

基于 Delaunay 三角剖分的 Ad Hoc 网络路由算法*

贺 鹏^{1,2+}, 李建东^{1,2}, 陈彦辉^{1,2}, 周 雷^{1,2}

¹(综合业务网国家重点实验室(西安电子科技大学),陕西 西安 710071)

²(西安电子科技大学 信息科学研究所 宽带无线通信实验室,陕西 西安 710071)

A Routing Algorithm for Ad Hoc Networks Based on Delaunay Triangulation

HE Peng^{1,2+}, LI Jian-Dong^{1,2}, CHEN Yan-Hui^{1,2}, ZHOU Lei^{1,2}

¹(State Key Laboratory of Integrated Service Networks (Xidian University), Xi'an 710071, China)

²(Broadband Wireless Communications Laboratory, Information Science Institute, Xidian University, Xi'an 710071, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-29-88202529 ext 805, Fax: +86-29-88201337, E-mail: phe@pcn.xidian.edu.cn

He P, Li JD, Chen YH, Zhou L. A routing algorithm for ad hoc networks based on Delaunay triangulation. *Journal of Software*, 2006,17(5):1149–1156. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/1149.htm>

Abstract: Delaunay triangulation has been widely used in many fields such as computational fluid dynamics, statistics, meteorology, solid state physics, computational geometry and so on. With the development of Ad Hoc networks, some researchers proposed geometric routing protocols to guarantee the delivery of the packet between any pair of nodes in the network, and the underlying network topology is also constructed by the ways of Delaunay triangulation. In this paper, a novel online routing algorithm GLNFR (greedy and local neighbor face routing) for finding communication paths between the mobile nodes is proposed. The localized manner is used to form the local Delaunay triangulation as the underlying topology of a wireless network on which the GLNFR routing algorithm could guarantee the delivery of the packets. It has better scalability and adaptability for the change of networks. Experiment on NS (network simulator) has been conducted. The results show that the delivery success rate of packets and routing protocol overhead under such novel routing protocols performs better than others proposed previously.

Key words: local Delaunay triangulation; routing; unit disk graph; planar graph; wireless ad hoc network

摘 要: Delaunay 三角剖分已广泛地应用于计算流体力学、统计学、气象学、固体物理学、计算几何学等多个领域。随着无线 Ad Hoc 网络的发展,一些研究者提出了可以保证网络任意节点对之间分组顺利传输的几何路由协议,而这些协议的网络基础拓扑同样可以用 Delaunay 三角剖分的思想来实现。提出了一种新型的用于发现移动节点间通信路径的在线路由算法 GLNFR(greedy and local neighbor face routing)。利用局部构造法,构造出局

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.60372048, 60496316 (国家自然科学基金); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant No.2005AA123910 (国家高技术研究发展计划(863)); the National Grand Fundamental Research Program of Education of China under Grant No.104171 (国家教育部科学技术研究重点项目); the Foundation of Teaching and Research Award Program for Outstanding Young Teachers in Higher Education Institute of China (高等学校优秀青年教师教学科研奖励计划)

Received 2005-07-05; Accepted 2005-11-08

部化的 Delaunay 三角剖分作为网络的基础拓扑.在该网络拓扑中进行的 GLNFR 路由算法可以保证节点间分组的顺利传输,对网络变化具有更好的可扩展性和适应性.在 NS(network simulator)模拟器上仿真了该路由算法.结果表明,在分组成功传输率和路由分组开销性能方面,这一在线路由协议要优于先前提出的一些几何路由协议.

