

基于泛洪约束的 MANET 按需组播路由协议

江国星 梅锐

(华中科技大学电子与信息工程系 武汉 430074)

摘要: 降低路由控制开销是 MANET 网络组播路由协议节省节点能量, 提高带宽利用率的关键因素之一。本文研究了组播路径近邻节点对路由维护的作用以及链路的连通性, 分别提出了一个新的 k -泛洪约束算法和一个混合泛洪模式。基于 k -泛洪约束算法和混合泛洪模式, 提出一个新的按需组播路由协议 ODMRP-CF, ODMRP-CF 协议通过选择 k -路由由近邻节点转发泛洪分组来提高泛洪效率。ODMRP-CF 协议不仅保持了 ODMRP 协议所具有的简单, 对节点移动鲁棒性好的优点, 而且有效地降低了 ODMRP-CF 协议的控制开销。

关键词: 移动自组织网络; 组播; 路由; 泛洪; 控制开销

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2010)02-0278-06

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2009.00071

On-Demand Multicast Routing Protocol with Constrained Flooding for Mobile Ad hoc Networks

Jiang Guo-xing Mei Rui

(Department of Electronics and Information Engineering, Huazhong Univ. of Science and Technology, Wuhan 430074, China)

Abstract: In Mobile Ad hoc Networks (MANET), it is one of the dominant factors saving a node's battery power and improving the efficiency of network bandwidth to reduce the routing overhead for a multicast routing protocol. The roles of some nodes near the paths in the maintenance of multicasting paths and the link connectivity are studied, a local flooding algorithm, namely k -constrained flooding algorithm, and a mixed flooding pattern are presented, and then a new multicast routing protocol, which is called the On-Demand Multicast Routing Protocol with Constrained Flooding (ODMRP-CF), is also proposed in this paper. In ODMRP-CF, only k -nodes near the paths can be selected to forward the control packets to enhance the flooding efficiency. Simulation results show that the ODMRP-CF can reduce significantly control overhead while keeping similar packet delivery ratio to ODMRP.

Key words: Mobile Ad hoc networks; Multicast; Routing; Flooding; Control overhead

1 引言

有效降低组播路由算法的控制开销是移动自组织网络(Mobile Ad hoc Networks, MANET)组播协议研究的重要问题^[1-4]。已提出的MANET组播协议按照路由策略可大致分为4类^[1,5]: 即基于树(Tree-based)的方法, 基于网格(Mesh-based)的方法, 无状态方法和混合方法。研究表明, 基于网格的组播路由协议是一种综合性能较优的组播路由协议^[6], 其中按需组播路由协议ODMRP^[7]对网络拓扑的快速变化具有很好的适应性, 为基于网格的协议中性能较好的一个^[1,8]。但ODMRP在维护组播路由时采用了周期性全网泛洪的方式, 当网络中节点数和发送组播分组的源节点数较多时, 协议在路由发现和维持时所泛洪的Join-Query分组迅速增加, 降低了路由算法的性能^[9]。

本文的工作主要有: (1)提出了一种能有效减少

泛洪开销的 k -泛洪约束算法; (2)提出了一个混合泛洪模式, 该模式通过调整全网泛洪和约束泛洪的次數比例, 既保证了节点加入组播组不需要显式地发送控制信息, 又减少了控制开销; (3)基于 k -泛洪约束算法提出了一个新的带泛洪约束策略的按需组播路由协议 ODMRP-CF(On-Demand Multicast Routing Protocol with Constrained Flooding)。ODMRP-CF 协议选取 k -路由由近邻节点转发泛洪分组, 限制了路由过程搜索组成员节点的范围和方向, 提高了泛洪的效率。

2 网络模型

不失一般性, 用一个无向连通图 $G(V, E)$ 表示 MANET 网络, 其中 $V = \{v_i | i = 1, 2, \dots, n\}$ 表示网络中节点的集合。假定相邻节点之间的链路是双向的, 若用 $e(v_i, v_j)$ 表示节点 v_i 和 v_j 之间的链路, 则 $E = \{e(v_i, v_j) | v_i, v_j \in V, i \neq j\}$ 表示节点间能相互通信的双向链路的集合。有业务指定一个组播组 $g(s, D)$, 源节点 $s \in V$, 组成员节点集 $D \subseteq V$ 。如果

