

一种基于势博弈的无线传感器网络拓扑控制算法

李小龙 冯东磊 彭鹏程

A potential game based topology control algorithm for wireless sensor networks

Li Xiao-Long Feng Dong-Lei Peng Peng-Cheng

引用信息 Citation: *Acta Physica Sinica*, 65, 028401 (2016) DOI: 10.7498/aps.65.028401

在线阅读 View online: <http://dx.doi.org/10.7498/aps.65.028401>

当期内容 View table of contents: <http://wulixb.iphy.ac.cn/CN/Y2016/V65/I2>

您可能感兴趣的其他文章

Articles you may be interested in

一种自适应前向均衡与判决均衡组合结构及变步长改进算法

The novel feed forward and decision feedback equalizer structures and improved variable step algorithm

物理学报.2015, 64(23): 238402 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.64.238402>

二进制信号的混沌压缩测量与重构

Chaotic compressive measurement and reconstruction of binary signals

物理学报.2015, 64(19): 198401 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.64.198401>

认知无线网络中基于抢占式排队论的频谱切换模型

Spectrum handoff model based on preemptive queuing theory in cognitive radio networks

物理学报.2015, 64(10): 108403 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.64.108403>

无线携能通信系统中基于能量获取比例公平的波束成形设计

Beamforming design based on energy harvesting proportional fairness in a simultaneous wireless information and power transfer system

物理学报.2015, 64(2): 028402 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.64.028402>

多值数据的自适应脉冲宽度调制预加重方法

A method of adaptive pulse width modulation for multiple-valued data transmission

物理学报.2015, 64(1): 018402 <http://dx.doi.org/10.7498/aps.64.018402>

一种基于势博弈的无线传感器网络拓扑控制算法*

李小龙¹⁾²⁾ 冯东磊^{1)†} 彭鹏程¹⁾

1)(桂林电子科技大学计算机科学与工程学院, 桂林 541004)

2)(桂林电子科技大学, 广西可信软件重点实验室, 桂林 541004)

(2015年7月31日收到; 2015年10月8日收到修改稿)

在实际的应用中, 无线传感器网络常常由大量电池资源有限的传感器节点组成. 如何降低网络功耗, 最大化网络生存时间, 是传感器网络拓扑控制技术的重要研究目标. 随着传感节点的运行, 节点的能量分布可能越来越不均衡, 需要在考虑该因素的情况下, 动态地调整节点的网络负载以均衡节点的能耗, 达到延长网络生存时间的目的. 该文引入博弈理论和势博弈的概念, 综合考虑节点的剩余能量和节点发射功率等因素, 设计了一种基于势博弈的拓扑控制模型, 并证明了该模型纳什均衡的存在性. 通过构造兼顾节点连通性和能耗均衡性的收益函数, 以确保降低节点功耗的同时维持网络的连通性. 通过提高邻居节点的平均剩余能量值以实现将剩余能量多的节点选择作为自身的邻居节点, 提高节点能耗的均衡性. 在此基础上, 提出了一种分布式的能耗均衡拓扑控制算法. 理论分析证明了该算法能保持网络的连通性. 与现有基于博弈理论的DIA算法和MLPT算法相比, 本算法形成的拓扑负载较重、剩余能量较小的瓶颈节点数量较少, 节点剩余能量的方差较小, 网络生存时间更长.

关键词: 无线传感器网络, 拓扑控制, 势博弈

PACS: 84.40.Ua, 02.50.Le

DOI: 10.7498/aps.65.028401

1 引言

无线传感器网络由大量微型传感器节点组成, 由于节点能量有限且更换电池困难, 使得在设计无线传感器网络的算法协议时, 必须考虑节点的能量消耗. 如何均衡节点间的能量消耗, 以尽可能地延长网络生存时间, 是部署和应用传感器网络时面临的重要问题. 拓扑控制是无线传感器网络的关键技术之一, 在不影响网络性能和服务质量的前提下, 它能有效简化网络连接, 提高网络容量, 降低网络能量消耗和延长网络的生存时间^[1].