关键词: 局部化 Delaunay 三角剖分;路由;单位圆图;平面图;无线 Ad Hoc 网络

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

Ad Hoc 网络是一种特殊的无线移动通信网络. Ad Hoc 网络中所有节点的地位平等,无须设置任何中心控制节点,具有很强的抗毁性.网络中的节点不仅具有普通移动终端所需的功能,而且还具有分组转发能力.当通信的源节点和目的节点不在直接通信范围之内时,它们可以通过中间节点转发分组进行通信.有时,节点间的通信可能要经过多个中间节点的转发,即分组要经过多跳(hop)才能到达目的地,这就必须有路由协议的支持.已有的 Ad Hoc 网络路由协议^[1-7]从不同的角度对无线多跳路由问题进行了研究,对某一个或几个指标进行了优化,适用于不同的应用环境.目前,大致可以将它们分为先应式(proactive)路由协议、反应式(reactive)路由协议以及混合式路由协议 3 种.而这些已有的路由协议大多数是基于平面路由的思想,应用规模都较小,在一定程度上抑制了 Ad Hoc 网络的发展.随着 Ad Hoc 网络关键技术的不断成熟以及全球卫星定位系统(GPS)的广泛应用,在移动节点中实现低成本的 GPS 接收机成为可能.为此,本文提出了一种适用于无线 Ad Hoc 网络的、基于地理位置信息的路由协议 GLNFR(greedy and local neighbor face routing).该协议以 LDel(local delaunay triangulation)图作为无线网络的基础拓扑,利用节点中存储的邻节点位置信息及其局部邻平面上的节点位置信息实现了数据分组的转发.随着网络中节点数的增加以及节点移动性的增强,该路由协议具有良好的可扩展性以及网络变化更好的适应性.

1 无线 Ad Hoc 网络模型

假定网络中 N 个节点构成了二维平面中的节点集 V ,每个移动节点都带有全向天线,该节点上传输的分组都会被它的邻节点收到.在无线网络传输环境中的大多数功率衰减模型上,每个节点上的发射功率为 γ^α , γ 为两节点间的欧氏距离, α 是一个常数,范围是 2~6.经过归一化处理,我们假设所有节点最大的传输范围为 1,这样一来,无线节点在平面中就构成了一个单位圆图 UDG(V)(unit disk graph,简称 UDG),当且仅当图中每对节点间的欧几里德距离 $d(u,v) \leq 1$ 时,两个节点之间才有链路相连,单位圆图的结构如图 1 所示.

这种未经拓扑控制算法处理的单位圆图并不是平坦图,为了对其做平面化处理,简化拓扑结构,许多基于 UDG 的近似子图算法被提了出来.其中最具代表性的有相关邻近图(relative neighborhood graph,简称 RNG)和 Gabriel 图(Gabriel graph,简称 GG).GPSR(greedy perimeter stateless routing)^[8]和 GOAFR⁺^[9]等基于地理位置信息的无线 Ad Hoc 网络路由协议就是在这两种平面拓扑结构上实现的.在传输功率正比传输距离的平方时,GG 图(如图 2 所示)是最节能的拓扑结构,但其稀疏程度高于 RNG(如图 3 所示),二者的拓扑都易于用分布式算法构造.



Fig.1 Unit disk graph
图 1 单位圆图

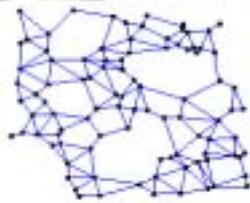


Fig.2 Gabriel graph
图 2 Gabriel 图

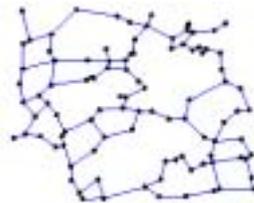


Fig.3 Relative neighborhood graph
图 3 相关邻近图

2 局部化 Delaunay 三角剖分

我们将单位圆图 UDG 通过局部化构造算法构造成为 Delaunay 三角形后,形成的是一种稀疏的平面拓扑结构,

它非常适合于几何路由协议,节能、简化路由计算,降低了节点间的干扰,因此十分适合作为无线底层拓扑.虽然经过该算法得到的网络拓扑与 GG 和 RNG 算法构造出的网络拓扑都具有稀疏性,但在我们提出的局部化 Delaunay 三角剖分算法构造出的稀疏拓扑中,两节点间的链路长度或跳数都不会超过 UDG 中连接它们的最小链路长度或跳数的常数倍.也就是说,这样的拓扑结构具有很好的生成性,是 UDG 的生成子图.而这样的性质,GG 和 RNG 图是不具备的^[10,11].在该网络拓扑中运行 GLNFR 路由算法,可以保证节点间分组的顺利传输,路由性能最有效.在介绍局部化 Delaunay 三角剖分算法之前,我们首先给出一些必要的几何定义和符号.

定义 1(*k*-跳邻域集(*k*-hop neighbor domain sets)). 单位圆图 UDG 中某个节点 *u* 的 *k* 跳内的节点集称为 *u* 的 *k*-跳邻域集,用 $N_k(u)$ 表示. $N_k(u)$ 中包含节点 *u* 本身.

