

一种无线传感器网络健壮性可调的能量均衡拓扑控制算法

郝晓辰 刘伟静 辛敏洁 姚宁 汝小月

Energy balance and robustness adjustable topology control algorithm for wireless sensor networks

Hao Xiao-Chen Liu Wei-Jing Xin Min-Jie Yao Ning Ru Xiao-Yue

引用信息 Citation: *Acta Physica Sinica*, 64, 080101 (2015) DOI: 10.7498/aps.64.080101

在线阅读 View online: <http://dx.doi.org/10.7498/aps.64.080101>

当期内容 View table of contents: <http://wulixb.iphy.ac.cn/CN/Y2015/V64/I8>

您可能感兴趣的其他文章

Articles you may be interested in

基于综合故障的无线传感器网络无标度容错拓扑模型研究

[A scale-free fault tolerant topology model in wireless sensor network for toleration of comprehensive fault](#)

物理学报.2014, 63(17): 170506 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.63.170506>

能量异构的无线传感器网络加权无标度拓扑研究

[Studies on weighted scale-free topology in energy heterogeneous wireless sensor network](#)

物理学报.2014, 63(15): 150504 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.63.150504>

一种强容侵能力的无线传感器网络无标度拓扑模型研究

[Study on the scale-free topology model with strong intrusion-tolerance ability in wireless sensor networks](#)

物理学报.2014, 63(9): 090503 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.63.090503>

一种优化无线传感器网络生命周期的容错拓扑研究

[Wireless sensor network fault tolerant topology for lifetime optimization](#)

物理学报.2014, 63(4): 040509 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.63.040509>

任意分集方式多输入多输出无线通信系统的统计信道建模

[Statistical modeling arbitrary diversity multi-input multi-output systems](#)

物理学报.2012, 61(18): 180101 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.61.180101>

一种无线传感器网络健壮性可调的能量均衡拓扑控制算法*

郝晓辰[†] 刘伟静 辛敏洁 姚宁 汝小月

(燕山大学电气工程学院, 秦皇岛 066004)

(2014年7月19日收到; 2014年11月15日收到修改稿)

无线传感器网络中, 应用环境的干扰导致节点间距不能被准确度量. 所以利用以节点间距作为权重的闭包图(EG)模型构建的拓扑没有考虑环境的干扰, 忽略了这部分干扰带来的能耗, 缩短了网络生存时间. 针对无线传感器网络拓扑能量不均的特点和EG模型的缺陷, 首先引入节点度调节因子, 建立通信度量模型和节点实际生存时间模型; 其次量化网络节点度, 从而获取满足能量均衡和网络生命期最大化需求的节点度的取值规律; 然后利用该取值规律和函数极值充分条件解析推导出网络最大能量消耗值和最长生存时间, 并获得最优节点度; 最后基于以上模型提出一种健壮性可调的能量均衡拓扑控制算法. 理论证明该拓扑连通且为双向连通. 仿真结果说明网络能利用最优节点度达到较高的健壮性, 保证信息可靠传输, 且算法能有效平衡节点能耗, 提高网络健壮性, 延长网络生命周期.

关键词: 无线传感器网络, 节点度, 通信度量, 节点实际生存时间

PACS: 01.20.+x, 05.65.+b, 05.70.Np

DOI: 10.7498/aps.64.080101

1 引言

无线传感器网络(wireless sensor network, WSN)^[1]由一些体积较小、成本较低的传感器节点组成. 节点经常部署在难以进入的区域或者敌方环境中^[2], 并且有限的能量容易导致这些节点失效^[3], 所以我们在应用传感器网络时需要考虑节点资源受限的问题^[4]. 节点在网络中交换信息或者转发数据^[5]时能耗过多, 导致能量耗尽, 进而降低网络覆盖率^[6]和连通性^[7], 缩短网络生命期. 因此在保证网络覆盖率和连通性的前提下, 如何通过有效方法构建能耗均衡和高健壮性的网络是WSN目前面临的重要问题.

拓扑控制方法在WSN的研究中占据重要地位, 该方法能够增强网络性能, 比如吞吐量^[8]、鲁棒性^[9]、时延性^[10]和可靠性等^[11]. 目前国内外很

多研究人员提出了拓扑控制算法. 文献^[12]首先在基于泊松分布的WSN网络模型基础上建立具有特定区域和特定密度函数的拓扑控制模型, 并提出自适应拓扑控制(adaptive topology control)算法, 在保证网络连通和功率有效的前提下最大化网络吞吐量. Chen和Wang^[13]构建了3-D干扰模型, 综合该模型中的干扰因子和节点剩余能量建立链路权值函数. 并基于该链路权值构建基于干扰预测的拓扑控制(interference prediction-based topology control)算法, 但是该算法不能保证任意节点的能量被有效利用, 容易导致能量浪费. 为了解决这一问题, 文献^[14]提出了一个最小化链路连接区域的权重模型, 基于最大能量原则和连通支配集建立了一个虚拟骨干网络, 并将该骨干网络应用于路由建立. 虽然文献^[14]最小化链路连接区域, 但是忽略了网络健壮性, 容易导致信息传输中断. Purohit和Sharma^[15]基于单位圆图(unit disk

* 国家自然科学基金(批准号: 61403336)、中国博士后科学基金(批准号: 2012M520596)和燕山大学青年教师自主研究计划课题A类(编号: 13LGA008)资助的课题.

[†] 通信作者. E-mail: haoxiaochen@ysu.edu.cn

graph)^[16] 构建 WSN 模型, 通过减少活跃节点和链路的数量达到最小化干扰和能量消耗的目的. 以上几种算法均是基于节点剩余能量构建模型并达到减少能量消耗的目的. 但是实际环境中各种障碍物会对拓扑造成危害, 所以网络拓扑需要具备健壮性的需求. 因此, 在研究拓扑控制算法时不仅要求降低节点能耗, 而且需要提高网络健壮性. 文献^[17] 基于 r 邻居图模型提出鲁棒可调拓扑控制 (robust adjustable with steady links) 算法, 该算法能够保证网络连通, 具有健壮性高和时延较低的特点. 但是该算法忽略了节点的能量限制, 容易造成节点能量耗尽而缩短网络生命期的现象. 自适应功率控制策略 (adaptive power control strategy) 算法^[18] 根据局部网络信息, 通过调整路径损耗指数和功率控制参数获得性能极佳的目标拓扑, 该算法通过动态调整功率控制参数来保证网络连通. 但是该算法中, 功率增大时会造成网络节点度、干扰和时延增大, 从而导致信息传输不准确.

综上所述, 本文首先针对拓扑能耗不均和网络健壮性差的问题进行了分析; 其次通过引入节点度调节因子, 建立通信度量模型 (communication metric model, CMM) 和节点实际生存时间模型 (actual survival time model, ASTM). 然后以通信度量值和网络生命期为限制条件量化分析网络节点度, 并获得其分布规律. 最后解析推导出节点最大通信度量值和最长生存时间, 并基于以上模型建立了一种健壮性的能量均衡拓扑控制 (topology control energy balance adjustable robustness, TC-

EBAR) 算法. 理论和仿真证明该算法能够保证网络能耗均衡, 增强网络健壮性, 延长网络生命期.

2 问题描述和模型建立

本节针对拓扑能量不均和网络健壮性差的问题, 利用节点度构建具有能量均衡, 延长网络生命周期特征的 CMM 和 ASTM, 并给出最优节点度的取值范围.

2.1 问题描述

WSN 传统拓扑控制模型中, 有研究者提出了闭包图 (enclosure graph, EG) 模型, 利用该模型构建拓扑能够降低网络能耗、提高能量效率. 然而在 WSN 中不是所有节点都能形成闭包, 因此利用 EG 模型构建拓扑仍然存在问题. 下面首先介绍 EG 模型的定义.

定义 1 如果存在边 (u, v) 满足条件 $Weight(u, v) < Weight(u, w, v)$, 则 (u, v) 属于 EG 模型; 反之, (u, w, v) 属于 EG 模型. 其中, (u, w, v) 表示从 u 开始经过中间节点 w 到达 v 的路径, $Weight(x)$ 表示路径 x 上的权重函数, 它是跟路径长短有关的函数.

定义 2 任意节点 i 在网络中不死亡的时间称为理论生存时间, 记为 $t(i)$.

定义 3 网络中任意节点 i 能够参与信息传输 (即节点不失效) 的时间称为实际生存时间, 记为 $T(i)$.

