

一种基于信号机制的能量感知地理路由算法

赵湘宁

(福建农林大学计算机与信息学院, 福建福州 350002)

摘要: 在实际的无线传感器网络中,由于路由空洞的存在,采用边缘转发机制的地理路由算法容易使空洞边缘的节点由于负载较重,能量快速消耗从而过早的死亡,导致空洞进一步的扩大.为了使网络负载更加均衡,延长网络生命周期,提出了一种基于能量信号机制的地理路由算法 SIENGR. SIENGR 将节点的初始能量划分 3 个能量区间,并用能量信号来标识节点的剩余能量所处的能量区间. SIENGR 算法的边缘转发机制结合节点的能量信号,利用空洞边界节点的所有平面邻居节点来轮流承担边缘转发的数据量,使产生的路由能够根据节点能耗的情况,自适应地避开空洞边缘能量较少的热区节点,均衡热区附近节点的能量消耗,防止空洞扩大.仿真结果验证了 SIENGR 算法在网络生命周期、网络能耗均衡、数据包到达率等指标上的性能.

关键词: 无线传感器网络; 路由空洞; 负载均衡; 能量空洞; 边缘转发; 平面邻居

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2015)05-0965-09

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.3969/j.issn.0372-2112.2015.05.020

A Signal Mechanism Based Energy-Aware Geographic Routing Algorithm

ZHAO Xiang-ning

(College of Computer and Information Sciences, Fujian Agriculture and Forestry University, Fuzhou, Fujian 350002, China)

Abstract: In the wireless sensor networks, the geographic routing algorithms use the perimeter routing to bypass the routing voids. Usually, the nodes around the voids have heavier workload and die much sooner than the others. In order to achieve load balancing, this paper presents an energy-aware geographic routing algorithm SIENGR. SIENGR divides the initial energy of sensor nodes into 3 energy zones, and identifies them by energy signals. SIENGR uses boundary nodes' all planar neighbors to transmit the data in perimeter routing, by taking the energy signals into account. The generated routing is able to keep away from the void's boundary nodes which have less energy. Our simulation results verified SIENGR algorithm's performance in aspect of networks' lifetime, load balancing and packet delivery.

Key words: wireless sensor networks; routing void; load balancing; energy hole; perimeter routing; planar neighbor

1 引言

在无线传感器网络 (Wireless Sensor Networks, WSN) 中,地理信息路由协议利用节点的地理位置信息作为路由选择的依据,并且按照一定策略转发数据到目的节点.在地理路由算法中,贪婪算法 (Greedy Forwarding) 由于其原理简单、高效等特点,成为许多地理信息路由算法中转发数据的基本机制^[1,2].在贪婪算法中,产生或收到数据的节点向距离目的节点最近的一跳邻居节点转发数据.但在实际的传感器网络中,贪婪路由可能会导致数据包到达一个没有任何邻居节点比自身更接近目的点的区域,使数据无法继续传输,这种现象被称为路由空洞^[3] (Routing Void).网络节点分布不均匀、部分

传感器节点由于故障或能量耗尽而失效,或者由于一些环境诸如水塘等本身就不适合部署传感器节点,都是形成路由空洞的原因.如图 1 中的节点 x 收到来自源节点 S 发往目的点 D 的数据,但 x 的邻居节点 w 和 y 都比 x 离目的节点 D 的距离远, x 根据贪婪算法无法找到下一跳节点,此时节点 x 就遭遇到了路由空洞.

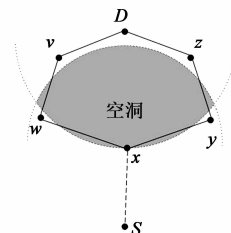


图1 路由空洞现象

基于网络平面拓扑图的地理路由算法是一类能够有效解决路由空洞问题的算法. 此类算法通过将网络平面化后, 形成一系列由节点作为顶点的面组成的网络拓扑结构, 数据包按右手法则沿面转发, 从而保证数据包的可靠传输^[4]. 经典的基于网络平面拓扑图的地理路由算法是 GPSR^[5], GPSR 在平面图的基础上, 采用贪婪一面一贪婪的方法进行数据转发. 如果贪婪算法遇到路由空洞, 则转为边缘转发 (Perimeter Routing), 遍历最接近的面, 直到数据到达用贪婪算法能找到下一跳的节点为止, 继续贪婪路由. 基于网络平面拓扑图的地理路由算法还有 GOAFR^[6], GOAFR+^[7], GPVFR^[8]等, 不同的算法采用不同面切换机制, 以提高路由效率.

基于网络平面拓扑图的地理路由算法能够有效的绕过空洞, 保证数据的可靠传输^[9], 然而这类算法无法避免的是“热区问题”. 如图 2 所示, GPSR 等算法在遇到空洞的时候, 由于采用了沿平面图的周边转发的方式绕过空洞, 网络流量会集中于空洞边缘的节点上, 这就造成空洞边缘的节点负载过重, 形成“热区”. 热区节点很快由于能量耗尽而失效, 使空洞继续扩大, 增加了更多的数据包遭遇路由空洞的机会, 从而使热区节点负载也越来越重. 网络中热区节点与非热区节点能量消耗的不均衡, 在网络中形成“能量空洞 (Energy Hole)”, 使传感器网络的生命周期缩短. 文献[10~12]针对传感器网络中“能量空洞”对传感器网络生命周期的影响进行了讨论.

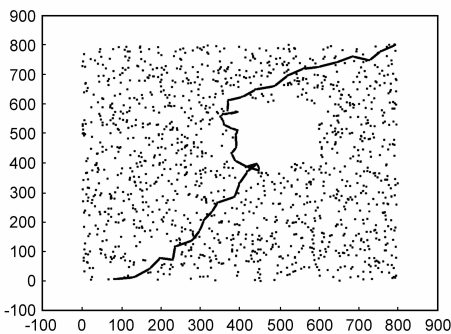


图2 GPSR算法生成的路由

本文针对存在路由空洞的网络环境, 提出了一种利用信号机制实现负载均衡的地理路由算法—SIENGR (Signal based, Energy-Aware Geographic Routing Algorithm). SIENGR 算法在遭遇路由空洞时采用改进的边缘转发机制以保障数据的可靠传输, 同时结合节点的能量信号机制来改进网络中的负载均衡, 使产生的路由能够根据节点的能耗情况, 自适应的避开空洞边缘能量较少的热区节点. SIENGR 算法既能够有效地解决路由空洞, 又能够避免由于边缘转发带来的热区问题. 通过引入能量感知策略, 均衡热区附近节点的能量消耗, 防止空

洞扩大, 从而达到使网络负载均衡的目的.

