

一种基于长链竞争机制的传感器网络能量空洞研究算法

赵湘宁

(福建农林大学计算机与信息学院 福州 350002)

摘要 在无线传感器网络中,越靠近 Sink 的节点由于承担更多子孙节点的数据转发,能量消耗越快,极易形成“能量空洞”,大大缩短了网络生命周期。针对能量空洞的问题,提出一种基于长链竞争机制的 k -leader 算法以延长网络生命周期。 k -leader 竞争算法将 Sink 一跳范围内节点的一部分数据量交给距离 Sink 一跳距离以外两跳范围以内的节点,通过长链直接发送给 Sink 节点,从而减轻 Sink 周围节点的负载。同时, k -leader 的置换算法又保证了节点能够根据能量损耗的情况轮换担任 leader 节点和通过长链发送数据的节点,达到能量消耗均衡的目的。分析了 leader 节点的数量 k 的优化取值,并通过仿真验证了 k -leader 算法在网络生命周期、网络能耗均衡等指标上的性能。

关键词 无线传感器网络,能量空洞,网络生命周期,负载均衡

中图分类号 TP393 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2016.7.022

Energy-hole Avoidance Algorithm for WSN Based on Long-link Competition Mechanism

ZHAO Xiang-ning

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

Abstract In wireless sensor networks, the nodes near the Sink have heavier workload than other nodes, and their energy consumes much faster. This phenomenon leads to “energy hole”, which shortens the lifetime of the entire sensor networks. In order to solve the energy hole problem, this paper presented a k -leader competition algorithm based on long-link competition mechanism to prolong the sensor networks’ lifetime. K -leader competition algorithm moves a portion of workload of the nodes which are 1-hop from Sink to the nodes that are further from Sink. At the same time, the k -leader switch algorithm makes the leader nodes swap in or out based on their energy consumption, in order to achieve load balancing. This paper analyzed the optimal value of leader nodes’ number k . The simulation result verifies k -leader algorithm’s performance in aspect of networks’ lifetime and load balancing.

Keywords Wireless sensor networks, Energy hole, Network’s lifetime, Load balancing

1 引言

在无线传感器网络(Wireless Sensor Networks, WSN)中,由于传感器节点能量有限,且传感器节点通常置放于恶劣或不易接近的远程环境中,使传感器节点能量更换困难。因此如何通过有效的能量管理来延长传感器网络的寿命成为无线传感器网络中的主要研究问题。

在无线传感器网络中,由于数据传输特性,网络中往往存在一些区域,这些区域中的节点相比于网络中其他区域的节点会承担更多的数据传输量,从而容易更早地耗尽能量而死亡,如汇聚节点 Sink 周围。这些死亡节点本应承担的数据转发量就由附近的其他节点承担,从而进一步加速了这一区域中节点的死亡速度。最终,在 Sink 节点周围将形成一些没有活跃节点覆盖的“空洞”区域,这种现象被称为“能量空洞”(Energy Hole)现象。能量空洞现象不仅缩短了网络生命周期(Lifetime of Sensor Networks, LSN),也造成网络能量资源的极大浪费。因此,能量空洞避免策略的研究,对于延长网络生命周期与提高网络能量利用效率有着重要意义。

研究人员针对避免或缓解传感器网络能量空洞的问题也提出不少解决方法。文献[1]提出了节点通信半径可变的假设,根据节点与 Sink 节点距离的不同改变节点的通信半径,将网络生存周期的最大化问题归结为一个线性规划问题。文献[3]将网络采用等宽的同心圆环模型,除最外圆环外,网络中节点数目由外环至内环以等比 q 递增,通过改变网络中节点分布密度来获得次优的能耗效率。但在实际应用中,传感器节点的分布是随机的,这种局部区域的节点密度控制难以实现。文献[4]在“同心环”的模型上,通过调节各环内节点的数据传输距离来解决能量空洞问题,证明了搜索各环最优的传输距离是一个 NP 难问题,从而提出一种基于蚁群优化的分布式算法,通过搜索各环适合的传输距离使网络寿命接近最优值。文献[5]对能量空洞的出现位置、大小、出现时间、持续时间和网络最大生命周期进行了理论分析,其结论为传感器网络的优化设计和部署提供了指导。文献[6]提出一种能够使网络的生命周期达到应用需求的节点分布策略,该策略的节点分布密度函数是以节点到 Sink 节点距离为变量的连续函数,并证明出通过特定的传输半径能够使网络生命周期