近年来, 国内外的研究人员提出了大量的拓扑控制算法. 目前有代表性的主要文献大略可分为如下几个方向: 1) 基于节点度或方向的拓扑控

制技术^[2,3]其基本特点是, 通过递增节点功率, 以满足邻居节点个数达到指定的数量或基于角度的约束条件; 2) 基于几何结构的拓扑控制算法^[4-13]通常利用一些典型的平面几何结构, 如Gabriel图、邻近图、本地最小生成树、Voronoi图^[12]和无标度网络^[13]等, 保证构造的网络拓扑具有连通、稀疏、对称和可分布式构造等好的属性; 3) 安全拓扑控制^[14]主要关注了节点失效对网络的影响, 研究容错的拓扑控制方法, 以容忍个别节点的失效或入侵.

无线传感器网络具有多跳的特性, 节点在数据转发的过程中, 为了节省能量可能会表现出自私的行为. 博弈论考虑了竞争游戏中个体的预测行为和实际行为, 能帮助指导个体做出合理的行为选择, 逐渐被许多学者用于研究拓扑控制问题^[15-21].

* 国家自然科学基金(批准号: 61462021, 61262074)和广西可信软件重点实验室开放项目(批准号: PF130549)资助的课题.

† 通信作者. E-mail: xlli@guet.edu.cn

Eidenbenz 等^[15]将拓扑控制问题转化成非合作博弈问题,并分析了寻找纳什均衡过程的复杂性,提出了3个连通性博弈算法.但算法不能保证纳什均衡的存在性,也没有证明所构建拓扑的能量有效性.文献^[16]提出了一种基于能量福利的拓扑控制博弈算法,采用社会学中社会福利函数的概念来计算能量福利,使得生成的拓扑能够均衡网络的能量消耗. Komali 等^[17]利用非合作博弈,设计了一种以节点发射功率和可通信的邻居节点个数为效益函数因子的拓扑控制博弈模型,提出了可以保证收敛的分布式的最优响应算法 MIA. 该算法能够获得具有局部最优特性的网络发射功耗,但算法中节点的不同执行顺序可能会导致产生不同的拓扑.作者基于 MIA 拓扑控制算法,提出了改进算法 DIA^[18]和 Local-DIA^[19]. DIA 算法生成的网络拓扑使得各节点在保证网络双向连通的情况下,最小化发射功率. DIA 算法不仅可以达到纳什均衡,而且还能保证构建拓扑的惟一性,消除了节点的执行顺序对拓扑结构的影响. Local-DIA 是局部 DIA 算法,有效地减少了算法执行过程中信息的交换次数. Sajjad 等^[20]提出了一种基于链路功耗的拓扑控制博弈算法 MLPT,其基本思想是:所有节点以最大功率运行最小跳数路由算法,节点计算经过其各个链路的路由路径的个数,然后计算各个链路功耗因子(功耗因子=路由路径数量×维持该链路的最小发射功率),各个节点轮流执行博弈.当一个节点执行博弈时,以最优响应策略选择最大化其收益函数的链路,并广播博弈后的功率,直到所有节点不再改变自身功率为止. Hao^[21]引入虚拟博弈的概念,提出了一种基于非完全信息博弈的分布式拓扑控制算法,减少了节点间信息交换的次数.

随着网络的运行,节点的能量分布可能越来越不均衡,需要在考虑节点剩余能量的情况下,动态地调整节点的网络负载以均衡节点的能耗.本文从能量高效及能耗均衡的角度出发,综合考虑节点的剩余能量和节点发射功率,为拓扑控制博弈模型设计了一种新的效用函数,进而提出了一种基于势博弈的分布式拓扑控制算法.仿真结果证明了在影响网络生存时间的重要指标上,如瓶颈节点的数量、节点平均发射功率、节点剩余能量方差等,该算法与 DIA 算法和 MLPT 算法相比,具有较好的优越性.

