

PGA:一种基于最优路径的 Ad Hoc 网络地理路由算法^{*})

于 坤 吴国新 方 群

(东南大学计算机网络和信息集成教育部重点实验室(东南大学) 南京 210096)

摘 要 本文提出了一种基于最优路径的 Ad Hoc 网络的地理路由算法 PGA 及其改进算法 H-PGA,该算法在路径的构造、路由、路由恢复各个方面都应用了最优路径路由的概念,较好地解决了地理路由算法中的凹节点问题。在网络节点数 n 较大的情况下,依然保持很高的报文投递率($n=400$ 、网络度为 4 时,报文投递率为 96%),且实际路径很接近最短路径。同时 H-PGA 路由表的大小与 $\sqrt{n}$ 成线性关系,单个节点的协议带宽消耗也为 $O(\sqrt{n})$,这使得 H-PGA 可以适用于较大的应用范围。

关键词 自组网路由算法, PGA 算法, 最优路径

PGA: Optimal-path-based Geographic Routing Arithmetic in Ad Hoc Networks

YU Kun WU Guo-Xin FANG Qun

(Key Laboratory of Computer Network and Information Integration (Southeast University), Ministry of Education, Nanjing 210096)

Abstract A new optimal-path based geographic routing arithmetic in Ad hoc networks (PGA) and its modified version H-PGA are purposed in the article. The concept of optimal path is applied in all parts of my arithmetic, including route path construction, routing, route recovering, gets the concave node problem in geographic routing well resolved. Even in large network, my arithmetic obtains high delivery ratio yet (96% when $n=400$, network degree=4), and real path length is comparable with shortest path. On another hand, table size of H-PGA is linear with $\sqrt{n}$, the protocol loads of single node is about $O(\sqrt{n})$ too. It give the arithmetic more application value.

Keywords Ad hoc network routing arithmetic, PGA arithmetic, Optimal path

1 引言

基于地理位置信息的路由算法对于构建大规模可扩充的自组网络有独特的优势:局部化的路由选择减少了所需的路由信息,减少了路由协议所占用的网络带宽;报文投递率对于移动性相对不敏感;同时绝大多数算法使用平面网络结构,相对于分层结构而言,协议的复杂性大大减小。随着 GPS 系统的应用普及,此类协议将具有实用价值。

到目前为止,已经提出了很多基于地理位置信息的路由算法。其中文[1]中提出 GEDIR 算法具有一定的代表性。该算法选择地理位置距目的节点最近的邻居作为下一跳,路由选择仅仅需要一跳的信息。类似算法都属于某种贪婪算法。对 50 个节点的实验表明,当网络的度达到 8 以上,GEDIR 的性能很接近于最短路由算法,投递率接近于 100%。但是当网络度下降到 4 左右时,性能急剧恶化,其报文投递率只有 50%。原因在于稀疏网络中,存在凹节点现象,即不存在使度量值(如距离,Progress^[4]或方向^[3])更优的下一跳,凹节点本身的度量值局部最优,这时基本算法(贪婪算法)失效。

对于凹节点现象,目前存在两种类型的解决方法:在转发遭遇凹节点时启动恢复机制^[1,2,8]或构造无凹节点的子图^[9,11]。早期的路由算法^[1]采用泛洪作为恢复机制,这种机制在资源受限的自组网中并不可行。而 GPSR^[2]、GFG^[8]则

转而考虑 UDG 图上的 Perimeter 路由。Perimeter 路由提供了有保证的单路径报文转发,但是增加了路径长度,因此此类算法只用于恢复阶段。但是,由于纯 GF 算法的报文投递率随节点数的增加和网络稠密度的减小急剧下降,这时 GFG 算法实际上退化为 Perimeter 算法。而 BVGF^[9]则另辟捷径,利用 Voronoi 图来构造原网络拓扑的无凹节点的子图。基于同样的思想,PAGER^[11]通过构造“危险区域”消除凹节点,从而支持有保证的 GF 路由。

近期,在地理路由领域的主要工作集中于平面图的优化算法和分布式构造^[12~14]。其中文[12]提出了 GOAFR 算法满足渐进最优,文[13]在“Hole”概念的基础上提出了按需构造的分布式拓扑构造算法,减少了拓扑构造的网络开销,文[14]提出了一类新的具有常数伸展因子的平面图 RDG 及簇算法。

