An Improved Geographic Routing Algorithm Based on Hole Modeling*

*FAN Min**, *XIE Sijia*, *SHI Weiren*, *JIANG Yisong*, *GAO Peng*
(*School of Automation*, *Chongqing University*, *Chongqing* 400044, *China*)

Abstract: In current Geographic routing protocols for wireless sensor networks, redundant routing paths will be produced when routing holes are encountered. This paper presents an improved segmented greedy routing algorithm called EMGR (Easy Modeling Greedy Routing). Firstly, this algorithm introduces the virtual coordinate conception, uses Holes Boundary Detection (HBD) packet to find out all nodes on the boundary of the hole, then maps these nodes to virtual coordinate. According to the different distribution of hole boundary nodes in the virtual coordinate, it defines concave domain and convex domain to describe the shape of different holes, then finds the appropriate relay node according to the different shape of the holes. At last it uses the segmented greedy routing mode to transmit data packets. Compared to GPSR algorithm, simulation results show that EMGR algorithm could reduce 35% path hops with less network energy consumption, decrease routing path expansion rate and shorten network delay.

Key words: wireless sensor networks; routing holes; virtual coordinate; segmented greedy forwarding
EEACC: 7230; 6150P **doi**: 10.3969/j.issn.1004-1699.2012.011.017

基于空洞模型的地理位置路由改进算法研究*

范 敏*, 谢思佳, 石为人, 蒋亿松, 高 鹏
(重庆大学自动化学院, 重庆 400044)

摘 要: 针对现有 WSN 中地理位置路由遇路由空洞后会产生冗余路由的问题, 提出一种基于感知空洞形状的分段贪婪路由(Easy Modeling Greedy Routing, EMGR)算法。EMGR 引入虚拟坐标概念, 利用空洞边界探测包收集空洞边界节点信息, 将其映射到虚拟坐标系中; 根据空洞边界节点在虚拟坐标系的不同分布, 定义凹、凸域来概括路由空洞形状; 根据不同的空洞形状找到合适的中转节点, 采用分段贪婪路由方式传输数据。仿真实验结果表明, 相较于 GPSR 算法, EMGR 算法产生的路由跳数减少了 35%, 网络能耗低, 路径扩张率和网络时延小。

关键词: 无线传感器网络; 路由空洞; 虚拟坐标; 分段贪婪
中图分类号: TP393 **文献标识码**: A **文章编号**: 1004-1699(2012)11-1556-06

在无线传感器网络中, 有大量的应用需要知道突发事件的地理位置, 这是基于地理位置的路由协议的应用基础。地理位置路由能更好地适应网络规模和拓扑结构的变化, 具有简单高效及低负载等特点, 成为了无线传感器网络中重要的一类路由协议。在地理位置路由中, 每个节点并不知道整个网络的结构信息, 而是在通过与邻居节点的信息交换[1], 获知邻居节点的位置信息后, 以邻居节点和目的节点的位置信息作为路由选择的依据。贪婪算法将选择到目的节点距离最近的邻居节点作为下一跳。该方法计算复杂度低, 可动态适应网络变化, 且生成的路径接近最优化路径, 是地理位置路由中最常用的转发策略。但采用贪婪算法就不可避免路由空洞问题[2]: 某一节点的所有邻居节点均比它本身距离目的节点更远, 利用贪婪算法找不到合适的下一跳节点。这个节点称为路由空洞节点[3]或最佳主机节点。

近年来学者们提出了很多地理位置路由协议来解决无线传感器网络中的路由空洞问题, 即局部最优问题[3]。目前解决路由空洞问题的普遍思路是[4]: 在贪婪算法碰到最佳主机时, 借助某种非贪婪机制跳出局部最优后再恢复使用贪婪算法[5]。这类路由协议会产生冗余路径, 且数据会始终沿这

项目来源: 国家科技重大专项项目(2011BAJ03B13); 国家工信部 2011 年物联网发展专项资金项目
收稿日期: 2012-06-19 **修改日期**: 2012-09-28