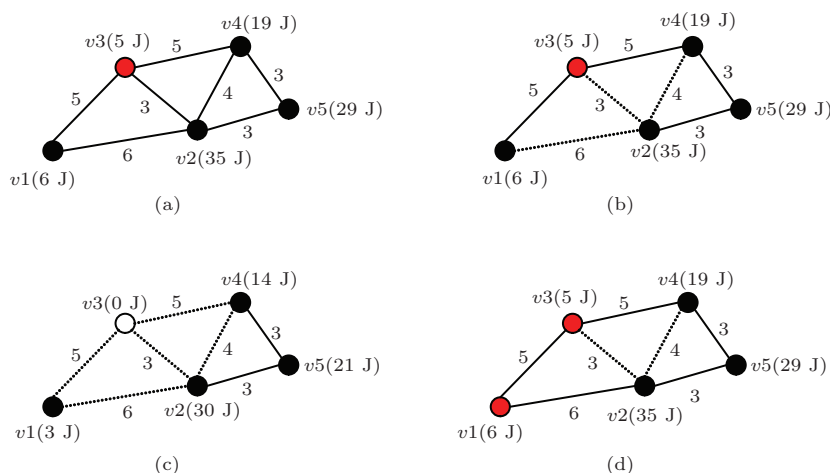


图1 拓扑演化示意图 (a) 根据最大发射功率构建的拓扑; (b) 根据 EG 模型构建的拓扑; (c) $v3$ 能量耗尽时的拓扑; (d) 节点 $v1$ 发射功率很大时构建拓扑

Fig. 1. Schematic diagram of topological evolution: (a) the topology with the maximal power; (b) the topology control constructed by EG model; (c) the topology when using up $v3$'s energy; (d) the topology when $v1$'s transmitting power is very large.

WSN中,大量的数据包在EG模型中传输的路径与其长短有关.当参与信息传递的节点能量过小并且长期处于工作状态时,容易导致节点能量过早耗尽,不能继续参与信息传输.除能量耗尽外,节点被孤立、发射功率过大均会导致节点失效.本节以图1中节点 v_1 为例,阐述根据EG模型构建拓扑存在的缺陷.

图1的4幅图中均有5个节点 v_1, v_2, v_3, v_4, v_5 .括号中的数据表示节点当前剩余能量.路径上方数据表示该路径当前的链路权值,该权值与路径长短有关,且进行链路选择时权值越大越好.图中实线表示链路实际存在,虚线表示该链路不存在.图1(b)中,信息在 (v_1, v_3, v_4) 这条链路中传输时,因为 v_3 能量值很小,所以多次的信息传输很容易使 v_3 能量耗尽,从而造成图1(c)中 (v_1, v_3) 和 (v_3, v_4) 两条链路断开.两条链路断开后,节点 v_1 被孤立,不能继续参与信息传递,从而增大了剩余节点的传输压力,容易造成网络崩溃.并且对比图1(b)和图1(d)可知,图1(d)中节点 v_1 发射功率很大,足够连接节点 v_2 和 v_3 .当发生多次信息传输时,图1(d)中 v_1 消耗的能量大于图1(b)中 v_1 消耗的能量,所以图1(d)中 v_1 会更快死亡.综上所述可知,节点能量耗尽、被孤立或者发射功率过大均会降低该节点参与信息传输的概率.

2.2 CMM和ASTM

针对EG模型存在的缺陷,本小节利用节点生存概率和能量度量构建CMM和ASTM,然后在这两种模型的基础上计算节点度的取值范围.构建模型之前首先定义均匀分布的网络中任意节点 i 的能量消耗值 $E_{\cos t}(i)$ 、发射功率 $p(i)$ 和理论生存时间 $t(i)$ 与其节点度 $n(i)$ 的关系.

1) 节点能量消耗值的确定

定义节点 i 在理论生存时间 $t(i)$ 内不出现能量耗尽的概率为 $R_e(i)$. $R_e(i)$ 与节点 i 的初始能量 E 、能量消耗值 $E_{\cos t}(i)$ 以及理论生存时间 $t(i)$ 之间存在如下联系^[19]:

$$R_e(i) = e^{-\frac{1}{E/E_{\cos t}(i)}t(i)}. \quad (1)$$

简单无线传播模型^[20]中,相距为 d 的两节点传输 l bit数据时,发射和接收数据的总能耗为 $E_{\cos t} = 2E_{\text{elect}}l + \varepsilon_{\text{amp}}ld^\alpha$,其中, E_{elect} 为发射/接收电路损耗; ε_{amp} 为放大电路损耗; $2 \leq \alpha \leq 4$,这里取 $\alpha = 2$;并设定参数值 $a = \varepsilon_{\text{amp}}l$, $c = 2E_{\text{elect}}l$.

文献^[21]中阐述 $R_e(i)$ 与节点 i 的节点度 $n(i)$ 以及理论生存时间 $t(i)$ 之间存在如下联系:

$$R_e(i) = e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E}t(i)}, \quad (2)$$

其中, A 为网络总面积, N 为网络中节点总个数, E 为节点 i 的初始能量.

由(1)和(2)式得到节点能量消耗值 $E_{\cos t}(i)$ 为

$$E_{\cos t}(i) = [aA/(N\pi)]n(i) + c. \quad (3)$$

2) 节点发射功率的确定

节点 i 的功率 $p(i)$ 与节点 i 的最大通信距离 $d(i)$ 成正比,即

$$p(i) = hd(i)^2, \quad (4)$$

其中常量 h 为与距离 $d(i)$ 有关的参数.

WSNs中,如果节点在二维有界范围内均匀分布时,节点的通信半径 $d(i)$ 与通信区域内的节点数目 $n(i)$ 之间存在如下关系:

$$d(i) = \sqrt{An(i)/(N\pi)}. \quad (5)$$

根据(4),(5)式得到网络中任意节点 i 的功率如下:

$$p(i) = \frac{hA}{N\pi}n(i). \quad (6)$$

3) 节点理论生存时间的确定

节点 i 的理论生存时间 $t(i)$ 与节点的初始能量 E 和发射功率 $p(i)$ 有关,即

$$t(i) = \frac{E}{p(i)} = \frac{EN\pi}{hAn(i)}. \quad (7)$$

$t(i)$ 与节点度 $n(i)$ 成反比,当节点度 $n(i)$ 增大时,节点周围的干扰增加,能耗增大,此时节点更容易失效,因此理论生存时间 $t(i)$ 减小.

2.2.1 CMM建模

CMM表示节点每一个时刻链路的剩余能量.首先引出节点在网络中不失效的概率,即节点的生存概率;然后通过节点生存概率定义在实际生存时间内节点总能量消耗值,即定义能量度量模型;最后通过能量度量模型和节点剩余能量值构建CMM.

1) 节点生存概率

构建WSN拓扑时,单个节点可能由于能量耗尽、节点孤立或者发射功率过大导致其失效,从而不能参与信息传输.(1)式表示节点 i 在 $t(i)$ 内不出现能量耗尽的概率.而一个节点在网络中为非孤立节点的概率 $R_l(i)$ 如下^[22]:

$$R_l(i) = 1 - e^{-n(i)}. \quad (8)$$

为了合理评价节点不失效的概率, 根据 (1), (3), (8) 式建立节点 i 生存概率如下:

$$\begin{aligned} Exist(i) &= \frac{1}{p(i)} R_{\varepsilon}(i) R_l(i) \\ &= \frac{1}{p(i)} e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E} t(i)} (1 - e^{-n(i)}). \end{aligned} \quad (9)$$

2) 能量度量模型

任意节点存在的情况下, 节点的传输功率与其理论生存时间的乘积表示节点参与信息传递所消耗的能量总和, 即该节点的能量度量. 其理想值为节点初始能量. 构建节点 i 的能量度量 $E_{\text{measure}}(i)$ 如下:

$$\begin{aligned} E_{\text{measure}}(i) &= p(i) Exist(i) t(i) \\ &= e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E} t(i)} \\ &\quad \times (1 - e^{-n(i)}) t(i). \end{aligned} \quad (10)$$

将 (7) 式代入 (10) 式可知 $E_{\text{measure}}(i)$ 是只关于节点度 $n(i)$ 的度量函数:

$$\begin{aligned} E_{\text{measure}}(i) &= e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E} \frac{EN\pi}{hAn(i)}} \\ &\quad \times (1 - e^{-n(i)}) \frac{EN\pi}{hAn(i)}. \end{aligned} \quad (11)$$

3) CMM

节点 i 的剩余能量值 $E_r(i)$ 随网络运行的时间而变化, 为了反映每一时刻链路剩余能量的变化情况, 构建 CMM. 网络中任意节点 i 和 j 的链路通信度量值 $Com(i, j)$ 可用下式表示:

$$\begin{aligned} Com(i, j) &= (E_{\text{measure}}(i) + E_{\text{measure}}(j)) + \frac{E_r(i) + E_r(j)}{E_0(i) + E_0(j)} \\ &= \left(e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E} \frac{EN\pi}{hAn(i)}} (1 - e^{-n(i)}) \frac{EN\pi}{hAn(i)} \right. \\ &\quad \left. + e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(j)+c\}}{E} \frac{EN\pi}{hAn(j)}} (1 - e^{-n(j)}) \frac{EN\pi}{hAn(j)} \right) \\ &\quad + \frac{1}{E_0(i) + E_0(j)} \left[(E_0(i) - \{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}) \right. \\ &\quad \left. + (E_0(j) - \{[aA/(N\pi)]n(j)+c\}) \right]. \end{aligned} \quad (12)$$

$Com(i, j)$ 能计算节点的剩余能量, 但是不能直观显示出网络生命周期的延长. 所以下面定义 ASTM, 在降低节点能量消耗的条件下, 获得节点的实际生存时间.

