

三种 Ad Hoc 网络组播协议的性能分析与比较^{*}

周元¹ 李光胜² 詹永照² 侯义斌³

(西安交通大学电子与信息工程学院 西安 710049)¹

(江苏大学计算机科学与通信工程学院 镇江 212013)²

(北京工业大学软件学院 北京 100022)³

摘要 近年来,Ad hoc 网络的组播路由协议研究受到广泛关注,但已经提出的各种组播协议中还没有一种在 MANET 定义的各种性能指标方面都处于领先,因此对不同协议的分析 and 比较能帮助人们在不同的应用环境下选择和设计更适合的组播协议。本文首先分别介绍了 3 种典型的组播路由协议:ODMRP、ADMR、DRMR,然后对其控制开销进行了计算分析,最后利用 NS2 仿真软件对 3 种协议进行仿真,分析与比较了它们在各种网络环境下的性能。

关键词 Ad hoc 网络,组播路由协议,协议性能

Performance Analysis and Comparison of Tree Multicast Routing Protocols for Ad Hoc Network

ZHOU Yuan¹ LI Guang-Sheng² ZHAN Yong-Zhao² HOU Yi-Bin³

(School of Electron and Information Engineering, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049)¹

(School of Computer and Communication Engineering, Jiangsu University, Zhenjiang 212013)²

(School of Computer Software, Beijing University of Technology, Beijing 100022)³

Abstract Recently, the research of multicast routing protocol for Ad hoc networks is paid attention to abroad. However, none of those multicast routing protocols that have been proposed for Ad hoc networks keep ahead in all performance evaluation criteria of routing protocol defined by MANET. Thus, analyzing and comparing the performance of the multicast routing protocol in different application environments will help people to choose and design proper protocol. Firstly the paper introduces three multicast routing protocols for Ad hoc networks, namely ODMRP, ADMR and DRMR, and then gives the method concerning computation of control overhead. Finally, according to the simulation results with NS2, the paper analyzes and compares the performances of them in different network environments particularly.

Keywords Ad hoc networks, Multicast routing protocol, Performance

1 引言

随着便携计算机、掌上个人数字助理等移动终端的广泛使用,无线通信和个人通信系统不断发展,未来的互联网络将向由固定网络、基础结构移动网络和非基础结构无线网络组成的集成网络发展^[1]。

近几年,研究人员提出了一些能适应于特定(Ad Hoc)环境的组播路由协议,这些协议可以大致分成两类:一类是基于树(tree-based)结构的组播路由协议,它们使用了固定网络中基于树的组播协议的思想,其特点是在源节点和接收节点之间建立一条路径,如 ADMR^[2]、AMRoute^[3]、AMRIS^[4];另一类是基于格网结构的组播路由协议,它们都能在传输数据时为源与接收者之间提供多条路由,如 ODMRP^[5]、CAMP^[6]、DRMR^[7]。研究表明,基于格网的组播路由协议的综合性能要优于基于树的组播路由协议^[8]。

根据 MANET 制定的组播路由协议性能评价标准^[9],在已经提出的组播路由协议中还没有一种协议在所有的性能要求上处于领先地位,其原因是 Ad hoc 网络具有动态拓扑结构、带宽受限、能源有限等特点,这些特点给设计组播路由

协议带来了极大的困难和挑战。但这些协议各有所长,可以满足不同环境下的应用需求。为了正确选择和有效设计能满足不同应用要求的组播路由协议,需要对协议在各种应用环境下的性能进行测试和评价。为此,本文使用 NS2^[10] 平台作为组播路由协议的测试平台,对 ODMRP、ADMR、DRMR 三种典型的组播路由协议在各种网络环境下的性能进行了模拟,并对它们的性能进行了详细的分析和比较。

2 三种组播协议介绍

2.1 ODMRP 协议

ODMRP 是一种基于格网的按需组播路由协议,该协议使用了转发组概念,是一组负责转发数据包的移动节点,这些节点构成了一个转发格网。

转发格网的建立过程如下:

当源节点有数据需要发送时,它在全网广播 JOIN QUERY 报文;节点收到了非重复的 JOIN QUERY 报文后,首先保存发送报文的的上游节点地址,建立一条到达源节点的反向路由,然后重新广播该报文;组播接收节点收到 JOIN QUERY 报文后,回复 JOIN REPLY 报文并附上(源,下一跳节点)

^{*}国家自然科学基金项目(60273040)资助。周元 博士,主要研究方向:计算机网络;李光胜 硕士,主要研究方向:计算机网络;詹永照 教授,博士,主要研究方向:CSCW、计算机图形学;侯义斌 教授,博士,主要研究方向:Internet 网络理论、人机交互。

对信息;节点收到 JOIN REPLY 报文时,检查本地节点是否是(源,下一跳节点)对中的下一跳节点。如果是,则表明该节点位于对应源和接收节点的路径上,于是该节点设成转发组状态并转发该报文;当源节点收到 JOIN REPLY 报文后,表明源和接收节点间的路由已经建立。这些转发路径构成了一个转发格网,组播源就通过转发格网向所有的接收节点传送数据。

转发格网的维护:

由于节点移动,协议需要对转发格网定时更新,以维护组播路由。转发格网的维护是通过源节点周期广播 JOIN QUERY 报文进行的,每次广播 JOIN QUERY 报文时的处理过程与转发格网建立时一样,这样转发格网就能得到有效维护。如果某个节点的转发状态在一定时间内未得到更新,则该节点停止转发数据。

2.2 ADMR 协议

ADMR 是一种基于组播树的按需组播路由协议,它尽可能地减少任何非按需成分。每个组播数据包从发送者到接收者沿着设置成组播前转状态的最小延迟路径进行转发。针对网络中节点的移动或无线传输条件的变化,接收者动态地适应发送者的发送模式,以有效平衡开销和组播路由状态的维护。

转发树的建立:

当源节点 S 希望加入一个组播组 G 以便发送组播包时,源节点 S 在包中插入 ADMR 报头并将 flood type flag 设置成 network flood 模式。在发送首个包后,源节点 S 暂时缓存后续组播包一小段时间而不是立即发送,以便网络中接收节点形成接收状态。当收到至少一个 RECEIVER JOIN 包后,源节点 S 开始正常发送缓存的后续组播包。

当节点 R 上有一个应用要求加入组 G 时,节点 R 上的 ADMR 路由层以 network flood 方式发送 MULTICAST SOLICITATION 消息,并以组 G 作为目标节点的地址。如果收到 MULTICAST SOLICITATION 消息的节点有关于源节点 S 的表项,同时它又是一个前转者,该节点就用单播向上游节点发送 MULTICAST SOLICITATION 消息。这样,该消息就通过组播树向上达到源节点,减少了开销并加快了接收者的加入。当任一针对组播组 G 的源节点 S 接收到 MULTICAST SOLICITATION 消息,它都回复该消息,广播告之节点 R 自己是组 G 的发送者。当节点 R 收到对它 MULTICAST SOLICITATION 消息的回复时,发送 RECEIVER JOIN 消息回 S,创建连接组播树的前转状态。