文[10]讨论了在实际网络中由于位置信息错误对算法性能的影响。实验证明^[10],基于图论的算法,如 GPSR,在动态网络环境中性能受损甚巨。因此,目前,基于图论的算法主要应用于传感器网络等拓扑相对稳定的环境中。相比较而言,虽然 GEDIR 之类的 GF 算法在报文投递率方面表现欠佳,但是此类算法足够健壮,可以适应移动网络环境。因此,尽管图论算法具有很大优点,但是对 GF 算法的研究也还具有实际意义。

^{*})CNGI 网络总体研究(国家发改委高技术发展计划,编号 CNGI-04-16-18)项目。于 坤 博士生,讲师,主要研究方向为自组网、P2P 网络协议和安全;吴国新 教授,博士生导师,主要研究方向为网络协议及标准、网络安全;方 群 博士生,主要研究方向为网络安全及信任管理、P2P 网络协议。

绝大多数的此类协议都假设存在一个位置服务设施 LS, 如文[7], 它的存储开销可以降到 $O(\log n)$ (n 为网络节点数)。但是, 与位置服务点的通信本身就是个路由问题, 而在稀疏网络或移动网络中已有的贪婪算法的报文投递率较低。设 p 为报文遇到凹节点的期望, 则当路径长度增加 1 倍, 报文投递率降为 $(1-p)^2$ 。实验证明, 当网络度较小时, 投递率随节点数的增加急剧下降。如图 5, 在度为 4、节点数为 400 时, 平均报文投递率只有 15%。假设在文[2]中, 源节点采用 GEDIR 算法来查询目标节点位置, 则源节点获得目标节点的位置信息的成功率只有 2.25%。若采用 GPSR^[2], 则算法基本上退化为 perimeter 算法。

在文[1]中为了减少凹节点, 在 GEDIR 中引入了 2 跳信息, 投递率提高了 10%。可以设想, 如果考虑更多跳的位置信息, 投递率应该更高, 但算法也逐渐退化为先验式的全局路由算法。文[6]首先提出了基于最优路径的路由算法, 以当前节点已知路径的终点到目的地的距离作为度量选择下一跳。直觉表明, 越长的路径越有可能绕过凹节点。本文提出的算法推广了这一思想, 在路径的构造、路由、路由恢复各个方面都应用了最优路径的概念。实验结果显示(图 5~8), 该算法在各实验环境下报文投递率上都达到了 95% 以上, 而路由表大小与网络节点数的平方根比值为 2.6 左右, 路径长度与最短路径的比值不大于 1.5。

2 网络模型及算法描述

地理路由的基本思想是利用地理信息进行局部化的路由。在本文提出的路由算法中, 每个节点都知道一些到其他节点的路径, 节点在路由时选择其终点距目的地最近的路径来转发报文。同时, 在报文转发过程中, 可能发现距目的地更近的路径。这样, 转发过程将逐渐向目的地逼近, 最终到达目的地。该算法称为基于最优路径的地理路由算法(PGA)。

2.1 网络模型

本文假定自组网络由多个节点组成, 节点分布在同一平面上, 服从独立的均匀分布, 节点具有相同的无线传输半径 r 。当两点距离小于 r 时, 节点间相互连通。节点知道自己的位置, 同时假定节点通过某种方式获得了目的节点的位置, 例如在传感器网络中常常用节点位置来给节点编号。更一般的情况下, 网络协议采用类似于文[7]的位置服务设施。

定义 1 网络表示为图 $G, G=(V, E)$, 其中 $V=\{v_0, v_1, \dots, v_n\}$ 为顶点集, 网络中顶点的个数表示为 $|V|, |V|=n+1, E=\{(v_i, v_j) | v_i, v_j \in V, |v_i v_j| < r\}$ 。deg(v_i) 表示 v_i 的度。网络度 $\deg(G) = \frac{\sum \deg(v_i)}{|V|}$

定义 2 路径 p 表示为有序集 $(v_0, v_1, \dots, v_j, \dots, v_k)$, 其中 $v_i, v_k \in V, (v_j, v_{j+1}) \in E, v_k$ 为 p 的终点。设 x 为图上任一坐标点, $|px|$ 称为路径 p 到点 x 的距离, $|px| = |v_k x|$ 。

定义 3 设节点 v 所知道的路径集合为 P_v , 则 v 到 x 的最优路径表示为 $p_{v \rightarrow x}, p_{v \rightarrow x}$ 满足 $P_{v \rightarrow x} \in P_v$, 对于任意 $P \in P_v, |p_{v \rightarrow x} x| < |px|$, 且 $|p_{v \rightarrow x} x| < |vx|$ 。