2 基于势博弈的拓扑控制模型 TCBPG

2.1 网络模型

从拓扑控制的观点来看,传感器网络可表示成一个无向图 $H = (N, E, \Omega)$, 其中节点集 $N = \{1, 2, \dots, n\}$ 代表所有传感器节点的集合. 设 n 个传感器节点随机部署在平面监测区域, 具有可能不相同的最大发射功率 p_i^{\max} , 其边集 E 代表节点集 N 中两节点之间通信链路的集合, $\Omega = [\omega_{ij}]$ 是一个矩阵, 其中 $\omega : E \rightarrow R^+$, $\omega(i, j)$ 是维持通信链路 (i, j) 所需要的最小功率. 定义向量 $p = (p_1, p_2, \dots, p_n) : p_i \in [0, p_i^{\max}]$, $G(p)$ 表示为所有的双向链路集合图, $G(p)$ 为 H 的一个子图. 若各节点均采用自身的最大功率 p_i^{\max} 通信, 形成的网络拓扑图则记为 G_{\max} . 对于本文来说, 我们只考虑 G_{\max} 是连通的情况.

2.2 博弈相关理论

策略博弈 Γ 包含 3 个要素: 1) 参与者 N , 2) 策略空间 S 和 3) 收益函数 u , 具体说明如下.

1) 参与者 $N = \{1, 2, \dots, n\}$, 其中 n 是博弈参与者的数量.

2) 策略空间 $S : S = \times_{i=1}^n S_i$, 其中 S_i 代表参与者 i 可选策略的集合, 若 i 存在 k 个可选策略, 则 $S_i = \{s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{ik}\}$, 简记为 $S_i = \{s_1, s_2, \dots, s_k\}$. 通常我们用 $s = (s_i, s_{-i}) \in S$ 表示一个策略组合, 其中 s_i 表示参与者 i 的策略选择, s_{-i} 表示其余 $n-1$ 个参与者的策略选择.

3) 收益函数 u , 表示为 $u = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$, 其中 $u_i(s_i, s_{-i}) : S \rightarrow R$ 表示第 i 参与者在策略组合 (s_i, s_{-i}) 所得到的收益.

纳什均衡是策略博弈中的一个重要概念. 当每一个参与博弈的游戏者都选择了自身的最优反应策略时, 在其他人策略不变的情况下, 没有人会主动背离他当前的策略选择, 此时各个游戏者的策略组合便称为纳什均衡.

定义 1 纳什均衡^[22]. 一个策略组合 $s^* = (s_i^*, s_{-i}^*)$ 是一个博弈 $\Gamma = \langle N, S, u \rangle$ 的一个纳什均衡, 如果对于 $\forall i \in N$ 和 $\forall s_i \in S_i$,

$$u_i(s^*) \geq u_i(s_i, s_{-i}^*). \quad (1)$$

一个博弈可能有不止一个均衡, 或者根本不存在. 一些类型的博弈至少存在一个纳什均衡. 为了

保证纳什均衡的存在性, 文献 [21] 提出了一类特殊的策略式博弈——势博弈, 证明了其至少存在一个纳什均衡.

定义 2 序数势博弈 (ordinal potential game, OPG) 和序数势函数 (ordinal potential function, OPF) [23]. 一个策略博弈 $\Gamma = \langle N, S, u \rangle$ 是一个序数势博弈, 如果存在一个函数 $V : S \rightarrow R$, 对 $\forall i \in N$, $\forall s_{-i} \in S_{-i}$ 以及 $\forall a_i, b_i \in S_i$,

$$\begin{aligned} V(a_i, s_{-i}) - V(b_i, s_{-i}) &> 0 \\ \Leftrightarrow u_i(a_i, s_{-i}) - u_i(b_i, s_{-i}) &> 0. \end{aligned} \quad (2)$$

函数 V 称为 Γ 的序数势函数.

定理 1 [23] 如果策略博弈 $\Gamma = \langle N, S, u \rangle$ 是序数势博弈, 且 V 是其序数势函数, 则能够使其 V 最大化的策略组合 s^* 就是博弈 Γ 的一个纳什均衡.