转发树的维护:

一些组播组中的前转节点或接收节点收不到后续的组播数据包(或 keep-alive 包)时,认为自己到组播前转树连接中断。前转节点 C 首先发送 REPAIR NOTIFICATION 消息给对应组播树的下游子树。为在 C 下游的子树中前转 REPAIR NOTIFICATION 消息,每个接收到该包的节点要判断是否前转该包。在发送 REPAIR NOTIFICATION 消息后,节点 C 等待一个 repair delay 周期再采取本地修复过程。如果在等待周期中 C 收到上游节点对于同一组和源的 REPAIR NOTIFICATION 消息,则取消自己的本地修复,否则就以 network flood 泛播一个限定跳数的 RECONNECT 消息。

2.3 DRMR 协议

DRMR 充分利用无线通信的广播特性建立路由。当节点在广播报文时,如果将报文 IP 报头中 TTL 域设成一个很小的值,那么报文将在一个较小的环形区域内传播。根据区

域路由原理,环内节点可以建立一条到达环心的路由。环的边界称为该节点的广播环,边界节点到环心节点的跳数距离定为广播环半径。当两个节点的跳数距离小于或等于它们的广播环半径之和时,两个广播环相交,这时存在中间节点(桥节点),它们有到达两个节点的路由。此时,两个节点可以通过桥节点建立路由。

在 DRMR 中,每个成员节点都有一个广播环,这些广播环构成一个广播环图 $G=(V,E)$,其中 V 为广播环集合,E 为相交广播环对集合。相交广播环所对应的组成员互称邻居组成员。当 G 是连通环图时,任意两个组成员之间都可以建立路由。DRMR 路由由建立和维护的实质就是建立连通环图 G,并维护 G 的连通性。

在 DRMR 中,组成员节点通过广播 MEM_QUERY 报文和接收 MEM_REPLY 报文来建立路由。每个组成员节点在各自的广播环内周期性广播 MEM_QUERY 报文。收到 MEM_QUERY 报文的节点,将发送报文的组成员节点 IP 地址和上一跳节点的 IP 地址,并记录到路由表中,建立一条到发送报文节点的反向路由,且将自身 IP 地址写入 MEM_QUERY 报文前一跳地址域,转发该报文。节点接收到 MEM_QUERY 报文,表明它位于产生报文的组成员的广播环内。如果它位于两个或多个广播环内,那么该节点成为桥节点,就发送 MEM_REPLY 报文给对应的组成员节点。当节点收到 MEM_REPLY 报文时,表明它位于两个组成员节点之间的路径上,于是该节点设为转发组状态。当两个相邻组成员节点收到 MEM_REPLY 报文时,就可以在它们之间建立路由。当广播环图是连通环图时,任意组成员节点之间都有一条或多条转发路径,这些转发路径构成转发格网。

通过维护连通环图来维护转发格网,维护方法如下:将第一个加入的组播源设为核心节点,包含核心节点的连通环图称为核心连通环图。核心节点周期性地把含有递增序列号的 UPDATE_MESSAGE 报文发送给其它组成员节点,更新路由。

当核心连通环图包含所有组播组的成员节点时,任意组成员节点之间就都有一条或多条转发路径,这样就建立起组播路由了。

3 对三种组播协议的定性分析

3.1 路由结构分析

ODMRP、ADMR 和 DRMR 都是按需路由协议。如果没有数据需要组播,协议就不必维护组播路由,这样可以大大减小路由协议的控制开销。

ADMR 是基于树型的协议,每个源节点和目的节点之间都有一条路由。ODMRP 和 DRMR 是基于格网型的协议,每个源节点和目的节点之间可能有多条路由,格网结构可以保证在节点移动速度较快时协议仍然具有较高的数据递交率,提高了有效性。

DRMR 是一个二层结构的组播路由协议。在协议中,每个组成员节点相当于一个簇头,它维护一个大小由广播环半径决定的簇。由于采用了二层结构路由,因此具有较好的可扩展性。

3.2 控制开销分析

ODMRP 通过源节点在全网周期广播 JOIN QUERY 消息,建立和维护路由。ADMR 通过全网泛播数据包和 MULTICAST SOLICITATION 消息建立路由,通过有限个数的

keep-alive 消息和长周期间隔的全网泛播数据包来维护路由。而 DRMR 是根据在连通环图中任意两个组成员都可建立路由这一性质设计的,路由维护的实质就是维护广播环图是一个连通环图。

在 ODMRP 中,源节点是路由建立和维护的发起者,而接收节点是被动参与这一过程的。在 ADMR 中,源节点和接收节点都可以主动参与路由的建立,但只有源节点主动参与路由维护。在 DRMR 中,所有的组成员都主动参与路由的建立和维护过程。

在 ODMRP 中,路由建立和维护的开销主要包括发送 JOIN QUERY 和 JOIN REPLY 消息。在 ADMR 中,路由建立的开销主要包括发送数据包、MULTICAST SOLICITATION 消息和 RECEIVER JOIN 消息,路由维护的开销主要包括发送数据包和 keep-alive 消息。在 DRMR 中,路由建立和维护的开销主要包括发送 MEM_QUERY、MEM_REPLY 和 UPDATE_MSG 报文。

下面给出这 3 种协议在路由建立和维护过程中主要控制包开销的数学表示(为简化问题,这里不考虑控制包大小的不同以及对网络拓扑变化引起的路由中断进行维护而产生的额外控制包开销)。

设网络中的节点总数为 N , H_{ij} 表示节点 i 和 j 的跳数距离,加入组播的源节点用集合 S_s 表示,源节点总数为 N_s ,加入组播的接收节点用集合 S_R 表示,接收节点总数为 N_R ,协议模拟时间为 T_{sim} 。

在 ODMRP 中,源节点发送 JOIN QUERY 报文所产生的开销为 $N_s \times N$,接收节点发送 JOIN REPLY 报文所产生的开销为 $\sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_S} H_{ij}$,设源节点发送 JOIN QUERY 报文的时间间隔 T_{int} ,则 ODMRP 在整个模拟过程中的开销为: $\frac{T_{sim}}{T_{int}} (N_s \times N + \sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_S} H_{ij})$,展开后得:

$$\frac{T_{sim}}{T_{int}} \times N_s \times N + \frac{T_{sim}}{T_{int}} \times \sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_S} H_{ij} \quad (1)$$