达到最大值。文献[7]通过将网络节点分簇,采用不等簇半径轮换工作的策略,使网络能耗最大的节点不是同一点,从而提高网络寿命。文献[8]提出不等簇半径工作能量空洞避免策略,让簇的半径根据 Sink 的距离进行改变,并且让距离 Sink 较近的簇部署初始能量较大的簇头节点,达到能量消耗均衡的目的。文献[9]提出 DDR 算法,在混合式的动态簇头选择和固定分簇算法的基础上增加了节点密度控制的因素,以减缓能量空洞的生成。文献[10]在 DDR 算法的基础上进行改进,提出 IDDR 算法,将固定分簇的方式改为动态分簇的方式,将簇头的选择设为基于混合节点最大剩余能量以及从外层簇到内层簇的多跳传输中传输路径的最小化这两方面因素的机制。文献[11]在“同心环”的模型中证明了最内环的节点能量消耗也极不均衡,提出 WSNEHPA 算法,找到最内环中能耗最多的一部分节点的上一跳节点,将其数据发送给最内环中能耗最少的那一部分节点,使最内环中能耗最大和最小节点的能耗逐渐达到一个预先定义的均衡值。文献[12]在“同心环”的模型上,在整个网络中采用结合混合路由和非均匀的能量部署策略来避免能量空洞的产生。文献[13]针对网络环境中存在路由空洞的情况下,路由空洞周边的节点负载过重引起能量空洞的问题,提出一种基于信号机制的能量感知路由算法来改变边缘路由方式,从而均衡能量消耗。

针对能量空洞问题,本文提出的长链竞争机制 k -leader 算法是基于节点功率可调的算法。在 Sink 节点正常通信半径 r_0 范围内选择能量最多的 k 个节点作为 leader 节点,向 Sink 节点转发自己及其子孙节点的数据。半径 r_0 内的非 leader 节点只转发自己产生的数据,其子孙节点的数据由位于半径在 $(r_0, 2r_0)$ 的环内节点通过长链直接发送给 Sink 节点。 k -leader 竞争算法每隔一段时间间隔将 leader 节点中能量较少的节点置换出来,用能量较多的节点代替其成为新的 leader 节点。 k -leader 竞争算法能够将 Sink 一跳范围内节点的一部分数据量交给离 Sink 稍远的节点承担,减轻 Sink 周围节点的负载,同时 k -leader 的置换算法又能保证节点能够根据能量损耗的情况轮换担任 leader 节点和通过长链发送数据的节点,实现能量消耗均衡的目的。

2 问题描述

2.1 相关定义与网络模型

为了方便描述,首先给出以下定义。

定义 1(前向节点) 如果节点 x 在运用贪婪算法转发数据时,选择的下一跳节点为 y ,且 y 不为 Sink 节点,则称 y 为 x 的前向节点。

定义 2(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 3(轮) 网络中所有传感器节点收集一次数据,并且全部传送给 Sink 节点的过程。

本文采用的网络模型为:网络节点均匀分布,每平方米的节点分布密度为 ρ 。如图 1 所示,网络划分为 m 个同心环,分别为 $\{C_0, C_1, C_2, \dots, C_{m-1}\}$ 。每个环的外半径 $\{r_0, r_1, r_2, \dots, r_{m-1}\}$ 的取值分别为 $\{r_0, 2r_0, 3r_0, \dots, mr_0\}$ 。

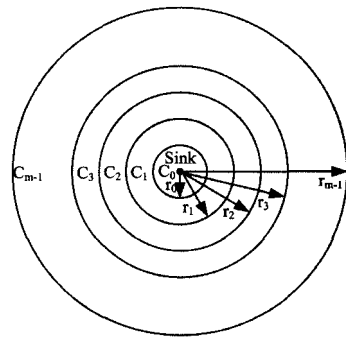


图 1 网络模型

本文使用节点发送数据的能量消耗模型为^[2]:

$$E_{tx} = \beta_1 + \beta_2 d^\alpha \quad (1)$$

其中, d 是节点发射半径; β_1, β_2 是一个正值常数; $\alpha (2 \leq \alpha \leq 6)$ 是能量衰减系数,根据文献[4], α 的典型取值为 2 或 4。本文中取 $\alpha = 2, \beta_1 = 45 \times 10^{-9} \text{ J/bit}, \beta_2 = 10 \times 10^{-12} \text{ J}/(\text{bit} \cdot \text{m}^{-2})$ 。

设定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。节点 v 在一轮中发送的数据量为子节点的数据量和自身产生的数据量的和,即:

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

节点 v 在一轮中发送数据所消耗的能量为:

$$E(v) = Tr(v) \times E_{tx} \quad (3)$$

2.2 能量空洞形成的理论分析

当每个环中的节点都以 r_0 为发射半径,将数据逐环地发送给 Sink 节点时,位于 C_i 环中的节点承担着来自 $\{C_{i+1}, C_{i+2}, \dots, C_{m-1}\}$ 环的节点发送的数据包的转发。故位于 C_i 环中节点的子孙节点的平均数量 $S(u_i)$ 为环 $\{C_{i+1}, C_{i+2}, \dots, C_{m-1}\}$ 中所有的节点数量与环 C_i 中节点数量的比值,即:

$$\begin{aligned} S(u_i) &= \frac{\rho\pi(mr_0)^2 - \rho\pi((i+1)r_0)^2}{\rho\pi((i+1)r_0)^2 - \rho\pi(ir_0)^2} \\ &= \frac{m^2 - (i+1)^2}{2i+1} \end{aligned} \quad (4)$$