一路径进行传输,导致空洞边界节点能量过快耗尽,空洞边界扩大,特别是在定点数据采集、多次数据传输等情况下。

针对以上问题,本文采用虚拟坐标,构建空洞模型,选取适当的中转节点序列(分段贪婪路由的目标节点)进行分段路由,使路径得到优化。

1　相关研究及问题描述

为解决路由空洞问题,Karp B 等人提出了 GPSR[6](Greedy Perimeter Stateless Routing)协议。该协议是对面遍历算法的改进,其流程是:贪婪转发—周边转发—贪婪转发,周边转发即利用右手法则绕开路由空洞。由于 GPSR 始终采用右手法则避洞,无法感知空洞的形状[7],在某些路由空洞的情况下效率较低且会产生较长的冗余路径,从而导致三角问题和盲目避洞问题[8]。如图 1 所示,节点 S-O-M 构成三角问题,而节点 S-O 以左则出现盲目避洞问题。

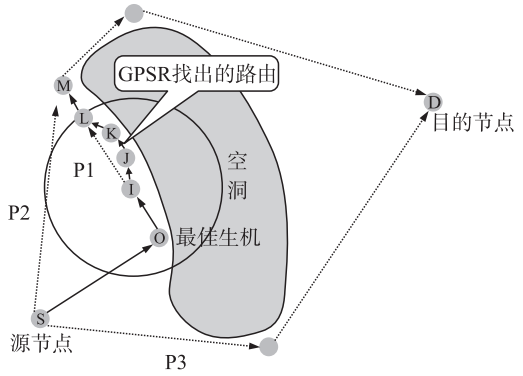


图 1　遇洞路径图

图 1 中,S-…-O-I-J-K-L-…-D 为 GPSR 方式下找到的路径。P1 是对 GPSR 算法改进后得到的路径,可在一定范围内减少冗余路径,P2 在相同的转发方向中更优于 P1,然而 P3 这条路径选择了另一个转发方向,可看出路径 P3 是图中的最优路径。

文献[9]中提出了一种利用椭圆对路由空洞进行建模的方法,但由于空洞形状的随机性较大,统一利用椭圆覆盖空洞会导致一些可用节点也被覆盖在内,造成节点浪费。且文献中未给出长度等参数的设置标准和方法。文献[10]结合极坐标,提出了一种根据节点所在象限选择下一跳节点的方法,一定程度上解决了三角问题,但仍存在盲目避洞问题。文献[11]提出了 Greedy-2 算法,节点能感知路由空洞的存在,从而提前绕开路由空洞,但节点需获取两跳范围内所有邻居节点的信息,控制开销较大,不适合大规模网络。

综上,如何在多次传输数据的情况下,解决三角以及盲目避洞问题,减少路由跳数,找到一条更优的路径从而提高算法的有效性,是 EMGR 算法要达到的目标。

2　EMGR 算法

2.1　相关定义

在描述算法之前给出下列定义:

定义 1　WSN 所有节点随机分布在二维平面上,节点位置固定,通信半径相同,用平面点集 $N_S=\{n_1,n_2,\cdots,n_n\}$ 来表示整个网络。其中 $n_i\in N_s(i=1,2,\cdots,n)$ 是平面上的点,在此代表节点,n_i 的坐标为 (x_i,y_i),$x_i,y_i\in R$。

定义 2　假设节点的传输半径为 R,$\mathrm{dist}(t_i,t_j)$ 表示节点 t_i 到节点 t_j 的欧式距离,任意节点 x 的邻居节点集用 $N(x)$ 表示,即

$$N(x)=\{t\mid \mathrm{dist}(t,x)<R\},\quad t\in N_s \tag{1}$$

定义 3　路由空洞节点为 x,n 为其邻居节点,则路由空洞节点的判定数学式为:

$$H(x)=\{n\mid \mathrm{dist}(n,x)<R,\mathrm{dist}(n,D)>\mathrm{dist}(x,D)\},\quad n\in N(x) \tag{2}$$