在 ADMR 中,源节点建立路由由发送数据包和接收节点发送 MULTICAST SOLICITATION 消息的开销是 $(N_s + N_R) \times N$,接收节点确认消息包 RECEIVER JOIN 的开销是 $\sum_{i \in S_R} \sum_{j \in S_S} H_{ij}$,则建立路由时的控制包开销是 $(N_s + N_R) \times N + \sum_{i \in S_R} \sum_{j \in S_S} H_{ij}$ 。维护路由时,设周期性定时广播数据包时间间隔是

T_{int} ,则开销是 $\frac{T_{sim}}{T_{int}} \times N_s \times N$ 。设发送 keep-alive 包时间间隔基数为 T_{int} ,其增加因子为 δ ,间隔最大值为 $\text{MAX}(T_{int}')$,则发送 keep-alive 包的开销为 $N_s \times \log_{T_{int}(1+\delta)}^{\text{MAX}(T_{int}')} \times \sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_R} H_{ij}$,这样

ADMR 路由建立和维护总的控制包开销为: $(N_s + N_R) \times N + \sum_{i \in S_R} \sum_{j \in S_S} H_{ij} + \frac{T_{sim}}{T_{int}} \times N_s \times N + N_s \times \log_{T_{int}(1+\delta)}^{\text{MAX}(T_{int}')} \times \sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_R} H_{ij}$

合并同类项后,得

$$\left((1 + \frac{T_{sim}}{T_{int}}) \times N_s + N_R \right) \times N + (1 + N_s \times \log_{T_{int}(1+\delta)}^{\text{MAX}(T_{int}')} \times \sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_R} H_{ij}) \quad (2)$$

在 DRMR 中,设某个组成员 i 的广播环半径为 R_i ,该广播环覆盖区域内的节点数为 $RN(R_i)$,组成员 i 的邻居组成员集合为 $S_{NH}(i)$,则 DRMR 协议发送 MEM_QUERY 报文的开销是 $\sum_{i \in (S_S \cup S_R)} RN(R_i)$,发送 UPDATE_MSG 报文和

MEM_REPLY 报文的开销都是 $\sum_{i \in (S_S \cup S_R)} \sum_{j \in S_{NH}(i)} H_{ij}$ 。设组成员节点发送 MEM_QUERY 报文和 MEM_REPLY 报文的时间间隔是 T_{int} ,核心节点发送 UPDATE_MSG 报文的时间间隔是 T'_{int} ,则 DRMR 在整个模拟过程中的开销为: $\frac{T_{sim}}{T_{int}} +$

$$\sum_{i \in (S_S \cup S_R)} RN(R_i) + \frac{T_{sim}}{T_{int}} \times \sum_{i \in (S_S \cup S_R)} \sum_{j \in S_{NH}(i)} H_{ij} + \frac{T_{sim}}{T'_{int}} \times \sum_{i \in (S_S \cup S_R)} \sum_{j \in S_{NH}(i)} H_{ij}$$
 合并后得:

$$\frac{T_{sim}}{T_{int}} \times \sum_{i \in (S_S \cup S_R)} RN(R_i) + (\frac{T_{sim}}{T_{int}} + \frac{T_{sim}}{T'_{int}}) \times \sum_{i \in (S_S \cup S_R)} \sum_{j \in S_{NH}(i)} H_{ij} \quad (3)$$

由式(1)、(2)和(3)可知,这 3 种协议控制包开销可以分成两部分之和:第一部分是和建立、维护消息传播的范围有关,如式(1)和(2)中前半部分和网络节点数 N 成正比。而在 ODMRP 和 ADMR 中,JOIN QUERY 消息、数据包以及 MULTICAST SOLICITATION 消息都是在全网范围内泛播,式(3)中前半部分是和组成员节点广播环包含的节点数 $RN(R_i)$ 有关。而在 DRMR 中,MEM_QUERY 消息正是在广播环内泛播,因此可以看出就前半部分中维护消息的传播范围来说,DRMR 的开销是最小的。第二部分是和组播成员节点之间的跳数距离有关,3 种协议都是采用最短路径的原则来选择路由,因此 H_{ij} 基本相同,同时 H_{ij} 取和也是在源节点集合和接收节点集合之间进行。这样,可以看出后半部分仅就与 H_{ij} 有关的因素来说,3 种协议基本相同。由式(1)、(2)和(3)还可看出,上述控制包开销大小的另一个重要因素就是控制包的发送频率。ODMRP 和 DRMR 比较,其控制包发送频率 $\frac{T_{sim}}{T_{int}}$ 和 $\frac{T_{sim}}{T'_{int}}$ 中的 T_{int} 以及 T'_{int} 都是相差不大。因此由式(1)和(3)比较,ODMRP 比 DRMR 的控制包开销大;ODMRP 和 ADMR 比较,由于 DRMR 中定期的数据包广播时间间隔很长(如模拟中设定为 30s),整个模拟时间 T_{sim} 内发送的次数有限,同时 keep-alive 消息包发送的次数也有限。比较式(1)和(2)可以看出,ADMR 的维护控制包开销比 ODMRP 要小很多;ADMR 和 DRMR 比较,大于或等于 $\sum_{j \in (S_S \cup S_R)} RN(R_i)$ 。但从 ADMR 推荐的各消息包发送间隔来看,其频率远小于 DRMR。比较式(2)和(3),前半部分 ADMR 控制开销小于 DRMR 控制开销;对后半部分, $\sum_{i \in S_S} \sum_{j \in S_R} H_{ij}$ 与 $\sum_{i \in (S_S \cup S_R)} \sum_{j \in S_{NH}(i)} H_{ij}$ 基本相等,ADMR 控制开销只与源节点数量有关,而 DRMR 控制开销与发送频率有关,这样后半部分 ADMR 控制开销也小于 DRMR 控制开销。因此,一般情况下 ADMR 的维护控制包开销要小于 DRMR 的开销。

由于 DRMR 中广播环是动态的,理论上其覆盖范围可以是整个网络。当组播组中只有一个组播源并且其覆盖范围为整个网络时,ODMRP 和 ADMR 都可以看作是 DRMR 的一个特例,此时每个接收节点的广播环半径都为 0。当有多个组播源节点加入时,由于加入的源节点已经落在原来的大广播环中,根据 DRMR,加入节点的环半径可以为 0。而 ODMRP 和 ADMR 加入的每个源节点仍需全网广播,此时 DRMR 的控制开销最低。但由于 ADMR 放弃周期性的维护控制消息,使得长时间看其维护性控制开销最低,不过这也降低了 ADMR 对网络拓扑变化的及时适应能力。