定义 2(Delaunay 三角剖分(Delaunay triangulation)). 假设节点集 *V* 中没有 4 个顶点位于同一圆内,对节点集 *V* 进行三角剖分.若每个三角形的外接圆不包含节点集 *V* 中的其他任何点,我们就称此三角剖分为 Delaunay 三角剖分,记为 $Del(V)$.

对移动 Ad Hoc 网络中的节点,应用传统的 Delaunay 三角剖分有其一定的缺陷,传统方法不能对节点进行局部化的构造,也就是说,构造好的 Delaunay 三角图中的一些边的长度可能大于节点间的传输距离 1.即使对于那些 3 条边都小于 1 的三角形来说,该构造方法仍会花费很大的代价去检验三角形的外接圆(可能无限大)内是否有其他节点的存在.

为了改善这一构造上的缺陷,我们结合文献[12]中的一些思想,提出了一种新的几何构造方法,叫做 *k*-跳局部化 Delaunay 三角剖分,形成的拓扑结构记为 $LDel^k(V)$,并给出了构造这一几何结构的有效分布式算法.对于三角形 Δuvw ,它的外接圆记为 $disk(u,v,w)$,若该外接圆内不包含 *u,v,w* 的 *k*-跳邻域集内所有的节点,即 $N_k(u) \cup N_k(v) \cup N_k(w)$ 中的所有节点,并且三角形 Δuvw 的所有边均小于 1,则通过这种方法构造出的拓扑图称为 *k*-跳局部化 Delaunay 三角剖分,该图中包含所有相应 GG 图中的边.

本文中提出的这种局部化构造算法主要是构造 1 跳-局部化 Delaunay 三角剖分,即网络中任意 3 点构成的三角形的外接圆内不再包含这 3 个节点的 1-跳邻域集内的所有节点.给出一个节点集 *V*,算法首先构造 $LDel^1(V)$.算法形成的拓扑图并不能保证构造好的两个三角形一定不相交,或者一条 Gabriel 边与一个三角形一定不相交(即并不一定是平面图),图 4 给出了一个相应的例子.平面中有 6 个节点集 $\{u,v,w,x,y,z\}$,这里 *uv* 的边长为 1,三角形 Δuvw 是经过 1-跳局部化 Delaunay 三角剖分算法构造后得到的一个三角形,如果节点 *z* 不存在于以 *xy* 为直径的圆周上,则 *xy* 是一条 Gabriel 边,显然三角形 Δuvw 与边 *xy* 相交.若节点 *z* 存在于以 *xy* 为直径的圆周上,三角形 Δxyz 也是算法运行后得到的 1-跳局部化 Delaunay 三角,显然它与三角形 Δuvw 相交.由此可见,经过 1-跳局部化 Delaunay 三角剖分算法形成的网络拓扑结构并不一定是平面图,所以还要对它进行平面化处理.下面我们给出这两种算法的具体实现.

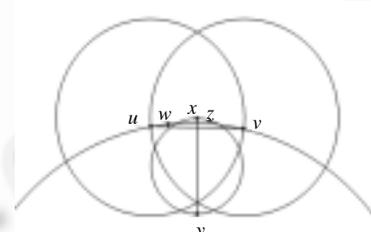


Fig.4 $LDel^1(V)$ is not a planar graph
图 4 1-跳局部化 Delaunay 三角剖分并不一定是平面图

2.1 1-跳局部化Delaunay三角剖分算法

- (1) 网络中的每个节点 *u* 向外广播其位置信息,同时侦听来自它的 1-跳邻节点的位置信息.
- (2) 节点 *u* 收集其邻节点集 $N_1(u)$ 中各节点的位置信息,计算包括 *u* 及其 1-跳邻节点在内的 Delaunay 三角剖分 $Del(N_1(u))$.
- (3) 节点 *u* 找到并标注其所有的 Gabriel 边 *uv*.注意,*uv* 间的欧氏距离 ≤ 1 ,以 *uv* 为直径的圆内不再包含任何节点.
- (4) 节点 *u* 从它的 $Del(N_1(u))$ 三角剖分中找出所有 3 条边都不超过 1 的三角形 Δuvw .如果 $\angle wuv \geq \pi/3$,则节点 *u* 广播消息 $proposal(u,v,w)$,建议在 $LDel^1(V)$ 中构造 1-跳 Delaunay 三角 Δuvw ,同时节点 *u* 还要侦听来自周围节点

的信息.