定义 4　以最佳主机节点 O 与目的节点 D 连线作为 X 轴,节点 O 为原点,$\boldsymbol{OD}$ 向量逆时针转动做一直线规定其为 Y 轴。

2.2　空洞模型构建

2.2.1　建模规则

本文根据地理位置路由会在数据中打包目的节点位置信息这一特点,构建虚拟坐标。当数据在贪婪转发过程中遇到局部最优时,过程如图 2(a)所示,O 表示最佳主机。节点 O 会发送一个标有空洞 ID 的空洞边界探测数据包(Hole Boundary Detection packet,HBD)[12]。该数据包按照右手法则进行传递,直到遍历空洞边界节点返回最佳主机节点。节点 O 从收到的 HBD 包中得到了空洞边界节点集 $\mathrm{HBS}(O)=\{O,B_1,\cdots,B_n\}$ 所有节点的位置信息后,按假设 3 的坐标系进行转化。

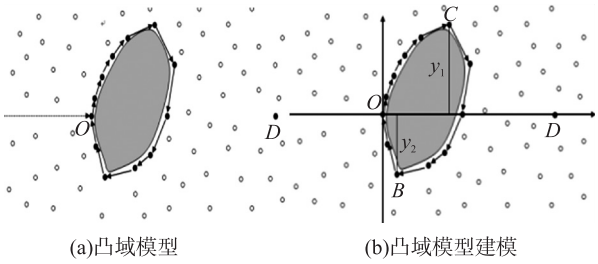


图 2　凸域模型

节点 M,$M\in\mathrm{HBS}$,虚拟坐标转换如下:

$$\begin{pmatrix} X'_M \\ Y'_M \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \cos\theta & \sin\theta \\ -\sin\theta & \cos\theta \end{pmatrix} \begin{pmatrix} X_M - X_O \\ Y_M - Y_O \end{pmatrix} \tag{3}$$

其中 θ 为 $\boldsymbol{OD}$ 与原坐标中 X 轴正半轴的夹角。

利用式(3),将所有节点的坐标已映射到虚拟坐标系中,如图 2(b)所示,且必有 X 轴正半轴贯穿空洞。新坐标的建立过程十分简单,不设计任何复杂计算,且仅将空洞边界节点映射到虚拟坐标中而非整个网络,控制开销极小。

2.2.2 空洞模型

在 WSN 中由于节点部署的情况不同,空洞呈现不同形状,本文将所遇空洞形状视为二维多边形,为解决路由空洞问题,作如下讨论:

定理 1 无论整个空洞的二维形态如何,影响路由路径的是靠近原点一侧的空洞边界节点分布情况。

证明:使用反证法。假设将空洞边界节点集 HBS 按节点坐标均匀分为两个子集合,使集合中的节点不存在重复的 Y 坐标值。一部分为 $\mathrm{HBN}=\{x \mid x \in \mathrm{HBS}\}$,另一部分为 $\mathrm{HBF}=\{x \mid x \in \mathrm{HBS}\}$。有 $\mathrm{HBN} \cup \mathrm{HBF} = \mathrm{HBS}$,$\mathrm{HBN} \cap \mathrm{HBF} = \varnothing$。最佳主机节点 O 只有两种情况:(1)$O \in \mathrm{HBN}$,(2)$O \in \mathrm{HBF}$,此处假定节点 $O \in \mathrm{HBN}$。节点 O 按照 GPSR 进行周边转发找到的节点 t,必满足 $t \in \mathrm{HBN}$。若能够找到一个节点 $t \in \mathrm{HBF}$,即有 $t \in \mathrm{HBN}$ 且 $t \in \mathrm{HBF}$,则不满足前提 $\mathrm{HBN} \cap \mathrm{HBF} = \varnothing$。由此定理得证。如图 2(b)所示,$C$、$B$ 点左侧部分。

基于定理 1,收集空洞边界节点信息之后,并不作整个空洞的几何形状判定,仅考虑临近最佳主机节点周边节点的分布情况。空洞可分为凸域和凹域两种,能够概括整个空洞对最佳主机的影响。在得到整个空洞边界节点位置的虚拟坐标信息后,为简化对空洞模型的判定,统计出位于 Y 轴左半平面(2 和 3 象限)的节点分布情况,结合各点具体位于 2、3 象限的情况,给出以下定义:

