

文章编号: 1001-0920(2007)05-0505-05

一种应用于移动 Ad hoc 网络的可扩展路由协议

闻英友^{a,b}, 彭雪娜^a, 赵大哲^{a,b}, 赵宏^{a,b}

(东北大学 a. 信息科学与工程学院, b. 东软集团, 沈阳 110004)

摘要: 移动 Ad hoc 网络是一种高度动态的无线网络, 路由成为其实际应用中必须解决的关键问题. 目前基于拓扑的 MANET 路由协议大多不具有良好的可扩展性. 为此面向 Ad hoc 组网应用, 提出一种具有可扩展性的中心控制路由协议. 仿真结果和性能分析表明, 在大型 Ad hoc 网络组网中, 该路由协议具有较好的可扩展性和较高的分组递送率, 并提供了 QoS 路由实现手段.

关键词: MANET; 路由协议; 扩展性; 链路状态

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A

Extensible routing protocol applied to mobile Ad hoc network

WEN Ying-you^{a,b}, PENG Xue-na^a, ZHAO Da-zhe^{a,b}, ZHAO Hong^{a,b}

(a. College of Information Science and Engineering, b. Neusoft Company, Northeastern University, Shenyang 110004, China. Correspondent: WEN Ying-you, E-mail: weny@neusoft.com)

Abstract: For mobile Ad hoc network has no support infrastructure and shows a highly dynamic character, routing becomes a key problem to be solved. Most of existing routing protocols based on topology information don't have good extensibility, for which a centre-control routing protocol is proposed in a study of Ad hoc networking. Simulations and related analyses show the good extensibility of this protocol and high delivery of packet in large-scale Ad hoc network, and present means to support QoS routing.

Key words: MANET; Route protocol; Extensibility; Link state

1 引言

移动 Ad hoc 网络 (MANET) 是一种无中心结构的通信网络. 相对于现有的一些有中心结构的网络, 利用 Ad hoc 进行组网, 建设成本低, 普及空间大, 并且更加灵活、便捷和迅速. 但由于 MANET 自身的特点, 信息分组路由成为其实际应用中必须解决的关键问题. 对于 MANET 的路由问题, 国内外进行了大量的研究工作.

现有的 MANET 路由协议主要有两种: 基于拓扑的路由协议和基于位置的路由协议^[1]. 基于拓扑的路由协议主要利用网络的链路状态等拓扑相关信息, 完成信息分组的转发和传递; 基于位置的路由协议通过一些外部辅助手段 (如 GPS 定位), 获得节点在网络拓扑图中的位置信息, 进而简化路由的过程. 然而, 现有基于拓扑的路由协议大多不能满足大规模组网的需求, 主要体现在可扩展性不强, 并且不能与传统网络有效整合.

2 基于拓扑的 MANET 路由协议

基于拓扑的 MANET 路由协议可划分为平面和层次两类, 其中平面路由又可按路由发现策略划分为主动式、被动式和混合式 3 种. 代表性的路由协议有 DSDV^[2], AODV^[3], ZRP^[4], OLSR^[5] 等.

DSDV 协议是最早借鉴有中心结构路由策略的算法, 但其本身没有摆脱传统链路状态路由的缺陷 (如循环路由), 特别是完全分布式的算法限制了网络的规模.

ZRP 协议基于有中心结构的思想对链路状态协议进行改进, 每个节点确定了各自的路由更新域, 并在域内利用链路状态算法进行路由表的更新. 这种算法减少了路由表更新对网络带来的负载, 但由于采用了不确定性的路由策略, 对于 QoS 基本不能考虑, 且在网络节点移动性大的情况下, 路由的准确性明显降低.

OLSR 是一种基于传统链路状态协议的新型路

收稿日期: 2006-03-22; 修回日期: 2006-05-26.

基金项目: 国家高技术研究发展计划项目 (2006AA01Z413); 国家自然科学基金青年基金项目 (60602061).

作者简介: 闻英友 (1974—), 男, 沈阳人, 博士后, 从事网络管理、无线通信技术的研究; 赵宏 (1954—), 男, 沈阳人, 教授, 博士生导师, 从事网络管理、分布式多媒体等研究.

