值较大;当节点总数较大时,连通支配节点集的大小与节点总数的比值较小;当节点数目等于 50 时,连通支配节点集的大小等于 19(即比值约为 0.4);而当节点数目等于 140 时,连通支配节点集的大小等于 33(即比值约为 0.24).

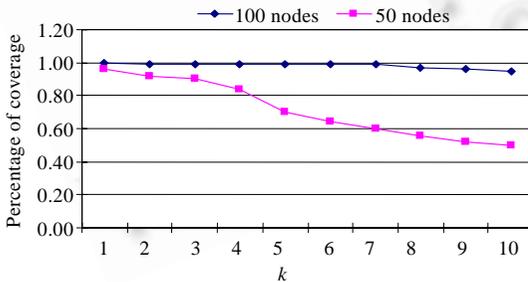


Fig.4 Node coverage rate

图 4 节点覆盖率

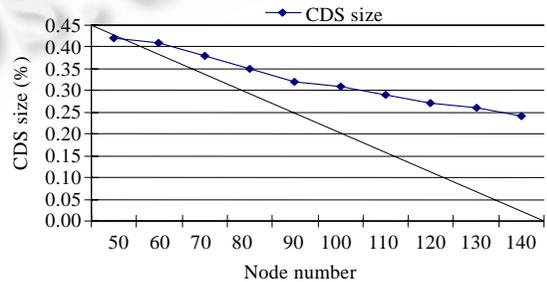


Fig.5 Connected dominating set size with node number

图 5 节点数的连通支配节点集

第 3 个实验考察了连通支配节点集大小随节点的最大运动速度的变化情况.从图 6 可以看出,连通支配节点集随节点的最大运动速度增大而增大.当节点的最大运动速度等于 50(也就是相对移动速度约等于节点覆盖范围)时,连通支配节点集大小约等于节点总数.

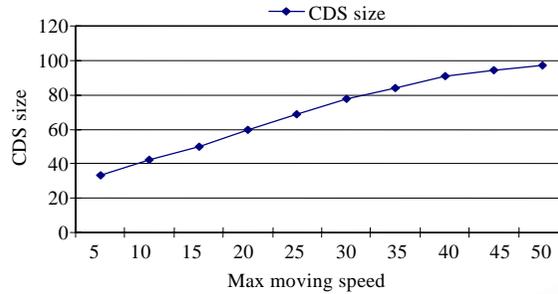


Fig.6 Connected dominating set size with maximal moving speed

图 6 最大移动速度的连通支配节点集

4 结论与讨论

本文研究了移动 Ad Hoc 网络(MANET)中的保证覆盖的广播有效方法,目的是在动态的 Ad Hoc 网络中决定一个较小的传送节点集,而又保证网络中每个节点都被覆盖.提出了使用准确计时的可靠链路方法(RELAT),通过在链接信息中加入准确的计时信息,保证移动 Ad Hoc 网络中的虚拟网络的连通、链路的有效和基本上保证了本地视图的一致,从而保证了广播的有效覆盖.本文通过大量的模拟实验(模拟程序在 Intel P4 的计算机上总共运行了 100 小时以上)得出:在 RELAT 算法中,如果节点数目不是太少,较大的 k 值也能保持较高的覆盖率;RELAT 算法能够保证覆盖,而在网络相对静止的情况下,能使本地自我剪枝算法具有很好的剪枝效率.

在我们的实验中,为了简化讨论,对所研究的模型做了一些假设.在实际情况下,为了满足这些假设必须作一些其他的处理.如要更准确地计算节点间的物理距离,可以在“Hello”消息中加入节点的信息(如节点的信号发射功率、当前节点的速度、当前节点的最大加速度等).在实验中只考虑节点由于移动而引起的网络的拓扑结构变化,当网络的拓扑结构变化还可以由节点的开机和关机造成时,问题将会变得更复杂.这方面的问题还有待进一步的研究.