2009-01-16 收到, 2009-09-21 改回

国家自然科学基金(60502023)资助课题

通信作者: 江国星 gxjiang@hust.edu.cn

s 到组成员节点 d_i 之间存在一条通过中继节点 $v_{i1}, v_{i2}, \dots, v_{im}$ 的多跳路径, 则这条路径可表示为 $p(s, d_i) = e(s, v_{i1}) \cup e(v_{i1}, v_{i2}) \cup \dots \cup e(v_{im}, d_i)$, 业务的组播路由可表示为 $p(s, D) = \cup_{d_i \in D} p(s, d_i)$ 。本文的目的是减少组播路由 $p(s, D)$ 在路由发现和维护过程中的泛洪开销, 提高泛洪算法的效率。

3 组播路由的 k -泛洪约束算法

3.1 k -泛洪约束算法

在组播路由过程中, 节点转发 Join-Query 分组是为了让组成员节点收到该分组, 以便建立到达源节点的反向路由。如果合理选择处于源节点和组成员之间的部分节点转发 Join-Query 分组, 保证源节点以很高的概率发现到达组成员节点的路由, 则可以避免全网泛洪, 降低泛洪开销。

在 MANET 中, 组播协议一般是通过网络环境(如移动速度, 信道容量, 业务类型, 业务负载等)计算得出全网泛洪周期值 T , 理想的 T 值能使源节点在组播路由即将失效之前泛洪。受泛洪周期值 T 的约束, 相邻的两节点之间的链路在时间 T 内具有较高的连通概率, 组成员节点相对源节点的距离和方向不会有较大的改变。在路由维护过程中, 可以约束 Join-Query 分组沿着原路由的方向在有限的范围(如 k -hops)内搜索组成员节点, 以替代一般组播路由协议中 Join-Query 分组的全网搜索, 这就是泛洪约束算法的基本思想。

先定义 k -路由近邻节点。设在某一个泛洪周期内源节点 s 到组成员节点 d_i 的路径为 $p(s, d_i)$, $p(s, d_i)$ 上的节点集合为 $V(p(s, d_i))$, $d_i \in D$ 。路径 $p(s, d_i)$ 的 k -路由近邻节点指在泛洪周期 T 间隔内位于路径 $p(s, d_i)$ 之外, 且到路径 $p(s, d_i)$ 的距离不大于 k 跳的节点, 即: 若 $C_k(p(s, d_i))$ 为路径 $p(s, d_i)$ 的 k -路由近邻节点集, 对于 $\forall a \in C_k(p(s, d_i))$, 则 $a \notin V(p(s, d_i))$, $\exists b \in V(p(s, d_i))$, 使 $1 \leq \text{hops}(a, b) \leq k$ 。若 $F(p(s, d_i))$ 为路径 $p(s, d_i)$ 上转发节点的集合, $F(g(s, D))$ 为关于组播组 $g(s, D)$ 的转发节点的集合, 则 $F(p(s, d_i)) = V(p(s, d_i)) - \{s, d_i\}$, $F(g(s, D)) = \cup_{d_i \in D} F(p(s, d_i))$; 若 $C_k(g(s, D))$ 为关于组播组 $g(s, D)$ 的 k -路由近邻节点集, 则有 $C_k(g(s, D)) = \cup_{d_i \in D} C_k(p(s, d_i))$ 。由 k -路由近邻节点的定义知, k -路由近邻节点是按周期更新的, 一个周期内路径 $p(s, d_i)$ 的 k -路由近邻节点集 $C_k(p(s, d_i))$ 中节点沿着路径 $p(s, d_i)$ 的附近分布, 如图 1 所示。 k -泛洪约束算法可表述为: 组播组 $g(s, D)$ 的源节点 s 广播 Join-Query 分组发起路由维护时, 仅仅集合 $F(g(s, D)) \cup C_k(g(s, D))$ 内的节点转发 Join-Query 分组。