2 相关定义及问题分析

2.1 相关定义

为了描述方便, 首先给出以下定义:

定义 1 (空洞边界节点) 如果一个节点 v 到目标汇聚节点 Sink 的距离大于节点的传输半径, 并且 v 的所有邻居节点到 Sink 节点的距离, 都比 v 到 Sink 节点的距离大, 就称 v 为空洞边界节点. 如图 1 中的 x 就为空洞边界节点.

定义 2 (轮) 网络中所有传感器节点收集一次数据, 并且全部传送到 Sink 节点的过程.

定义 3 (子孙节点) 若节点 v 发送的数据通过贪婪算法, 经过一跳或多跳之后到达节点 w , 且 w 不为 Sink 节点, 则称 v 为 w 的子孙节点. w 的子孙节点的集合为 $S(w)$.

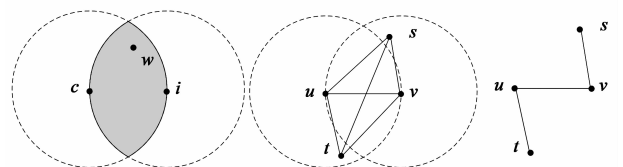
定义 4 (平面邻居节点) 假设当前节点为 c , c 的邻居节点的集合为 $N(c)$, 平面邻居节点的集合为 $NP(c)$. 对于邻居节点 $i \in N(c)$, 如果根据 RNG (the Relative Neighborhood Graph)^[13] 算法平面化之后, 边 \overline{ci} 仍然存在, 则 $i \in NP(c)$, i 为 c 的平面邻居节点.

RNG 算法平面图的构造方法如图 3(a) 所示, 若在分别以 c, i 为圆心, \overline{ci} 为半径的两圆交集区域里存在节点 w , 则从路由中将边 \overline{ci} 删除.

例如如图 3(b) 中, 原始网络中 u, v, s, t 四个节点互为邻居节点. 图 3(c) 所示的是经过 RNG 算法平面化后的网络平面图, 各节点的平面邻居节点集合分别为:

$$NP(u) = \{t, v\}; NP(v) = \{s, u\};$$

$$NP(s) = \{v\}; NP(t) = \{u\}$$



(a) RNG平面化

(b) 原始网络图

(c) RNG平面化后的平面图

图3

定义 5 (右手法则) 在 SIENGR 算法中, 当前节点 c 需要运用右手法则依次遍历自己的平面邻居节点, 以寻找符合条件的下一跳节点. SIENGR 的右手法则定义如下: 当前节点 c 通过右手法则遍历平面邻居节点时, 如图 4 所示, 以 c 点为轴心, 逆时针方向旋转 c 与目的点 D 的虚线段 \overline{cD} , 该线段扫到的 c 的第一个平面邻居节点是 u . 若 u 符合 SIENGR 算法中作为下一跳的要求, 就将 u 作为下一跳节点; 若 u 不符合作为下一跳的要求, 则继续逆时针旋转虚线段 \overline{cD} , 直到找到符合条件的

平面邻居节点作为下一跳.在图 4 中, c 根据右手法则依次遍历的平面邻居节点的顺序为 u, v, w .

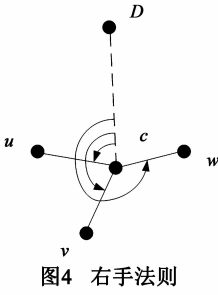


图4 右手法则

2.2 问题分析

本文研究的问题是,在无线传感器网络存在路由空洞的情况下,如何解决通过边缘转发引起的空洞周边节点负载不均衡,从而造成一些节点由于能量快速消耗而过早死亡的问题.

首先,我们作如下设定:

①设每个节点的初始能量为 E_0 . 每个节点接收数据的能量消耗忽略不计,发送每比特数据时的单位能量消耗是相同的.

②每个节点在一轮中产生的数据量为 l bits. 每个节点在转发数据前不进行数据融合.

③节点 n_i 在一轮中发送的数据量为子孙节点的数据量和自身产生的数据量的和,即:

$$Tr(n_i) = l(S(n_i) + 1)$$

其中 $S(n_i)$ 为 n_i 的子孙节点.

如图 5(a) 所示, c 为空洞边界节点, $v_1, v_2, v_3, \dots, v_m$ 为 c 按照右手法则逆时针依次遍历的 m 个平面邻居节点.

c 在一轮中发送的数据量为:

$$Tr(c) = l(S(c) + 1) \quad (1)$$

若 c 直接采用边缘转发的方式转发数据,发送的数据将由 c 在逆时针方向上的第一个平面邻居节点 v_1 来转发. 因此 v_1 在一轮中发送的数据量为:

$$Tr(v_1) = l(S(v_1) + 1) + l(S(c) + 1) \quad (2)$$

而其他平面邻居节点 $v_i (i = 2, 3, \dots, m)$ 在一轮中的转发数据量为:

$$Tr(v_i) = l(S(v_i) + 1) \quad (3)$$

由式(2)和式(3)可以看出, v_1 在承担了自身子孙节点的数据转发的同时,还承担了来自 c 及 c 的子孙节点的数据 $Tr(c)$ 转发. 而 c 作为空洞边界节点, $Tr(c)$ 的数据量将比非空洞边界节点转发的数据量大很多. 如图 5(b) 所示, c' 不是空洞边界节点, 就会存在比自己距离 Sink 更近的邻居节点, 即前向邻居节点 f_1, f_2 . 于是 c' 的一部分邻居节点会直接将数据包发送给了 c' 的前向节

点, 如 n_1, n_2, n_3 将数据直接发送给 f_1 ; n_6, n_7 将数据直接发送给 f_2 . 而当 c 为空洞边界节点时, 如图 5(c) 所示, 由于空洞的存在, c 无前向邻居节点, 所以 c 将转发来自邻居节点 $n_1, n_2, n_3, \dots, n_7$ 的所有数据包.