定义 4 若 v 不存在 $p_{v \rightarrow x}$, 则 v 为关于 x 的凹节点。

2.2 基于最优路径的地理路由算法 PGA

基于最优路径的地理路由算法 PGA 包括贪婪算法 GA 和路径构造算法 PCA 两部分。首先网络初始化时, 节点调用 PCA 算法在网络中沿一随机方向发布自己的位置, 从而形成

到达该节点的路径。而后节点使用 GA 算法路由报文。

算法 1 贪婪算法 GA

设当前节点为 m , 目的节点为 d 。 m 在收到报文时调用下面的过程:

```

if ( $m=d$ ) return
求最优路径  $p_{m \rightarrow d}$ 
if ( $\exists p_i | |p_i d| = |p_{m \rightarrow d} d|, p_i \in P_m, p_i$  为上一跳选择的路径)
then  $p_{m \rightarrow d} \leftarrow p_i (*)$ 
if  $\exists p_{m \rightarrow d}$  then
沿  $p_{m \rightarrow d}$  的下一跳转发报文
end if

```

算法 2 路径构造算法 PCA

每个节点 v_i 必须进行初始化, 在网络中形成到达 v_i 的路径。对于动态网络, 路径有一定生存期, 初始化过程需周期性进行。初始化过程调用 PCA 算法。

节点的路由表项的格式为 (路径名, 终点的位置, 下一跳), 由于终点唯一决定一条路径, 所以可以用终点名作为路径名。

每个节点首先对每个邻居 nb 建立一个表示到该邻居的路径的路由表项 $\langle nb, (x, y), nb \rangle$ 。

设原节点为 s , 当前节点为 m , 目的节点为 d 。节点 m 调用下面的过程:

```

if ( $m=s$ ) then
取一随机坐标位置  $d, d$  距  $s$  点足够远。构造一路径发布控制报文, 目的点为  $d$ 。
if ( $m < d$ ) then
求最优路径  $p_{m \rightarrow d}$ 
if ( $\exists p_i | |p_i d| = |p_{m \rightarrow d} d|, p_i \in P_m, p_i$  为上一跳选择的路径) then  $p_{m \rightarrow d} \leftarrow p_i (*)$ 
if  $\exists p_{m \rightarrow d}$  then
沿  $p_{m \rightarrow d}$  的下一跳转发报文
endif
if ( $m < s$ ) then 在  $m$  中添加路由表项  $\langle s, s$  的坐标,  $k > k$  为路径上  $m$  的上一跳

```

2.3 算法的正确性

定理 1 PCA 算法的无环性。也就是说, PCA 算法产生的路径中不存在环。

证明: 假设 v_j 构建到它的路径之前, 网络中不存在有环的路径, 而在 v_j 构建到它的路径时产生了环路, 如图 1。

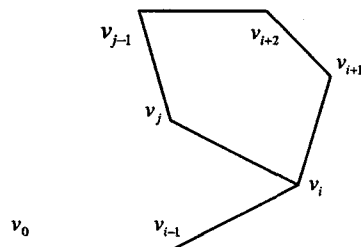


图 1

设 x 为目的点, 控制报文到达一个节点 v 后, v 将选择最优路径 $p_{v \rightarrow x}$ 。这时 v 在路由表中增加一条到 v_0 的路径 p 。

当不考虑 p 时, 有: $|p_{v_i \rightarrow x} x| \geq |p_{v_{i+1} \rightarrow x} x| \geq \dots \geq |p_{v_j \rightarrow x} x| \geq |p_{v_i \rightarrow x} x|$, 则 $|p_{v_j \rightarrow x} x| = |p_{v_i \rightarrow x} x|$, 由算法 2 定义的 $(*)$ 部分得, $p_{v_i} = p_{v_j}$, 即 p_{v_i} 中存在环路。而根据命题的假设, 原网络中不存在有环的路径。产生矛盾。

现在考虑加入 p 对寻路的影响。

$\because |px| = |v_0 x| > |p_{v_0 \rightarrow x} x| \geq |p_{v_k \rightarrow x} x|, v_k$ 为路径上任一节点。