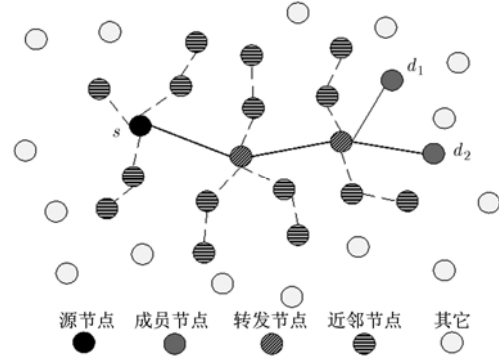


图1 路径 $p(s, d_i)$ 的 k -路由近邻节点

3.2 k -泛洪约束算法性能分析

本文采用链路可用性模型^[10], 研究 k -泛洪约束算法的路由发现概率。链路可用性模型(link availability model)假设网络中每个节点的运动由称为移动性间隔的随机长度间隔序列组成, 在每个移动性间隔内, 节点的运动速度和方向都保持不变。节点 i 的运动用 $\langle \lambda_i, \mu_i, \sigma_i^2 \rangle$ 来表示, 移动性间隔的长度服从IID(Independent Identically Distributed)指数分布, 其均值为 $1/\lambda_i$; 在每个移动性间隔的开始时刻节点的运动方向在 $[0, 2\pi]$ 上均匀分布; 不同移动性间隔的节点运动速率服从均值为 μ_i , 方差为 σ_i^2 的IID分布; 节点的运动方向、运动速率和移动性间隔相互独立, 链路的断裂相互独立。若开始时两个节点 i 和 j 之间的链路是连通的, 则经过时间 t 后, 两节点间链路仍然连通的空间平均概率分布 $p(t)$ 为^[10]

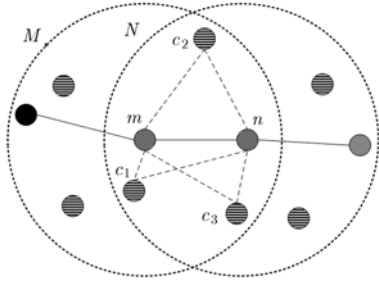
$$p(t) \cong 1 - \psi(1/2, 2, -4R^2 / \alpha_{i,j}) \quad (1)$$

其中 $\psi(a, b, z)$ 为Kummer合流超几何函数, $\alpha_{i,j} = 2t((\sigma_i^2 + \mu_i^2)/\lambda_i + (\sigma_j^2 + \mu_j^2)/\lambda_j)$, R 为通信半径。

为简单起见, 以 1 -泛洪约束算法来进行分析。实际上, $k=1$ 是 k -泛洪约束算法路由发现概率的性能下限。如图 2 所示, 设某条路径 $p(s, d_i)$ 在 t_0 时刻建立完毕并开始传输数据, l 表示该路径上相邻的两个节点 m 和 n 之间的距离, 圆 M, N 分别表示 m 和 n 的信号覆盖范围, S_{overlap} 表示 M 和 N 的重叠区域, 节点 c_1, c_2 和 c_3 为 S_{overlap} 内路径 $p(s, d_i)$ 的 1 -路由近邻节点。由于节点随机均匀分布, 则 l 的概率密度函数为

$$f(l) = (2l)/R^2, \quad 0 < l \leq R \quad (2)$$

通过计算可求出 S_{overlap} 的覆盖面积为 $S_{\text{overlap}}(l) = 2R^2 \arccos(l/2R) - l\sqrt{R^2 - (l/2)^2}$, 由式(2), 可得 S_{overlap} 的平均覆盖面积为 $E(S_{\text{overlap}}) = \int_0^R S_{\text{overlap}}(x)f(x)dx = (\pi - 3\sqrt{3}/4)R^2$ 。