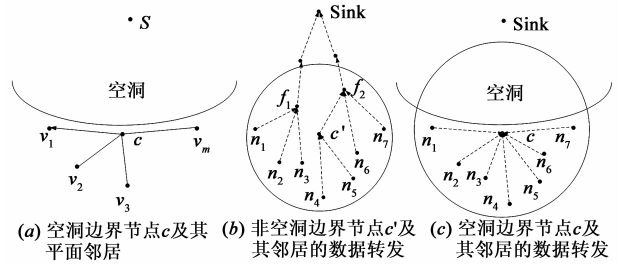


图5

因此, v_1 的负载比其他平面邻居节点大很多. 实际上, 根据平面化算法之后构建的网络平面图连通性^[7], v_2, v_3, \dots, v_m 这些平面邻居节点也是可以通过遍历的方式绕过空洞的.

所以, 要解决空洞边界节点的平面邻居节点间负载不均衡的情况, 就要将 c 发送的数据 $Tr(c)$ 尽可能平均地分配到 $v_1, v_2, v_3, \dots, v_m$ 这 m 个平面邻居节点上来转发.

首先, 在 0 到节点初始能量 E_0 之间构建 Z_1, Z_2, \dots, Z_m 的 m 个能量区间, 每个能量区间的能量跨度为 $\frac{1}{m}E_0$. Z_1, Z_2, \dots, Z_m 能量区间的能量范围为:

$$Z_1: \left(1 - \frac{1}{m}\right)E_0 \sim E_0$$

$$Z_2: \left(1 - \frac{2}{m}\right)E_0 \sim \left(1 - \frac{1}{m}\right)E_0$$

...

$$Z_m: 0 \sim \frac{1}{m}E_0$$

接着, 让 $v_1, v_2, v_3, \dots, v_m$ 在每个能量区间中轮流承担 $Tr(c)$ 的数据转发. 当一个节点在一个能量区间的能量消耗大于 $\frac{1}{m}E_0$ 时, 它将不再承担 $Tr(c)$ 的数据转发, 由下一个平面邻居节点承担 $Tr(c)$ 的数据转发.

一开始, $v_1, v_2, v_3, \dots, v_m$ 都处于 Z_1 能量区间, $Tr(c)$ 的数据量先由 v_1 进行发送, 随着 v_1 的能量消耗使得 v_1 的剩余能量 $E(v_1) < \left(1 - \frac{1}{m}\right)E_0$ 时, 由 v_2 承担 $Tr(c)$ 的转发. 当 v_2 的能量消耗使得 $E(v_2) < \left(1 - \frac{1}{m}\right)E_0$, 再由 v_3 承担 $Tr(c)$ 的数据转发. 直到 v_m 节点承担 $Tr(c)$ 的数据转发时的能量消耗使得 $E(v_m) < \left(1 - \frac{1}{m}\right)E_0$, 此时 $v_1, v_2, v_3, \dots, v_m$ 都处于 Z_2 能量区间. 在接下来的 $Z_j (j = 2, 3, \dots, m)$ 的能量区间中, $v_1, v_2, v_3, \dots, v_m$ 依然轮流承

担 $Tr(c)$ 的数据转发,从 v_1 开始转发 $Tr(c)$ 的数据,若当前承担 $Tr(c)$ 数据发送的节点 v_i 的能量满足 $E(v_i) < (1 - \frac{j}{m})E_0$ 时,就由下一个平面邻居节点 v_{i+1} 来承担 $Tr(c)$ 的数据转发.

这种通过划分能量区间,让空洞边界节点的平面邻居节点轮流承担空洞边界点的数据转发的方法,能够使这些平面邻居节点在一定范围内同步地达到同一个能量区间,使平面邻居节点的能量消耗更加均衡.由于能量区间划分的数目与平面邻居节点的数目相同,接着我们通过定理 1 和定理 2 来证明一个空洞边界节点最多只能拥有 3 个平面邻居节点,因此在第 3 章中,SIENGR 算法将节点的能量划分为 3 个能量区间.

定理 1 根据 RNG 平面化算法,一个节点 c 的任意两个平面邻居节点 v_1, v_2 之间的夹角 $\angle v_1cv_2$ 不小于 60 度.

证明 在图 6(a)中, v_1 为 c 根据 RNG 平面化算法得到的平面邻居节点. 分别以 c, v_1 为圆心, $\overline{cv_1}$ 为半径作两圆,两圆的交点为 w , 则 $\triangle cv_1w$ 为等边三角形. 假设 c 存在一个邻居节点 v_2' , $\angle v_1cv_2'$ 小于 60 度, 则 v_2' 的位置只有两种可能: 第一种是位于两圆的交集内, 如图 6(b) 所示; 第二种是位于两圆的交集外, 如图 6(c) 所示. 在第一种情况下, 根据 RNG 平面化的规则, 会将边 $\overline{cv_1}$ 删除, v_1 将不是 c 的平面邻居节点. 在第二种情况下, 由于 $\overline{cv_2'} > \overline{cv_1}$, v_1 将会位于分别以 c, v_2' 为圆心, 以 $\overline{cv_2'}$ 为半径的两圆的交集内, 如图 6(d) 所示. 根据 RNG 算法, v_2' 将不会是 c 的平面邻居节点. 所以在这两种情况下, v_1, v_2' 都不可能同时成为 c 的平面邻居节点.

综上所述, 根据 RNG 平面化算法, 一个节点 c 的任意两个平面邻居节点 v_1, v_2 之间的夹角 $\angle v_1cv_2$ 不小于

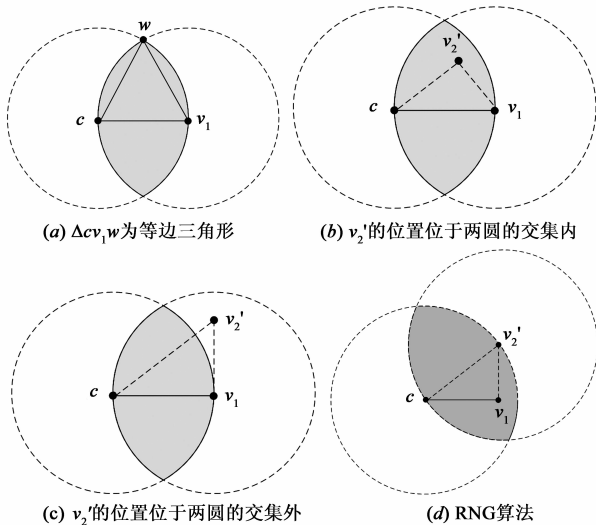


图6 定理一的证明

60 度. 证毕

定理 2 一个空洞边界节点的平面邻居节点的数量最多为 3 个.