位于 C_i 环中的节点在一轮中平均承担的转发数据量为:

$$\begin{aligned} Tr(u_i) &= l(S(u_i) + 1) = l\left(\frac{m^2 - (i+1)^2}{2i+1} + 1\right) \\ &= \frac{l(m^2 - i^2)}{2i+1} \end{aligned} \quad (5)$$

从式(4)、式(5)中可以看出, i 值越小,即越接近 Sink 节点环中的节点拥有越多的子孙节点,承担的数据转发量也越大。所以在每一轮中,环 C_0 中节点的平均能量消耗是最大的。计算当所有环中的节点都以 r_0 为发射半径发送数据时, C_0 环中节点 u_0 在一轮中的能量消耗 $E(u_0)$,分别与 C_1 环中节点 u_1 在一轮中的能量消耗 $E(u_1)$ 、最外环 C_{m-1} 中节点 u_{m-1} 在一轮中的能量消耗 $E(u_{m-1})$ 的比值:

$$\begin{aligned} \frac{E(u_0)}{E(u_1)} &= \frac{Tr(u_0) \times E_{tx}(u_0)}{Tr(u_1) \times E_{tx}(u_1)} = \frac{\frac{l(m^2 - 0^2)}{2 \times 0 + 1} \times (\beta_1 + \beta_2 r_0^2)}{\frac{l(m^2 - 1^2)}{2 \times 1 + 1} \times (\beta_1 + \beta_2 r_0^2)} \\ &= \frac{3m^2}{m^2 - 1} \end{aligned} \quad (6)$$

$$\begin{aligned} \frac{E(u_0)}{E(u_{m-1})} &= \frac{Tr(u_0) \times E_{tx}(u_0)}{Tr(u_{m-1}) \times E_{tx}(u_{m-1})} \\ &= \frac{\frac{l(m^2 - 0^2)}{2 \times 0 + 1} \times (\beta_1 + \beta_2 r_0^2)}{\frac{l(m^2 - (m-1)^2)}{2 \times (m-1) + 1} \times (\beta_1 + \beta_2 r_0^2)} = m^2 \end{aligned} \quad (7)$$

当圆环总数 m 的取值在区间 $[2, +\infty)$ 时, 式(6)的取值范围为 $(3, 4]$ 。由此可得在一轮中 C_0 环中节点的能量消耗约是 C_1 环中节点的 3 至 4 倍。通过式(7)可以看出, C_0 中节点的能量消耗与最外环中节点的能量消耗的比值为环总数 m 的平方。从式(6)、式(7)可以看出, C_0 环中的传感器节点能量消耗比其他环快很多, 极易在 $Sink$ 节点周围形成能量空洞。 C_0 环中的节点相比其他环中的节点更早地耗尽能量而死亡, 从而导致传感器网络生命周期大幅缩短。

在实际传感器网络中, 通常传感器节点的发射半径是可以调整的, 只要在节点的最大发射功率限制之内, 节点是可以根据需要调整传输半径的。本文第 3 节中将介绍 k -leader 竞争算法, 通过增加部分 C_1 环中节点的发射半径, 直接将数据发送至 $Sink$ 节点, 来减少 C_0 环中节点承担的数据转发量, 从而减少 C_0 环中节点的能量消耗。

3 k -leader 竞争算法

3.1 算法描述

k -leader 竞争算法描述如下。

1) 首先, 随机选择 k 个位于 C_0 环内的节点, 标志为 $leader$ 节点。

2) 位于 C_1 环内的节点在转发数据时, 作如下判断:

① 如果前向节点是 $leader$ 节点, 则将数据转发给该 $leader$ 节点;

② 如果前向节点不是 $leader$ 节点, 则将数据用长链直接发送给 $Sink$ 节点。

3) 每隔一段时间间隔 T , 进行置换算法。

计算 C_0 环内的非 $leader$ 节点的剩余能量, 选择其中能量最多的 k 个节点 $\{node_1, node_2, \dots, node_k\}$ 。分别比较 $\{node_1, node_2, \dots, node_k\}$ 和 k 个 $leader$ 节点 $\{leader_1, leader_2, \dots, leader_k\}$ 的剩余能量。如果满足置换条件:

$$E(leader_i) < E(node_i), i \in \{1, 2, \dots, k\}$$

则用 $node_i$ 将 $leader_i$ 置换出来, 即将 $node_i$ 标志为 $leader$ 节点, 将 $leader_i$ 标志为非 $leader$ 节点。