由协议^[5]. 网络中的每个节点都选择自己邻居的一个子集,称为多点中继集(MPR),只有被选中的节点才参与转发广播的任务,将控制信息转发到网络各处.通过尽量减少MPR中的节点,OLSR有效地抑制了泛洪所引发的拥塞.但由于网络上每个节点的链路状态信息都要在网络中传播,对于大型网络而言仍有一定的影响.OLSR也不支持QoS路由.

综上所述,现有的大多数基于拓扑的MANET路由协议,对于实际的组网应用仍然存在不少问题.为此,本文考虑了Ad hoc组网中的节点设备差异以及可扩展性方面的要求,提出一种具有可扩展性的中心控制路由协议——ACCR.

3 中心控制路由协议

ACCR路由协议的核心思想是:在网络层建立虚拟的有中心结构网络,由能力强的节点担任域中心控制节点.路由控制域内的各节点向域中心控制节点通报链路状态信息,并由中心控制节点完成路由计算和路由表生成.需要发送分组的节点向所在域的中心控制节点请求路由,网络中不同路由控制域的中心控制节点通过边界节点交换路由信息,以实现网络扩展.

3.1 中心控制节点的选择与路由控制域的生成

在ACCR中,域中心控制节点的数目以及相应的路由控制域的划分决定了路由的效率和准确性.中心控制节点的选择与两个主要因素有关:一个是节点自身的服务能力(包括计算、通信以及电源能力);另一个是网络中节点的分布情况.考虑上述两个因素,本文定义了节点的服务能力指数SAE和竞争能力指数CAE,并采用基于CAE的路由控制域来生成.SAE描述了节点作为中心控制节点的能力指标,SAE越大节点成为中心控制节点的概率越高.设节点*i*的服务能力指数为 SAE_i ,则有

$$SAE_i = c_1 P + c_2 T + c_3 H + c_4 V. \quad (1)$$

其中: P , T , H , V 分别代表节点的电源能力、通信能力、处理能力以及运动速度参数,且有 $P = 1 - (P_u/P_a)^2$, P_a 为节点的总电量, $P_u \in [0, P_a]$ 为已用电量; $T = 1 - (B_u/B_a)^2$, B_a 为节点的总带宽, $B_u \in [0, B_a]$ 为已占用带宽; $H = 1 - (\tilde{H}_o/H_a)^2$, \tilde{H}_o/H_a 为节点的处理能力占用率; $V = (1/\bar{V}_{node})^2$, \bar{V}_{node} 为节点的平均移动速度.

在域中心控制节点的选择中,另一个需要考虑的因素是邻节点的数目.为此,定义了节点的竞争能

力指数CAE.设节点*i*具有*n*个邻节点 $\{k_1, k_2, \dots, k_j, \dots, k_n\}$,以 $NUM(k_j)$ 表示节点*i*的第*k_j*个邻节点所具有的邻节点数目,则有

$$CAE_i = \left[SAE_i \times \left(n + \sum_{j=1}^n NUM(k_j) \right) \right]. \quad (2)$$

即节点*i*的竞争能力指数为节点*i*的邻节点数目与所有邻节点数目之和再与节点*i*的服务能力指数的乘积取整.利用竞争能力指数,可以反映节点的服务能力和网络中节点的分布情况.

在网络的初始化阶段,各节点利用MAC层获取的链路信息形成自己的邻节点集,并向邻居节点通告自身的邻节点数,同时计算自己的服务能力指数,最终计算出自己的竞争能力指数CAE.各节点向所有邻居节点广播控制域生成通告,通告中含有自己的CAE,节点ID,通告的序号以及通告的生存跳数.通告的消息格式如图1所示.