(5) 当节点 v 接收到消息 $proposal(u,v,w)$ 时,如果 Δuvw 也属于节点 v 的 1-跳 Delaunay 三角剖分 $Del(N_1(v))$, 则节点 v 接受构造 Δuvw 的建议,并向外广播消息 $accept(u,v,w)$;否则,节点 v 拒绝该建议,并向外发送消息 $reject(u,v,w)$.节点 w 的执行过程与 v 相同.

(6) 若节点 v 和 w 都接受了消息 $proposal(u,v,w)$,则节点 u 接受 Δuvw .同样的方法适用于 v 和 w .

2.2 1-跳局部化Delaunay三角剖分的平面化处理算法

(1) 任意节点 u 广播与 u 关联的 Gabriel 边以及 $LDel^1(V)$ 中的三角形 Δuvw ,同时, u 也侦听来自其他节点的信息.

(2) 节点 u 收集所有与其邻节点 $N_1(u)$ 构成的 Gabriel 边和 1 跳-Delaunay 三角形,对于两个相交的三角形 Δuvw 和 Δxyz ,如果三角形 Δuvw 的外接圆包含了集合 $\{x,y,z\}$ 中的任意一个元素,节点 u 将删去它.

(3) 节点 u 广播所有剩下的与其关联的三角形,同时侦听来自其他节点的信息.

(4) 若节点 v 和 w 都保留有三角形 Δuvw ,则节点 u 记下 Δuvw .

通过上面介绍的局部化构造算法,我们可以得到如图 5 所示的网络拓扑结构,GLNFR 路由算法正是运行在该拓扑结构之上的.在本文的后续部分中,我们将 $LDel^1(V)$ 简称为 LDel.



Fig.5 $LDel^1(V)$ graph

图 5 1-跳局部化 Delaunay 三角剖分图

通过 GG,RNG 和 LDel 图构造算法,我们可以得到这些算法执行后,网络中节点数目与网络的最大节点度数和平均节点度数的关系,如图 6、图 7 所示.可以看出,算法执行后所得到的拓扑都为稀疏拓扑,LDel 图的稠密程度虽然比 GG 和 RNG 要大,但由于它也是平坦图,根据欧拉公式,图中的边数最多为 $3n-6$ 条.因此,LDel 图中的平均节点度数不会超过 6.仿真结果也验证了 LDel 图的这一性质.随着网络中节点数的增多,LDel 图的平均节点度数更接近于著名的魔术数字 6^[13],可见,在这样的拓扑结构下,节点的平均吞吐量最大.GG,RNG 和 LDel 图中节点的最大节点度数和平均节点度数随着网络节点的增加呈现平缓的变化趋势.

仿真结果充分说明了图构造算法对简化网络拓扑结构的重要意义,体现了用 LDel 图作为网络基础拓扑的优越性.

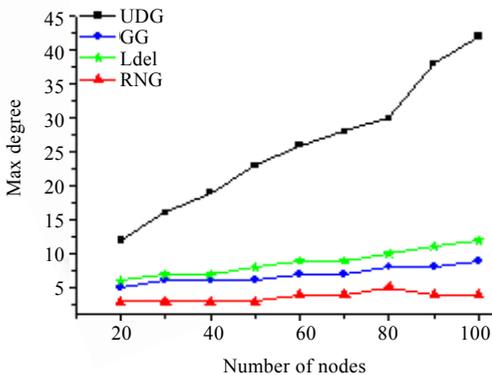


Fig.6 The max degree of different topology graph with varying number of nodes

图 6 不同拓扑结构中节点最大度数与节点数量的关系

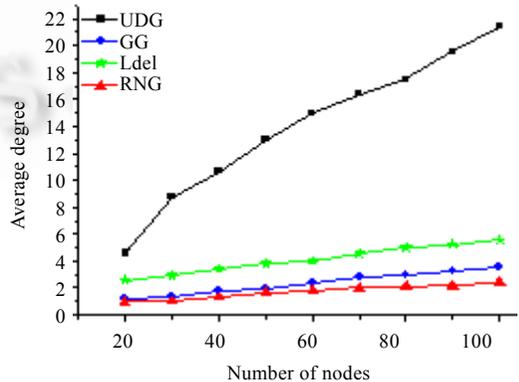


Fig.7 The average degree of different topology graph with varying number of nodes

图 7 不同拓扑结构中节点平均度数与节点数量的关系

3 基于 LDel 拓扑结构上的 GLNFR 路由算法

通过每个节点配置的 GPS 接收机,网络中的任意一个节点 u 都可以获得自身的位置信息及其 1-跳邻节点集 $N_1(u)$ 中各节点的位置信息.在平面图 LDel 上,若任意节点 u 至少位于一个有限闭平面上,则我们假设该节点存储有它的局部邻平面节点集中所有节点的位置信息.