3.3 ODMRP、ADMR 和 DRMR 的综合比较

ODMRP、ADMR 和 DRMR 的综合比较如表 1 所示。

表1 ODMRP、ADMR 和 DRMR 的综合比较

特征	ODMRP	ADMR	DRMR
是否需单播路由协议支持	No	No	No
是否需所有节点支持该协议	Yes	Yes	Yes
周期性报文	JOIN QUERY	No	UPDATE_MSG 和 MEM_QUERY
路由选择标准	最短路由	最小延迟 路由	相邻组成员的路由是 最短路由,非相邻组 成员的路由与广播环 的分布有关
是否有路由回路	No	No	No
是否有核心节点	No	No	Yes,但无流量集中
路由机制	基于格网	基于树	基于格网
路由结构	平面	平面	二层结构
是否是按需路由	Yes	Yes	Yes
优点	算法简单, 有效性好	尽量去掉 非按需成 分,控制开 销小	有效性好,控制开销 小,可扩展性好
缺点	可扩展性 差	有效性一 般,可扩展 一般	算法相对复杂

4 三种协议的仿真分析

4.1 协议性能评价指标

为比较和评价 Ad hoc 网络协议的性能,S. Corson 和 J. Macker 在其为 Internet community 提供的 rfc 文档 rfc2501 中提出了 5 个评价指标,另外增加一个以字节来计算的控制开销指标,以期更能反映协议的效率,它们分别是:

1) 分组递交率。它是组播接收节点实际接收到的数据分组数和理论上应该接收到的数据分组数之比,该指标反映了组播路由协议的有效性。

2) 控制分组开销。递交每个数据分组所需发送的路由分组数。

3) 转发分组开销。递交每个数据分组需要转发的数据分组数。

4) 总分组开销。传输每个数据分组需要发送的路由分组和数据分组总数。

5) 控制字节开销。递交每个数据字节所需发送的路由控制字节数。

6) 端到端延迟。延迟的大小等于源节点将数据传输到接收节点所需的平均时间。

其中 2)、3)、4)、5) 四个指标共同反映了协议的额外开销,它们指出了协议执行时的花费,这些指标可以反映组播路由协议的可扩展性。在带宽和能源都受到一定限制的 Ad hoc 网络环境,这 4 个参数具有十分重要的意义。

以上 6 个指标已经成为目前评价 Ad hoc 网络协议性能的通用指标,因此本文也采用这 6 个指标来评价和比较 3 种协议。

4.2 仿真平台及参数设定

本文采用 NS2 仿真平台对 3 种协议进行了测试,仿真环境为:操作系统为 redhat7.3,模拟软件为 ns-2.1b8;MAC 层协议为 IEEE 802.11 分布式协调功能(DCF);无线传输模型是自由空间传播模型。

仿真参数设置为:节点传输距离为 250m;仿真场景由 50 个节点组成,它们可以在 1000m×1000m 的正方形区域内任意移动;节点移动速度在 0m/s~20m/s 范围内变化;数据源使用恒定比特速率(CBR);组播源和接收节点从 50 个节点中随机选择;每次模拟时间为 600s。

在仿真过程中,各协议仿真程序中的协议参数设定如下:ODMRP、ADMR 和 DRMR 的主要时间参数如表 2、表 3、表 4 所示。

表2 ODMRP 参数值

JOIN_QUERY_SEDN_TIMEOUT	3s
JOIN_REPLY_ACK_TIMEOUT	25ms
FG_FLAG_TIMEOUT	9s
DATA_SEND_JITTER	5ms

表3 ADMR 参数值

UNI_KEEPA_LIVE_RX_TIMEOUT	1s
NO_RECEIVERS_TIMEOUT	4s
NO_SOURCES_TIMEOUT	4s
DISCONNECT_EXPIRATION_TIMEOUT	5s
PASSIVE_ACK_TIMEOUT	0.2s
PERIODIC_DATA_FLOOD_TIMEOUT	30s
LOCAL_REPAIR_TTL	2
RECEIVER_LOCAL_REPAIR_TTL	3
RCV_JOIN_RX_FACTOR	3
DATA_SEND_JITTER	20ms

表4 DRMR 参数值

RING_IN_FLAG_TIMEOUT	4.5s
FG_FLAG_TIMEOUT	9s
UPDATE_RECV_TIMEOUT	4.5s
ERS_TIMEOUT	1s
MEM_QUERY_SEND_TIMEOUT	1.5s
NEIGHBOR_FLAG_TIMEOUT	4.5s
FIND_CORE_TIMEOUT	0.5s
UPDATE_SEND_TIMEOUT	3s
MAX_NUM_ERS	3
DATA_SEND_JITTER	5ms

4.3 仿真结果及性能分析

4.3.1 协议性能和节点移动速度的关系

为了测试协议性能同节点移动速度的关系,我们设置 CBR 的流量为每秒发送 2 个分组,源节点个数为 2,接收节点个数为 5,节点移动速度从 0m/s 变化到 20m/s,3 种协议的模拟结果下:

1) 分组递交率。图 1 表明 3 种协议都具有较高的分组递交率,都超过 93%。在 3 种协议中,ODMRP 的递交率是最高的,在节点移动速度达到 20m/s 时,其递交率仍然保持在 98% 以上。DRMR 的递交率大约比 ADMR 高 2%~3%。分析其原因,可以归结为:ODMRP 和 DRMR 是基于格网的协议且支持多路径转发,故相对于基于需求的树形的 ADMR,前二者具有高的分组递交率。

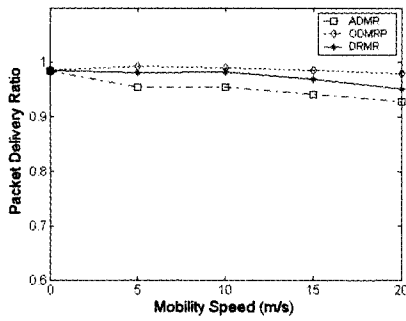


图1 分组递交率与节点移动速度关系曲线

2)控制分组开销。如图2所示, ODMRP在3种协议中具有最高的路由控制分组开销,但是 ODMRP的控制分组开销受移动速度变化的影响不明显。DRMR的路由控制分组开销随节点移动速度的增加而明显增加,其原因是DRMR是通过CRG来维持的,当节点的移动速度达到较高水平,DRMR必须通过经常扩大环半径来维护CRG的连通性来维护路由。在3种协议中,ADMR的路由控制分组开销最小,因为ADMR是基于需求的,因此在ADMR中不存在周期性的控制报文。

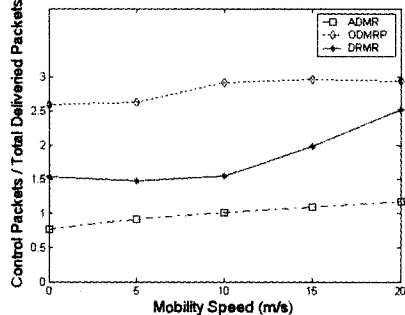


图2 路由控制分组开销与节点移动速度关系曲线

3)转发分组开销。通过图3可以看出,3种协议中,DRMR的转发数据分组开销最大,其原因可能为:当节点移动速度增加时,网络重构使一些原来的路径遭到破坏,而DRMR的格网结构最稳定,冗余路径相对较多,因而转发分组开销也最大。