图2 路径 $p(s, d_i)$ 的部分 1-路由近邻节点分布

若用 ρ 表示网络中节点分布的平均密度, 即单位面积内的节点数, 则 t_0 时刻 S_{overlap} 内的节点数为 $\rho E(S_{\text{overlap}})$ 。除去节点 m 和 n , S_{overlap} 内 1-路由近邻节点数 n_c 为

$$n_c = \rho E(S_{\text{overlap}}) - 2 = (\pi - 3\sqrt{3}/4)\rho R^2 - 2 \quad (3)$$

在 $t_0 + T$ 时刻, 源节点 s 广播控制分组, 重新发现到节点 d_i 的路由。在 t_0 时刻节点 m 和 n 间的链路连通, 若到 $t_0 + T$ 时刻该链路仍然连通的概率记为 $p_{\text{link_cnt}}$, 由式(1):

$$p_{\text{link_cnt}} = p(T) \quad (4)$$

若 t_0 时刻 S_{overlap} 内 1-路由近邻节点与 m 和 n 均直接连通, 则 $t_0 + T$ 时刻 m 和 n 通过 S_{overlap} 内某个 1-路由近邻节点连通的概率为 $p_{\text{link_cnt}}^2$, 连通失败的概率为 $1 - p_{\text{link_cnt}}^2$ 。忽略 m 和 n 通过其他形式连通的情形, 链路可用性模型中单个链路的连通或断裂相互独立, 则 $t_0 + T$ 时刻 m 和 n 通过 S_{overlap} 内 1-路由近邻节点连通失败的概率 p_{discent} :

$$p_{\text{discent}} \cong (1 - p_{\text{link_cnt}}^2)^{n_c} \quad (5)$$

由式(4), 在 $t_0 + T$ 时刻, m 和 n 之间链路不连通的概率为 $1 - p_{\text{link_cnt}}$, 设 m 和 n 连通的概率为 p_{cnt} , 则

$$p_{\text{cnt}} = 1 - p_{\text{discent}}(1 - p_{\text{link_cnt}}) \quad (6)$$

若路径 $p(s, d_i)$ 的跳数为 h , $p(s, d_i)$ 上的全部节点通过 1-路由近邻节点能连通, 则源节点 s 发送的控制分组可到达节点 d_i , 即 s 通过 1-泛洪约束算法能发现到 d_i 的路由。由于各链路双向连通且相互独立, 则 1-泛洪约束算法的路由发现成功概率 p_{r_succ} 为

$$p_{r_succ} \cong p_{\text{cnt}}^h \quad (7)$$

当 $\lambda_i = 30$ s, $\mu_i = 10$ m/s, $\sigma_i^2 = 100$, $R = 250$ m, $T = 3$ s, $\rho = 0.00005$, $h = 4$ 时, 则 1-泛洪约束算法的路由发现成功概率为 $p_{r_succ} = 0.9999$ 。

4 ODMRP-CF 协议

4.1 混合泛洪模式

ODMRP 协议中, 节点加入组播组不需要显式

地发送控制信息, 源节点每隔一个周期 T 在全网范围内广播 Join-Query 分组, 节点中途可以加入组播组。如连续两次全网泛洪的时间分别为时刻 t 和 $t + T$, 某节点在时刻 δ ($\delta \in [t, t + T]$) 加入组播组, 等待时间 $(t + T - \delta)$, 在时刻 $t + T$ 即可收到 Join-Query 分组来加入组播组。在 ODMRP-CF 协议中, 利用 k -泛洪约束算法, 节点转发的 Join-Query 分组覆盖范围有限, 并不能保证中途要求加入组播组的节点能收到 Join-Query 分组并建立路由。

ODMRP-CF 协议采用一个混合泛洪模式: 假设泛洪周期为 T , 泛洪序号为 n ($n = 0, 1, 2, \dots$), 在周期 n , 源节点广播 Join-Query 分组维护组播路由。当 $n \bmod N_T == 0$ 时, 采取全网泛洪, 否则采取 k -泛洪约束方式局部泛洪。参数 N_T 为全网泛洪周期数间隔, 反映了路由更新要求, 即节点加入组播组的平均时间间隔。若节点加入组播组的平均时间间隔为 Δt , 则 $N_T = \lfloor \Delta t / T \rfloor$ 。