定义 3. 局部邻平面节点集(local neighbor face node sets). 我们把网络中与任意节点 u 相关联的其局部有限闭合邻平面中所有节点构成的集合,称为 u 的局部邻平面节点集,用 $LFN(u)$ 表示.

图 8 中节点 u 周围共有 7 个局部邻平面,它们共同构成了节点 u 局部邻平面集.我们假设节点 u 存储了它的局部邻平面节点集 $LFN(u)$ 上的所有节点(图 8 中的黑色实心节点)的位置信息.

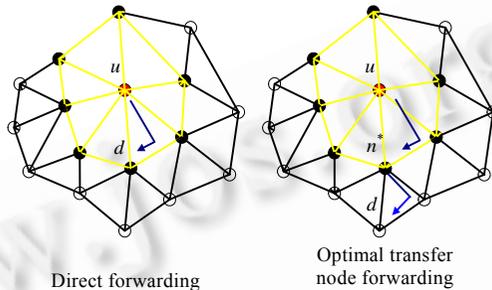


Fig.8 Local face information forwarding strategy of GLNFR

图 8 GLNFR 路由算法的局部面信息转发策略

3.1 GLNFR路由算法描述

GLNFR 是一种结合了贪婪转发模式、局部面信息转发模式和周边转发模式为一身的混合型路由算法.产生分组的源节点 s 首先根据它的 1-跳邻节点集 $N_1(s)$ 中节点的位置信息以贪婪模式(模式 1)转发该数据分组,若失败,算法将进入到局部面信息转发模式(模式 2),根据 s 的局部邻平面节点集 $LFN(s)$ 中节点的位置信息进行分组转发.若该转发策略依然失效,则算法会进入到周边转发模式(模式 3).以下是 GLNFR 路由算法的具体描述:假设有一数据分组从源节点 s 发往目的节点 d .

模式 1. 贪婪转发模式:若节点 $u(u \in N_1(s))$ 是距离目的节点 d 最近的一个中转节点,而且 $|ud| < |sd|$,则源节点 s 将分组转发至节点 u ,否则将数据分组中的模式判断标志位设置为局部面信息转发模式.

模式 2. 局部面信息转发模式:GLNFR 路由算法的局部面信息转发模式主要包含有直接转发和最优中转节点转发两个步骤:

1) 直接转发:节点 u 首先在自己的局部邻平面节点集 $LFN(u)$ 中查找目的节点 d ,如果发现目的节点 d 在 $LFN(u)$ 中,则节点 u 按照右手法则,沿着它的局部邻近有限闭平面上的一条最短路径边,将数据分组转发至目的节点 d (如图 8 中的左半图所示),否则算法将进入下一个步骤.

2) 最优中转节点转发:如果源节点 u 在其局部邻平面节点集 $LFN(u)$ 中没有找到目的节点 d ,则 u 会在 $LFN(u)$ 中寻找一个距目的节点 d 拥有最小欧氏距离 $d(n^*, d)$ 的最优中转节点 n^* ,随后,节点 u 按照右手法则,沿着它的局部邻近有限闭平面上的一条最短路径边,将数据分组转发至最优中转节点 n^* (如图 8 中的右图所示),分组到达最优中转节点 n^* 后,算法会将分组中的模式判断标志位重新设置为贪婪转发模式,并以模式 1 的形式继续转发该数据分组.

在局部面信息转发阶段,若节点 u 在自己局部邻平面节点集 $LFN(u)$ 中没有找到目的节点 d 和最优中转节点 n^* ,则算法将数据分组中的模式判断标志位设置为周边转发模式,并以模式 3 的形式继续转发该数据.