因此, 如果我们能确定一个博弈的序数势函数, 就可以通过求使其序数势函数最大值的一个策略组合即是该博弈的一个纳什均衡.

定义 3 帕累托最优 (Pareto optimal, PO) [18]. 如果不存在一个策略向量 $s \in S$ 使得 $u_i(s^*) \leq u_i(s) \forall i \in N$ 并且至少存在一个 $\forall j \in N$ 使得 $u_j(s^*) < u_j(s)$ 成立, 那么策略向量 $s^* \in S$ 就是帕累托最优.

2.3 拓扑控制博弈模型 TCBPG 的建立

在拓扑控制博弈模型的建立中, 最为重要的是确定收益函数. 收益函数表示每个节点连接到网络时, 获得的收益和连接到网络所付出的代价的权衡. 对于每一个节点 $\forall i \in N$, 节点收益函数本文定义为

$$\begin{aligned} u_i(p_i, p_{-i}) &= f_i(p_i, p_{-i}) \left(\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)} \right) \\ &\quad - \alpha p_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)}, \end{aligned} \quad (3)$$

其中, α 和 β 为权重因子且都为正数, p_i 表示节点 i 的发射功率; p_{-i} 表示其他 $n - 1$ 个节点的发射功率; $f_i(p_i, p_{-i})$ 表示网络的连通性, 当 $f_i(p_i, p_{-i}) = 1$ 时, 表示网络是连通的, 即节点 i 可以通过双向链路与其他所有节点通信, 否则 $f_i(p_i, p_{-i}) = 0$ 网络不连通, 显然 $f_i(p_i, p_{-i})$ 为单调非递减函数, 即对于任意的节点 $\forall i \in N$ 且其发射功率 $p_i > q_i$ 时, $f_i(p_i, p_{-i}) \geq f_i(q_i, p_{-i})$; p_i^{\max} 表示节点 i 的最大发射功率.

$$\overline{E_i(p_i)} = \frac{1}{k} \sum_{j=1}^k \frac{E_r(j)}{E_o(j)},$$

j 表示节点 i 在功率 p_i 时的一跳邻居节点, $E_r(j)$ 表示节点 j 的剩余能量, $E_o(j)$ 表示 j 的初始能量.

$$\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)}$$

表示在网络连通时获得的收益, 显然,

$$\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)} \geq \alpha p_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)}$$

表明维持网络连通比节约节点能耗更重要.

收益函数中 $f_i(p_i, p_{-i})$ 表示网络中节点的可达性. 网络保持连通是对拓扑控制技术的一个基本要求, $f_i(p_i, p_{-i})$ 作为收益函数的重要因子, 在节点通过降低功率增加收益的情况下, 该因子可保证节点经过多轮博弈后一直维持网络的连通性. 能量消耗均衡对于最大化网络生存时间的拓扑控制来说也极为重要, 假如网络中节点的能量消耗非常不均衡, 一些节点的能量会迅速耗尽, 从而导致整个网络生存时间提前终止. 收益函数中的 $\overline{E_i(p_i)}$ 表示节点为了提高邻居节点平均的剩余能量值, 倾向于将剩余能量多的节点作为其邻居节点, 参与转发任务, 以增大收益函数值. 该选择策略有助于使节点间的能量消耗保持平衡. 收益函数的最后一部分 $\alpha p_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)}$, 在节点剩余能量降低后, 这部分在整个函数中所占的比例将变大, 意味着节点在剩余能量少且维持网络连通性的情况下, 降低能耗延长生存时间更为重要.