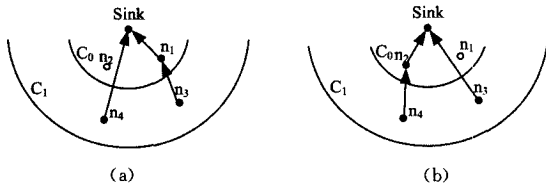


图 2 k -leader 竞争算法示意图

如图 2(a) 所示, 在 C_0 环中, n_1 为 $leader$ 节点, n_2 为非 $leader$ 节点。在 C_1 环中, n_3 的前向节点为 n_1 , n_4 的前向节点为 n_2 。根据 k -leader 竞争算法, n_3 将会把数据发送给 n_1 ; 而 n_4 的前向节点不是 $leader$ 节点, 就会直接用长链将数据发送给 $Sink$ 节点。每隔一段时间间隔 T , 运行置换算法, 用能量消耗较少的非 $leader$ 节点将能量消耗较多的 $leader$ 节点置换出来。于是当 n_2 被置换为 $leader$ 节点时, n_4 会将数据发送给 n_2 ; n_1 置换为非 $leader$ 节点时, n_3 就用长链直接把数据发送给 $Sink$ 节点。

k -leader 算法通过周期性地选择一些能量充足的 C_0 环的节点作为 $leader$ 节点来承担来自其子孙节点数据量的转发, 非 $leader$ 节点的子孙节点的数据量就由 C_1 环中的节点

通过长链将数据直接发送给 $Sink$ 节点的方式, 来均衡 C_0 环中节点与其他环中节点的能量消耗。

3.2 k 的取值分析

由于在 C_1 环中的部分节点采用增加发射功率的方法将数据直接发送给 $Sink$ 节点, 这种做法虽然能够减轻 C_0 环中节点的负载, 但是 C_1 环中使用长链发送数据的节点也会因增加了发射半径而加快节点能量的消耗。为了使环 C_1 中节点不会比环 C_0 中的节点更早耗尽能量而死亡, 本节将通过计算环 C_0 和环 C_1 中不同类型节点能耗, 获得 k 的优化取值, 使网络能量消耗更为均衡。

首先对处于 C_0 和 C_1 环中的节点的能耗进行分析。

根据式(1)~式(4), 在 C_0 环中, $leader$ 节点 v_{leader} 以 r_0 为发射半径, 在每一轮中的能量消耗为:

$$E(v_{leader}) = Tr(v_{leader}) \times E_{tx} = (S(v_{leader}) + 1)(\beta_1 + \beta_2 r_0^2)l \quad (8)$$

在 C_0 环中, 非 $leader$ 节点 $v_{non-leader}$ 只需发送自己产生的数据量, 故在每一轮中的能量消耗为:

$$E(v_{non-leader}) = Tr(v_{non-leader}) \times E_{tx} = (\beta_1 + \beta_2 r_0^2)l \quad (9)$$

在 C_1 环中, 将数据发送给 C_0 环中 $leader$ 节点的节点 $v_{short-tx}$ 在每一轮中的能量消耗为:

$$E(v_{short-tx}) = Tr(v_{short-tx}) \times E_{tx} = (S(v_{short-tx}) + 1)(\beta_1 + \beta_2 r_0^2)l \quad (10)$$

在 C_1 环中, 使用长链直接将数据发送给 $Sink$ 的节点 $v_{long-tx}$ 使用 r_1 作为发射半径, 因此使用长链发送数据的节点 $v_{long-tx}$ 在每一轮中的能量消耗为:

$$\begin{aligned} E(v_{long-tx}) &= Tr(v_{long-tx}) \times E_{tx} \\ &= (S(v_{long-tx}) + 1)(\beta_1 + \beta_2 r_1^2)l \\ &= (S(v_{long-tx}) + 1)(\beta_1 + 4\beta_2 r_0^2)l \end{aligned} \quad (11)$$

根据式(4)可以计算出位于 C_0 环中节点的子孙节点的平均数量为:

$$S(v_{c_0}) = \frac{\rho\pi(mr_0)^2 - \rho\pi r_0^2}{\rho\pi r_0^2} = m^2 - 1 \quad (12)$$

位于 C_1 环中节点的子孙节点的平均数量为:

$$S(v_{c_1}) = \frac{\rho\pi(mr_0)^2 - \rho\pi(2r_0)^2}{\rho\pi(2r_0)^2 - \rho\pi r_0^2} = \frac{m^2 - 4}{3} \quad (13)$$

将式(12)代入式(8), 将式(13)代入式(10)、式(11), 可得 v_{leader} 、 $v_{short-tx}$ 、 $v_{long-tx}$ 在每一轮中的能量消耗为:

$$E(v_{leader}) = m^2(\beta_1 + \beta_2 r_0^2)l \quad (14)$$

$$\begin{aligned} E(v_{short-tx}) &= \left(\frac{m^2 - 4}{3} + 1\right)(\beta_1 + \beta_2 r_0^2)l \\ &= (m^2 - 1) \frac{(\beta_1 + \beta_2 r_0^2)}{3} l \end{aligned} \quad (15)$$

$$\begin{aligned} E(v_{long-tx}) &= \left(\frac{m^2 - 4}{3} + 1\right)(\beta_1 + 4\beta_2 r_0^2)l \\ &= (m^2 - 1) \frac{(\beta_1 + 4\beta_2 r_0^2)}{3} l \end{aligned} \quad (16)$$