定义 5 完全凸域——没有节点位于虚拟坐标系的 2、3 象限,如图 2(b)。

定义 6 完全凹域——节点位置同时分布在虚拟坐标系的 2 和 3 象限(即在 X 轴的两侧,其 Y 坐标有正也有负)时,如图 3。

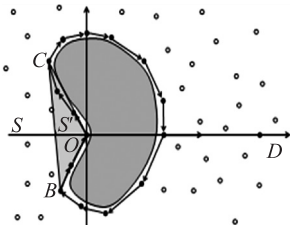


图 3 完全凹域模型

若这些节点位置只分布在 2(或 3)象限时,在 2(或 3)象限中找到离 Y 轴最远的点 C,以及在 4(或 1)象限中离 X 轴最远的点 B,顺序组成 $\angle COB$,此时的 $\angle COB$ 是以包含目的节点 D 的一侧分为准。

定义 7 不完全凸域——节点只出现在虚拟坐标系的 2(或 3)象限,且 $\angle COB<180°$,如图 4 所示。

定义 8 不完全凹域——节点只出现在虚拟坐标系的 2(或 3)象限,且 $\angle COB>180°$,如图 5 所示。

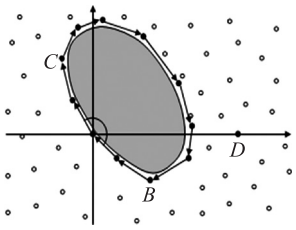


图 4 不完全凸域模型

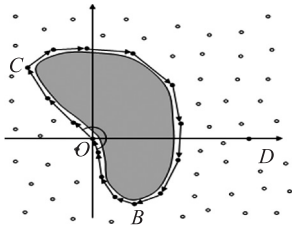


图 5 不完全凹域模型

注意当空洞为凹域时,源节点 S 可能位于凹陷部分,如图 3 所示的 $\triangle COB$ 之内,利用式(4)对源节点 S 进行判定:

$$f(\alpha,\beta,\gamma)=(y_\alpha-y_\beta)(x_\gamma-x_\beta)-(y_\gamma-y_\beta)(x_\alpha-x_\beta) \tag{4}$$

若:$f(S,C,B)\cdot f(O,C,B)>0$,$f(S,B,O)\cdot f(C,B,O)>0$ 且 $f(S,C,O)\cdot f(B,C,O)>0$。则源节点 S 在 $\triangle COB$ 内,反之,则在 $\triangle COB$ 之外。

2.3 EMGR 算法原理

2.3.1 中转序列确定

在虚拟坐标系中,HBS 当中的点会根据不同的空洞模型定义,分布在 1、2、3、4 象限。定义一个点集 $M_d=\{m_1,m_2,\cdots,m_n\}$,用于存放找到的中转节点。

首先,确定转发域。无论空洞为凸域或凹域,虚拟坐标的 X 坐标轴都将其分成上下两个部分,分别位于虚拟坐标的 1、2 象限和 3、4 象限。通过一一比较 HBS 点集中的各点的 Y 坐标值,找到两部分中距离 X 轴最远的节点,记录下其对应的 Y 值(记录为 y_1,y_2),再取 $Y=\min\{|y_1|,|y_2|\}$,这样可以找到上下两部分距离 X 轴更近的部分。该 Y 对应点记为 M_Y,若 M_Y 为 1、2 象限的点,则进入右手法则转发域,反之进入左手法则转发域。这样能避免 GPSR 在遇洞后进入错误方向转发带来的冗余路径,确定从洞的哪侧进行路由最佳,避免盲目避洞。

其次,确定中转节点。若为凸域,对于该空洞的中转节点只有一个,为判定转发域最后找到的节点,对应的中转节点序列为 $M_d=\{M_Y\}$。图 6 中,$M_d=\{B\}$。