2.2.2 ASTM 建模

ASTM 表示节点实际参与信息传输的时间, 即 $T(i)$. 在节点 i 的理论生存时间 $t(i)$ 内, 如果节点 i 不被孤立, 则实际生存时间 $T(i)$ 等于 $t(i)$; 如果节

点 i 被孤立, 那么 $T(i)$ 小于 $t(i)$, 此时该节点实际生存时间 $T(i)$ 用 $Exist(i)$ 与 $t(i)$ 的乘积来定义, 如下式所示:

$$\begin{aligned} T(i) &= Exist(i) t(i) \\ &= \frac{e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E} t(i)} (1 - e^{-n(i)})}{p(i)} t(i). \end{aligned} \quad (13)$$

根据 (6), (7), (13) 式得到节点的实际生存时间如下:

$$\begin{aligned} T(i) &= e^{-\frac{\{[aA/(N\pi)]n(i)+c\}}{E} \frac{EN\pi}{hAn(i)}} \\ &\quad \times (1 - e^{-n(i)}) \frac{EN^2\pi^2}{h^2A^2n(i)^2}, \end{aligned} \quad (14)$$

$T(i)$ 表示网络中任意节点 i 的实际生存时间, 它是只关于节点度 $n(i)$ 的函数. $T(i)$ 越大说明在节点初始能量确定的情况下, 节点在每一轮的能量消耗值越小, 节点的实际存活时间越长. 下面以满足 CMM 和 ASTM 最大化的要求, 通过对网络节点度进行量化分析, 获取节点度的取值规律.

2.2.3 最优节点度分析

前面已经得到节点能量消耗 E_{cost} 的关系式 $E_{\text{cost}} = 2E_{\text{elect}}l + \varepsilon_{\text{amp}}ld^\alpha$. 若所有节点完全覆盖分布区域面积, 在节点的分布范围之内, 两通信节点之间的最短距离为 $d_{\min}$, 最长距离为 $d_{\max}$, 则得到节点能量消耗最大值 $E_{\text{cost}}^{\max}$ 和最小值 $E_{\text{cost}}^{\min}$. 并且有

$$E_{\text{cost}}^{\min} \leq E_{\text{cost}} \leq E_{\text{cost}}^{\max}. \quad (15)$$

根据 (3) 和 (15) 式得到如下公式:

$$ad_{\min}^\alpha + c \leq [aA/(N\pi)]n + c \leq ad_{\max}^\alpha + c. \quad (16)$$

从而得到节点度 n 的范围为

$$\frac{d_{\min}^2 N\pi}{A} \leq n \leq \frac{d_{\max}^2 N\pi}{A}. \quad (17)$$

假设 N 个节点随机分布在面积为 A 的区域中且完全覆盖该区域, 每个节点 i 的通信半径为 d , 则每个节点的分布面积满足 $\pi d^2 > \frac{A}{N}$, 从而得到节点的通信半径 d 的范围为

$$d > \sqrt{\frac{A}{N\pi}} \geq d_{\min}. \quad (18)$$

根据 (17) 和 (18) 式得到节点 i 的节点度 n 满足:

$$1 < n = \frac{\pi d^2 N}{A} \leq \frac{d_{\max}^2 N\pi}{A}. \quad (19)$$

下面证明在 (19) 式的范围内, 能找到最优节点度保证通信度和实际生存时间最大.

3 模型特性分析

本节根据上节构建的模型进行特性分析. 分别证明当任意节点取最优节点度时能量度量、CMM和ASTM三个模型能够得到最大值.

3.1 能量度量特性分析

定理1 任意节点均存在最优节点度 n , 使其能量度量达到最大.

证明 网络中任意节点 i 的能量度量 $E_{\text{measure}}(i)$ 是关于 i 的节点度 $n(i)$ 的函数, 设定 $x = \frac{aA}{N\pi E}$, $y = \frac{c}{E}$, $z = \frac{EN\pi}{hA}$, 且有 $x, y, z > 0$. 根据(11)式得到

$$E_{\text{measure}}(i) = e^{-xz - \frac{yz}{n}} (1 - e^{-n}) \frac{z}{n}, \quad (20)$$

式中 n 为节点 i 的节点度 $n(i)$. 则 $E_{\text{measure}}(i)$ 关于 n 的一阶导数为

$$\begin{aligned} E'_{\text{measure}}(i) &= \frac{z}{n^3 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} \\ &\times [n^2 + n(1 - e^n) - yz(1 - e^n)]. \end{aligned} \quad (21)$$

根据极值的充分条件, 若函数 $E_{\text{measure}}(i)$ 在 $n = n_{\text{zuiyou}}$ 处二阶可导, 则 $E'_{\text{measure}}(i) = 0$, $E''_{\text{measure}}(i) \neq 0$. 当 $E''_{\text{measure}}(i) < 0$ 时, 说明 $E_{\text{measure}}(i)$ 在 $n = n_{\text{zuiyou}}$ 处取得极大值. 在(21)式中, 节点度 $n > 0$, 所以 $\frac{z}{n^3 \cdot e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} > 0$ 且 $-(1 - e^n) \neq 0$. 令 $q = yz$, 则根据(21)式可得

$$g(q) = -q(1 - e^n) + n^2 + n(1 - e^n). \quad (22)$$

因为 $-(1 - e^n) \neq 0$, 即 $g(q)$ 的斜率不等于0, 所以 $g(q)$ 一定与 x 轴有交点, 根据 $\frac{z}{n^3 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} > 0$ 可知 $E'_{\text{measure}}(i)$ 一定与 x 轴相交, 即存在 $n = n_{\text{zuiyou}}$ 使 $E'_{\text{measure}}(i) = 0$, 此时得到

$$yz = \frac{n_{\text{zuiyou}}^2 + n_{\text{zuiyou}}(1 - e^{n_{\text{zuiyou}}})}{(1 - e^{n_{\text{zuiyou}}})}. \quad (23)$$

$E_{\text{measure}}(i)$ 关于 n 的二阶导数为

$$\begin{aligned} E''_{\text{measure}}(i) &= \frac{z}{n^5 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} [4yzn(1 - e^n) - 2n^3 \\ &\quad - 2n^2(1 - e^n) - n^4 - y^2 z^2 (1 - e^n) \\ &\quad + 2yzn^2]. \end{aligned} \quad (24)$$

当 $E'_{\text{measure}}(i) = 0$ 时, 得到

$$\begin{aligned} E''_{\text{measure}}(i) &= \frac{zn_{\text{zuiyou}}^2}{n^5 e^{n_{\text{zuiyou}}} (1 - e^{n_{\text{zuiyou}}}) e^{xz + \frac{yz}{n_{\text{zuiyou}}}}} \\ &\quad \times [(n_{\text{zuiyou}} + 1 - e^{n_{\text{zuiyou}}})^2 \\ &\quad + n_{\text{zuiyou}}^2 (e^{n_{\text{zuiyou}}} - 1)], \end{aligned} \quad (25)$$

其中, $n_{\text{zuiyou}} > 0$, 则有

$$\begin{aligned} \frac{zn_{\text{zuiyou}}^2}{n^5 e^{n_{\text{zuiyou}}} (1 - e^{n_{\text{zuiyou}}}) e^{xz + \frac{yz}{n_{\text{zuiyou}}}}} &< 0, \\ (n_{\text{zuiyou}} + 1 - e^{n_{\text{zuiyou}}})^2 &> 0, \\ n_{\text{zuiyou}}^2 (e^{n_{\text{zuiyou}}} - 1) &> 0, \end{aligned}$$

进而得到 $E''_{\text{measure}}(i) < 0$. 因此, 证明能量度量 $E_{\text{measure}}(i)$ 存在最大值.