当一个节点收到比自己的竞争能力指数大的通告时,便记录通告的上游节点、源节点以及通告的转发跳数并设定超时.同时将通告中的CAE减1,若此值大于自身的竞争能力指数,则继续转发此通告,并停止自身的通告发送;若通告中的CAE减1后小于或等于自身的竞争能力指数,则停止转发通告.当节点收到比自身的竞争能力指数小的通告时,则执行简单的丢弃操作.当一个节点同时收到两个以上来自不同源节点的通告,且通告中的CAE均大于自己的竞争能力指数时,便不再执行通告的转发,以此划分路由控制域、确定边界.为了限制网络中通告的传播,将中心控制节点的相互竞争控制在一定的范围内,可根据网络规模的大小设定相应的通告生存跳数,以此减小通告广播对网络造成的影响.经过竞争能力指数的交换,可确定中心控制节点以及各控制域的边界节点.非中心控制节点保持沉默,不再发送竞争通告.各边界节点向相应的中心控制节点发送边界确认消息后,形成路由控制域.

如何保持域的稳定性是必须考虑的一个重要问题.当节点移动时,会引起域结构的变化,包括域中心控制节点的重新选取.节点的随机移动可能引起个体竞争能力指数暂时的变更,要在很短时间内进行重复的域中心控制节点的重新选取,这种现象称为暂时失控.另外,一些高能力、高移动速度的节点在控制域内快速通过时,会引起频繁的域结构变化,这种现象称为穿越.为了降低暂时失控和穿越的影

node ID	CAE	informSeqence	liveHop	timeStamp	hopCount	messageType
节点ID	竞争能力指数	通道序列号	生存跳数	通告时间戳	转发跳数	消息类型

图1 控制域竞争通告消息

响,本文采用通告计数的方法来控制域结构的变化频率.当一个节点收到比自己的竞争能力指数小的竞争通告时,记录通告的序号和上游节点 ID 并启动计数器.如果收到的通告来自新的上游节点,则计数器清零.当计数器值大于设定的阈值时,开始发送竞争能力指数,通告参与域中心控制节点的竞争.通过这种计数策略可提高域结构的稳定性,减小暂时失控和穿越现象对路由性能的影响.

3.2 路由控制域内链路状态传播及路由表生成

ACCR 路由控制域内各节点只向域中心控制节点通报链路状态信息,并由域中心控制节点完成路由计算和路由表生成.利用 MAC 层的链路信息,域内节点收集指向链路状态表(即单向链路状态).针对不同的路由度量,链路状态的描述可以是简单的 Hopcount,也可以是复杂的 QoS 指标,因此这种链路状态信息可为 Ad hoc 网络的全网 QoS 路由建立可靠的分析基础.各节点定期将此记录传送给中心控制节点,传送路径为接收中心控制节点通告的上游节点.如果上游节点失效(离开或休眠),则将此路由状态更新分组,以一跳为限进行广播.接收到此广播的节点自动转发给自己的上游节点,若不能转发则直接丢弃.中心控制节点在接收域内各节点的链路状态分组后,记录更新分组序号,并更新自己的域内链路状态表.对于收到的重复和过期分组,则执行简单的丢弃.

为了实现有效的路由扩展,中心控制节点利用边界节点来完成域外的路由信息获取.边界节点是同时属于两个以上路由控制域的节点,它们分别向所属域中心控制节点发送到其他域控制节点的距离以及节点 ID 信息.这样,不同域的中心控制节点能了解与自己相连的其他路由控制域以及相应的边界节点,进而在需要域外寻址时,将路由请求通过边界节点转给其他控制域.

3.3 路由获取、维护与分组转发

需要发送分组的节点向中心控制节点请求路由.如果应用 QoS 路由策略,则路由请求可以包含相应的 QoS 度量参数.请求首先发送给上游节点,并设置超时.如果上游节点失效,则该节点广播路由请求,生存跳数为一跳.如果不能在设定重传次数内获得返回的路由请求应答,则放弃发送并认为自己处于孤岛状态,即或者不能向任何邻节点发送数据,或者不能从任何邻节点接收数据.

中心控制节点在收到路由请求信息后,根据已有的链路状态表判断目的节点是否在本控制域内.如果在本域内,则根据路由请求度量(既可以是跳数度量,也可以是 QoS 特征参数等),依据收集的链路

状态表计算出最佳路由(计算只在需要时进行),并将结果返回源节点.