证明 如图 7 所示, 假设 c 为空洞边界节点, s 为 Sink 节点, $n_1, n_2, n_3, \dots, n_k$ 为 c 的邻居节点. 其中 n_1, n_k 分别是以 c 点为轴心, 逆时针方向旋转线段 \overline{sc} , 扫到的第一个和最后一个邻居节点. 其余的邻居节点将分布在逆时针方向上的夹角 $\angle n_1cn_k$ 的角度区间中.

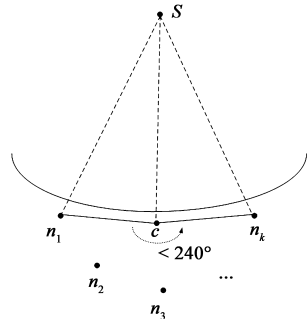


图7 定理二的证明

因为 c 为空洞边界节点, 所以 c 的所有邻居节点到 s 的距离都比 c 到 s 的距离远, 可得 $\overline{sn_1} > \overline{sc}$. 假设传感器节点的传输半径为 r , 则 $\overline{sc} > r, \overline{cn_1} \leq r$. 因此在 $\triangle cn_1s$ 中, $\overline{sn_1} > \overline{sc} > \overline{cn_1}$, 可得 $\angle scn_1$ 大于 60 度. 同理可得 $\angle scn_k$ 大于 60 度. 因此, 顺时针方向上的夹角 $\angle n_1cn_k$ 大于 120 度. 由此易得逆时针方向上的夹角 $\angle n_1cn_k$ 小于 240 度.

因为 c 的平面邻居节点只能分布于逆时针方向上的夹角 $\angle n_1cn_k$ 的角度区间中, 且该角度区间小于 240 度, 并且根据定理 1, 任意两个平面邻居节点之间的夹角不小于 60 度. 所以 c 的平面邻居节点的数量最多为 3 个.

综上所述, 一个空洞边界节点的平面邻居节点的数量最多为 3 个. 证毕

2.3 节点能耗分析

本节以空洞边界节点拥有 3 个平面邻居节点为例, 分析每个平面邻居节点的能量消耗. 设 c 为空洞边界节点, v_1, v_2, v_3 为 c 按照右手法则逆时针依次遍历的 3 个平面邻居节点. 每个节点将初始能量划分为 Z_1, Z_2, Z_3 这 3 个能量区间, 每个区间的能量跨度为 $\frac{1}{3}E_0$. 节点 v_i 在 Z_j 能量区间中, 用于同时承担 $Tr(v_i) + Tr(c)$ 数据转发的能量部分为 $Q(v_i, j)$, 如图 8 中的灰色区域; 只用于承担 $Tr(v_i)$ 的数据转发的能量部分为 $P(v_i, j)$, 如图 8 中的白色区域.

在 Z_1 区间, 首先由 v_1 承担 $Tr(v_1) + Tr(c)$ 的数据转发, 直到 v_1 在 Z_1 能量区间的 $\frac{1}{3}E_0$ 能量耗尽, 因此:

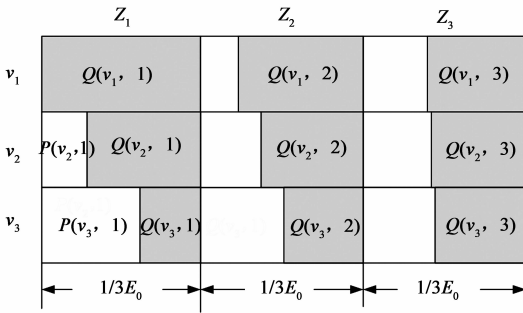


图8 平面邻居节点在 $Z_1 \sim Z_3$ 能量区间的能耗分布

$$Q(v_1, 1) = \frac{1}{3} E_0; P(v_1, 1) = 0 \quad (4)$$

v_1 在 Z_1 能量区间承担 $Tr(v_1) + Tr(c)$ 的数据转发时,所经过的轮数为:

$$\text{Round}(v_1, 1) = \frac{Q(v_1, 1)}{Tr(v_1) + Tr(c)}$$

v_2 在 v_1 承担 $Tr(v_1) + Tr(c)$ 的数据转发的时候,只承担了 $Tr(v_2)$ 数据转发,因此:

$$\begin{aligned} P(v_2, 1) &= \text{Round}(v_1, 1) \times Tr(v_2) \\ &= \frac{Q(v_1, 1) Tr(v_2)}{Tr(v_1) + Tr(c)} \end{aligned}$$

v_2 在 Z_1 能量区间中剩下的能量就承担了 $Tr(v_2) + Tr(c)$ 的数据转发,由此可得:

$$\begin{aligned} Q(v_2, 1) &= \frac{1}{3} E_0 - P(v_2, 1) \\ &= \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_1, 1) Tr(v_2)}{Tr(v_1) + Tr(c)} \end{aligned} \quad (5)$$

v_2 在 Z_1 能量区间承担 $Tr(v_2) + Tr(c)$ 的数据转发时,所经过的轮数为:

$$\text{Round}(v_2, 1) = \frac{Q(v_2, 1)}{Tr(v_2) + Tr(c)}$$

v_3 在 v_1 承担 $Tr(v_1) + Tr(c)$ 的数据转发,及 v_2 承担 $Tr(v_2) + Tr(c)$ 的数据转发的时候,只承担了 $Tr(v_3)$ 数据转发,因此:

$$\begin{aligned} P(v_3, 1) &= \text{Round}(v_1, 1) \times Tr(v_3) + \text{Round}(v_2, 1) \times Tr(v_3) \\ &= \frac{Q(v_1, 1) Tr(v_3)}{Tr(v_1) + Tr(c)} + \frac{Q(v_2, 1) Tr(v_3)}{Tr(v_1) + Tr(c)} \end{aligned}$$

由此可得:

$$\begin{aligned} Q(v_3, 1) &= \frac{1}{3} E_0 - P(v_3, 1) \\ &= \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_1, 1) Tr(v_3)}{Tr(v_1) + Tr(c)} - \frac{Q(v_2, 1) Tr(v_3)}{Tr(v_1) + Tr(c)} \end{aligned} \quad (6)$$

同理可得,在 Z_2, Z_3 区间:

$$Q(v_1, j) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_2, j-1) Tr(v_1)}{Tr(v_2) + Tr(c)} - \frac{Q(v_3, j-1) Tr(v_1)}{Tr(v_3) + Tr(c)} \quad (7)$$

$$Q(v_2, j) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_3, j-1) Tr(v_2)}{Tr(v_3) + Tr(c)} - \frac{Q(v_1, j) Tr(v_2)}{Tr(v_1) + Tr(c)} \quad (8)$$

$$Q(v_3, j) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_1, j) Tr(v_3)}{Tr(v_1) + Tr(c)} - \frac{Q(v_2, j) Tr(v_3)}{Tr(v_2) + Tr(c)} \quad (j=2,3) \quad (9)$$