假设单位时间内期望加入组播组的节点个数为 λ , 即节点期望加入组播组的平均间隔为 $1/\lambda$, 节点期望加入组播组的时刻 t 服从率参数为 λ 的指数分布, 则 t 的概率密度函数为

$$f(t; \lambda) = \begin{cases} \lambda e^{-\lambda t}, & t \geq 0 \\ 0, & t < 0 \end{cases} \quad (8)$$

为有效地接入节点加入组播组, 规定 $N_T = \lfloor 1/(\lambda T) \rfloor$, 即每隔 $N_T T$ 时间全网泛洪一次。由于 $\lfloor 1/(\lambda T) \rfloor T \leq (1/\lambda)$, 故组成员节点的加入强度不超过协议的接入能力。

若组成员节点加入组播组的平均等待时间为 t_w , 由指数分布的无记忆性和平稳性可得

$$t_w = \int_0^{N_T T} \lambda e^{-\lambda t} (N_T T - t) dt \leq \int_0^{1/\lambda} \lambda e^{-\lambda t} ((1/\lambda) - t) dt \quad (9)$$

即: $t_w \leq (1/(e\lambda))$ 。显然, ODMRP-CF 协议的混合泛洪模式能有效地接入组成员。

4.2 ODMRP-CF 协议

ODMRP-CF 算法可描述为:

(1)源节点保存一个初值为 0 的泛洪序号 n , 按间隔 T 周期性广播 Join-Query 分组。当 n 满足 $n \bmod N_T == 0$ 时, 源节点标记 Join-Query 分组为 0 型; 否则标记为 1 型。同时, 每广播一个 Join-Query 分组, 泛洪序号 $n \leftarrow n + 1$ 。

(2)节点收到非重复的 Join-Query 分组后, 首先检查自己是否处于转发状态, 如果是, 则保存发送该分组的上游节点地址, 建立一条到达源节点的反向路由, 然后重新广播该分组; 否则转向步骤(3)。

(3)节点检查 Join-Query 分组的类型。如果是 0

型,则保存发送该分组的上游节点地址,建立一条到达源节点的反向路由,然后再广播该分组。如果是1型,则检查自己是否为路径 $p(s,d_i)$ 的 k -路由近邻节点:如果是 k -路由近邻节点,则保存发送该分组的上游节点地址,建立一条到达源节点的反向路由,再广播该分组;否则丢弃该分组。

(4)组成员节点收到 Join-Query 分组后,以广播的形式回复 Join-Reply 分组并附上(Source, Next_hop)信息。

(5)节点收到 Join-Reply 分组时,检查本地节点是否是二元组(Source, Next_hop)中的下一跳节点。如果是,则表明该节点位于对应源节点与组成员节点的路由上,该节点设置自己为转发状态,处于转发状态的节点称为转发节点,转发节点重新广播该分组;否则丢弃 Join-Reply 分组。

(6)源节点收到全部的 Join-Reply 分组时,表明源节点和组成员节点间的路由已经建立,可以发送数据。

(7)节点收到 Data 分组,若节点为转发节点,则转发该分组;若节点为组成员,则接收该分组。

4.3 ODMRP-CF 协议泛洪效率分析

考虑一个组播组 $g(s,D)$,该组有1个组成员节点 d_1 。假设泛洪周期为 T , N_T 为上文中的混合泛洪参数,则单位时间内泛洪的总次数为 $\lceil 1/T \rceil$,其中全网泛洪的次数为 $\lceil 1/(TN_T) \rceil$, k -泛洪约束方式局部泛洪的次数为 $\lceil 1/T \rceil(1 - 1/N_T)$ 。