References:

- [1] Tseng YC, Ni SY, Chen YS, Sheu JP. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. *Wireless Networks*, 2002,8(2/3): 153–167.
- [2] Chen B, Jamieson K, Balakrishnan H, Morris R. Span: An energy-efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks. *Wireless Networks*, 2002,8:481–494.
- [3] Dai F, Wu J. Distributed dominant pruning in ad hoc wireless networks. In: *Proc. of the Int'l Conf. Comm.* 2003. 353–357. http://www.cse.fau.edu/~jie/research/publications/Publication_files/icc_03.pdf
- [4] Peng W, Lu X. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In: *Proc. of the MobiHoc Conf. Boston: IEEE Press*, 2000. 129–130.
- [5] Rieck MQ, Pai S, Dhar S. Distributed routing algorithms for wireless ad hoc networks using d-hop connected dominating sets. In: *Proc. of the 6th Int'l Conf. High Performance Computing in Asia Pacific Region. Bangalore*, 2002.
- [6] Sucec J, Marsic I. An efficient distributed network-wide broadcast algorithm for mobile ad hoc networks. CAIP Technical Report, 248, Rutgers University, 2000.
- [7] Wu J, Li H. On calculating connected dominating set for efficient routing in ad hoc wireless networks. In: *Proc. of the Int'l Workshop Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Comm. (DialM'99). Seattle*, 1999. 7–14. http://www.cse.fau.edu/~jie/research/publications/Publication_files/WL99.pdf
- [8] Dai F, Wu J. Efficient broadcasting with guaranteed coverage in mobile ad hoc networks. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2005, 4(3):259–270.
- [9] Bai F, Sadagopan N, Helmy A. IMPORTANT: A framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for ad-hoc networks. In: *Proc. of the IEEE Infocom. San Francisco: IEEE*, 2003. 825–835.

- [10] Clausen T, Jacquet P. Optimized link state routing protocol. IETF drafts (draft-ietf-manet-olsr-11.txt), 2003.
- [11] Liu C. A research on coverage ensured broadcasting in AD HOC network [MS. Thesis]. Guangzhou: Sun Yatsen University, 2005 (in Chinese with English abstract).

附中文参考文献:

- [11] 刘聪. AD HOC 网络中保证覆盖的广播方法的研究[硕士学位论文]. 广州:中山大学, 2005.



张治国(1962 -),男,陕西富平人,副教授,主要研究领域为并行与分布计算,系统形式描述与验证,程序与计算理论.



张鹏(1961 -),女,讲师,主要研究领域为计算机网络,信息系统.



刘聪(1980 -),男,博士生,主要研究领域为 MANET 及 DTN 的路由,分布事务处理.

敬告作者

《软件学报》创刊以来,蒙国内外学术界厚爱,收到许多高质量的稿件,其中不少在发表后读者反映良好,认为本刊保持了较高的学术水平.但也有些稿件因不符合本刊的要求而未能通过审稿.为了帮助广大作者尽快地把他们的优秀研究成果发表在我刊上,特此列举一些审稿过程中经常遇到的问题,请作者投稿时尽量予以避免,以利大作的发表.

1. 读书偶有所得,即匆忙成文,未曾注意该领域或该研究课题国内外近年来的发展情况,不引用和不比较最近文献中的同类结果,有的甚至完全不列参考文献.
2. 做了一个软件系统,详尽描述该系统的各个方面,如像工作报告,但采用的基本上是成熟技术,未与国内外同类系统比较,没有指出该系统在技术上哪几点比别人先进,为什么先进.一般来说,技术上没有创新的软件系统是没有发表价值的.
3. 提出一个新的算法,认为该算法优越,但既未从数学上证明比现有的其他算法好(例如降低复杂性),也没有用实验数据来进行对比,难以令人信服.
4. 提出一个大型软件系统的总体设想,但很粗糙,而且还没有(哪怕是部分的)实现,很难证明该设想是现实的、可行的、先进的.
5. 介绍一个现有的软件开发方法,或一个现有软件产品的结构(非作者本人开发,往往是引进的,或公司产品),甚至某一软件的使用方法.本刊不登载高级科普文章,不支持在论文中引进广告色彩.
6. 提出对软件开发或软件产业的某种观点,泛泛而论,技术含量少.本刊目前暂不开办软件论坛,只发表学术文章,但也欢迎材料丰富,反映现代软件理论或技术发展,并含有作者精辟见解的某一领域的综述文章.
7. 介绍作者做的把软件技术应用于某个领域的工作,但其中软件技术含量太少,甚至微不足道.大部分内容是其他专业领域的技术细节,这类文章宜改投其他专业刊物.
8. 其主要内容已经在其他正式学术刊物上或在正式出版物中发表过的文章,一稿多投的文章,经退稿后未作本质修改换名重投的文章.

本刊热情欢迎国内外科技界对《软件学报》踊跃投稿.为了和大家一起办好本刊,特提出以上各点敬告作者,并且欢迎广大作者和读者对本刊的各个方面,尤其是对论文的质量多多提出批评建议.