2.4 模型分析

定理 2 拓扑控制的博弈模型 TCBPG 是一个序数势博弈. 其序数势函数的定义为

$$\begin{aligned} V(p_i, p_{-i}) &= \sum_{i \in N} \left[f_i(p_i, p_{-i}) \left(\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)} \right) \right. \\ &\quad \left. - \alpha p_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)} \right]. \end{aligned} \quad (4)$$

证明 依据 (3) 式定义收益函数, 不妨假设 p_i 和 q_i 是节点 i 的可选发射功率, 则节点 i 分别选择 p_i 和 q_i 时的收益差为

$$\begin{aligned} \Delta u_i &= u_i(p_i, p_{-i}) - u_i(q_i, p_{-i}) \\ &= f_i(p_i, p_{-i}) \left(\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)} \right) \\ &\quad - f_i(q_i, p_{-i}) \left(\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(q_i)} \right) \\ &\quad - \alpha (p_i - q_i) \frac{E_o(i)}{E_r(i)} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 &= \alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} [f_i(p_i, p_{-i}) - f_i(q_i, p_{-i})] \\
 &\quad + \beta \left[f_i(p_i, p_{-i}) \overline{E_i(p_i)} - f_i(q_i, p_{-i}) \overline{E_i(q_i)} \right] \\
 &\quad - \alpha (p_i - q_i) \frac{E_o(i)}{E_r(i)}. \quad (5)
 \end{aligned}$$

类似的,

$$\begin{aligned}
 \Delta V &= V(p_i, p_{-i}) - V(q_i, p_{-i}) \\
 &= \sum_{i \in N} \left[f_i(p_i, p_{-i}) \left(\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)} \right) \right. \\
 &\quad \left. - \alpha p_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)} \right] \\
 &\quad - \sum_{i \in N} \left[f_i(q_i, p_{-i}) \left(\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(q_i)} \right) \right. \\
 &\quad \left. - \alpha q_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)} \right] \\
 &= \alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} [f_i(p_i, p_{-i}) - f_i(q_i, p_{-i})] \\
 &\quad + \beta \left[f_i(p_i, p_{-i}) \overline{E_i(p_i)} - f_i(q_i, p_{-i}) \overline{E_i(q_i)} \right] \\
 &\quad - \alpha (p_i - q_i) \frac{E_o(i)}{E_r(i)} \\
 &\quad + \sum_{j \in N, j \neq i} [f_j(p_i, p_{-i}) - f_j(q_i, p_{-i})] \\
 &\quad \times \left(\alpha p_j^{\max} \frac{E_o(j)}{E_r(j)} + \beta \overline{E_j(p_j)} \right),
 \end{aligned}$$

因此, 可以得到

$$\begin{aligned}
 \Delta V &= \Delta u_i + \sum_{j \in N, j \neq i} [f_j(p_i, p_{-i}) - f_j(q_i, p_{-i})] \\
 &\quad \times \left(\alpha p_j^{\max} \frac{E_o(j)}{E_r(j)} + \beta \overline{E_j(p_j)} \right). \quad (6)
 \end{aligned}$$

由于 $f_i(p_i, p_{-i})$ 为单调非递减函数, 而且

$$\alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i)} \geq \alpha p_i \frac{E_o(i)}{E_r(i)} \forall i,$$

因此,

$$\begin{aligned}
 &\Delta u_i \\
 &= \begin{cases} \geq 0 & \text{当 } p_i > q_i \text{ 且 } f_i(p_i, p_{-i}) > f_i(q_i, p_{-i}), \\ \leq 0 & \text{当 } p_i < q_i \text{ 且 } f_i(p_i, p_{-i}) < f_i(q_i, p_{-i}), \\ \geq 0 & \text{当 } p_i > q_i \text{ 且 } f_i(p_i, p_{-i}) = f_i(q_i, p_{-i}), \\ < 0 & \text{当 } p_i > q_i \text{ 且 } f_i(p_i, p_{-i}) = f_i(q_i, p_{-i}), \\ \geq 0 & \text{当 } p_i < q_i \text{ 且 } f_i(p_i, p_{-i}) = f_i(q_i, p_{-i}), \\ < 0 & \text{当 } p_i < q_i \text{ 且 } f_i(p_i, p_{-i}) = f_i(q_i, p_{-i}). \end{cases} \quad (7)
 \end{aligned}$$

(6) 式的第二项与 (7) 式的前两项同号, 因此 ΔV 和 Δu_i 同号; 由 (7) 式的后 4 项可知, (6) 式的第

二项等于 0, 即 $\Delta V = \Delta u_i$. 综上所述, $\text{sgn}(\Delta V) = \text{sgn}(\Delta u_i)$. 因此, 由定义 2 可知, $V(p_i, p_{-i})$ 是博弈的一个序数势函数, 博弈是一个序数势博弈.