由式(6)~(9)可以看出,在每个能量区间中,每个节点 v_i 承担 $Tr(v_i) + Tr(c)$ 的数据转发的能量的 Q 值,将由另外两个平面邻居节点在之前消耗的能量 Q 值,通过节点的数据转发量之间的比例进行调整。

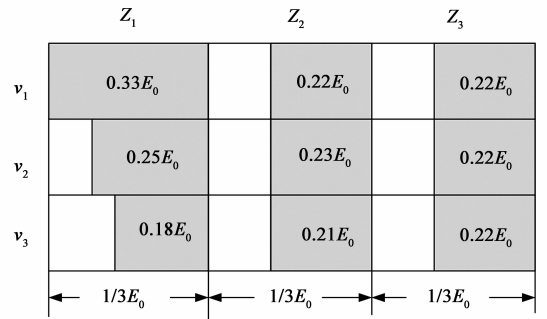
接着,通过一个设定的网络环境,计算一下每个节点的能量消耗.假设传感器网络规模较大,并且除了网络中空洞部分外,节点分布密度均匀. v_1, v_2, v_3 同为 c 的平面邻居节点,即 v_1, v_2, v_3 在整个传感器网络中的地理位置接近,可视为 v_1, v_2, v_3 拥有相同数量级的子孙节点.因为 c 为空洞边界节点,根据文章 2.2 节分析的结果, $Tr(c)$ 的数量将比非空洞边界节点转发的数据量大很多,故可设 $\frac{Tr(v_i)}{Tr(v_i) + Tr(c)} = \frac{1}{t} (t > 1)$. 根据式(4)~(9)可得:

$$Q(v_1, 1) = \frac{1}{3} E_0 \quad (10)$$

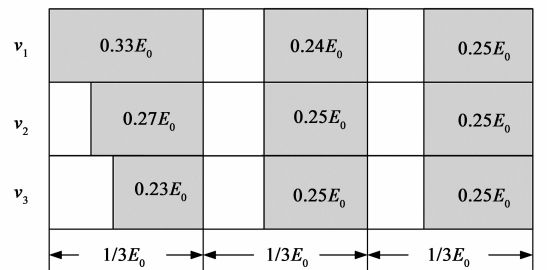
$$Q(v_2, 1) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_1, 1)}{t} \quad (11)$$

$$Q(v_3, 1) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_1, 1) + Q(v_2, 1)}{t} \quad (12)$$

$$Q(v_1, j) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_2, j-1) + Q(v_3, j-1)}{t} (j=2,3) \quad (13)$$



(a) 平面邻居节点在 $Z_1 \sim Z_3$ 能量区间的能耗分布计算图($t=4$)



(b) 平面邻居节点在 $Z_1 \sim Z_3$ 能量区间的能耗分布计算图($t=6$)

图9

$$Q(v_2, j) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_3, j-1) + Q(v_1, j)}{t} \quad (j=2, 3) \quad (14)$$

$$Q(v_3, j) = \frac{1}{3} E_0 - \frac{Q(v_1, j) + Q(v_2, j)}{t} \quad (j=2, 3) \quad (15)$$

分别取 $t=4, t=6$, 根据式(10)~(15)可算得三个平面邻居节点在每个能量区间的能量消耗分布, 如图9(a)和图9(b)所示. 从 Z_1 到 Z_3 能量区间中, 每个平面邻居节点在承担空洞边界节点数据转发的能量消耗上, 即 $Q(v_i, j)$ 值, 在快速的趋近相同.

3 SIENGR 算法

3.1 能量信号机制

SIENGR 算法将每个传感器节点的初始能量划分为三个能量区间, 并且为每个节点设置一个能量信号标志. 节点周期性地通过感知自身的剩余能量, 以着色的方式设置自身的能量信号标志, 不同的着色表示节点处于不同的能量区间. 节点通过邻居节点之间交换能量信号, 掌握邻居的剩余能量水平.

设定每个节点有一个能量信号标志 Color. Color 有 Green, Yellow 和 Red 三个取值, 分别代表节点处于剩余能量充足的 Z_1 区间, 剩余能量不足的 Z_2 区间和剩余能量严重不足的 Z_3 区间.

节点 v_i 在第 k 轮的信号标志 $\text{Color}(v_i, k)$ 的取值由以下条件判定:

- ① 当 $T_1 < \frac{E(v_i, k)}{E_0} \leq 1$ 时, $\text{Color}(v_i, k) = \text{Green}$
- ② 当 $T_2 < \frac{E(v_i, k)}{E_0} \leq T_1$ 时, $\text{Color}(v_i, k) = \text{Yellow}$
- ③ 当 $0 < \frac{E(v_i, k)}{E_0} \leq T_2$ 时, $\text{Color}(v_i, k) = \text{Red}$

其中 $E(v_i, k)$ 为节点 v_i 的在第 k 轮时的剩余能量, E_0 为节点的初始能量. T_1 为黄色信号阈值参数, T_2 为红色信号阈值参数, T_1, T_2 均为 $(0, 1)$ 区间的一个常数. 本文中 $T_1 = 0.67, T_2 = 0.33$.

3.2 SIENGR 算法描述

SIENGR 路由算法有两种数据转发模式: 贪婪模式和边缘转发模式. SIENGR 算法先以贪婪模式转发数据, 当贪婪模式找不到符合条件的下一跳时, 转变为边缘转发模式. 当数据转发至某一节点可以继续使用贪婪模式找到下一跳时, 数据转发模式就转变回贪婪模式. SIENGR 算法的两种数据转发模式都结合了节点的剩余能量状况, 根据邻居节点的能量信号, 在选择下一跳的时候尽量选择剩余能量充足的邻居节点.

为了方便描述, 我们先作以下设定, 当前节点为 c , 目的点为 Sink, 上一跳节点为 p , 邻居节点的集合为

$N(c)$, 平面邻居节点的集合为 $NP(c)$. 节点 i 与节点 j 之间的距离为 $\text{Dist}(i, j)$. 若当前为第 k 轮查询, 节点 i 的能量信号标志为 $\text{Color}(i, k)$.