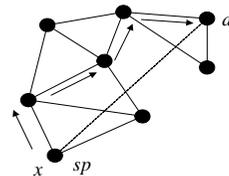


Fig.9 Perimeter forwarding strategy of GLNFR

图 9 GLNFR 路由算法的周边转发策略

模式 3. 周边转发模式:周边转发模式的分组使用简单的平坦图遍历算法,其执行过程如图 9 所示.实际上,当一个数据分组在节点 x 处进入周边转发模式时,GLNFR 会在平坦图 $LDe1$ 上逐步靠近目的节点 d 的面上按照右手法则将该数据分组转发到该面的第 1 条边上,节点 x 同时也确定了用于转发该数据分组的第 1 个面,这样的面被节点 x 到节点 d 的连线 xd 所分割.当一个数据分组进入到周边转发模式时,GLNFR 会记录下模式切换点 sp 的位置信息,并将它保留在数据分组中.保存 sp 位置信息的目的是为了在后面的转发过程中判断数据分组是否可以恢复为贪婪转发模式.一旦某一节点收到了周边转发模式的数据分组,GLNFR 首先会对保存在数据分组中的位置信息 sp 和该节点的位置信息进行比较,如果该转发节点到目的节点 d 的距离比 sp 到目的节点 d 的欧氏距离要小,则 GLNFR 标志该数据分组为贪婪转发模式,重新进入模式 1 的转发执行过程.在周边转发模式中,如果所要遍历的面的下一条边在数据分组中已经有了记录,表明此时数据分组进入到了路由环路中,则丢弃该数据分组.

GLNFR 路由分组格式见表 1,只有数据分组的始发节点 s 才能设置 GLNFR 路由分组中的 D 字段,并且该字段的内容在分组转发的过程中保持不变.字段 P 记录了某一节点的局部邻平面节点集中节点的位置信息,为的是在局部面信息转发模式中为数据分组找到一条合适的路由. FP 和 SP 则分别记录了数据分组进入局部面信息转发模式和周边转发模式时的位置.

Table 1 Packet format of GLNFR

表 1 GLNFR 路由分组格式

Field	Function
D	Destination location
P	Location of the node in local neighbor face node sets
FP	Location packet entered local face information forwarding mode
SP	Location packet entered perimeter mode
e_0	First edge traversed on current face
M	Packet mode: Greedy, local face information forwarding or perimeter

4 GLNFR 路由算法的性能仿真

4.1 GLNFR 路由算法性能评估标准

- (1) 分组成功传输率:计算成功到达目的节点的数据分组占总共到达的分组数的比率.
- (2) 路由开销:计算所有控制分组(包括信标帧和 GLNFR 路由分组)所发送的数目.

4.2 仿真条件

为了对 GLNFR 路由协议的性能做进一步的分析,我们采用当前比较流行的网络仿真软件 NS(network simulator)作为仿真平台,应用 Red Hat Linux 7.2 操作系统中自带的 KDevelop 对仿真程序进行了调试.

我们给网络中各节点设置的运动场景是这样的:我们分别取 50,100,150,200,250,300,350,400 个节点随机分布在 $1200 \times 1200 \text{m}^2$ 的平坦区域内,节点采用 Random Waypoint 的运动模型,即每个节点在该区域内从一点向另一点运动,运动速度在 $[0, V_{\max}]$ 内均匀分布,到达目标点后停留一个 Pause time 时间,然后再选择一个新的目标点;同时,从 $[0, V_{\max}]$ 重新选择一个新的速度,并向新的目标点运动,依次类推,直至仿真结束.在仿真中,我们选取的 V_{\max} 为 20m/s.

在业务方面,我们在 50,100,150,200,250,300,350,400 个节点中随机产生 10,30,50,70,90,110,130,150 个 CBR 连接.考虑到仿真时产生的运动场景具有随机性,对于一个具体的传输半径和节点运动速度,对不同的节点数,我们预先产生 6 个场景,把 GLNFR,GOAFR⁺,GPSR 这 3 个路由协议在 6 个场景上仿真结果的平均值作为具体衡量路由协议性能的指标,这样可以减少节点运动的随机性对仿真结果的影响.在仿真中,我们选取了 1 个传输半径、7 个 Pause time 时间.因此,我们对不同的节点数要预先生成 42 个场景文件.在链路层,我们采用基于 802.11 标准的 MAC 协议,DCF 使用 RTS 和 CTS.该 MAC 协议采用 CSMA/CA 多址接入方式.具体的仿真参数见表 2.

4.3 仿真结果及分析

在上述仿真条件下,我们分别对 GPSR,GOAFR⁺和 GLNFR 这 3 种基于地理位置信息的路由协议进行分析,得到了分组成功传输率和路由分组开销这两个用来衡量路由协议性能的仿真曲线,如图 10~图 13 所示.