利用中心控制节点的路由计算可有效支持域内节点休眠.希望停止执行路由转发的节点向中心控制节点发送请求,中心控制节点在路由计算时排除休眠的节点,或在某段时间内进行有条件限制的路由计算,而在特定的时间恢复节点的路由转发功能,进而完成节点的唤醒.

如果目的节点位于控制域外,中心控制节点则向各边界节点转发路由请求.由于边界节点的多重可选性,路由请求的转发可通过对边界节点的复用来分散网络的路由负载.各边界节点接到转发的路由请求后,向另一个域的中心控制节点转发.如果邻域的中心控制节点找到目的节点,则将边界节点到目的节点的最佳路由返回边界节点,边界节点将此路由返回原控制域的中心控制节点.原控制域的中心控制节点在计算源节点到边界节点的最佳路由后,与边界节点返回的路由信息合并发送给源节点.源节点利用此路由信息进行路由标记,并完成分组转发.由于网络结构的动态特性,不可避免地会发生路由错误.ACCR 采用了 AODV 协议中的错误处理策略.

4 仿真验证及性能分析

4.1 仿真测试环境

仿真中节点移动速度为 0 ~ 15 m/s 之间的随机值.各节点使用全向天线,MAC 接入采用 802.11 b 无线局域网协议,传播延迟为 4 μs.预设网络中所有节点具有相同的信号接收阈值,即各节点的无线发射设备具有相同的覆盖面积.无线传播模型采用双线地面反射模型.测试中应用层采用 CBR 业务流,发送速率为 4 包/s,包长为 512 b.仿真采用如下移动模型^[6]:

$$\begin{cases} V(t + \Delta t) = \min\{\max\{v(t) + \Delta v, 0\}, v_{\max}\}, \\ \theta(t + \Delta t) = \theta(t) + \Delta\theta, \\ X(t + \Delta t) = X(t) + V(t) \cos(\theta(t)), \\ Y(t + \Delta t) = Y(t) + V(t) \sin(\theta(t)). \end{cases} \quad (3)$$

其中:V 为节点移动速度,θ 为节点相对于 x 轴的移动角度,v_{max} 为节点最大移动速度,Δv 为(-A × t, A × t)之间均匀分布的随机变量,Δθ 为均匀分布于(-α × t, α × t)之间的随机变量,A 为节点最大加速度,α 为角度变化率.

4.2 中心控制节点数量分析

设 N 个移动节点按泊松分布(λ)在面积为 A 的目标区域内,且具有相同的发射功率.采用全向天线和自由空间传播模型,通信半径为 R.于是,一个节

点成为另一个节点邻节点的概率为 $f_{neighbor} = R^2/A$. 基于此概率,任一移动节点具有 k 个邻节点的概率为

$$P(k) = C_{N-1}^k f_{neighbor}^k (1 - f_{neighbor})^{N-1-k}. \quad (4)$$

由此可计算出任一节点的平均邻节点数

$$NB_{average} = \sum_{k=1}^{N-1} k C_{N-1}^k f_{neighbor}^k (1 - f_{neighbor})^{N-1-k} = (N-1) f_{neighbor} = (N-1) R^2/A. \quad (5)$$

考虑最差的情况,网络中的控制域数目平均值为

$$NUM = NA / (N-1) R^2. \quad (6)$$

通常情况下,Ad hoc 组网区域面积与节点的平均覆盖面积比处于较低的水平,由式(6)得出的平均中心控制节点数目基本处于可控的数量级.

考虑一种特殊情况,即所有节点都具有相同的小服务能力指数.在这种情况下,网络中路由控制域退化为单跳生成簇.此时所有节点具有相同的概率成为中心控制节点(即簇首),则网络的中心控制节点的个数约为 $N \times p$. 由文献[7]可知,此时每簇非簇首节点个数约为 $(1-p)/p$,即 $(1-p)/p$.

另一种极端情况,即域内所有节点都具有相同的高能力指数且均匀分布.此时中心控制节点的数目等同于网络中的节点数目,ACCR 路由协议退化为普通的按需路由协议.