下面分情况说明节点度 n 满足(19)式时, n 为何值能使能量度量 $E_{\text{measure}}(i)$ 最大.

情况1 当 $n_{\text{zuiyou}} \in (1, d_{\text{max}}^2 N\pi/A)$ 时, 一定有 $n = n_{\text{zuiyou}}$ 使能量度量 $E_{\text{measure}}(i)$ 最大, 此时最大值

$$\begin{aligned} E_{\text{measure}}^{\text{max}}(i) &= e^{-\frac{a}{h} - \frac{cN\pi}{hAn_{\text{zuiyou}}}} (1 - e^{-n_{\text{zuiyou}}}) \\ &\quad \times \frac{EN\pi}{hAn_{\text{zuiyou}}}. \end{aligned}$$

情况2 当 $n_{\text{zuiyou}} \leq 1$ 时, 在节点度取值范围内, 能量度量逐渐减小, 所以当 $n_{\text{zuiyou}} = 1$ 时, $E_{\text{measure}}(i)$ 最大, 最大值

$$E_{\text{measure}}^{\text{max}}(i) = e^{-\frac{a}{h} - \frac{cN\pi}{hA}} (1 - e^{-1}) \frac{EN\pi}{hA}.$$

情况3 当 $n_{\text{zuiyou}} \geq d_{\text{max}}^2 N\pi/A$ 时, 在节点度的取值区间内, 能量度量逐渐增大, 所以当 $n_{\text{zuiyou}} = d_{\text{max}}^2 N\pi/A$ 时能量度量 $E_{\text{measure}}(i)$ 最大, 此时最大值

$$\begin{aligned} E_{\text{measure}}^{\text{max}}(i) &= e^{-\frac{a}{h} - \frac{c}{hd_{\text{max}}^2}} \left(1 - e^{-\frac{d_{\text{max}}^2 N\pi}{A}}\right) \\ &\quad \times \frac{E}{hd_{\text{max}}^2}. \end{aligned}$$

3.2 CMM特性分析

定理2 任意节点的能量度量取最大值的同时其通信度量值也达到最大.

证明 根据(12)式可以看出 $Com(i, j)$ 是关于 i 和 j 的节点度 $n(i)$, $n(j)$ 的函数, 当 j 的节点度为定值时, 此时(12)式是一个只关于 i 的节点度的函数, 此函数由一个含最大值的函数和一个减函数相

加得到,所以在节点度取值范围内仍然存在最优值满足通信度量最大.

下面分别说明在节点度取值范围内,一定存在最优节点度使通信度量最大.

情况1 当 $n_{\text{zuiyou}} \in (1, d_{\text{max}}^2 N\pi/A)$ 时,在节点度的取值范围内一定有 $n = n_{\text{zuiyou}}$ 使通信度量最大.

情况2 当 $n_{\text{zuiyou}} < 1$ 时,在节点度的取值区间内,通信度量逐渐减小,所以在节点度的取值范围内一定存在 n 使通信度量最大.

情况3 当 $n_{\text{zuiyou}} > d_{\text{max}}^2 N\pi/A$ 时,在节点度的取值区间内,通信度量逐渐增大,所以在节点度的取值范围内一定存在 n 使通信度量最大.

3.3 ASTM特性分析

定理3 任意节点均存在最优节点度 n , 使ASTM取得最大值.

证明 网络中任意节点 i 的实际生存时间 $T(i)$ 是关于节点度 $n(i)$ 的函数. 同上设定 $x = \frac{aA}{N\pi E}$, $y = \frac{c}{E}$, $z = \frac{EN\pi}{hA}$, 且 $x, y, z > 0$, 根据 (14) 式得到

$$T(i) = \frac{e^{-xz - \frac{yz}{n}} (1 - e^{-n}) z^2}{En^2}, \quad (26)$$

则实际生存时间 T 的一阶导为

$$T'(i) = \frac{z^2}{En^4 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} [n^2 + 2n(1 - e^n) - yz(1 - e^n)]; \quad (27)$$

T 的二阶导为

$$T''(i) = \frac{z^2}{En^6 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} [2yzn^2 - 4n^3 - 6n^2(1 - e^n) - y^2 z^2 (1 - e^n) - n^4 + 6yzn(1 - e^n)]. \quad (28)$$

根据极值的充分条件,若函数 $T(i)$ 在 $n = n_0$ 处二阶可导,则 $T'(i) = 0$, $T''(i) \neq 0$. 当 $T''(i) < 0$ 时,说明 $T(i)$ 在 $n = n_0$ 处取得极大值. 对于 (27) 式,因为 $\frac{z^2}{En^4 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} > 0$, 令 $q = yz$, $g = n^2 + 2n(1 - e^n) - yz(1 - e^n)$, 则有

$$g(q) = -q(1 - e^n) + n^2 + 2n(1 - e^n). \quad (29)$$

由于节点度 n 大于 0, 所以关于自变量 q 的函数 $g(q)$ 肯定与 x 轴有交点,即存在一个 n_0 , 使得对于任意的 y, z , $T'(n_0) = 0$. 根据 (27) 式可知,对于

任意的 y, z , 存在一个 n_0 , 使得 $-yz(1 - e^n) + n^2 + 2n(1 - e^n) = 0$ 成立. 此时, 得到

$$yz = \frac{n_0^2 + 2n_0(1 - e^{n_0})}{(1 - e^{n_0})}. \quad (30)$$

(28) 式中, 令

$$l = 2yzn^2 - 4n^3 - 6n^2(1 - e^n) - y^2 z^2 (1 - e^n) - n^4 + 6yzn(1 - e^n). \quad (31)$$

将 (30) 式代入 (31) 式, 得到

$$l = \frac{n_0^2}{(1 - e^{n_0})} [n_0^2 e^{n_0} + 2(e^{n_0} - 1) \times (e^{n_0} - n_0 - 1)]. \quad (32)$$

(32) 式中, 节点度 $n_0 > 0$, 则 $\frac{n_0^2}{1 - e^{n_0}} < 0$, $n_0^2 e^{n_0} > 0$, $(e^{n_0} - 1)(e^{n_0} - n_0 - 1) > 0$. 综上可知, 当 $n = n_0$ 时, $l = 2yzn^2 - 4n^3 - 6n^2(1 - e^n) - y^2 z^2 (1 - e^n) - n^4 + 6yzn(1 - e^n) < 0$, 又因为 $\frac{z^2}{En^6 e^n e^{xz + \frac{yz}{n}}} > 0$, 所以 $T''(i)$ 小于 0, 由此可证明 $T(i)$ 存在最大值.

下面分情况说明当节点度 n 满足 (19) 式时, n 具体为何值时能使实际生存时间最大.

情况1 当 $n_0 \in (1, d_{\text{max}}^2 N\pi/A)$ 时, 根据前面分析可知一定有 $n = n_0$ 使实际生存时间最大, 此时最大值为

$$T^{\text{max}}(i) = e^{-\frac{a}{h} - \frac{cN\pi}{hA}} (1 - e^{-n_0}) \frac{EN^2\pi^2}{h^2 A^2 n_0^2}.$$

情况2 当 $n_0 \leq 1$ 时, 在节点度取值区间内, 实际生存时间逐渐减小, 所以当 $n = 1$ 时实际生存时间最大, 此时最大值为

$$T^{\text{max}}(i) = e^{-\frac{a}{h} - \frac{cN\pi}{hA}} (1 - e^{-1}) \frac{EN^2\pi^2}{h^2 A^2}.$$

情况3 当 $n_0 \geq d_{\text{max}}^2 N\pi/A$ 时, 在节点度取值区间内, 实际生存时间逐渐增大, 所以当 $n = d_{\text{max}}^2 N\pi/A$ 时实际生存时间最大, 此时最大值为

$$T^{\text{max}}(i) = e^{-\frac{a}{h} - \frac{c}{hd_{\text{max}}^2}} \left(1 - e^{-\frac{d_{\text{max}}^2 N\pi}{A}}\right) \frac{E}{h^2 d_{\text{max}}^4}.$$

4 TC-EBAR 算法

基于以上模型, 本节将设计一种 TC-EBAR 算法. 算法中每个节点独立控制功率, 调节其节点度满足最优值, 以保证通信度量和实际生存时间最大. 定义网络中被标记为 1 的任意链路为连通的, 记为 *CONNECT*. 下面具体阐述算法实现过程.