推论 1 拓扑控制的 TCBPG 模型一定存在纳什均衡.

证明 根据定理 2, (4) 式所示的函数 V 正是 TCBPG 模型的序数势函数. 由定理 1 可知, 最大化其序数势函数的策略组合就是该模型的纳什均衡解. 而任意节点 i 的可选发射功率, 即参与者 i 的可选策略都是有限的, 故一定存在使 V 达到最大值的策略组合, 该策略组合即为 TCBPG 模型的解. 推论 1 得证.

3 分布式能耗均衡拓扑控制算法 DEBA

为了能够以分布式方式求解 TCBPG 模型, 根据之后算法执行步骤的具体描述, 节点运行分布式能耗均衡拓扑控制算法 DEBA 需要满足以下假设条件: 1) 网络中所有节点有唯一的 ID; 2) 能获取一跳邻居节点的 ID、剩余能量和节点之间通信所需要的最小功率; 3) 能以分布式方式判断整个网络的连通性. 对于条件 1), 网络在部署前通过对节点烧制运行程序即可实现; 对于条件 2), 节点可通过向邻居节点广播查询信息来完成上述信息的获取; 对于条件 3), 以分布式方法判断无线自组织网络的连通性, 目前已取得了较多的研究成果, 本文采用了文献 [22] 中的 PADRA 算法 (具体执行过程请参考该论文). DEBA 算法包含了如下 3 个阶段: 1) 邻居发现阶段, 获得自身以最大功率运行条件下邻居节点的 ID、剩余能量和维持节点之间通信所需要的最小功率; 2) 博弈执行阶段, 各个节点根据邻居节点的剩余能量等信息, 执行博弈策略, 选择合适的功率策略; 3) 拓扑维持阶段, 根据自身的剩余能量比例低于预定阈值事件, 或按照周期性时间, 重新执行邻居发现过程和博弈执行过程. 各个阶段的执行过程具体描述如下.

3.1 邻居发现阶段

每个节点 i 初始化自身的功率为最大功率 p_i^{\max} , 广播“邻居发现信息”(其中包含节点 ID, p_i^{\max} 和剩余能量), 并收集来自接收到邻居节点发送的 ACK 信息. 当任一节点 j 接收到节点 i 的广播信息后, 采用文献 [9] 中的自由空间模型计算 i 到节点 j

所需要的最小功率 p_{ij} , 节点 j 发送 ACK 信息 (包含节点 j 的 ID、剩余能量和 p_{ij}). 节点 i 接收到节点 j 的 ACK 信息后, 将节点 j 的 ID、剩余能量、 p_{ij} 加到自己的邻居列表中. 通过信息交换各节点生成自己的策略集 $P_i = \{p_i^{\max} = p_i^0, p_i^1, \dots, p_i^k = p_i^{\min}\}$, 其中 k 为 i 的一跳邻居节点个数 $p_i^j \geq p_i^{j+1} \forall j \in [0, k-1]$.