若为凹域,则利用式(3)判定源节点 S 是否在凹面内,如图 3 所示。①节点 S 不在凹陷部分内,中转节点同凸域情况一致。②节点 S 在凹面内,对于

该空洞则有两个中转节点。判定了左、右转发域找到 M_Y 后,在该转发域对应的象限中,找到距离 Y 轴最远的点,$X=\max\{|x_i|\}$,此点记为 M_X。中转节点序列为 $M_d=\{M_X,M_Y\}$。图 7 中,对应的中转节点序列为 $M_d=\{C_1,B_1\}$。

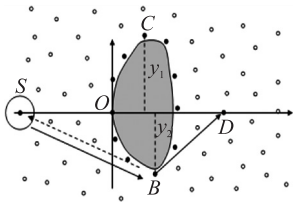


图 6　完全凸域

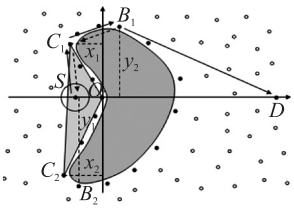


图 7　完全凹域

若不止一个空洞,则中转节点序列 M_d 中继续存入按上文方式找到的节点。

2.3.2　算法步骤

步骤 1:若 $D\in N(S)$ 则直接传递给目的节点 D,否则进入贪婪转发模式。

步骤 2:判断是否遇到空洞,若遇到空洞 $\mathrm{dist}(t,D)>\mathrm{dist}(O,D)$,$t\in N(O)$,则发送 HBD 探测包找出 HBS,并利用公式 3 进行虚拟坐标转换。

步骤 3:空洞建模,将空洞模型对应成为定义 5 到定义 8 的四种情况。

步骤 4:确定转发域。

步骤 5:寻找中转节点序列,根据不同的空洞模型,选择不同的中转节点。

步骤 6:信息反馈,M_d 中的点将带有自身节点标号的信息依次反馈到前一个节点,直至反馈到源节点 S 处。源节点 S 直接向中转节点进行贪婪路由。

步骤 7:信息分享,源节点 S 收到反馈信息后,通知其邻居节点。邻居节点把这个反馈信息存储为邻居节点的中转信息。

步骤 8:后续发送,当源节点 S 本身或者邻居节点含有中转节点信息后,再次向目的节点发送数据时,直接采用贪婪转发向中转节点传输,之后再以中转节点为源节点利用贪婪转发向目的节点发送。

步骤 9:若再遇到空洞则反复步骤 2。

2.4　EMGR 算法分析

2.4.1　算法复杂性

在遇到空洞的时候,EMGR 算法的时间复杂度与网络传递消息个数 n 有关,由于空洞进行建模处理,省去了 GPSR 的右手法则绕洞过程,EMGR 的时间复杂度其值为 $o(n)$。GPSR 算法的时间复杂度也为 $o(n)$。但是由于其 GPSR 多了右手法则的绕洞过程,其计算时间会多于 EMGR 算法。由于 EMGR 收集空洞边界节点的信息,并将这些有用信息存储起来,这一点会比 GPSR 多占用一定的内存空间。通常这些信息的长度通常为几十或者几百个字节,占用空间不大。正是由于收集到了空洞边界节点的信息,才更有助于优化路径。一直沿用优化的路径,通过仿真实验的数据也可以看出,虽然在实现本算法的前期会比其他算法多出收集空洞信息这一过程,但是多次传输数据可以看出,本算法的优势远远大于文中所提到的两种算法。

2.4.2　凸域

空洞为完全凸域或不完全凸域时,首先按照步骤 3 建模,然后确定转发域,如图 6 所示(图中仅标注了几个关键节点位置)。将节点 B 点设定为分段贪婪的中转节点。由 B 点发送一个反馈信息告知源节点 S,此信息包含节点 B 自身节点标号,即告知源节点 S,节点 B 为分段贪婪的中转节点。节点 S 收到反馈信息后直接向节点 B 贪婪转发有效数据,并将反馈信息发送给邻居节点。

当源节点 S 再次向目的节点 D 发送数据时,B 点为中转节点,路径为 $S-B-D$,$S-B$ 和 $B-D$ 均贪婪转发。若有 S 范围内的其他节点向目的节点 D 发送数据时,能直接建立路由而不需要再经历一次建模和选择路由过程,减少了网络中的建模开销,节约了时间和能量。