假设局部泛洪采用1-泛洪约束方式,节点的通信半径为 R ,场景的长度为 L ,宽度为 W ,全部节点在场景内随机均匀分布,平均密度为 ρ , s 到 d_1 的平均跳数为 h 。 l 表示该路由上相邻的两个节点间距离,由于节点随机均匀分布, l 的均值为 $\int_0^R x((2x)/R^2)dx = (2R)/3$,则1-路由由近邻节点分布区域的面积大小约为 $2R((2Rh)/3 + R) = 2R^2(2h + 3)/3$ 。全网泛洪时,参与转发 Join-Query 分组的节点分布区域面积为 LW ,故单位时间内 ODMRP-CF 比 ODMRP 减少的泛洪开销比率 r 为

$$r = 1 -$$

$$\frac{\lceil 1/(TN_T) \rceil(LW\rho) + (\lceil 1/T \rceil - \lceil 1/(TN_T) \rceil)(2R^2(2h+3)\rho/3)}{\lceil 1/T \rceil(LW\rho)}$$

化简后得

$$r = \frac{(N_T - 1)(3LW - 2R^2(2h + 3))}{3LWN_T} \quad (10)$$

当 $R=250$ m, $L=1000$ m, $W=1000$ m, $h=4$, $N_T=10$ 时,由式(10)计算得 ODMRP-CF 比 ODMRP 降低的泛洪开销比率 $r \approx 48\%$ 。

5 性能仿真与分析

5.1 仿真模型及性能评价参数

在 GloMoSim 仿真软件上实现了 ODMRP-CF 协议。仿真环境中,100个节点随机均匀地分布在 $1000\text{ m} \times 1000\text{ m}$ 的矩形区域,节点的通信半径 $R=250$ m,传播模型采用 Two Way Ground 模型,节点运动模型为 Random Way Point 模型,MAC层采用 IEEE802.11 协议的 DCF 方式,组播源节点发送 CBR 数据流,数据分组大小为 512 bytes,速率为 2 packets/s,节点的无线接口带宽为 2 Mbps,仿真时间为 600 s, $N_T = 10$ 。

为了综合比较 ODMRP-CF 和 ODMRP 的性能,采用下述尺度参数:

(1)控制分组数(Number of Control Packets, NCP):节点广播的 Join-Query 分组与 Join-Reply 分组之和。

(2)数据分组递送率(Packet Delivery Ratio, PDR):组成员节点实际收到的数据分组个数与组成员节点预期收到的数据分组总数的比值。

5.2 仿真结果分析

图 3 和图 4 反映了 ODMRP-CF 协议和 ODMRP 协议在相同场景下不同停留时间时的性能。其中停留时间最大为 50 s,1个组播组,1个源节点,20个组成员节点,节点最大移动速度为 20 m/s。ODMRP-CF 比 ODMRP 降低了约 40%的控制分组,这是由于 ODMRP-CF 降低了泛洪开销。由图 4 可以看出,相同场景下两者 PDR 基本相同。

以节点移动速度作为参数,协议的 NCP 和 PDR 的比较如图 5、图 6。其中停留时间为 1 s,1个源节点,20个组成员节点。ODMRP-CF 的控制分组数比 ODMRP 减少了 40%,这是由于 ODMRP-CF 泛洪开销的降低使得总的控制开销减少了。如图 5,ODMRP 中,源节点周期性使全网节点参与泛洪,因此控制分组数与节点速度变化没有关系;而在 ODMRP-CF 中,一次局部泛洪开销同周期 T 内路径的1-路由近邻节点数目有关,在周期 T 内节点由于移动进入路由节点的一跳范围就可能成为1-路由近邻节点,因此节点移动速度越大,累计成为路径的1-路由近邻节点的节点就越多,泛洪开销就越大。图 6 中,ODMRP-CF 的分组递送率和 ODMRP 基本相同,证明了 k -泛洪约束算法的有效性。

图 7 比较了协议的 NCP 随组成员节点个数的变化,其中组成员数最大为 50,停留时间 1 s,1个源节点,节点最大移动速度为 20 m/s,ODMRP-CF

比 ODMRP 的控制分组个数降低了 20% - 43%。随着组成员数的增加，两个协议的 NCP 也随之增加，这是因为 Join-Reply 分组数会随着组成员数的增加而增加；同时，ODMRP-CF 的 NCP 降低的比率随着组成员数的增加而减少。由式(9)可知，组成员节点在网络中分布得越多，1-路由近邻节点数就会增加，相应泛洪开销也会增加，因而 NCP 降低的比率会减少。如图 8 所示，相同组规模下，两者的 PDR 基本相同。