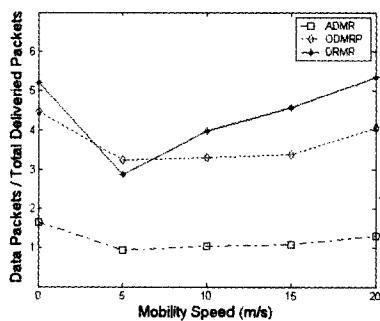


图3 数据转发分组开销与节点移动速度关系曲线

4)总分组开销。如图4所示,ODMRP的总分组开销最大,其原因是ODMRP的路由转发分组开销大。DRMR的总分组开销大于ADMR。ODMRP和ADMR的总分组开销随节点移动速度的增加而缓慢增加。但是DRMR的总分组开销随节点移动速度的增加而明显增加。其原因与路由控制分组开销的原因相同。

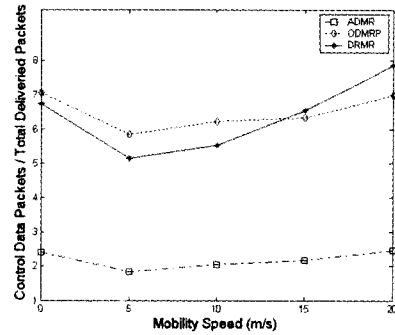


图4 总分组开销与节点移动速度关系曲线

5)控制字节开销。如图5所示,3种协议中ADMR的控制字节开销最大,原因是ADMR将控制信息放入数据流中。DRMR的控制字节开销最小,显示DRMR能以较高效率来利用控制字节,进行路由建立和维护。

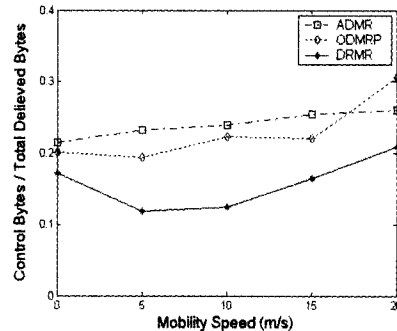


图5 控制字节开销与节点移动速度关系曲线

6)传输延迟。如图6所示,ODMRP和DRMR的传输延迟基本上相同,但是在移动速度较大时,DRMR的传输延迟略大于ODMRP,这是因为ODMRP在全网广播JOIN QUERY分组建立的路由是最短路由。但是,难以理解的是ADMR具有最大的延迟。通过分析,我们得到的可能原因是:ADMR将大部分控制信息加载在数据报文的头里面,因此在因节点移动加快,网络拓扑结构变化频繁时,对每一个控制报文头都要花费一定的时间去处理和转发。

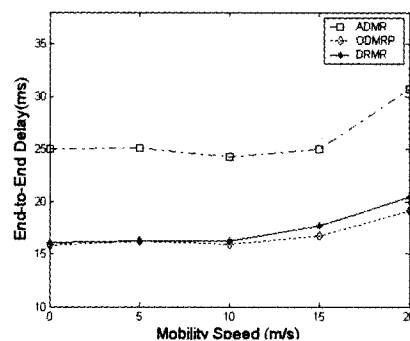


图6 延迟与节点移动速度关系曲线

4.3.2 协议性能和源节点个数的关系

为了测试协议性能同源节点数量的关系,我们设置节点的移动速度为5m/s,CBR的流量为每秒发送2个分组,接收节点数为5,源节点由1个逐步增加到5个。

1)分组递交率。如图7所示,当源节点个数增加时,3种协议的分组递交率都有一定程度的减小。因为随着原节点的增加,网络负载也相应增加,从而增加了节点在发送数据报文的

时的冲突概率,导致协议的有效性降低。

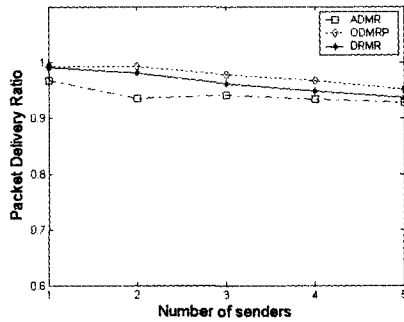


图7 分组递交率与源节点数量关系曲线

2)控制分组开销。从图8我们可以看出:ODMRP的路由控制分组开销随着源节点的增加而显著增加,DRMR的路由控制分组开销则随着源节点的增加而减小。分析其原因为:在ODMRP中,路由建立和维护是通过源节点在全网广播 JOIN QUERY 报文进行的,式(1)可知,它的开销同源节点数量成线性关系;而在DRMR中,路由建立和维护是通过连通环图进行的。由式(3)可知,路由开销同所有广播环所覆盖区域内的节点数有关,这一覆盖区域并不随着源节点的增加而显著增加。所以,当发送的数据分组随源节点增加而增加时,由于路由开销增加不多,发送每个数据分组所需的控制分组数就会减少。ADMR是基于需求的,换句话说,是基于数据流的,路由的维护主要是在有数据流的时候进行,而且不存在周期性的控制报文。因此,ADMR的路由控制分组开销最小且随源节点的增加变化不明显。

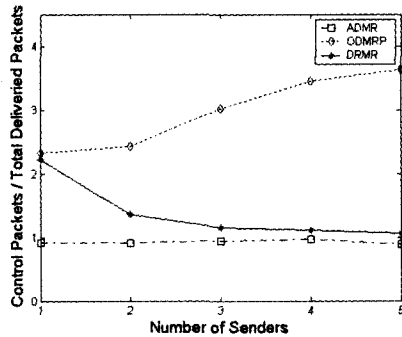


图8 路由控制分组开销与源节点数量关系曲线

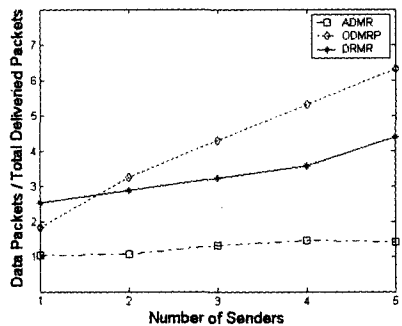


图9 数据转发分组开销与源节点数量关系曲线

3)转发分组开销。如图9所示,DRMR的转发数据分组开销在只有一个源节点时最大。但随着源节点数量的增加,其增长速度低于ODMRP的转发数据分组开销。这是因为

DRMR较好地利用了已有的路由格网,使得源节点增加时需要转发的数据分组增长不至于过快。由于ADMR数据分组的转发没有冗余路由,ADMR具有较低的转发数据分组开销。