2.4.3　凹域

空洞为完全凹域或不完全凹域时,先判定源节点 S 是否位于凹面内。现以完全凹域且源节点在凹面内为例,分段路由的中转节点序列包含两个节点,其分布情况如图 7 所示。利用公式 4 对源节点 S 的位置进行判定,确定进入左或右转发域的方式与凸域相同,并记录下该点 B_1,但是此点是作为第二个中转节点。在判定左、右转发域找到 B_1 后,在该域对应的 2 象限中,找到 $X=\max\{|x_i|\}$,即 C_1 点。

确立这两个中转节点后,B_1 向 C_1 发送一个含有 B_1 节点标号的反馈信息,C_1 则像源节点 S 发送一个含有 C_1 节点标号的反馈信息。此后节点 S 将中转节点信息与邻居节点共享。当源节点 S 再次向目的节点 D 发送数据时,路径应是 $S-C_1-B_1-D$ 这样的分段贪婪方式。

3　仿真实验

本文在 MATLAB 平台下验证路由算法的有效性。在 1 000 m×1 000 m 面积区域内进行仿真实验。传感器节点均匀分布,节点数量 N 分别为 400,600,800,1 200,2 000 个。通信半径 R 分别为 40 m,60 m,80 m,100 m。源节点和目的节点随机产生后,

便固定下来。由于随机分布的场景通常只会产生较小的简单路由空洞,因此为更好地分析路由算法应对空洞的能力,在区域正中央添加两类空洞:凸空洞和凹空洞。凸空洞为正方形空洞,以边长 L 代表空洞大小,凹空洞为在正方形空洞一边上凹陷一个以 $L/2$ 为边长的小正方形,以该正方形边长 L 代表空洞大小。实验中,设置空洞大小为 300 m×300 m,400 m×400 m,500 m×500 m,600 m×600 m。

(1)路由跳数:投递成功的数据包从源节点到达目的节点所经过的节点个数。

由图 8 至图 11 四图可以看出,EMGR 产生的路由跳数是三种协议中最少的。这是由于 GPSR 协议遇到空洞始终按照右手法则避洞,导致盲目避洞和三角问题而出现路径冗余。VR-F 是对 GPSR 的改进,可以一定程度上避免三角问题,但是由于它并未结合空洞的全局信息,仍会产生一些冗余路径。而 EMGR 会事先收集空洞信息,对进入左、右转发域进行判定,采用分段贪婪的方式传输数据,避免产生冗余路由。当空洞是凹空洞时,这种优势更加明显。