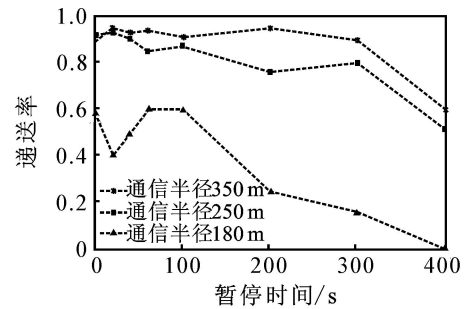
4.3 路由协议性能分析

为了衡量 ACCR 的性能,在此引入 IETF RFC2501 定义的性能参数——包转发率.包转发率定义为目的节点正确接收的分组数与源节点发送的分组数的归一化比值.为了更全面地反映路由协议的性能,本文采用网络覆盖密度的概念^[8],它反映了特定区域 Ad hoc 组网的网络连通特性.通过调整节点的通信覆盖半径可获得不同的网络覆盖密度,通信半径越大,覆盖密度越高.

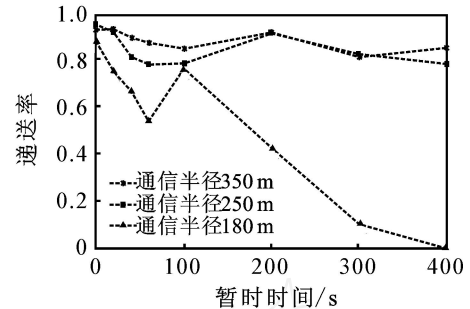
在 $2.5 \text{ km} \times 2.5 \text{ km}$ 区域内,网络在 50% 业务流量负载下,当节点通信半径分别为 180 m, 250 m 和 350 m 时,路由递送率随节点移动停留时间的变化情况如图 2 所示.节点移动停留时间的调整,意味着网络拓扑变化频率的快慢.图(a)和图(b)分别是 200 节点和 400 节点的仿真结果.

通过仿真结果可以看出,ACCR 在网络覆盖密度较高的情况下,具有较好的路由递送率;在网络覆盖密度较低的情况下,路由递送率随网络拓扑的变化率降低而减小.这与其他协议的性能评价相似^[8-10].

为了评估协议性能,针对不同的网络覆盖密度,与传统的 DSDV 和 AODV 协议进行对比.节点数分

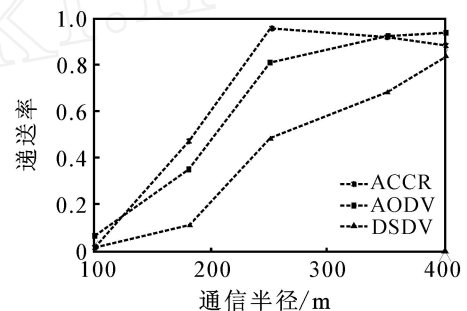


(a) 200节点仿真结果

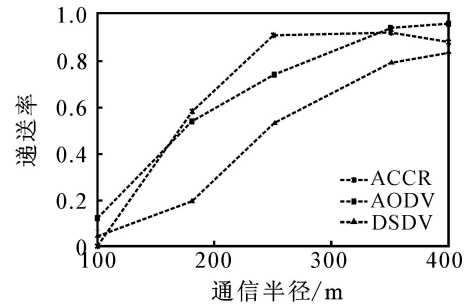


(b) 400节点仿真结果

图2 递送率随节点移动停留时间的变化



(a) 200节点仿真结果



(b) 400节点仿真结果

图3 分组递送率与节点通信半径的关系

别为 200 和 400,仿真结果如图 3 所示.

从仿真结果可以看出,在正常的网络覆盖密度下,ACCR 明显优于 AODV 和 DSDV;在较低和较高的覆盖密度下,性能略低于 AODV,明显高于 DSDV.这主要是由于 ACCR 中控制域的生成对网络覆盖密度要求较严格.网络的覆盖密度过低,节点分布稀疏,导致路由控制域涵盖的节点数过低,进而影响路由协议的性能;网络覆盖密度过大,节点分布密集,控制域的生成以及中心控制节点的路由请求

处理将造成效率降低。

在相同的网络覆盖密度下,对各路由协议分组递送率与网络中节点数的关系进行对比.网络中节点数的大小反映了网络的规模.仿真结果如图 4 所示.