4)总分组开销。如图10所示,随着源节点的增加,ODMRP的总分组开销急剧增加,DRMR的总分组开销变化不大,ADMR的总分组开销基本不变。

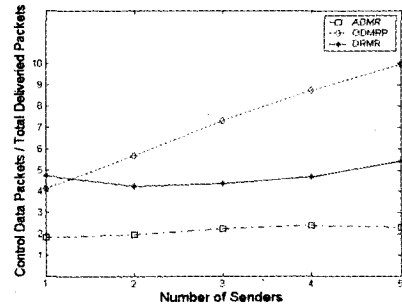


图10 总分组开销与源节点数量关系曲线

5)控制字节开销。如图11所示,DRMR的控制字节开销在3种协议中是最小的,同时ADMR该指标最平稳。

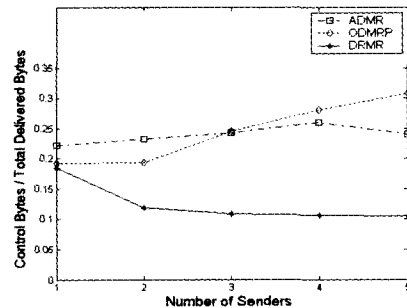


图11 控制字节开销与源节点数量关系曲线

6)传输延迟。3种协议的传输延迟都随着源节点数量的增加而增加,其中ADMR的传输延迟最大,主要原因是对每个源节点都要发起路由建立过程,因而延迟大大增加,如图12所示。

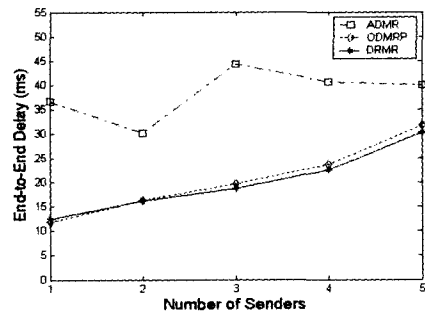


图12 延迟与源节点数量关系曲线

4.3.3 协议性能和组播规模的关系

为了考察协议性能跟组播规模的关系,我们设置节点的移动速度为1m/s,CBR的流量为每秒发送2个分组,组播源个数为5,接收节点由5个逐步增加到25个。

1)分组递交率。从图13中可以看出,ADMR和DRMR的分组递交率并未随着接收节点个数的增长而明显下降,而ODMRP则有一定程度的下降。这是由于DRMR采用了格网结构,接收节点越多,格网越稠密,转发数据就有了更多的冗余路径,因而保证了协议的有效性。对于ADMR来说,它

是基于需求的树形路由,接收节点增加,则前转节点就越多,从而保证了协议的有效性。而对于 ODMRP,大量的控制包被发送来建立路由,因此和数据包的发送发生冲突和碰撞,分组递交率下降。

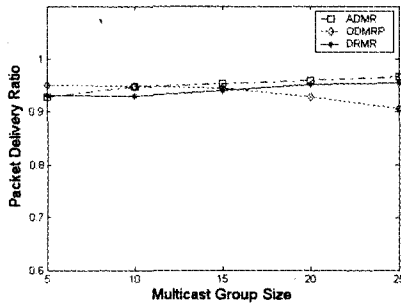


图 13 分组递交率与组播规模关系曲线

2)控制分组开销。如图 14 所示:3 种协议的路由控制分组开销都随着组播规模的增大而减小,因为当场景中的接收节点增加时,各协议能够更有效地利用控制报文建立路由。3 种协议中,ODMRP 的路由控制分组开销最大。

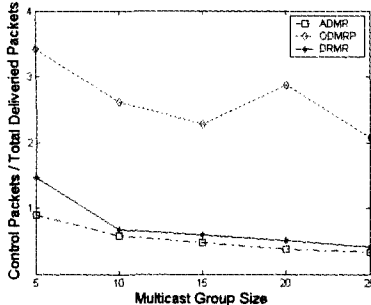


图 14 路由控制分组开销与组播规模关系曲线

3)转发分组开销。如图 15 所示,3 种协议的转发数据开销也是随着接收节点的增加而减小,其中以 ODMRP 的数据转发分组开销最大。由于接收节点增加,网络中组播组节点更加稠密,相对冗余路径和跳数距离增加,因此转发分组开销趋大。

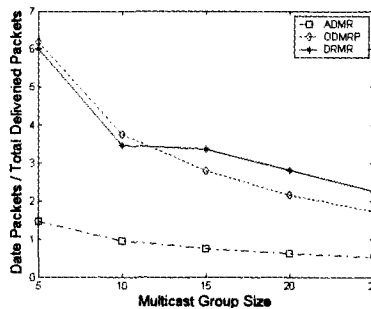


图 15 数据转发分组开销与组播规模关系曲线

4)总分组开销。由于总分组开销是由路由控制分组开销和转发数据开销两部分组成,综合两部分值,总分组开销以 ODMRP 为最大,ADMR 为最小,如图 16 所示。

5)控制字节开销。如图 17 所示,3 种协议的控制字节开销都随网络规模的扩大而减小,主要原因是随着接收节点的增加,网络中组播节点的密度更大,协议利用控制信息的效率也越高。其中 ODMRP 控制字节开销最大。

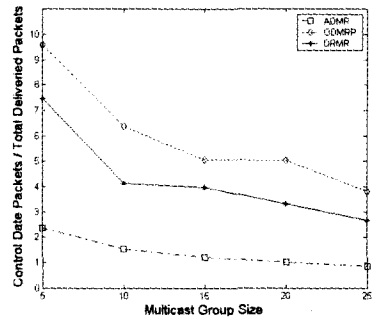


图 16 总分组开销与组播规模关系曲线

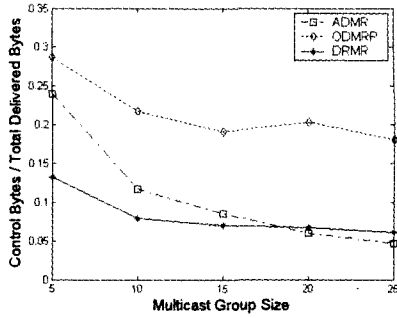


图 17 控制字节开销与组播规模关系曲线

6)传输延迟。如图 18 所示,3 种协议的延迟与组播规模的关系却截然不同,其中 ADMR 的延迟与组播规模的大小没有多大的直接联系,因为 ADMR 是基于源节点的需求,且是树形路由,源节点数量不变,仅增加接收节点,对路由建立的数据转发延迟影响不大。ODMRP 的延迟随着组播规模的增大而增加,尽管 ODMRP 也是基于源节点需求的,但它是基于格网的,当接收者增加时,原来节点所能利用的带宽减小。DRMR 的延迟也随着组播规模的增大而增加,由于 DRMR 的格网是源节点和接收节点都参与建立的,因此路由建立时间增加,同时随着报文的增加,可用的带宽减小,因冲突而重传数据包,使得传输延迟增加。