在停留时间为 0 s，1 个组播组，1 个源节点，20 个组成员节点，节点最大移动速度为 20 m/s 场景下，图 9 和图 10 比较了在不同混合泛洪参数 N_T 下的协议性能。如图 9，随着 N_T 的增加，全网泛洪的次数在减少，因而 ODMRP-CF 的泛洪开销会降低。图 10 表明 ODMRP-CF 的 PDR 基本与 ODMRP 相同，反映了 ODMRP-CF 在混合泛洪模式下的有效

性。

6 结论

ODMRP 协议是一个性能较好的组播协议，具有吞吐量大，适合高速运动等特点，但 ODMRP 协议采用周期性全网泛洪来维护组播路由将带来大量的泛洪开销。本文研究了组播路径近邻节点对路由维护的作用以及链路的连通性，提出了一个新的 k -泛洪约束算法和一个混合泛洪模式；结合 k -泛洪约束算法，混合泛洪模式和 ODMRP 的优点，提出了 ODMRP-CF 协议。本文的 k -泛洪约束算法选择原有路由的节点及其近邻节点来搜索维护路由，具有较高的路由发现成功率，减少了控制开销，提高了泛洪效率。混合泛洪模式是一个新的泛洪模式，既保证了泛洪的效率，又反映了组播路由对动态的网络拓扑的实质性全局更新，同时也保持了