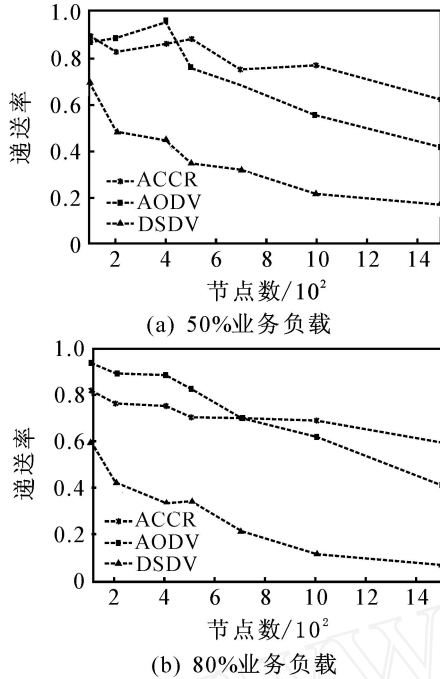


图 4 分组递送率与网络规模协议性能的对比

从仿真结果可以看出,在相同的网络覆盖密度下,ACCR 在网络中节点数较少的情况下(即网络规模较小),递送率略低于 AODV,但高于 DSDV;在网络中节点数较多的情况下(即网络规模较大),递送率明显高于 AODV 和 DSDV.这说明 ACCR 比 AODV 和 DSDV 具有较高的可扩展性,更适合于大规模的移动 Ad hoc 网络.

5 结 语

本文提出的 ACCR 是一种基于传统链路状态协议的改进算法.相对于已有的一些基于拓扑的 Ad hoc 路由协议,该协议考虑了节点在路由中的能力差别,可实现路由收集与路由计算相分离,并提供 QoS 路由实现手段以及节点休眠和唤醒支持.仿真结果表明,相对于一些传统的基于拓扑的路由算

法,ACCR 路由算法具有较高的路由递送率和可扩展性.今后的工作将集中于 Ad hoc 网络中路由的 QoS 描述,以及基于 ACCR 的 QoS 路由及节点休眠的实现.

参考文献(References)

- [1] Mauve M, Widmer J, Hartenstein H. A survey on position-based routing in mobile Ad hoc networks[J]. IEEE Network Magazine, 2001, 15(6): 30-39.
- [2] Perkins C, Bhagwat P. Highly dynamic destination sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers[J]. Computer Communication Review, 1994, 24(4): 234-244.
- [3] Perkins C, Royer E. Ad-hoc on-demand distance vector routing [C]. Proc of 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications. New Orleans, 1999: 90-100.
- [4] Zygmunt J Haas, Marc R Pearlman, Prince Samar. The zone routing protocol (ZRP) for Ad hoc networks[S]. IETF MANET Internet Draft, 2002.
- [5] Clausen T, Jacquet P. Optimized link state routing protocol (OLSR) [S]. RFC3626, 2003.
- [6] Hass Z J. On the performance of a medium access control scheme for the reconfigurable wireless networks [C]. Proc of MILCOM '97. Monterey, 1997: 1558-1564.
- [7] Foss S G, Zuyev S A. On a voronoi aggregative process related to a bivariate poisson process[J]. Advances in Applied Probability, 1996, 28 (4): 965-981.
- [8] Wen Y Y, Wang G X. A research of the relationship between performance of topology-based MANET routing protocol and network coverage density [C]. IEEE 6th CAS Proc. Shanghai, 2004: 493-496.
- [9] Broch J, Maltz D A, Johnson D B, et al. A performance comparison of multi-hop wireless Ad hoc network routing protocols [C]. Proc of the 4th Annual ACM/IEEE Int Conf on Mobile Computing and Networking. Dallas, 1998: 85-97.
- [10] Das S R. Perkins C E, Royer E M. Performance comparison of two on-demand routing protocols for Ad hoc networks [C]. Proc of the IEEE Infocom. Israel, 2000: 3-12.