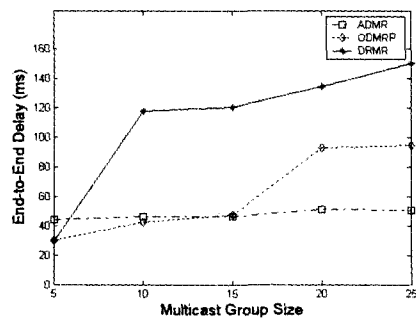


图 18 延迟与组播规模关系曲线

4.3.4 协议性能和网络负载的关系

为比较协议性能同网络负载的关系,在模拟时,我们设置节点的移动速度为 5m/s,源节点数为 2,接收节点为 5,CBR 的流量从每秒发送 2 个分组逐步增加到每秒发送 30 个分组。

1)分组递交率。如图 19 所示,当网络负载增加时,3 种协议的分组递交率都呈下降趋势,但是 ODMRP 下降得更快,原因是 ODMRP 在建立路由时需要发送更多的路由控制分组。在网络负载较高时,将会引起更多的冲突,降低了协议的有效性。ADMR 需要的控制报文最少,所以它的递交率下

降得最慢,而 DRMR 次之。

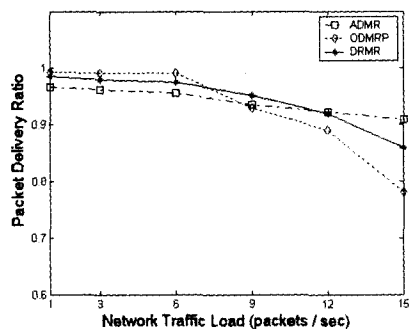


图 19 分组递交率与网络负载关系曲线

2)控制分组开销。如图 20 所示,ADMR 和 DRMR 的路由控制分组开销随着网络负载的增加而呈下降趋势。但是 ODMRP 却与前二者不同,先减小后增大。三者中,以 ODMRP 的路由控制分组开销最大,DRMR 的路由控制分组开销最小。

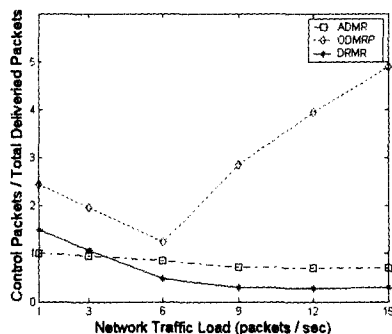


图 20 路由控制分组开销与网络负载关系曲线

3)转发分组开销。如图 21 所示,3 种协议的转发分组开销中,以 ADMR 最小。而 ODMRP 与 DRMR 一样,都随着网络负载的增大而增大。但是,ODMRP 的转发分组开销随着网络负载的增大而增大最快。

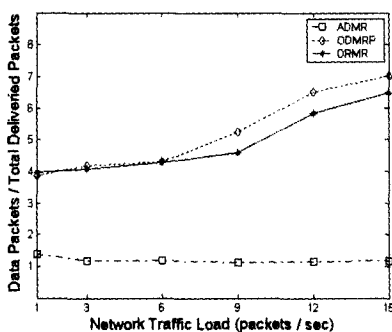


图 21 数据转发分组开销与网络负载关系曲线

4)总分组开销。如图 22 所示,3 种协议的总分组开销中,ODMRP 最大,ADMR 最小。

5)控制字节开销。如图 23 所示,DRMR 的控制字节开销最小,并且变化比较平稳,说明其随网络负载变化而变化不大。ODMRP 随负载增加而控制字节开销先小后大,其效率下降和控制分组开销类似。ADMR 其指标呈下降趋势,主要原因可能是传送的数据包增加,而控制信息不增加,相对控制字节开销则下降。

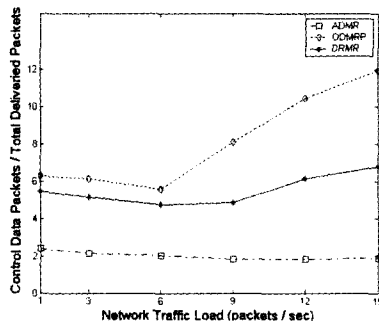


图 22 总控制分组开销与网络负载关系曲线

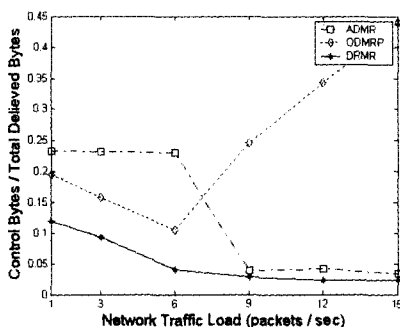


图 23 控制字节开销与网络负载关系曲线

6)传输延迟。如图 24 所示,3 种协议中 ADMR 的延迟与网络负载的关系不大,因为 ADMR 建立的树形路由且不存在周期性控制报文。DRMR 和 ODMRP 的延迟都随着网络负载的增大而增大,而又以 ODMRP 的变化最为显著。这主要是因为负载增加,数据包冲突、碰撞增加,加上 ODMRP 周期性的格网维护消息是全网泛播,占用了部分有效带宽,因此延迟恶化最快。

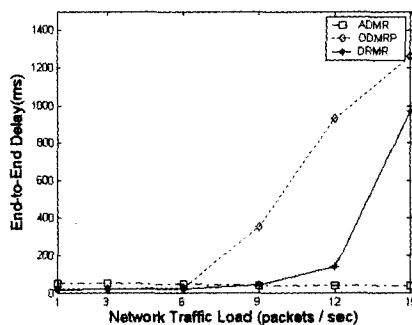


图 24 延迟与网络负载关系曲线

结束语 本文首先简单介绍了 Ad hoc 网络中三种典型的组播路由协议—ODMRP、ADMR、DRMR,然后利用定性分析和定量仿真手段全面分析了它们的特点、控制开销以及性能情况;3 种协议都是按需协议,ADMR 是基于树型结构,而 ODMRP 和 DRMR 是基于格网结构,其中 DRMR 具有分层的路由结构;由于 ODRMP 的路由建立是采取泛播的方式,同时路由的维护是由周期性广播消息完成,因此控制开销是最大的。ADMR 路由建立和维护是依靠数据包中的控制字节,同时节点间的握手消息的时间间隔很长,因此以分组为单位的控制开销最小。而 DRMR 利用区域路由原理将控制包的开销控制在广播环内,因此它以字节为单位的控制开销最小,同时可扩展性也最好;在大部分网络环境下,ODMRP 的协议有效性最高,DRMR 其次;同时在大部分网络环境

(下转第 123 页)