$\therefore p$ 不是 v_k 相对于 x 的最佳路径, p 不影响路径的形成。

命题得证。

引理 1 GA 算法也是无环的。

3 模拟及性能分析

本文选择 GEDIR^[1] 作为性能分析的参照标准,选择报文投递率及路径扩张率^[8]作为考查的性能指标。同时实验中也考察了网络规模对路由表大小的影响。

实验采用 2.1 节所述的网络环境,首先在二维空间产生满足指定网络度和节点数的连通网络。然后使用 PCA 算法依次对每个节点构造路径,建立路由表。最后每对节点间发送一个报文,使用 GA 算法进行路由。实验对当网络度为 4、5、6、7、8 的 50、100、200、300、400 个节点的网络做了模拟,每种情况产生 5 个随机的场景,取 5 次实验的平均值作为模拟的结果。

实验结果表明(见图 5~8),PGA 算法的报文投递率比 GEDIR 提高了 20% 以上。而在较大的稀疏网络中投递率提高了 50% 以上。另一方面,随着网络规模的扩大,投递率的下降也比 GEDIR 平缓。但是,路径的扩张率略有提高,同时算法的存储代价不再是 GEDIR 中的常数,而与节点数的平方根成正比。

尽管 PGA 算法的报文投递率有所提高,但是在大型网络中依然偏低,例如在 400 个节点、网络度为 4 的稀疏网络中,投递率只有 65%。随着网络规模的扩大,投递率还将下降,这减低了算法的应用价值。

4 算法改进

由于 PGA 算法性能不够理想,为了进一步减少凹节点,我们在两个方面作了改进,改进后的算法称为 H-PGA。

4.1 改进的 GA 算法——H-GA

当路由过程中遇到凹节点时,我们采用了一种简单的单播恢复算法。

设某节点使用 GA 算法向点 x 路由报文,直到遇到凹节点 s 。这时节点启动恢复过程 Recover,直到找到某节点不是凹节点,这时 H-GA 恢复为 GA 算法。恢复过程如遇到凹节点,则路由失败。

Recover 算法:

for $i=1$ to 最大重试次数 do

 计算一足够远的随机点 m ,应用 GA 算法向 m 点转发报文

 while 当前节点 v 不是相对于 m 的凹节点 do

 if $\exists p_v: |p_v x| < |s x|, p_v \in P_v$

 算法恢复为 GA 算法

 end if

 沿 $p_{v \rightarrow m}$ 的下一跳转发报文

 end while

end for

4.2 改进的 PCA 算法——H-PCA

进一步实验显示,在较为稀疏的网络中,平均路径长度远小于最短路径。例如在网络度为 4 的 200 个节点的网络中,平均路径长度为 3.8,而平均最短路径长为 26.2。过短的路径长度减低了 PGA 算法的性能。

因此我们对 PCA 算法也作了改进:当在路径构造过程中遇到凹节点,调用 Recover 算法。若 Recover 过程成功发现了新的非凹节点 v_i ,路径构造过程恢复使用 PCA 算法,否则算法结束。若恢复算法经过的路径不与原路径相交,路径上

的所有节点加入到原路径中。但是也有可能恢复路径与原路径相交,如图 2,这时只把 v_f 和交点之间的点加入路径中。这样,H-PCA 避免了环路产生。

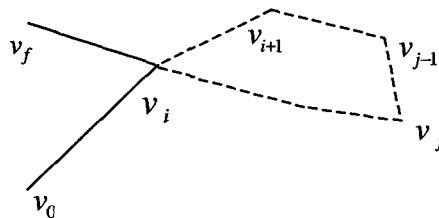


图 2

4.3 算法的正确性

定理 2 H-PCA 算法不产生路由环路

证明:假设路径中存在环路。

H-PCA 产生的路径中包括 PCA 算法产生的部分和 Recover 算法产生的部分,分别称为 PCA 路径和恢复路径。

如果环中没有恢复路径,由定理 1 可知,这样的路径不存在。

在环中有恢复路径的情况下:

(1)由 H-PCA 算法定义可知,恢复路径不可能与原路径相交。

(2)假设在环中 PCA 路径与 PCA 路径相交,如图 3 所示。图中 $(v_i, v_{i+1}, \dots, v_j)$ 、 $(v_k, \dots, v_l, v_i)$ 为 PCA 路径,而 $(v_j, v_{j+1}, \dots, v_k)$ 为一段恢复路径。 $|p_{v_i \rightarrow x}| \geq \dots \geq |p_{v_{j-1} \rightarrow x}| = |v_j x| > |p_{v_k \rightarrow x}| \geq \dots \geq |p_{v_i \rightarrow x}| \geq |p_{v_i \rightarrow x}|$,矛盾。