设 P 为 C_1 环中将数据发送给 $leader$ 节点的节点 $v_{short-tx}$ 与 C_1 环中的长链节点 $v_{long-tx}$ 在一轮中的能量消耗比例值, 则:

$$P = \frac{E(v_{short-tx})}{E(v_{long-tx})} = \frac{\beta_1 + \beta_2 r_0^2}{\beta_1 + 4\beta_2 r_0^2} \quad (17)$$

为了使 C_1 环中不会出现能量消耗过快的节点, 一个节点作为 $v_{short-tx}$ 节点和 $v_{long-tx}$ 节点的总轮数比例应为 $\frac{1}{P}$ 。因此在

C_0 环中,一个节点作为 *leader* 节点和非 *leader* 节点的总轮数比例也应为 $\frac{1}{P}$ 。于是,在 C_0 环中,*leader* 节点占 C_0 环中所有节点总数量 $N(c_0)$ 的比值应为 $\frac{1}{1+P}$ 。可得 k 的优化取值应为:

$$k = \frac{1}{1+P}N(c_0) = \frac{\beta_1 + 4\beta_2 r_0^2}{2\beta_1 + 5\beta_2 r_0^2}N(c_0) \quad (18)$$

4 *k*-leader 算法仿真及性能分析

本文采用网络仿真软件 NS-2 作为仿真平台来验证 *k*-*leader* 算法的性能。仿真采用传感器网络生命周期、能耗等指标来衡量算法性能。其中传感器网络的生命周期是设定网络中的死亡节点达到全部节点的 1% 时,此时节点存活的轮数就是传感器网络的生命周期。能耗指标通过当网络执行完若干次查询指令后,网络所有节点的瞬时能量损耗分布图来表示。能耗指标能够直观地反映出网络能耗的分布情况,以检验算法在负载均衡上的性能。

网络模型的主要参数如下:在一个半径为 1000m 的圆形监测区域内,部署了 1000 个传感器节点。节点均匀随机分布,即节点出现在任何地方的概率都是相同的。在监测区域中心,部署了一个 *Sink* 节点,*Sink* 节点坐标为(0,0)。图 3 为传感器网络节点分布图。MAC 层采用 802.11 协议,设置节点无线传输半径 r_0 为 100m。网络划分为 10 个同心环,即 $m=10$,每个环的宽度为 100m。数据包大小为 1000bits,节点传输数据时采用式(1)所示的能量模型。网络基本路由采用 Greedy 贪婪算法,节点将数据转发给距离 *Sink* 节点最近的邻居节点。由于节点分布具有随机性,在贪婪算法局部遭遇路由空洞时采用 GSPR 算法^[10]沿空洞周边绕过空洞。

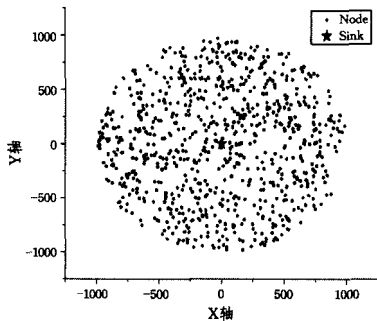


图 3 节点数量为 1000 时,节点均匀随机分布的传感器网络图

图 4 给出了单纯采用贪婪路由和运用了 *k*-*leader* 竞争算法的贪婪路由在网络生命周期性能上的比较。*k*-*leader* 竞争算法的置换间隔 T 分别取值 $T=1, 10, 20$,即执行置换算法的间隔分别为 1 轮、10 轮和 20 轮。如图 4 所示,结合了 *k*-*leader* 竞争算法的贪婪路由算法的性能比单纯采用贪婪路由算法时有了较大改进,网络生命周期提高了 35% 以上。 T 取值越小,网络生命周期的性能越好,当 $T=1$ 时,网络生命周期比 Greedy 算法延长了将近 50%。这说明置换算法执行的间隔越小,越能够及时地将 C_0 环中能量较少的 *leader* 节点置换为非 *leader* 节点,并将 C_0 环中能量较多的节点置换为 *leader* 节点,承担子孙节点的数据转发,从而使 C_0 环中节点的能量消耗更为均衡。

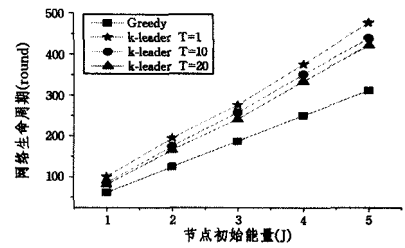


图 4 *k*-*leader* 算法与贪婪算法的网络生命周期的比较

图 5 给出了当网络划分为不同的环数时,*k*-*leader* 与贪婪算法的网络生命周期的比较。改变节点的发射半径,令 r_0 的取值分别为 $r_0=200\text{m}$ 和 $r_0=50\text{m}$,使网络的环数分别为 $m=5$ 和 $m=20$ 。*k*-*leader* 算法的置换间隔取值为 $T=10$ 。如图 5 所示,在相同的网络拓扑下,划分的环数越多,网络的生命周期越短。而 *k*-*leader* 算法在网络环数越多的情况下,对贪婪算法的网络生命周期的提高越明显,在 $m=5$ 的情况下,相比于贪婪算法将网络生命周期提高 30% 左右。当 $m=20$ 时,相比于贪婪算法将网络生命周期提高 50% 以上。