间约为 0.0027s,平均 FTP 下载和上传响应时间都大约为 0.0018s。由此可以认为,EEDP 应用系统的性能完全能够满足要求。

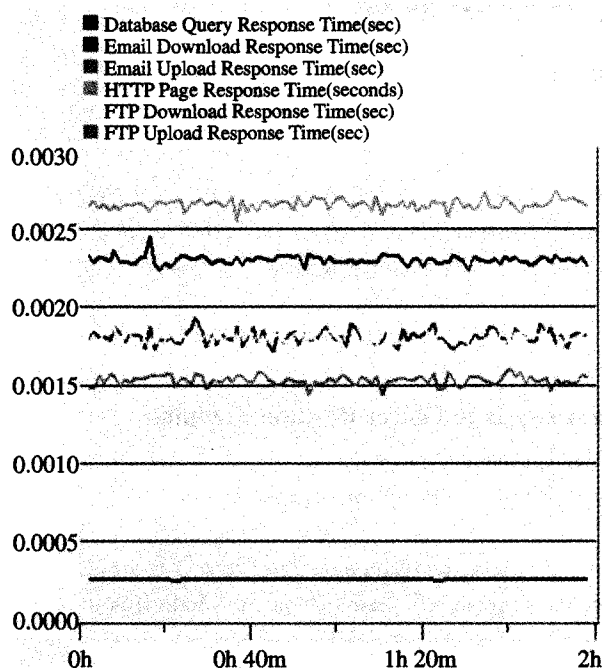


图 5 应用响应时间

结论 论文提出了安全的复杂信息系统体系结构模型,支持业务应用之间的安全性、互操作性、可扩展性,为新建或改造复杂信息系统提供框架指导。模型适用于对安全要求非常高的复杂信息系统,对模型中相应层次适当简化,模型也可适用于相对简单的信息系统。EEDP 已经在模型的指导下建设完成并成功运行了 1 年,实践和统计数据证明模型能够满足 EEDP 的要求。在模型的基础上,已经制订并通过了国家电子政务应用支撑平台和安全保密支撑平台规范。

参 考 文 献

1 Shnitko A. Adaptive Security in Complex Information Systems, In: Proc. of the 7th Korea-Russia Int. Symposium on Science and

Technology, Ulsan, South Korea, June 2003. 206~210
 2 李守鹏,孙红波. 信息系统安全模型研究. 电子学报, 2003, 31(10): 1491~1495
 3 Zhou B Y. Security Analysis and the DSM Model. In: Proc. of 13th International Workshop on Database and Expert Systems Applications, Aix-en-Provence, France, September 2002. 17~21
 4 Lee S Y, Koh J S. WWW-Based Reliability Information System. Computers & Industrial Engineering, 1998, 35(3-4): 599~602
 5 Chou S C T. Migrating to the Web: a Web Financial Information System Server. Decision Support Systems, 1998, 23(1): 29~40
 6 Van de Velde R. Framework for a Clinical Information System. International Journal of Medical Informatics, 2000, 57(1): 57~72
 7 Hripcsak G. IAIMS Architecture. Journal of the American Medical Informatics Association, 1997, 4(2): S20~S30
 8 XML 在电子政务中的应用指南. 国家标准: GB/Z 19669-2005, 2005
 9 Grimaila M R. Maximizing Business Information Security's Educational Value. IEEE Security & Privacy Magazine, 2004, 2(1): 56~60
 10 国家信息安全工程技术研究中心. 国家信息安全基础设施研究中心. 电子政务总体设计与技术实现. 北京: 电子工业出版社, 2003
 11 信息技术设备的安全. 国家标准: GB 4943-2001, 2001
 12 路由器安全技术要求. 国家标准: GB/T 18018-1999, 1999
 13 信息技术. 包过滤防火墙安全技术要求, 国家标准: GB/T 18019-1999, 1999
 14 信息技术. 应用级防火墙安全技术要求. 国家标准: GB/T 18020-1999, 1999
 15 朱鲁华,施军,沈昌祥. 涉密网的物理隔离问题. 电子计算机, 2002, 154: 16~19
 16 计算机信息系统. 安全保护等级划分准则. 国家标准: GB 17859-1999, 1999
 17 Bajaj A, Nidumolu S R. A Feedback Model to Understand Information System Usage. Information & Management, 1998, 33(4): 213~224
 18 Al-Salihy W, Ann J, Sures R. Effectiveness of Information Systems Security in IT Organizations in Malaysia. In: Proc. of 9th Asia-Pacific Conference on Communications. Penang, Malaysia, September, 2003. 716~720

(上接第 47 页)

下 ODMRP 的平均传输延时最大,ADMR 和 DRMR 相差不大,但在组播组规模较大时 DRMR 的平均传输延时最大。

由此看出,ODMRP 适合要求高分组递交率、网络规模不大的非实时业务,ADMR 适合分组递交率要求不高、网络规模中等的实时业务,而 DRMR 由于协议平衡性比较好,适合网络规模比较大且节点移动速度较快、对分组递交率要求较高的实时/非实时业务。

参 考 文 献

1 Obraczka K, Tsudik G. Multicast Routing Issues in Ad Hoc Networks. In: International Conference on Universal Personal Communications, 1998. ICUPC'98. IEEE 1998, 1998, 1: 751~756
 2 Jetcheva J G, Johnson D B. Adaptive Demand-Driven Multicast Routing in Multi Hop Wireless Ad Hoc Networks. In: Proceedings of Mobihoc 2001 [C]. Long Beach, CA, October 2001. 33~44
 3 Xie J. Route A M: Ad hoc multicast routing protocol [J]. Mobile Networks and Applications, 2002, 7(6): 429~439
 4 Wu C W, Tay Y C. AMRIS: a multicast protocol for ad hoc wire-

less networks [C]. In: Proc. of IEEE Military Communications Conference, Atlantic City, USA, V1, 1999. 25~29
 5 Lee S J, Gerla M, Chiang C C. On-demand multicast routing protocol in multi hop wireless mobile networks [J]. Mobile Networks and Applications, 2002, 7(6): 441~453
 6 Garcia-Luna-Aceves J J, Madruga E L. Core-assisted mesh protocol [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999, 17(8): 1380~1394
 7 Zhou Y, Li G L, Zhan Y Z, et al. DRMR: Dynamic-Ring-Based Multicast Routing Protocol for Ad Hoc Networks. Journal of Computer Science & Technology [J], 2004, 19(6): 909~919
 8 Lee S, Su W, Hsu J, et al. A performance comparison study of ad hoc wireless multicast protocols [C]. In: Proc. of 19th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (IEEE INFOCOM), Tel Aviv, Israel, v 2, 2000. 565~574
 9 Corson S, Macker J. Mobile Ad hoc networking: routing protocol performance Issues and evaluation considerations. EB/OL. http://www.ietf.org/rfc/rfc2501.txt, Jan. 1999
 10 Fall K, Varadhan K. ns notes and documentation. The VINT Project, UC Berkeley, LBL, USC/ISI and Xerox PARC, Available at http://www.isi.edu/nsnam/ns/, 1997-11