4.1 邻居列表建立阶段

首先每个节点以最大功率 $p_{\max}$ 发射 Hello1 消息. 节点 i 接收到 Hello1 消息后, 确定它与节点 j 的距离 $d(i, j)$ 和节点 j 的发射功率 $p(i, j)$, 并根据接收消息的先后顺序, 将这些信息添加到自身邻居列表中. 更新自身邻居列表信息, 将未添加到一跳邻居列表中的节点信息添加到自身邻居列表中. 其中, 节点 i 的邻居列表表头如表 1 所列.

表 1 节点 i 的邻居列表 Inl 表头
Table 1. The header of node i 's neighbor list Inl .

ID	$p(i, j)$	$d(i, j)$	$E_r(i)$
------	-----------	-----------	----------

表头中的 ID 表示邻居节点 j 的 id 号; $p(i, j)$ 表示任意邻居节点 j 给节点 i 传输信息时的发射功率, 并且将该邻居信息列表按照功率由小到大进行排列; $d(i, j)$ 表示节点 j 与节点 i 的距离, 构建网络拓扑前任意两节点之间的距离确定并且固定不变; $E_r(i)$ 表示节点 i 的剩余能量.

4.2 信息调整阶段

网络中所有节点依次以最大发射功率广播 Hello2 消息, 该消息携带邻居列表 Inl 信息, 每个节点通过接收彼此间的 Hello2 消息能够获得所有邻居的列表信息. 任意接收到 Hello2 消息的节点 i 依次判断其一跳邻居列表中的邻居节点 j 的邻居列表中是否存在节点 i 的 ID . 如果存在, 那么节点 i 将节点 j 加入到自身的双向邻居列表表头中. 任意节点 i 的双向邻居列表表头见表 2.

表 2 节点 i 的双向邻居列表 $Double(i)$ 表头
Table 2. The header of node i 's bidirectional neighbor list $Double(i)$.

$ID(j)$	$ID(i)$	$Weight(i, j)$	n_{degree}	$sign(i, j)$
---------	---------	----------------	---------------------	--------------

表 2 中, $ID(i)$ 表示节点 i 自身 id 号; $ID(j)$ 表示与节点 i 构成双向连接的节点的 id 号; $Weight(i, j)$ 表示两节点之间的权值, 初始设置为 0; n_{degree} 表示节点 i 的节点度; 如果拓扑中链路 (i, j) 连接, 那么 $sign(i, j)$ 标记为 1, 否则标记为 0. 因为每条边的两个节点依次判断彼此是否存在于对方的邻居列表中, 所以可以确保每条链路为双向链路.

节点 i 根据上一阶段的邻居列表信息, 按照 (12) 式求链路中的通信度量值 $Com(i, j)$, 并将通信度量赋值给 $Weight(i, j)$. 更新每个节点的双向邻居列表信息, 并按照权值由大到小排列双向邻居列表. 接下来根据网络中节点的双向邻居列表信息构建拓扑.

4.3 拓扑构建阶段

每个节点在此阶段完成自身的链路状态判断, 假设最优节点度为 3, 以任意节点 i 为例说明拓扑构建过程. 图 2 给出了节点在网络中的布局, 其中红色节点 i 表示第 m 级节点, 黑色节点 j_1, j_2, j_3 表示第 $m+1$ 级节点, 茶色节点 $j_{11}, j_{12}, j_{21}, j_{22}, j_{31}, j_{32}$ 表示第 $m+2$ 级节点, 绿色节点 j_{111}, j_{112} 表示第 $m+3$ 级节点.

若 $m=1$, 即节点 i 为第 1 级节点. 节点 i 首先判断 $Double(i)$ 中的邻居个数, 如果其邻居个数小于等于 3 并且其邻居分别为 j_1, j_2, j_3 , 那么连接 i 与 j_1, j_2, j_3 ; 如果其邻居个数大于 3 则连接 $j_1, j_2, \dots, j_{\text{count}}$, 其中 $\text{count}=3$, 即保证第一个节点的节点度接近最优节点度. 标记相应的 $sign(i, j)$ 为 1. 更新节点 i 和节点 j_1, j_2, j_3 的节点度 n_{degree} , 构成拓扑图如图 3 所示.

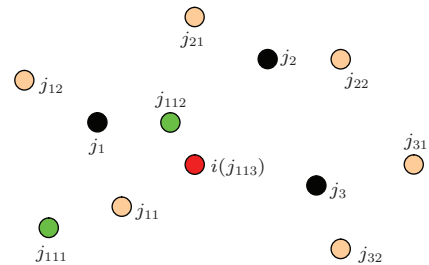


图 2 (网刊彩色) 原始拓扑图

Fig. 2. (color online) The original topology.

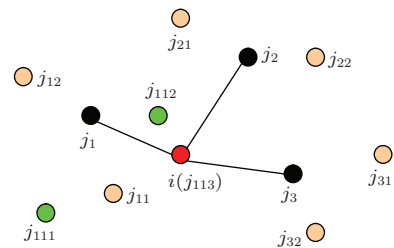


图 3 (网刊彩色) 第 1 级节点链路

Fig. 3. (color online) The link of the first level.

若 $m \neq 1$, 即节点 i 不是第 1 级节点, 则 i 首先判断 $Double(i)$ 中的邻居个数, 然后确定其自身链路状态.

1) 如果其双向邻居个数小于等于2且其邻居分别为 j_1, j_2 , 此时确定 i 的链路状态.

判断链路 $(i, j_1)((i, j_2))$ 与 $1-m-1$ 级所有节点的双向列表中标记为1的链路CONNECT是否有交叉. 如果不存在交叉, 那么连接 $(i, j_1)((i, j_2))$, 并标记相应的 $sign(i, j_1)(sign(i, j_2))$ 为1; 如果存在交叉, 那么判断 $Weight(i, j_1)(Weight(i, j_2))$ 和 $Weight(CONNECT)$ 大小, 选择权值大的链路连接, 删除权值小的链路, 并标记相应的链路信息. 更新节点 i 和节点 $j_1(j_2)$ 的节点度 n_{degree} . 至此节点 i 的链路状态全部判断完毕, 并且更新完节点 i 的节点度 n_{degree} .

2) 如果其双向邻居个数大于2且其邻居分别为 $j_1, j_2, \dots, j_{count}$, 此时确定 i 的链路状态.

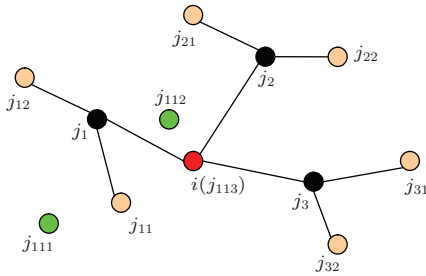


图4 (网刊彩色) 第1、第2级节点链路

Fig. 4. (color online) The link of the first and second level.

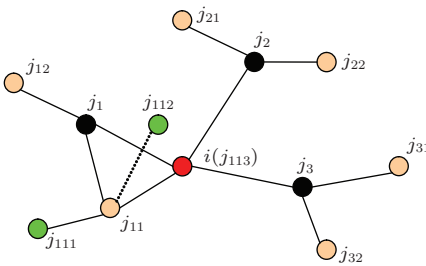


图5 (网刊彩色) 第1、第2、第3级节点链路

Fig. 5. (color online) The link of the first, second and third level.

判断链路 $(i, j_1)((i, j_2))$ 与 $1-m-1$ 级所有节点的双向列表中标记为1的链路CONNECT是否有交叉. 如果不存在交叉, 那么连接 $(i, j_1)((i, j_2))$, 并标记相应的 $sign(i, j_1)(sign(i, j_2))$ 为1; 如果存在交叉, 那么判断 $Weight(i, j_1)(Weight(i, j_2))$ 和 $Weight(CONNECT)$ 大小, 选择权值大的链路连接, 删除权值小的链路, 并标记相应的链路信息. 更新节点 i 和节点 $j_1(j_2)$ 的节点度 n_{degree} . 当节点 i 的节点度 n_{degree} 更新到3, 此时停止判断节点 i 的链路状态.

根据上述链路建立过程判断 $m+1-M$ 级节点的链路状态, 直到所有节点判断完自身的链路状态信息和节点度. 当节点 i 为第1级节点时, 判断第1、第2、第3级节点的链路连接状态, 如图3—图5所示.