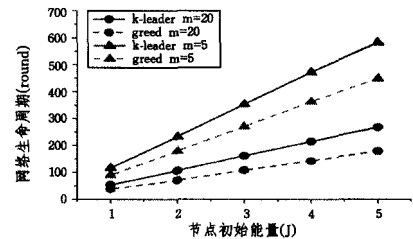


图 5 在不同环数下 *k*-*leader* 与贪婪算法的网络生命周期

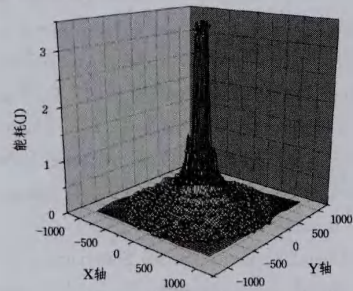
图 6 给出了在网络执行 200 轮查询后,网络节点的能量损耗瞬时图。图 6(a) 为 Greedy 算法的能量损耗图,可以看出 *Sink* 周边的节点能耗非常大。在网络最外围的节点能耗只有 0.03J 左右时,*Sink* 周边节点,即 C_0 环中的节点的能耗已经到达了 3J 以上。同时, C_0 环与 C_1 环的能耗差距也比较大,此时 C_1 环中节点的能耗为 1J 左右。

图 6(b) 为在相同网络拓扑下,采用 *k*-*leader* 竞争算法后的能量损耗图。此网络中 C_0 环中的节点数量为 13 个,根据式(18),*k*-*leader* 算法中取 $k=9$,并取置换算法的间隔 $T=10$ 。如图 6(b) 所示, C_1 环中的节点能耗有所增加,均衡了 C_0 环中的节点能耗,使 C_0 环中的节点能耗有了大幅的减少。此刻, C_0 环中的节点能耗大约在 1.8J, C_1 环中的节点能耗大约在 1.6J。这说明 *k*-*leader* 竞争算法能够有效地将 C_0 环中节点的部分负载转移到 C_1 环中的节点进行承担,同时置换算法又能够保证根据节点能量消耗情况及时置换 *leader* 节点,均衡能量消耗,使 C_0 和 C_1 环中不会出现某些节点能量消耗特别大的情况。

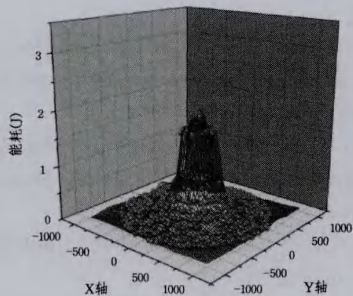
图 6(c) 和 6(d) 为在相同网络拓扑下,分别取 $k=11$ 和 $k=6$ 时的能量损耗图。从图 6(c) 中可以看出,当 $k=11$ 时,网络中 C_0 环的节点能耗较图 6(a) 中的 Greedy 算法有所减少,但是减少的幅度不高。 C_0 和 C_1 环的节点能耗相差还比较大,这说明 C_0 环中节点承担的子孙节点的数据转发量还比较大。

从图 6(d) 中可以看出,当 $k=6$ 时,网络中 C_0 环的节点能耗较图 6(a) 中的 Greedy 算法下降了很多,但是 C_1 环中有一部分节点的能耗已经超过了 C_0 环中的节点。这说明当 C_0 环中的 *leader* 节点数量过少时,虽然 C_0 环中节点承担子孙

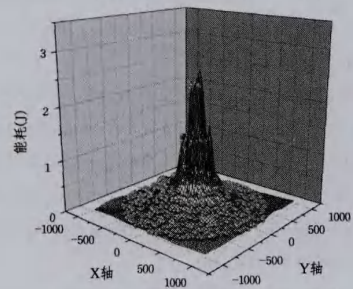
节点数据转发的机会会有更大程度的减少,使其负载也能够大幅减轻。但是由于 C_1 环中的节点采用长链发送数据的机会增多,也大大增加了 C_1 环中节点的能量开销。这种 C_1 环比 C_0 环更早耗尽能量的情况,在实际应用中更不利于死亡传感器节点的更换或电量补充。



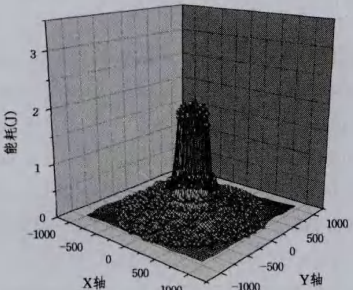
(a) Greedy



(b) k -leader, $k=9$



(c) k -leader, $k=11$



(d) k -leader, $k=6$

图6 200轮查询后的网络节点能量损耗瞬时图

接下来选取文献[11]中提出的 WNSEHA 算法和文献[12]中采用的混合路由 Mixed routing 与 k -leader 算法进行网络生命周期上的比较。表1列出算法在 r_0 取值分别为 50m、120m、200m 时的网络生命周期 LSN, 以及相对于 Greedy 算法的改进程度。节点初始能量取值为 5J, k -leader 的置换间隔取 $T=1$, k 根据式(18)进行优化取值。