SIENGR 路由规则描述如下:

贪婪模式

当前节点 c 在集合 $N(c)$ 中寻找同时满足以下条件①~③的邻居节点集 $GN(c)$. 对于任意节点 $j \in GN(c)$, 需同时满足:

- ① $\text{Dist}(j, \text{Sink}) < \text{Dist}(c, \text{Sink})$.
- ② j 不为 p .
- ③ j 为绿色节点, 即 $\text{Color}(j, k) = \text{Green}$.

当 $GN(c) \neq \text{null}$ 时, 在 $GN(c)$ 中选择距离 Sink 最近的节点作为下一跳. 若 $GN(c) = \text{null}$ 时, 则转入边缘转发模式.

边缘转发模式

当前节点 c 根据右手法则逆时针遍历 c 的平面邻居节点集 $NP(c)$, 依次扫过的平面邻居节点为 $\{n_1, n_2, \dots, n_m\}$. 若 n_1 为绿色节点, 即 $\text{Color}(n_1, k) = \text{Green}$, 则将 n_1 作为下一跳, 并停止遍历 $NP(c)$. 如果 n_1 为黄色或者红色节点, 即 $\text{Color}(n_1, k)$ 为 Yellow 或 Red, 则根据右手法则逆时针继续遍历 $NP(c)$, 直到找到绿色节点作为下一跳.

如果 c 完成所有平面邻居节点的第一次遍历之后, 未找到下一跳节点, 这就说明 c 的所有平面邻居节点能量都已经不足. 这时就根据右手法则重新遍历 $NP(c)$, 选择碰到的第一个黄色节点作为下一跳.

如果 c 完成所有平面邻居节点的第二次遍历之后, 仍未找到下一跳节点, 这就说明 c 的所有平面邻居节点能量都已经严重不足. 这时就根据右手法则重新遍历 $NP(c)$, 选择碰到的第一个红色节点作为下一跳.

3.3 SIENGR 路由实例

我们考察以下这个路由实例. 如图10(a)所示, 当前节点 a 收到由 source 节点发往 Sink 节点的数据包. a 在空洞前找不到距离 Sink 节点更近的邻居节点, 于是数据转发模式由贪婪模式转变为边缘转发模式. 根据 RNG 平面化规则, a 的平面邻居为 b, c, d . 根据右手法则, a 的右手第一个平面邻居节点为 b , 且 b 为绿色节点, 则 a 选择 b 为下一跳节点. 当数据到达 b 时, b 在自己的邻居节点中可以找到距离 Sink 节点更近的绿色节点 f , 数据转发模式转变为贪婪模式, b 将数据转发给 f . f 继续用贪婪模式将数据转发出去. 最终, 数据沿着 $a \rightarrow b \rightarrow f \rightarrow g \rightarrow h \rightarrow \text{Sink}$ 的顺时针方向的路径绕过空洞, 到达 Sink 节点.

随着 b 节点的能量损耗至一定程度之后变为黄色节点, 如图10(b)所示, 此时节点 a 将根据右手法则找

到自己的下一个绿色平面邻居节点,即 c 点作为下一跳。数据到达 c 点时, c 点仍然无法用贪婪算法找到符合条件的下一跳节点,就继续使用边缘转发模式,选择绿色节点 i 为下一跳节点。当 i 点在自己的邻居节点中可以找到距离 Sink 节点更近的绿色节点 f 时,数据转发模式转变为贪婪模式, i 将数据转发给 f 。最终,数据沿着 $a \rightarrow c \rightarrow i \rightarrow f \rightarrow g \rightarrow h \rightarrow \text{Sink}$ 的路径绕过空洞,到达 Sink 节点。

如果随着网络查询轮数的增加,空洞边缘的节点 b, f, g 都变为黄色节点时,SIENGR 算法将会绕开这些空洞边缘的热区节点,选择稍微远离空洞且能量充足的节点建立路由路径,如图 10(c)所示。

当 c 节点也变为黄色节点时,节点 a 将根据右手法则继续寻找自己的下一个绿色平面邻居节点,即 d 点作为下一跳。此时,数据将沿着逆时针方向的路由绕过空洞,如图 10(d)所示。

当 d 节点也变为黄色节点时, a 的所有平面邻居节点都为黄色节点,于是 a 选择右手第一个黄色平面邻居节点,即 b 点作为下一跳,如图 10(e)所示。

当 b 节点变为红色节点后,此时节点 a 将根据右手法则继续寻找自己的右手第一个黄色平面邻居节点,即 c 点作为下一跳,如图 10(f)所示。

通过这个路由实例可以看出,SIENGR 算法在网络节点能量充足的时候,生成的路径贴近网络空洞边缘。随着网络节点能量的损耗,SIENGR 算法能够避开空洞边缘的热区节点,选择距离空洞稍远且能量充足的节点传送数据。此外,SIENGR 算法还能够改变如 GPSR 等其他采用传统边缘转发机制的算法的一个缺陷,即其他算法只能产生一个方向(顺时针或逆时针)的路由绕过空洞,导致网络流量集中在空洞的一侧。SIENGR 可以根据节点负载的情况,自适应的改变数据绕过空洞的

方向,从而使网络节点负载更加均衡。

4 SIENGR 算法仿真及性能分析

本章节采用网络仿真软件 NS-2 作为仿真平台,将 SIENGR 算法与 GPSR、GEAR 算法进行性能比较和分析。GEAR 算法是一种能量感知的地理路由算法,它将节点剩余能量和到目标节点的距离结合起来定义路由代价,实现能量均衡的优化路由^[14]。本文采用传感器网络的生命周期、能耗、数据包到达率、传输延迟、通信开销、算法复杂度等六个指标来评价路由协议的性能。

图 11 为仿真中的传感器网络节点分布图。传感器网络模型的主要参数如下:在一个长 800m、宽 800m 的监测区域内,随机部署了 1000 个传感器节点。MAC 层采用 802.11 协议,无线传输半径约为 50m。节点的平均度为 8.3。监测区域内,存在着一个大小约为 $200 \times 200\text{m}^2$ 的空洞区域不部署传感器节点,以模拟现实环境中的真实空洞。同时,由于节点部署的随机性,在网络中间也存在着一些由于节点分布不均匀产生的小空洞,如图 11 中坐标(200.0, 300.0)附近形成的一个小空洞区域。在监测区域范围内,部署了一个 Sink 节点, Sink 节点坐标为(400.0, 800.0)。数据包大小为 1500bits,节点发送数据的能耗为 50nJ/bit。