4.4 功率确定阶段

该阶段通过调整节点的发射功率, 在保证全局网络连通的前提下, 减少节点的能耗. 拓扑构建阶段通过建立网络全局拓扑能够得到每个节点相应的节点度. 网络中所有节点选择合适的发射功率, 在保证网络连通的情况下, 连接网络中标记为1的链路, 使每个节点的节点度达到最优值. 此时能够保证相应的通信度和实际生存时间达到最大.

5 算法分析

节点 i 以最大发射功率 P_{max} 传送数据时得到的全局拓扑为 G_{max} , 运行TC-EBAR算法后得到的拓扑为 $G'(V, E')$.

定理4 如果 G_{max} 连通, 那么 $G'(V, E')$ 仍然连通.

证明 因为 G_{max} 连通, 那么任意节点 u 和 v 之间一定存在一条连接两节点的路径 $path(u \rightarrow w_1 \rightarrow \dots \rightarrow w_n \rightarrow v)$, 其中 w_m 与 w_{m+1} 为连通的邻居节点($m = 1, 2, \dots, n-1$). 证明 $G'(V, E')$ 连通, 只需证明任意两节点 u 和 v 之间存在一条路径 $path(u \rightarrow w_1 \rightarrow \dots \rightarrow w_n \rightarrow v)$, 即任意两邻居节点 w_m, w_{m+1} 之间存在一条通信路径.

下面证明任意两邻居节点 w_m, w_{m+1} 之间存在一条通信路径. 在邻居列表建立阶段, 每个节点都建立了自己的邻居信息列表, 当节点 w_m, w_{m+1} 互相存在于对方的邻居列表中时, 根据TC-EBAR算法, 节点 w_m 发射功率 p_{w_m} , 其双向邻居节点根据权值由大到小排列, w_m 依次判断双向邻居列表中的节点, 确定是否与其连接. 存在以下两种情况:

1) 若存在节点 w_{m+1} 与 w_m 连接不构成交叉链路, 则 w_m 连接 w_{m+1} , 它们之间存在一条直接通信链路;

2) 若 w_{m+1} 与 w_m 连接后与其他链路构成交叉, 则判断两交叉链路的权值大小, 取权值最大的链路连接; 假如节点 w_{m+1} 与 w_m 之间的权值大, 则 w_m, w_{m+1} 连接, 它们之间存在一条直接通信链路; 假如节点 w_{m+1} 与 w_m 之间的权值小, 则 w_m, w_{m+1}

不连接; 若当前列表中的所有邻居节点均不与 w_m 连接, 则增大 w_m 的功率, 收集双向邻居节点并按权值由大到小排列; 继续判断是否存在 w_{m+1} 与 w_m 连接不存在交叉链路, 直到找到该节点为止, 停止更新 w_m 的功率; 至此 w_m, w_{m+1} 之间存在一条通信链路.

综上所述, 运行 TC-EBAR 算法后, 任意两邻居节点之间都存在上述链路情况, 则节点 u 和 v 之间一定存在一条路径使之连通, 所以构建的拓扑 $G'(V, E')$ 一定连通.

定理 5 如果 $G_{\max}$ 双向连通, 那么 $G'(V, E')$ 中所有节点发射最优功率时, 任意两节点 i, j 仍能保证双向连通.

证明 执行 TC-EBAR 算法后, 任意节点均以最优发射功率为最后发射功率, 节点 i 最优发射功率为 P_i , 最大功率范围内的邻居节点 j 最优发射功率为 P_j . 那么证明两节点能够双向连通, 存在以下两种情况:

1) 当节点 i 和 j 互相在对方的邻居列表中时, 那么节点 i 发射最优功率 P_i 时一定能够传递数据给节点 j , 同理节点 j 发射最优功率 P_j 时, 一定能够将数据传递给 i , 那么两节点之间存在直接的双

向链路;

2) 如果节点 i 和 j 不能直接双向连通, 那么一定存在节点 $w(w_0, w_1, w_2, \dots, w_n)$ 连接两点, 根据 TC-EBAR 算法, 节点 w 和节点 i 一定互相在对方的邻居列表中, 那么两节点之间一定能够双向连通, 同理节点 w 和节点 j 之间也一定能双向连通, 由此证明路径 $\text{path}(i \rightarrow w_0 \rightarrow w_1 \rightarrow w_2 \dots w_n \rightarrow j)$ 是双向连通的.

综上所述, 运行 TC-EBAR 算法后, $G'(V, E')$ 中任意两节点之间能够保证双向连通.

6 仿真实验

本节通过 MATLAB 对该算法进行仿真实验. 选取利用 EG 模型为拓扑构建方法的基于路径质量的能量均衡算法 (energy-balanced algorithm based on the path quality, EBPQA) 和路径优化算法 (path optimization algorithm, POA) 为对比算法, 验证 TC-EBAR 算法的可行性和有效性, 并且评价该算法的各项性能. 实验在 $600 \text{ m} \times 600 \text{ m}$ 的矩形监测区域内进行, 具体的仿真实验参数如表 3 所列.

表 3 仿真参数表
Table 3. The simulation parameters.

参数	取值	参数	取值
最小功率 p_{th}/W	7×10^{-7}	最大发射功率 p_{max}/W	1.87
最大发射半径 r/m	150	最短两点距离 d_{min}/m	50
初始能量 E_0/J	30	发射/接收电路损耗 $E_{\text{elec}}/\text{J} \cdot \text{bit}^{-1}$	50×10^{-4}
放大电路损耗 $\varepsilon_{\text{amp}}/\text{J} \cdot \text{bit}^{-1} \cdot \text{m}^{-2}$	100×10^{-7}	数据包长 l/bit	4
节点总数 $N/\text{个}$	100	节点分布区域 $A/\text{m} \times \text{m}$	600×600

6.1 最优节点度存在性证明

图 6(a) 显示了网络中任意节点的节点度 n 和能量度量 E_{measure} 之间的关系. 图 6(b) 显示了节点度 n 和节点实际生存时间 T 之间的关系. 根据图 6 可知, 任意节点 i 的节点度在 $(1, (d_{\text{max}}^2 N \pi / A))$ 范围内取值时, $E_{\text{measure}}(i)$ 和 $T(i)$ 随着节点度的增大先增大后减小. 即在节点度取值范围内存在最大能量度量值和最大节点实际生存时间.

图 6(c) 和图 6(d) 分别显示了任意一条链路 $i \leftrightarrow j$ 中, 节点 i 和 j 的节点度与通信度量值的

关系. 由此可以看出, 当两节点的节点度在 $(1, (d_{\text{max}}^2 N \pi / A))$ 范围内取值时, 存在最优节点度使通信度量值最大, 且当通信度量值最大时, 两节点的节点度取值相同.

能量度量越大, 说明该节点在实际生存期内消耗的能量总和越大, 即节点能够充分利用其自身能量. 但是该度量值不能反映网络的存活时间, 因为虽然每个节点充分利用了自身能量, 但是不能证明该节点在网络中存活的时间长, 所以建立节点的 ASTM 来克服这一缺陷. 图 6 的仿真结果表明, 当节点度取最优值时, 能够得到最大能量度量、最大通信度量和最大节点实际生存时间.