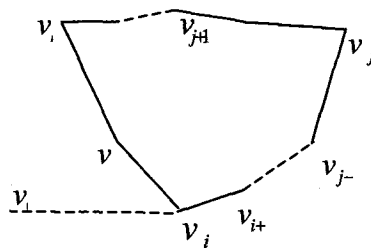


图 3

(3)假设 PCA 路径与恢复路径相交,如图 4, $(v_k, \dots, v_j, v_i)$ 为 PCA 路径, $(\dots, v_i, v_{i+1}, \dots, v_k)$ 为恢复路径。交点为 v_i 。所以, $|p_{v_j \rightarrow x}| \geq |p_{v_i \rightarrow x}|$ 。而 v_i 为恢复路径上的点,所以 $|p_{v_i \rightarrow x}| > |p_{v_k \rightarrow x}|$,而 $|p_{v_k \rightarrow x}| \geq |p_{v_j \rightarrow x}|$ 。所以, $|p_{v_j \rightarrow x}| \geq |p_{v_i \rightarrow x}| > |p_{v_k \rightarrow x}| \geq |p_{v_j \rightarrow x}|$,矛盾。

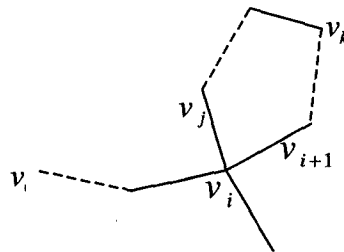


图 4

同时,类似于定理 1,可以证明,路径中任意节点在路径构造过程中新增加的表项对路径构造过程没有影响。

综上所述,定理成立。

引理 2 H-GA 算法不产生环路

4.4 算法性能分析

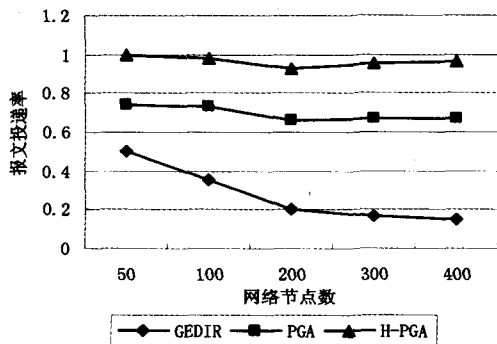


图5 网络度为4时,三种算法的网络节点数与报文投递速率的关系曲线

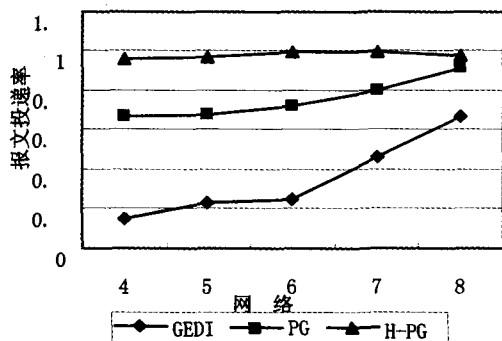


图6 网络节点数为400时,三种算法的网络度与报文投递速率的关系曲线

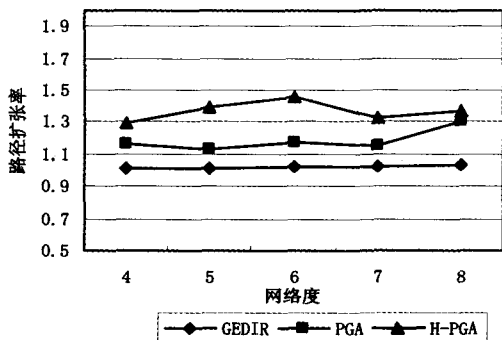


图7 网络节点数为400时,三种算法的网络度与路径扩张率的关系曲线

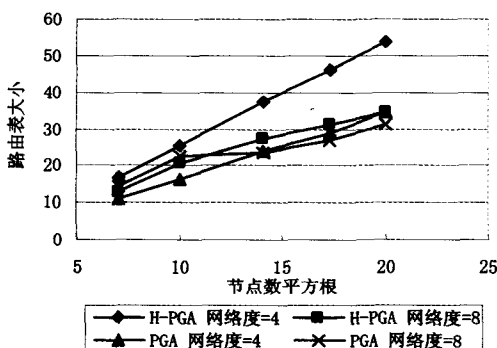


图8 网络度为4时,网络度与路由表大小的关系

同样,我们取多个场景对算法进行了模拟。实验中,取最大重试次数为3。图5~8给出了GEDIR、PGA、H-PGA的性能比较。从中可以看出,H-PGA的性能比GEDIR、PGA有很大提高,在较大的网络中(节点数 $n=400$)依然保持很高的投递率,而路径扩张度增加较小。本算法的一个关键特性是:图8中可以看出,H-PGA路由表的大小与 $\sqrt{n}$ 成线性关系。由H-PCA算法可知,每增加一个路由表项,所需通信代价为一报文一跳,可以推知,每节点的协议带宽消耗也为 $O(\sqrt{n})$,这使得H-PGA可以适应较大的应用范围。

结论及下一步工作 地理路由中存在凹节点问题,采用基于路径的路由可以较好地解决这一问题,“路径”为依赖局部信息的路由带来了部分全局信息。本文提出的H-PGA算法以较小存储和通信代价,获得了很高的报文投递率和接近最短路径的路径长度,网络的扩展性较高。

但是本算法没有考虑网络的动态性,而大多数自组网中节点具有移动性,同时不断有节点加入和退出。H-PGA的问题在于,在动态网络中,路径会不断产生断路,甚至产生环路。因此,路径会不断失效,并要求重新发布,路径维护代价较高。对于这种情况,可以简单地限制H-PGA算法中路径的最大长度,这时周期性的路径更新的代价将得到控制,每周期路径的维护开销不再是 $O(\sqrt{n})$,而是一个与网络大小无关的常数。同时,H-GA算法依然适用。当遇到断路时(即路由表中该路径的下一跳不在邻居表中,路径在该节点失效),将在有效路径中选择最佳路径。下一步将着重考虑算法对动态网络环境的支持,特别是研究网络动态性与路径更新周期、路径最大长度与网络度、网络规模的关系。同时支持节点不一致的无线传输范围和不对称链路,提供能量感知路由和服务质量保证,也还是期待研究的问题。

参考文献

- Stojmenovic I, Lin X. Loop-free Hybrid Single-path/Flooding Routing Algorithms with Guaranteed Delivery for Wireless Networks[J]. IEEE Trans Parallel and Distrib Sys, 2001, 12:1023~32