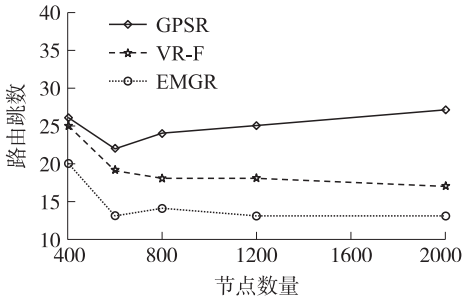


图 8 400 m×400 m 凸空洞,R=100 m

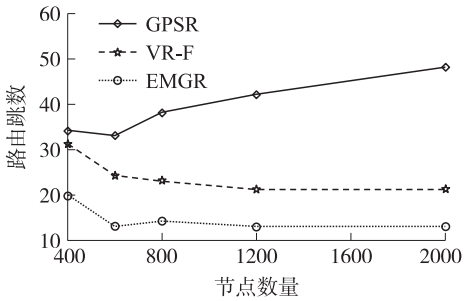


图 9 400 m×400 m 凹空洞,R=100 m

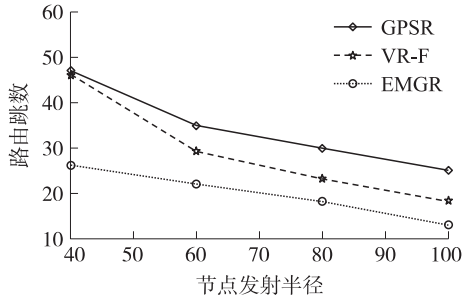


图 10 400 m×400 m 凸空洞,N=1 200

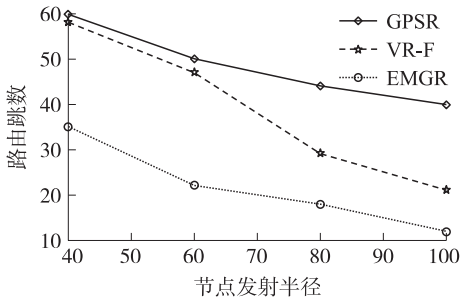


图 11 400 m×400 m 凹空洞,N=1 200

(2)路径扩张率:将某一路由算法产生的实际路由跳数与理论最优跳数的比值称为路径扩张率。因每个节点仅知道局部网络拓扑信息,无法计算任意两个节点之间的最优路径。所以通常采用路径扩张程度衡量算法的路由性能。

图 12、图 13 分别列出了凸空洞和凹空洞在不同大小下,三种协议的路径扩张率对比。图中 GPSR 的路径扩张率随着空洞边长的增大而加大,而 VR-F 和 EMGR 的路径扩张率则始终维持在 1.1 左右。

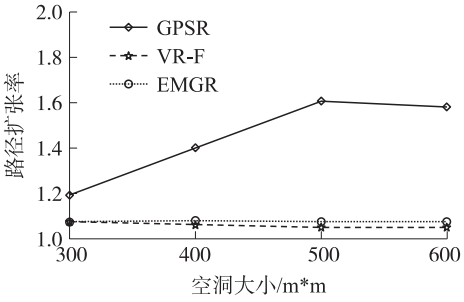


图 12 凸空洞大小不同的情况对应的路径扩张率

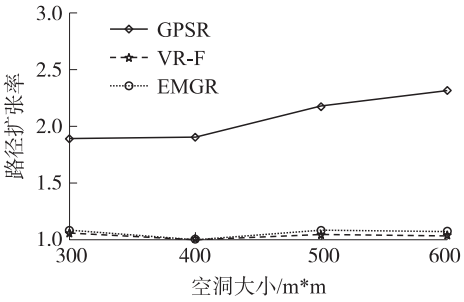


图 13 凹空洞大小不同的情况对应的路径扩张率

(3)能量消耗:数据包从源节点传输到目的节点所消耗的总能量。

图 14、图 15 分别列出了凸空洞和凹空洞下的情况,能量的消耗是随着传输次数的增加而增多的。前 20 次中,EMGR 相较于 GPSR 以及 VR-F 的优势并没有很大的显示出来。因为 EMGR 较上述两种协议增加了收集空洞边界节点信息,寻找中转节点,发送反馈信息的环节,所以在前期数据传输中,本算法的时间开销以及网络的能量消耗相较于 GPSR 和

VR-F 并无明显优势,但是随着发送次数的增多,EMGR 节能的效果和其他优势就凸显出来了。GPSR 协议的路径会一直沿着空洞边界转发,VR-F 则会一直按照一种次优的路径转发,而 EMGR 则会按照找到的更短的路径来进行转发。特别是当空洞为凹空洞时,EMGR 协议节能的优势更为突出。