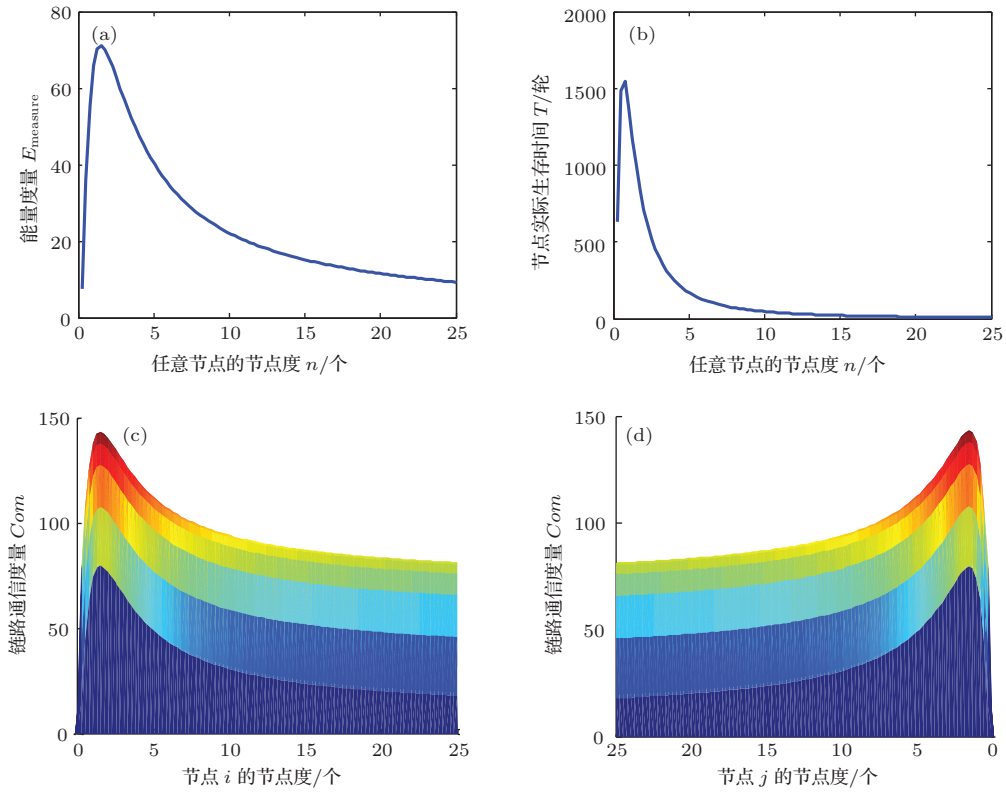


图6 (网刊彩色) 仿真结果 (a) 节点能量度量与节点度曲线图; (b) 节点实际生存时间与节点度曲线图; (c) 链路通信度量与节点 i 的节点度曲线图; (d) 链路通信度量与节点 j 的节点度曲线图

Fig. 6. (color online) The simulation results: (a) the relation between energy metric and node degree; (b) the relation between node's actual survival time and node degree; (c) the relation between link communication metric and i 's node degree; (d) the relation between link communication metric and j 's node degree.

6.2 算法拓扑图性能对比

在算法拓扑图对比实验中, 在 $600\text{ m} \times 600\text{ m}$ 的范围内随机布置 100 个节点, 执行三种算法得到的拓扑如图 7 所示. 从图 7 可以看出, EBPQA 和 POA 存在交叉链路, TC-EBAR 算法不存在交叉链路. 交叉链路容易导致干扰增大, 造成信息多次传输, 从而增大节点能耗、减少网络生存时间. 因此

TC-EBAR 算法有效降低了交叉链路带来的能量消耗, 克服了 POA 拓扑冗余较大的缺点. 图 7 也显示出, TC-EBAR 算法的链路密集程度高于 EBPQA, 低于 POA. 链路分布太稀疏, 容易造成通信跳数增大, 网络时延增大; 链路分布太密集时, 节点之间的干扰和节点能耗增大. 所以 TC-EBAR 算法显示出了优于 EBPQA 和 POA 的拓扑性能.

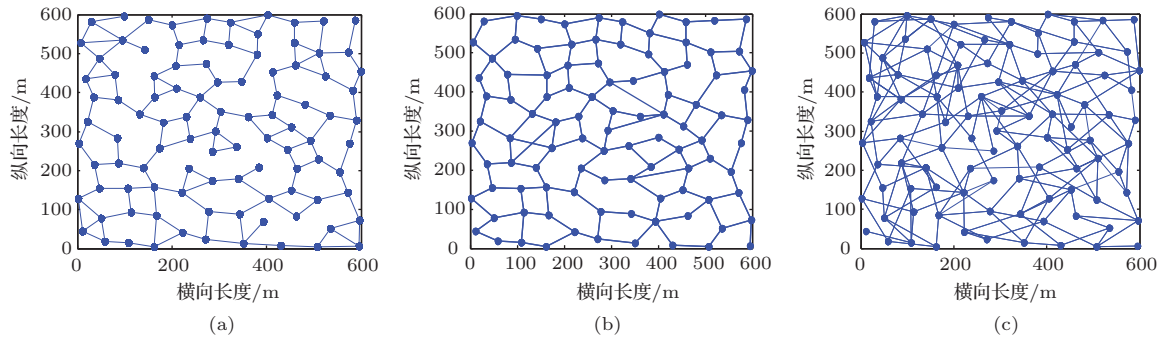


图7 算法拓扑图对比 (a) TC-EBAR 拓扑; (b) EBPQA 拓扑; (c) POA 拓扑

Fig. 7. Comparison of topologies generated by using TC-EBAR, EBPQA and POA: (a) topology derived by TC-EBAR; (b) topology derived by EBPQA; (c) topology derived by POA.

6.3 生命周期对比

生命周期对比实验中, 同样在 $600\text{ m} \times 600\text{ m}$ 的范围内分别随机布置 80, 110 个节点, 运行 TC-EBAR 算法. 观察死亡节点个数随算法运行轮数的变化, 如图 8 所示. 由图 8 可知, 当节点个数分别为 80, 110 时, 三种算法的死亡节点个数随着网络运行轮数的增加而增加. TC-EBAR 算法死亡节点个数始终小于 EBPQA 和 POA, 说明 TC-EBAR 算法能有效降低节点能量消耗, 保证网络生命期延长. 运行 TC-EBAR 算法时, 当网络节点总数为 80 时死亡节点个数低于节点总数为 110 时的死亡节点个数, 且节点总数为 110 时, 网络中死亡节点个数相差不大, 说明节点分布越密集, 死亡节点个数越接近.

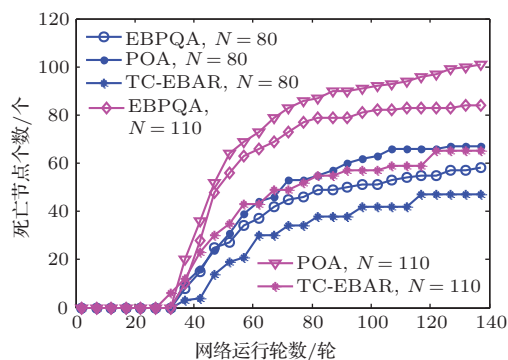


图 8 (网刊彩色) 网络生命期比较

Fig. 8. (color online) Network lifetime.

6.4 能量对比

下面对比三种算法的节点能量, 在 $600\text{ m} \times 600\text{ m}$ 的范围内随机部署 100 个节点, 设定三种算法的节点初始能量相同. 记录全局网络节点的剩余能量和剩余能量标准差, 结果如图 9 和图 10 所示.

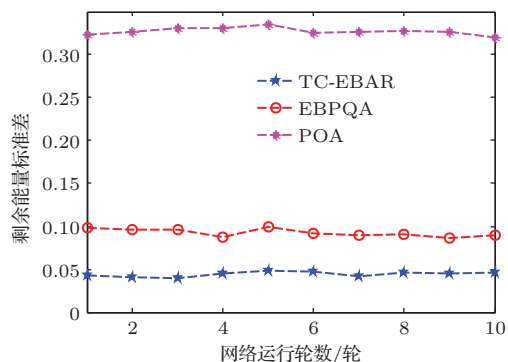


图 9 剩余能量标准差对比

Fig. 9. Standard deviation of residual energy.

从图 9 可以看出, TC-EBAR 算法的网络剩余能量标准差低于 EBPQA 和 POA, 说明 TC-EBAR 算法得到的拓扑中每个节点的剩余能量更接近平均值, 能使节点完成更多传输任务, 延长网络生命周期. 图 10 显示了每个节点的剩余能量对比情况, 该图直观地显示出 TC-EBAR 算法中节点剩余能量接近 29.8, 高于 EBPQA 和 POA, 并且在网络运行的过程中, 节点剩余能量变化缓慢. 说明 TC-EBAR 算法中节点的能量消耗速度小, 意味着节点能量消耗时间的延长.

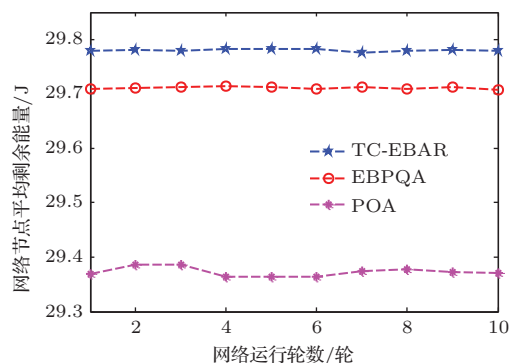


图 10 网络节点平均剩余能量对比

Fig. 10. Comparison of network's average residual energy.