表1 Greedy, Mixed routing, WNSEHA 和 k -leader 算法网络生命周期的比较

	$r_0=50$		$r_0=120$		$r_0=200$	
	LSN	Improvement	LSN	Improvement	LSN	Improvement
Greedy	179		342		449	
Mixed routing	235	31.2%	478	39.8%	642	42.9%
WNSEHA	726	305.6%	456	33.3%	538	19.8%
k -leader	283	58.1%	484	41.5%	606	35.1%

当 r_0 取值为 50 时, Mixed routing 的网络生命周期为 235 轮, 相比于 Greedy 算法改进了约 31.2%; WNSEHA 的网络生命周期为 726 轮, 相比于 Greedy 算法改进了约 305.6%。 k -leader 算法的网络生命周期为 283 轮, 相比于 Greedy 算法改进了约 58.1%。此时, k -leader 算法的性能优于 Mixed routing, WNSEHA 的性能优于 k -leader 算法。

当 r_0 的取值为 120 时, Mixed routing 的网络生命周期为 478 轮, 相比于 Greedy 算法改进了约 39.8%; WNSEHA 的网络生命周期为 456 轮, 相比于 Greedy 算法改进了约 33.3%; k -leader 算法的网络生命周期为 484 轮, 相比于 Greedy 算法改进了约 41.5%。 k -leader 算法的性能优于 Mixed routing 和 WNSEHA 算法。

当 r_0 的取值为 200 时, Mixed routing 的网络生命周期相比于 Greedy 算法改进了约 42.9%; WNSEHA 的网络生命周期相比于 Greedy 算法改进了约 19.8%; k -leader 算法的网络生命周期相比于 Greedy 算法改进了约 35.1%。此时, Mixed routing 算法的性能优于 k -leader 算法, k -leader 算法的性能优于 WNSEHA。

结束语 针对能量空洞问题, 本文提出一种基于节点可调发射功率的 k -leader 竞争算法来延长网络生命周期。在 Sink 节点正常通信半径 r_0 范围内选择能量最多的 k 个节点作为 leader 节点, 向 Sink 节点转发自己及其子孙节点的数据。半径 r_0 内的非 leader 节点只转发自己产生的数据, 其子孙节点的数据由位于半径在 $(r_0, 2r_0)$ 的环内节点通过长链直接发送给 Sink 节点。 k -leader 竞争算法每隔一段时间间隔将 leader 节点中能量较少的节点置换出来, 用能量较多的节点代替其成为新的 leader 节点。 k -leader 竞争算法能够将 Sink 一跳范围内节点的一部分数据量交给离 Sink 稍远的节点承担, 减轻 Sink 周围节点的负载, 同时 k -leader 的置换算法又能保证节点能够根据节点能量损耗的情况轮换担任 leader 节点和通过长链发送数据的节点, 实现能量消耗均衡的目的, 延长网络生命周期。

参考文献

- [1] Perillo M, Cheng Z, Heinzelman W. On the problem of unbalanced load distribution in wireless sensor networks[C]//Global Telecommunications Conference Workshops, 2004. GlobeCom Workshops 2004. IEEE, 2004; 74-79
- [2] Olariu S, Stojmenovic I. Design Guidelines for Maximizing Lifetime and Avoiding Energy Holes in Sensor Networks with Uniform Distribution and Uniform Reporting[C]//Infocom IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE, 2006; 1-22
- [3] Wu Xiao-Bing, Chen Gui-hai. The Energy Hole Problem of