- Karp B, Kung H T. GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks[C]. In: Proc. MOBIKOM'00, Aug 2000
- Kranakis E, Singh H, Urrutia J. Compass Routing on Geometric Network[C]. In: Proc. 11th Canadian Conf Computational Geometry, Aug 1999
- Takagi H, Kleinrock L. Optimal Transmission Ranges for Randomly Distributed Packet Radio Terminals [J]. IEEE Trans Comm, 1984, 32:246~257
- Wang Y, Li X-Y, Frieder O. Distributed spanner with bounded degree for wireless networks [J]. International Journal of Foundations of Computer Science, 2003, 14:183~200
- Jain R, Puri A, Sengupta R. Geographical Routing Using Partial Information for Wireless Ad Hoc Networks [J]. IEEE Personal Communications, 2001, 2:48~57
- Li J, et al., A Scalable Location Service for Geographic Ad Hoc Routing [A]. In: Proc. MOBIKOM 2000, Aug 2000
- Bose P, Morin P, Stojmenovic I, et al. Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks [C]. In: Proc. Third Int'l Workshop Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Comm, Aug 1999
- Xing G, Lu C, Pless R, et al. On greedy geographic routing algorithms in sensing-covered networks [C]. MobiHoc, 2004
- Seada K, Helmy A, Govindan R. On the Effect of Localization Errors on Geographic Face Routing in Sensor Networks [C]. IPSN, 2004
- Zou Le, Lu Mi. PAGER: A Distributed Algorithm for the Dead-end Problem of Location based Routing in Sensor Networks [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2005
- Kuhn F, Wattenhofer R, Zollinger A. Worst-case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing [C]. MobiHoc, 2003
- Fang Q, Gao J, Guibas L. Locating and Bypassing Routing Holes in Sensor Networks [C]. Infocom, 2004
- Gao J, Guibas L J, Hershberger J, et al. Geometric Spanners for Routing in Mobile Networks [J]. IEEE Communications, 2005