Table 2 Parameters of simulation

表 2 仿真参数值

Number of nodes	50,100,150,200,250,300,350,400
Maximum transmission range (m)	250
Rate of channel (Mbit/s)	2
Region (m ²)	1200×1200
Pause time (s)	0,20,40,60,80,100,120
Maximum velocity (m/s)	20
Type of operation	CBR
CBR flows	10,30,50,70,90,110,130,150
Generation rate of packet	4
Length of packet (Byte)	512
Simulation time (s)	900

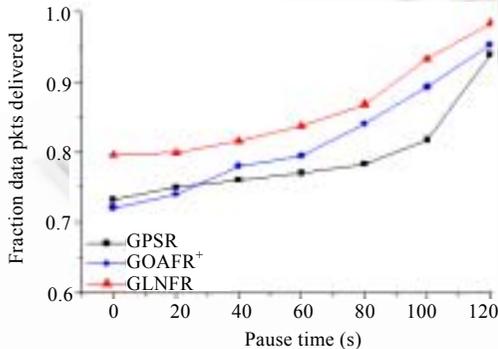


Fig.10 Packet delivery success rate of three algorithms with varying pause time

图 10 3 种路由算法在节点移动性变化时对分组成功传输率的影响

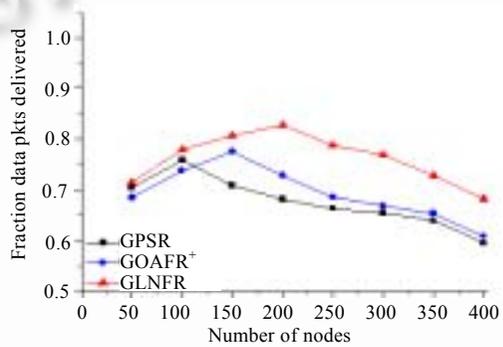


Fig.11 Packet delivery success rate of three routing algorithms with varying number of nodes

图 11 3 种路由算法在节点数量变化时对分组成功传输率的影响

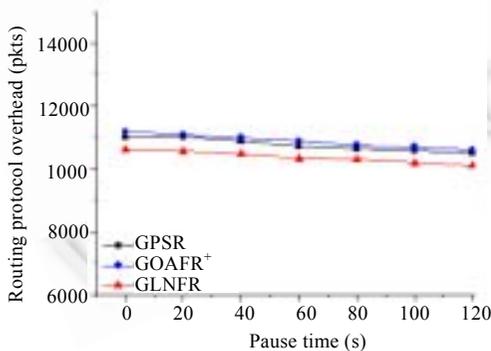


Fig.12 Routing protocol overhead with different mobility of nodes

图 12 节点移动性对路由分组开销的影响

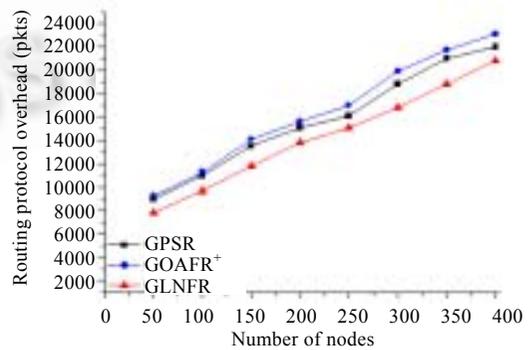


Fig.13 Routing protocol overhead with different number of nodes

图 13 不同节点数目对路由分组开销的影响

从图 10 可以看出:随着节点在运动区域中某一位置上停留时间(pause time)的逐渐增大,这 3 种路由协议的分组成功传输率不断提高;GOAFR⁺在节点停留时间大于 25s 时,该协议下的网络分组成功传输率要优于 GPSR;而我们提出的 GLNFR 路由协议的分组成功传输率始终保持最大,在节点停留时间为 120s 时,应用该协议的网

络分组传输成功率接近于 1。

图 11 反映出网络中不同的节点数目对分组成功传输率的影响。此时,我们选取的节点 pause time 为 20s。随着移动节点数目的增加,这 3 种路由协议的分组成功传输率呈下降趋势。GOAFR⁺在节点数目大于 110 时,该协议下的网络分组成功传输率要优于 GPCR。通过仿真可以看出:GLNFR 路由协议的分组成功传输率始终保持最大,在节点数目接近 200 个时,应用该协议的网络分组传输成功率最大。