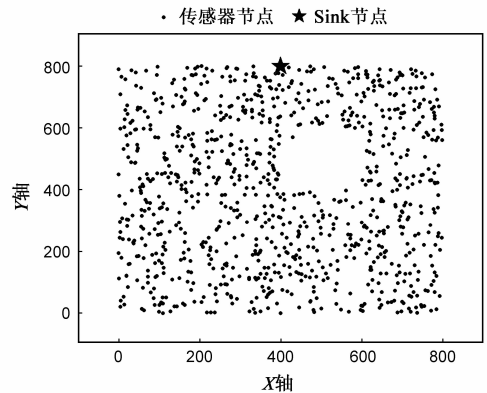


图 11 大规模节点随机分布的传感器网络

图 12 给出了在大规模节点随机分布的网络环境中,分别采用 GPSR、GEAR 和 SIENGR 算法在网络生命周期性能上的比较。设定网络中死亡节点的数量达到全部节点的 5% 时,此时节点存活的轮数就是传感器网络的生命周期。如图 12 所示,SIENGR 算法的性能较之 GPSR 和 GEAR 有较大的改善,比 GPSR 将网络生命周期提高了 50% 以上,比 GEAR 提高了 20% 以上。这说明了 SIENGR 算法能够及时有效的绕开空洞周围能量较少的传感器节点,选择离空洞稍远且能量较多的节点,从而使网络的负载更加均衡,有效地延长了网络生命周期。

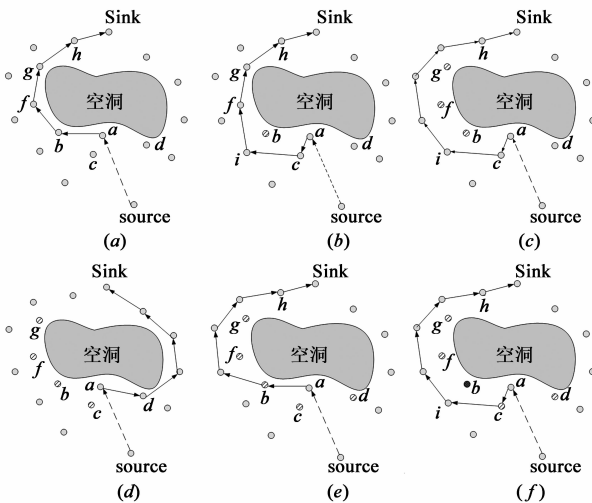


图 10 SIENGR 路由实例

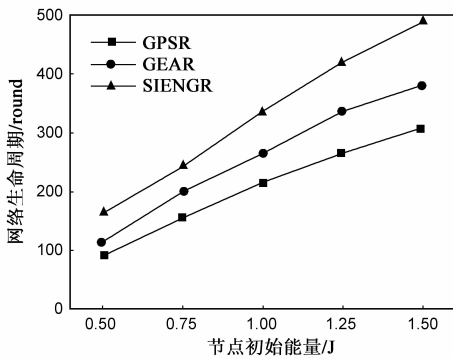
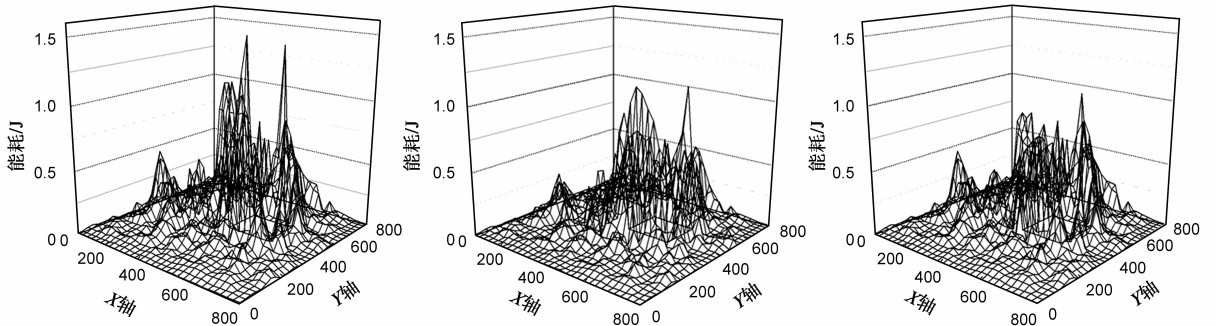


图12 网络生命周期的比较

图13给出了GPSR、GEAR和SIENGR算法在执行200轮查询后,网络节点的能量损耗瞬时图.从图13(a)中可以看出,GPSR算法的能耗分布非常不均衡,位于空洞边缘的节点和位于sink附近的热区节点,能量消耗很大.从图13(b)中可以看出,GEAR算法在热区位置的节点能耗比GPSR算法有所减少.而从图13(c)中可以看出,SIENGR能耗分布就更加均衡,空洞边缘节点的能耗和离空洞稍远位置的节点的能耗之间的差距更小,这说明SIENGR能够有效的将一部分网络流量从热区节点转移到非热区节点上.



(a) GPSR在200轮查询后的能量损耗瞬时图

(b) GEAR在200轮查询后的能量损耗瞬时图

(c) SIENGR在200轮查询后的能量损耗瞬时图

图13

图14给出了当节点初始能量为1.5J时,随着网络查询轮数的增加,三种路由算法在数据包到达率上的比较.当部分网络节点因能量耗尽而失效时,某些数据无法成功传送至Sink节点,此时数据包到达率会出现下降.GPSR在执行到第250次查询时,就已经开始出现丢包现象.在执行到600次查询时,数据包到达率约为93%.GEAR算法在执行至第400次查询时,出现丢包现象.随后数据包到达率下降很快,在600次查询时,数据包到达率约为91%.SIENGR算法在执行至450次查询时出现丢包现象,在执行至第600次查询时,数据包到达率约为95%,容错性能优于GPSR和GEAR算法.

图15给出了GPSR、GEAR和SIENGR算法在不同的网络查询轮数下,数据最终到达Sink节点时的平均路由跳数.