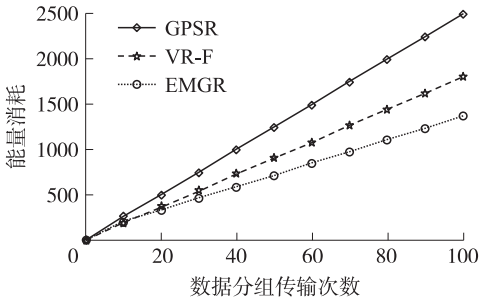


图 14　400 m×400 m 凸空洞,N=1 200,R=100 m 的能量消耗

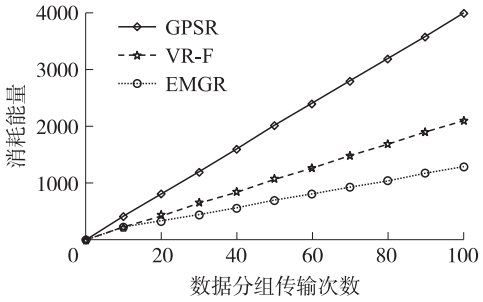


图 15　400 m×400 m 凹空洞,N=1 200,R=100 m 的能量消耗

4　总结

本文采用虚拟坐标的转换,基于空洞建模,提出一种 EMGR 路由协议,以分段贪婪的方式解决 GPSR 遇洞后出现的三角问题与盲目避洞问题。算法核心是基于空洞模型信息,选取合适的中转节点进行分段贪婪路由。同时,源节点告知附近一跳范围内邻居节点这一分段路由信息,当这些邻居节点需要避开该空洞时,不会重复建模的过程,而是直接采用记录的中转节点信息,进行分段贪婪路由。

通过仿真实验结果,验证了 EMGR 算法的有效性。在空洞大小、类型不同,节点发射半径、节点疏密程度不同的网络情况下,EMGR 算法均优于 GPSR 算法,能耗低,有效的延长了网络生命周期。

参考文献:

[1] 唐诗奇,李迅,闻志平. 一种无线传感器网络区域式服务发现机制研究[J]. 传感技术学报,2011,24(8):1197-1203.

[2] Chen D, Varshney P K. A Survey of Void Handling Techniques or Geographic Routing in Wireless Networks [J]. IEEE of Communications Surveys and Tutorials, 2007, 9(1):50-67.

[3] 李道全,刘海燕,曹齐光. 基于地理位置的路由算法—GPSR-AD[J]. 计算机应用,2009,29(12):3215-3217.

[4] 胥楚贵,邓晓衡,邹豪杰. 无线传感器网络覆盖空洞修复策略[J]. 传感技术学报,2010,23(2):256-259.

[5] Chia H L, Shiao Y, Shih W C. Progress Face: An Algorithm to Improve Routing Efficiency of GPSR-Like Routing Protocols in Wireless Ad Hoc Networks [J]. Proc. IEEE transactions on Computers, 2010, 59(6):822-834

[6] Karp B, Kung H T. GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks [J]. Proc. of the MOBICOM, Boston: ACM Press, 2000:243-254.

[7] Yu F, Lee E, Chol Y. A Modeling for Hole Problem in Wireless Sensor Networks[J]. Proc. of the 2007 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing. 2007:370-375.

[8] You J, Lieckfeldt D, Reichenbach F. Context-Aware Geographic Routing for Sensor Networks with Routing Holes[J]. IEEE Wireless Communications and Networking Conference(WCNC 2009):1-6.

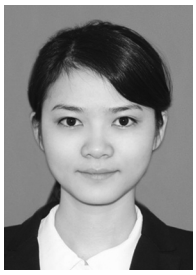
[9] 李培强,王国军,谢永明. 移动自组网中一种洞椭圆化的避洞路由协议[J]. 计算机工程与应用,2009,45(28):89-92.

[10] Ko Y I, Park C S. An Efficient Void Resolution Method for Geographic Routing in Wireless Sensor Networks[J]. Journal of Systems and Software, 2009, 82(6):963-973.

[11] 王建新,赵湘宁,刘辉宇. 种基于两跳邻居信息的贪婪地理路由算法[J]. 电子学报,2008,36(10):1903-1909.

[12] Fang Q, Gao J, Guibas L J. Locating and Bypassing Routing Holes in Sensor Networks[J]. Proc. of Infocom, 2004, 2004, 4:2458-2468.

范　敏(1975-),女,汉族,副教授,工学博士,2001 年 6 月至今,在重庆大学自动化学院任教,主要从事教学与科研工作,fanmin@cqu.edu.cn;



谢思佳(1987-),女,四川成都人,重庆大学自动化学院,硕士研究生,主要研究方向为无线传感器网络、智能感知与决策,xiaorui_x@126.com。