图 12 和图 13 反映了 3 种路由协议的路由分组开销。随着节点移动性和网络中节点数目的提高,各协议的开销都有所增加。虽然路由开销在一定程度上反映了路由协议的效率以及对网络拓扑变化的反应速度,可由于这 3 种路由协议的路由分组长度不尽相同甚至相差较大,这就使得相同数目的、不同路由协议的路由分组给 MAC 层带来的负荷有所差异。因此,路由分组开销只能作为衡量路由协议性能的参考。

5 结束语

我们利用局部构造法,构造出 1-跳局部化 Delaunay 三角剖分平面图 Ldel。在该网络拓扑的基础上,提出了一种新型的、基于邻节点和局部有限闭平面上节点位置信息的 GLNFR 路由协议。网络中的各节点根据其邻节点位置信息和局部邻近有限闭平面上的节点位置信息,以一种结合了贪婪转发模式、局部面信息转发模式和周边转发模式为一身的无线 Ad Hoc 路由策略进行数据分组的转发,有效地提高了无线 Ad Hoc 网络的可扩展性。仿真结果表明,GLNFR 路由协议可以提供较高的分组传输成功率和较低的协议开销。

致谢 在此,我们向对本文的工作给予支持和建议的同行,尤其是西安电子科技大学通信工程学院的李建东教授、陈彦辉副教授表示感谢。

References:

- [1] Johnson DB, Maltz DA. Mobile Computing. Netherlands: Kluwer Academic Publishers, 1996. 153–181.
- [2] Toh CK. Associativity-Based routing for ad hoc mobile networks. Wireless Personal Communications Journal, 1997,4(2):103–139.
- [3] Corson MS, Ephremides A. A distributed routing algorithm for mobile wireless networks. ACM Journal for Wireless Networks, 1995,1(1):61–81.
- [4] Perkins CE, Royer EM. Ad-Hoc on demand distance vector routing. In: Kristine K, ed. Proc. of the 2nd Workshop on Mobile Computing Systems and Applications. New Orleans: IEEE Computer Society, 1999. 90–100.
- [5] Royer EM, Toh CK. A review of current routing protocols for Ad Hoc mobile wireless networks. IEEE Personal Communications Magazine, 1999,6(2):46–55.
- [6] Sivakumar R, Sinha P, Bharghavan V. CEDAR: A core extraction distributed ad hoc routing algorithm. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999,17(8):1454–1465.
- [7] Ko Y, Vaudya N. Location-Aided routing in mobile ad hoc networks. Wireless Networks, 2000,6(4):307–321.
- [8] Karp B, Kung HT. GPCR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: Raymond P, Sajal KD, Ramon C, eds. Proc. of the 6th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking. Boston: ACM Press, 2000. 243–254.
- [9] Kuhn F, Wattenhofer R. Geometric ad hoc routing: Of theory and practice. In: Elizabeth B, Sergio R, eds. Proc. of the 22nd ACM Int'l Symp. on Principles of Distributed Computing. Boston: ACM Press, 2003. 63–72.
- [10] Prosenjit B, Luc D, William SE, David GK. On the spanning ratio of Gabriel graphs and beta-skeletons. In: Sergio R, ed. Proc. of the 5th Latin American Symp. on Theoretical Informatics. London: Springer-Verlag, 2002. 479–493.
- [11] David E. Computational Geometry: Theory and Applications. Netherlands: Elsevier Science Publishers, 2002. 43–52.
- [12] Jie G, Leonidas JG, Hershburger J, Zhang L, Zhu A. Geometric spanner for routing in mobile networks. In: Nitin HV, Mscott C, Samir RD, eds. Proc. of the 2nd ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. New York: ACM Press, 2001. 45–55.
- [13] Hou T, Li V. Transmission range control in multihop packet radio networks. IEEE Trans. on Communications, 1986,34(1):38–44.



贺鹏(1975 -),男,北京人,博士生,主要研究领域为无线个人通信,无线局域网,算法设计和网络优化。



陈彦辉(1972 -),男,副教授,主要研究领域为移动通信和通信信号处理,软件无线电,无线宽带接入,无线移动通信网。



李建东(1962 -),男,教授,博士生导师,主要研究领域为宽带无线 IP 网络,无线 Ad Hoc 网络,软件无线电,自组织网络。



周雷(1977 -),男,博士生,主要研究领域为通信信号处理,无线 Ad Hoc 网络。