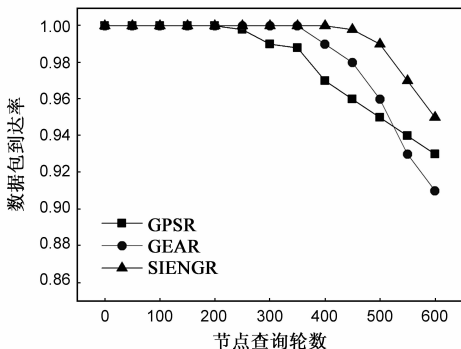


图14 GPSR、GEAR与SIENGR的数据包到达率

由跳数.当网络查询轮数为100时,SIENGR算法的平均路由跳数和GPSR算法差不多.随着网络查询轮数的增加,空洞边缘的节点开始有能量损失,SIENGR算法开始避开空洞周边热区节点,选择距离空洞稍远的节点传输数据,平均路由跳数会比GPSR算法高一些.但是随着网络查询轮数增加到400至500轮时,GPSR算法中空洞边缘的节点开始出现因能量耗尽而失效的情况,导致空洞扩大,平均路由跳数也随之明显增加.而这时,由于SIENGR算法能较好的避免空洞的扩大,平均路由跳数略优于GPSR算法.GEAR算法的平均路由跳数受节点查询轮数变化的影响不大.

在通信开销指标上,与GPSR算法相比,SIENGR算法需要与邻居节点交换能量信号标志,由于能量信号

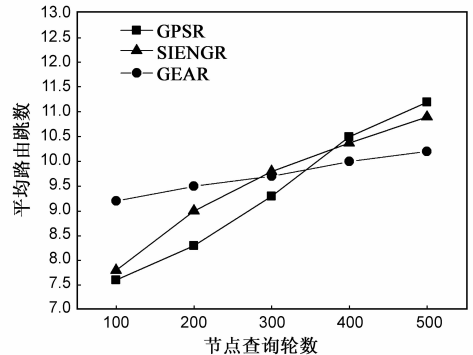


图15 GPSR、GEAR与SIENGR的平均路由跳数

只有 Green、Yellow 和 Red 三种状态,所以只需要在节点的能量信号标志发生改变时,向邻居节点发送消息通知即可. GEAR 算法需要精确掌握邻居节点的剩余能量,所以在每一轮发送数据时候,每个节点都要向邻居节点发送控制消息包来传递自己的剩余能量,通信开销较之 SIENGR 要大很多.

SIENGR 算法需要顺序遍历平面邻居节点,在最坏的情况下需要遍历 3 遍,所以算法的复杂度为 $O(n)$. GPSR 算法在运用贪婪算法时也需要遍历邻居节点,所以 GPSR 算法的复杂度为 $O(n)$. GEAR 算法也需要遍历邻居节点,所以算法复杂度为 $O(n)$. 因此,SIENGR 算法复杂度与 GPSR、GEAR 算法相当.

5 结论

本文针对存在路由空洞的网络环境中,采用边缘转发机制的地理路由算法易使空洞边缘节点能耗快速消耗而过早的死亡,从而使网络生命周期缩短的情况,提出了一种基于信号机制的能量感知地理路由算法 SIENGR. SIENGR 在遭遇路由空洞的时候采用边缘转发机制以保障数据的可靠传输,同时通过能量信号机制来改进网络中的负载均衡. 实验证明,SIENGR 算法既能够有效解决路由空洞,又能够避免由于边缘转发带来的热区问题. 通过引入能量感知策略,均衡热区附近节点的能量消耗,防止空洞扩大,从而达到使网络负载均衡的目的,使网络生命周期明显延长.

参考文献

- [1] Cadger F, Curran K, Santos J, et al. A survey of geographical routing in wireless ad-hoc networks[J]. IEEE Transactions on Communications Surveys & Tutorials, 2013, 15(2): 621 – 653.
- [2] 王建新, 赵湘宁, 刘辉宇. 一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.
Wang Jianxin, Zhao Xiangning, Liu Huiyu. A greedy geographic routing algorithm based on 2-hop neighbors[J]. Acta Electronica Sinica, 2008, 36(10): 1903 – 1909. (in Chinese)
- [3] Chen D, Varshney P K. A survey of void handling techniques for geographic routing in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Communications Surveys & Tutorials, 2007, 9(1): 50 – 67.
- [4] Atekeh Maghsoudlou, Marc St-Hilaire, and Thomas Kunz. A Survey on Geographic Routing Protocols for Mobile Ad hoc Networks[R]. Systems and Computer Engineering, USA: Carleton University, 2011.
- [5] Karp B, Kung H T. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks[A]. Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking [C]. USA: ACM, 2000. 243 – 254.

- [6] Kuhn F, Wattenhofer R, Zollinger A. Worst-case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing[A]. Proceedings of the 4th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing [C]. USA: ACM, 2003. 267 – 278.
- [7] Kuhn F, Wattenhofer R, Zhang Y, et al. Geometric ad-hoc routing: of theory and practice[A]. Proceedings of the Twenty-Second Annual Symposium on Principles of Distributed Computing [C]. USA: ACM, 2003. 63 – 72.
- [8] Leong B, Mitra S, Liskov B. Path vector face routing: Geographic routing with local face information[A]. Proceedings of 13th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP)[C]. USA: IEEE, 2005. 147 – 158.
- [9] Frey H, Stojmenovic I. On delivery guarantees and worst-case forwarding bounds of elementary face routing components in ad hoc and sensor networks[J]. IEEE Transactions on Computers, 2010, 59(9): 1224 – 1238.
- [10] Li J, Mohapatra P. Analytical modeling and mitigation techniques for the energy hole problem in sensor networks[J]. Pervasive and Mobile Computing, 2007, 3(3): 233 – 254.
- [11] Liu A F, Wu X Y, Chen Z G, et al. Research on the energy hole problem based on unequal cluster-radius for wireless sensor networks[J]. Computer communications, 2010, 33(3): 302 – 321.
- [12] 王国栋, 王钢. MANET 中一种具有能量意识的无信标地理路由算法[J]. 电子学报, 2010, 38(7): 1547 – 1551.
Wang Guodong, Wang Gang. An energy-aware and beaconless geographic routing for mobile ad hoc network[J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(7): 1547 – 1551. (in Chinese)
- [13] Toussaint G T. The relative neighbourhood graph of a finite planar set[J]. Pattern Recognition, 1980, 12(4): 261 – 268.
- [14] Yu Y, Govindan R, Estrin D. Geographical and Energy Aware Routing: A Recursive Data Dissemination Protocol for Wireless Sensor Networks[R]. Technical report ucla, UCLA Computer Science Department, 2001.

作者简介



赵湘宁 女, 1983 年 1 月出生, 福建福州人. 分别于 2005 年和 2008 年取得中南大学电子信息工程专业学士学位和通信与信息系统专业硕士学位. 现任福建农林大学计算机与信息学院实验师, 主要研究领域为无线传感器网络.

E-mail: zxn130@126.com