6.5 平均节点度对比

在 $600\text{ m} \times 600\text{ m}$ 的范围内随机部署 100 个节点, 在此状态下仿真实验 10 轮, 每轮实验执行 10 次 TC-EBAR 算法、EBPQA 和 POA 后, 取节点度平均值, 得到图 11 所示曲线. 由图 11 可知: POA 得到的全网平均节点度为 4; TC-EBAR 算法的全网平均节点度在 3—4 之间变化, 且变化幅度缓慢; EBPQA 全网平均节点度在 2—3 之间变化. 网络的健壮性和稀疏性可以用网络的平均节点度来衡量. 平均节点度大, 说明网络健壮性好, 抗毁性强, 但是节点度太高容易造成网络干扰和冲突严重; 平均节点度小说明网络抗毁性能差, 健壮性弱, 时延增加. 因此构建拓扑时需要调整网络平均节点度来兼顾网络的健壮性和稀疏性. 图 11 显示出 TC-EBAR 算法节点度介于 EBPQA 和 POA 中间, 降低了网络干扰, 减小了网络跳数和传输时延, 增大了网络健壮性.

当节点度为 1 时, 网络拓扑不连通; 当节点度为 2 时, 若拓扑中任意一节点被孤立或死亡, 会出现网络断开的情况. TC-EBAR 算法的平均节点度在 3—4 之间变化, 能够保证网络的可靠性. 且在此

节点度下, 节点的通信度量值和实际生存时间能够保证达到较好的效果.

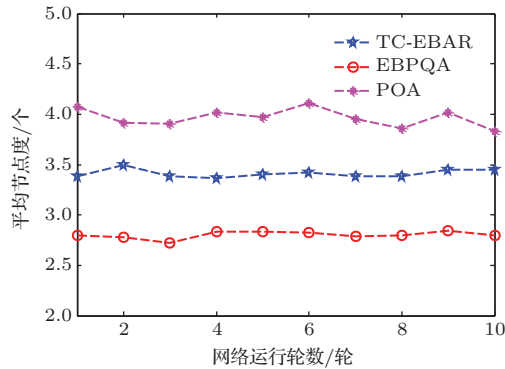


图 11 平均节点度比较

Fig. 11. Comparison of average node degree.

7 结 论

本文首先构建节点的生存概率, 求出节点在网络中不失效的概率; 并依据该生存概率建立节点能量度量模型, 得到任意节点参与信息传递的过程中消耗的能量总和; 根据节点能量度量构建节点通信度量, 通信度量直观显示出任意节点的剩余能量与节点总能耗的关系, 当取最优节点度时能够保证通信度量值达到最大. 在网络中由于节点被孤立或者死亡造成节点的实际参与信息传递的时间小于其理论生存时间. 所以构建节点 ASTM 来反映节点能够参与信息传输的时间, 当取最优节点度时能够保证节点实际生存时间达到最大. 最后基于以上模型建立了 WSN 中 TC-EBAR 算法, 仿真结果表明, 该算法得到的拓扑能耗均衡, 生命周期延长, 网络健壮性更强.

参考文献

- [1] Zhang C, Fei S M, Zhou X P 2012 *Chin. Phys. B* **21** 120101
- [2] Wang Y Q, Yang X Y 2013 *Chin. Phys. B* **22** 040206
- [3] Tong X J, Zuo K, Wang Z 2012 *Acta Phys. Sin.* **61** 030502 (in Chinese) [佟晓筠, 左科, 王嵩 2012 物理学报 **61** 030502]
- [4] Huang J W, Feng J C, Lü S X 2014 *Acta Phys. Sin.* **63** 050502 (in Chinese) [黄锦旺, 冯久超, 吕善翔 2014 物理学报 **63** 050502]

- [5] Naincy J, Abhishek M 2014 *Int. J. Innov. Adv. Computer Sci.* **3** 19
- [6] Liu B, Dong M R, Yin R R, Yin W X 2014 *Chin. Phys. B* **23** 070510
- [7] Xu D D, Zhang Y 2008 *Chin. J. Sensors Actuat.* **21** 1909 (in Chinese) [徐丹丹, 章勇 2008 传感技术学报 **21** 1909]
- [8] Zhang Y X 2012 *M. S. Dissertation (Hebei: Yanshan University)* (in Chinese) [张亚晓 2012 硕士学位论文 (河北: 燕山大学)]
- [9] Marks M 2012 *Proceedings of 26th European Conference on Modelling and Simulation* Koblenz, Germany, May 29–June 1, 2012 p540
- [10] Wu M, He Y, She J H, Liu G P 2004 *Automatica* **40** 1435
- [11] Qiu L J, Jiang Y, Hu C Q 2011 *Transducer Microsys. Technol.* **30** 1 (in Chinese) [邱丽娟, 姜宇, 胡成全 2011 传感器与微系统 **30** 1]
- [12] Tao W H, Chen C L, Yang B, Guan X P 2010 *Proceedings of the 12th IEEE International Conference on Communication Technology* Nanjing, China, November 11–14, 2010 p1299
- [13] Chen B, Wang L L 2011 *J. Comput. Inform. Sys.* **7** 1198
- [14] Othman J B, Bessaoud K, Bui A, Pilard L 2013 *J. Comput. Sci.* **4** 199
- [15] Purohit G N, Sharma U 2012 *Int. J. Contemp. Math. Sci.* **7** 227
- [16] Abdallah A E, Fevens T, Opatrny J 2013 *Ad Hoc Sens. Wirl. Netw.* **19** 21
- [17] Liu H R, Yin R R, Hao X C, Dou J J, Bi W H 2009 *J. Electro. Infor. Techn.* **31** 2751 (in Chinese) [刘浩然, 尹荣荣, 郝晓辰, 窦晶晶, 毕卫红 2009 电子与信息学报 **31** 2751]
- [18] Zhao X J, Zhuang Y, Zhao J, Xue T T 2010 *J. Electron. Inform. Technol.* **32** 2231 (in Chinese) [赵学健, 庄毅, 赵洁, 薛佟佟 2010 电子与信息学报 **32** 2231]
- [19] Mizanian K, Yousefi, H, Jahangir A H 2009 *Proceedings of the 2009 IEEE Sarnoff Symposium* Princeton, USA, March 30–April 1, 2009 p1
- [20] Heinzelman W R, Chandrakasan A, Balakrishnan H 2000 *Proceedings of the 33rd Annual Hawaii International Conference on System Sciences* Maui, USA, January 4–7, 2000 p1
- [21] Yin R R, Liu B, Liu H R, Hao X C 2012 *J. Electron. Inform. Technol.* **34** 2375 (in Chinese) [尹荣荣, 刘彬, 刘浩然, 郝晓辰 2012 电子与信息学报 **34** 2375]
- [22] Kleinrock L, Silvester J 1978 *Proceedings of the National Telecommunications Conference* Birmingham, USA, March 27, 1978 p1

Energy balance and robustness adjustable topology control algorithm for wireless sensor networks^{*}

Hao Xiao-Chen[†] Liu Wei-Jing Xin Min-Jie Yao Ning Ru Xiao-Yue

(School of Electrical Engineering, Yanshan University, Qinhuangdao 066004, China)

(Received 19 July 2014; revised manuscript received 15 November 2014)

Abstract

In wireless sensor networks, the interference around the application environment may cause the actual distance between any pair of nodes to fail to be measured accurately. Enclosure graph (EG) model uses this distance between nodes as its weight to construct the topology, which does not fully consider the interference. Consequently it will lead to a large amount of energy consumption induced by the application environment. Even it shortens the survival time. According to the feature of network energy inequality in a wireless sensor network and the defect of EG, we first introduce the adjustable factor of node degree, establish a model of communication metric and a model for the node actual survival time. Then according to the demand of network energy equalization and maximum network lifetime, we quantitatively analyze the network node degree, and achieve its regular pattern. In accordance with this regular pattern and sufficient conditions of function extremum, the maximum node energy consumption and the maximum node actual survival time are deduced. And the corresponding optimal node degree is achieved. Finally, according to the above model, in this paper we propose an energy balance and robustness adjustable topology control algorithm for wireless sensor networks. Theoretical analyses show that this algorithm can guarantee that the network is connected and the link of the network is bi-directionally connected. Experiments show that the network takes advantage of this optimal node degree to obtain the high robustness, thus guaranteeing that the information can be transferred unfailingly. This algorithm can effectively balance the node energy, improve the node survival time, enhance the network robustness, and prolong the network's lifetime.

Keywords: wireless sensor networks, node degree, communication metric, node actual survival time

PACS: 01.20.+x, 05.65.+b, 05.70.Np

DOI: 10.7498/aps.64.080101

^{*} Project supported by the National Natural Science Foundation of China (Grant No. 61403336), the China Postdoctoral Science Foundation (Grant No. 2012M520596), and the Independent Research Project Topics A Category for Young Teacher of Yanshan University, China (Grant No. 13LGA008).

[†] Corresponding author. E-mail: haoxiaochen@ysu.edu.cn