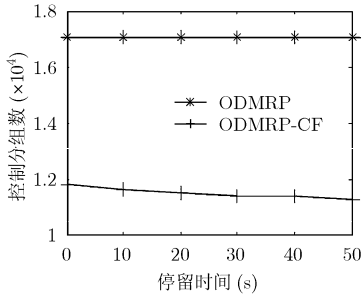


图 3 NCP 与停留时间的关系

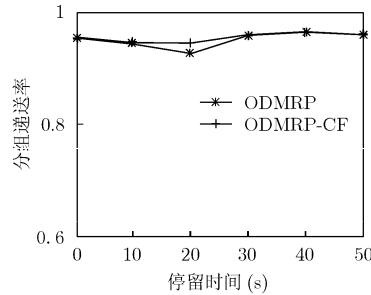


图 4 PDR 与停留时间的关系

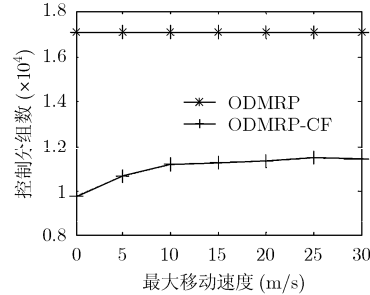


图 5 控制分组数与最大速度的关系

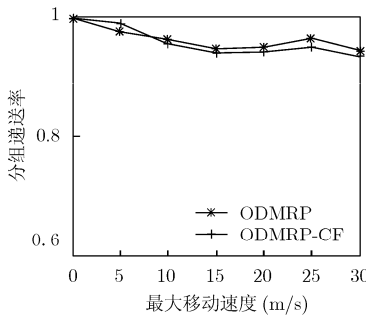


图 6 分组递送率与最大速度的关系

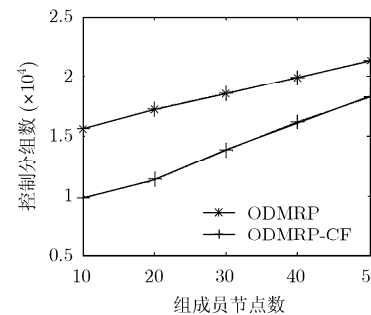


图 7 NCP 与组成员节点数的关系

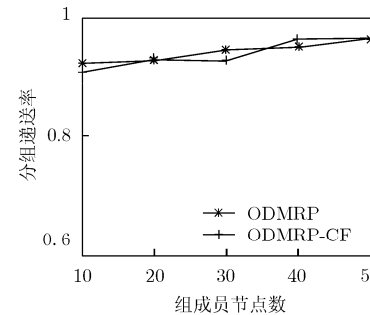


图 8 PDR 与组成员节点数的关系

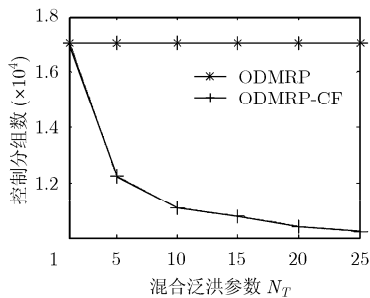


图 9 NCP 与混合泛洪参数的关系

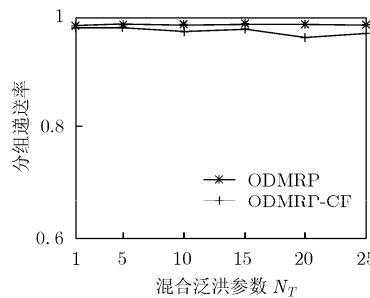


图 10 PDR 与混合泛洪参数的关系

ODMRP 协议节点加入组播组不需要显式地发送控制信息的优点。理论分析及仿真结果表明, ODMRP-CF 协议不仅保持了 ODMRP 协议的简单, 对节点移动鲁棒性好的优点, 而且有效降低了控制分组开销, 提高了链路带宽的利用率。

参 考 文 献

- [1] Cordeiro C, Gossain H, and Agrawal D P. Multicast over wireless mobile Ad hoc networks: present and future directions [J]. *IEEE Network*, 2003, 17(1): 52-59.
- [2] Law L K, Krishnamurthy P V, and Faloutsos M. A novel adaptive protocol for lightweight efficient multicasting in Ad hoc networks [J]. *Computer Network*, 2007, 51(3): 823-834.
- [3] Luo Jun-huai, Xue Liu, and Ye Dan-xia. Research on multicast routing protocols for mobile Ad-hoc networks [J]. *Computer Networks*, 2008, 52(5): 988-997.
- [4] Oh Soon Y, Park Joon-Sang, and Gerla M. E-ODMRP: enhanced ODMRP with motion adaptive refresh [J]. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 2008, 68(8): 1044-1053.
- [5] Viswanath K, Obraczka K, and Tsudik G. Exploring mesh-and tree based multicast routing protocols for MANETs [J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2006, 5(1): 28-42.
- [6] Vaishampayan R, Garcia-Luna-Aceves J J, and Obraczka K. An adaptive redundancy protocol for mesh based multicasting [J]. *Computer Communications*, 2007, 30(5): 1015-1028.
- [7] Lee Sung-Ju, Su W, and Gerla M. On-demand multicast routing protocol in multihop wireless mobile networks [J]. *Mobile Networks and Applications*, 2002, 7(6): 441-453.
- [8] Sun Xue-Mei, Liu Wen-Ju, Zhang Zhi-Qiang, and Zhao You. CODMRP: Cluster-based on demand multicast routing protocol. Proceedings of IEEE International Conference on Wireless Communication, Networking and Mobile Computing 2006 (WiCOM2006), Wuhan, China, Sept. 22-24, 2006: 1-5.
- [9] Pathirana D and Kwon M. RODMRP: Resilient on-demand multicast routing protocol [C]. The 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops 2007(AINAW'07), Ontario, Canada, May 21-23, 2007, Vol. 2: 85-92.
- [10] McDonald A B and Znati T. A path availability model for wireless Ad-hoc networks [C]. Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference 1999 (WCNC' 99), New Orleans, LA, USA, Sept. 21-24, 1999: 35-40.

江国星: 男, 1965 年生, 副教授, 研究方向为现代通信网络、图像处理与分析、多媒体信息处理。

梅 锐: 男, 1983 年生, 硕士生, 研究方向为移动自组织网络。