- Nonuniform Node Distribution in Wireless Sensor Networks [J]. Chinese Journal of Computers, 2008, 31(2): 253-261 (in Chinese)
- 吴小兵,陈贵海. 无线传感器网络中节点非均匀分布的能量空洞问题[J]. 计算机学报, 2008, 31(2): 253-261
- [4] Song Chao, Liu Ming, Gong Hai-Gang, et al. ACO-Based Algorithm for Solving Energy Hole Problems in Wireless Sensor Networks[J]. Journal of Software, 2009, 20(10): 2729-2743 (in Chinese)
- 宋超,刘明,龚海刚,等. 基于蚁群优化解决传感器网络中的能量空洞问题[J]. 软件学报, 2009, 20(10): 2729-2743
- [5] Liu An-feng, Liu Zheng-hua, Nurudeen M, et al. An elaborate chronological and spatial analysis of energy hole for wireless sensor networks[J]. Computer Standards & Interfaces, 2013, 35(1): 132-149
- [6] Liu An-feng, Jin Xin, Cui Guo-hua, et al. Deployment guidelines for achieving maximum lifetime and avoiding energy holes in sensor network[J]. Information Sciences, 2013, 230(4): 197-226
- [7] Liu An-feng, Yang Guo-jun, Chen Zhi-gang. Energy hole avoid by alternately working with different cluster-radius for wireless sensor networks[J]. Journal of Communications, 2010, 31(1): 1-8 (in Chinese)
- 刘安丰, 阳国军, 陈志刚. 基于不等簇半径轮换工作的传感器网络能量空洞避免研究[J]. 通信学报, 2010, 31(1): 1-8
- [8] Liu An-Feng, Ren Ju, Xu Juan, et al. Analysis and Avoidance of Energy Hole Problem in Heterogeneous Wireless Sensor Networks[J]. Journal of Software, 2012, 23(9): 2438-2448 (in Chinese)
- 刘安丰, 任炬, 徐娟, 等. 异构传感器网络能量空洞分析与避免研究[J]. 软件学报, 2012, 23(9): 2438-2448
- [9] Ahmad A, Latif K, Javaid N, et al. Density controlled divide-and-rule scheme for energy efficient routing in Wireless Sensor Networks[C]//2013 26th Annual IEEE Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering (CCECE). IEEE, 2013: 1-4
- [10] Saleem F, Moeen Y, Behzad M, et al. IDDR: Improved Density Controlled Divide-and-Rule Scheme for Energy Efficient Routing in Wireless Sensor Networks [J]. Procedia Computer Science, 2014, 34(7): 212-219
- [11] Xue Yu, Chang Xiang-mao, Zhong Shui-ming, et al. An efficient energy hole alleviating algorithm for wireless sensor networks [J]. IEEE Transactions on Consumer Electronics, 2014, 60(3): 347-355
- [12] Liu Tao. Avoiding Energy Holes to Maximize Network Lifetime in Gradient Sinking Sensor Networks [J]. Wireless Personal Communications, 2013, 70(2): 581-600
- [13] Zhao Xiang-ning. A Signal Mechanism Based Energy-Aware Geographic Routing Algorithm[J]. Chinese Journal of Electronics, 2015, 43(5): 965-973 (in Chinese)
- 赵湘宁. 一种基于信号机制的能量感知地理路由算法[J]. 电子学报, 2015, 43(5): 965-973
-
- (上接第 124 页)
- [6] Andrews, Matthew. Instability of the Proportional Fair Scheduling Algorithm for HDR [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2004, 3(5): 1422-1426
- [7] Eryilmaz A, Srikant R, Perkins J. Stable scheduling policies for fading wireless channels [J]. IEEE/ACM Trans. On Networking, 2005, 13: 411-424
- [8] Georgiadis L, Neely M J, Tassiulas L. Resource Allocation and Cross-Layer Control in Wireless Networks [J]. Foundations and Trends in Networking, 2006, 1(1): 1-144
- [9] Kelly F P, Maulloo A K, Tan D K H. Rate Control in Communication Networks; Shadow Prices [J]. Proportional Fairness and Stability. J. Oper. Res. Soc., 1998, 49: 237-252
- [10] Dai J G. On positive Harris recurrence of multiclass queueing networks; A unified approach via fluid limit models [J]. Ann. Appl. Probab., 1995, 5: 49-77
- [11] Bonald T. A score-based opportunistic scheduler for fading radio channels [C]//Proc. Eur. Wireless. 2004: 283-292
- [12] Borst S C. User-level performance of channel-aware scheduling algorithms in wireless data networks [J]. IEEE/ACM Trans. Netw., 2005, 13(3): 636-647
- [13] Borst S C, Jonckheere M. Flow-level stability of channel-aware-scheduling algorithms [C]//Proc. WiOpt. 2006: 1-6
- [14] Borst S C, Bonald T, Hegde N, et al. Flow-level performance and capacity of wireless networks with user mobility [J]. Queueing Syst., 2009, 63(14): 131-164
- [15] Aalto S, Lassi P. Flow-level stability and performance of channel-aware priority-based schedulers [C]//Proc. 6th EURO-NF NGI. 2010: 1-8
- [16] Ayesta U, Erasquin M, Jonckheere M, et al. Scheduling in a Random Environment; Stability and Asymptotic Optimality [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2013, 21(1): 258-271
- [17] Walton N S. Proportional fairness and its relationship with multi-class queueing networks [J]. Annals of Applied Probability, 2008, 19(6): 2301-2333
- [18] Moallemi C C, Shah D. On the flow-level dynamics of a packet-switched network [C]//SIGMETRICS 2010. New York, USA, 2010: 14-18
- [19] Andrews D M, Kumaran K, Ramanan K, et al. Scheduling in a queueing system with asynchronously varying service rates [J]. Prob. Eng. Inf. Sc., 2004, 18: 191-217
- [20] Jagannathan K, Markakis M, Modiano E, et al. Queue Length Asymptotics for Generalized Max-Weight Scheduling in the presence of Heavy-Tailed Traffic [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 20(4): 1096-1111
- [21] Markakis M, Modiano E, Tsitsiklis J. Scheduling Policies for Single-Hop Networks with Heavy-Tailed Traffic [C]//Allerton Conference on Communication, Control, and Computing. 2010: 112-120
- [22] Neely M J. Stochastic Network Optimization with Application to Communication and Queueing Systems [M]. Morgan & Claypool, 2010