3.2 博弈执行阶段

所有节点通过随机或者是按照节点 ID 序号来轮流执行博弈确定其功率, 每轮只有一个节点调整其功率, 其他节点保持其功率不变. 当一个节点执行博弈后, 发送控制信息来通知其他节点. 为了收敛至纳什均衡, 本文采用较优反应 (Better-Response) 策略更新方案, 文献 [23] 中证明了一个有限序数势博弈, 较优反应策略一定在有限步内收敛至纳什均衡. 博弈执行过程中, 如果节点通过选择与当前功率相比等级较低的功率, 对应的收益函数值增大, 则节点会调整等级较低功率值作为当前功率, 并重新计算自己的邻居节点集合. 否则, 节点保持当前功率不变. 也就是说, 对于任意节点 i , 假设其当前的功率为 $p_i^m, m = 1, 2, \dots, k-1$, 那么节点 i 选择的功率为: $p_i = \arg \max_{q_i \in \{p_i^m, p_i^h\}} u_i(q_i, p_{-i}), p_i^h$ 是节点 i 当前可选的功率. 博弈执行的过程伪代码如下:

Algorithm 1 (G_{\max}) \rightarrow (G_{\max}, \hat{p})

```

1: 对于所有的节点, 设置其参数  $h = 0$ ;
2:  $\hat{p}_i = p_i^h \forall i \in N$ 
3:  $\hat{P} = \{\hat{p}_1, \hat{p}_2, \dots, \hat{p}_n\}$ 
3: do
4: For all  $i \in N$  do
5:  $h = h + 1$ 
6:  $\hat{p}_i = \arg \max_{q_i \in \{\hat{p}_i, p_i^h\}} u_i(q_i, \hat{p}_{-i})$ 
7: End for
8: while ( $\hat{P}$  无变化)
    
```

3.3 拓扑维护阶段

为了使节点间的能量消耗在运行的过程中保持均衡, 网络拓扑应动态地进行调整以均衡节点间的能量开销. 每个节点根据自己当前的剩余能量, 设定一个时间周期或者如果节点的能量降低某个

等级时 (如低于初始能量的 25%), 重新执行拓扑生成算法以平衡节点的负载.

3.4 算法特性分析

定理 3 如果 G_{\max} 是一个连通网络, DEBA 算法收敛于能够保持网络 G_{\max} 连通特性的纳什均衡状态.

证明 由定理 2 可知, TCBPG 模型是一个序数势博弈, 文献 [23] 中证明了一个有限序数势博弈, 较优反应策略可以收敛至纳什均衡. 在本文提出的 DEBA 算法中, 节点通过调整自己的选择策略 (即降低节点的功率值) 不断增加自身的效益函数值, 直到所有节点的选择策略不再发生改变. 显然, 这种状态即为纳什均衡状态. 对于所有节点来说, 节点通过较优反应策略降低自己的发射功率到保持网络连通的纳什均衡状态才有意义. 下面我们将用反证法证明每个节点将自己的功率从一个较大的值降低到一个较小的值时来获得更大效益的时候网络是连通的. 假设节点 i 在低功率 $p_i^h < p_i^m$ 时获得更大的收益, 在其他节点功率 p_{-i} 不变的情况下, 网络是不连通的, 即

$$u_i(p_i^h, p_{-i}) = -\alpha p_i^h \frac{E_o(i)}{E_r(i)} > \alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i^m)} - \alpha p_i^m \frac{E_o(i)}{E_r(i)},$$

这意味着

$$\alpha p_i^m \frac{E_o(i)}{E_r(i)} - \alpha p_i^h \frac{E_o(i)}{E_r(i)} > \alpha p_i^{\max} \frac{E_o(i)}{E_r(i)} + \beta \overline{E_i(p_i^m)}.$$

由于 α 和 β 均为正数, 而 $\beta \overline{E_i(p_i^m)} \geq 0$, 故不等式不成立. 从而得到每一轮博弈执行 DEBA 算法后, 网络都是连通的. 定理 3 得证.

定理 4 DEBA 算法收敛于帕累托最优纳什均衡状态.

证明 根据定理 3, 博弈收敛于纳什均衡, 且保留了 G_{\max} 连通特性. 首先, 没有一个节点能够通过继续降低自己的功率来获取更高的效益, 若继续降低功率只会降低自己的效益, 使网络不连通. 那么就违背了定义 1. 其次, 也不存在 $m (m \geq 2)$ 个节点在保证网络连通的前提下同时降低功率来增加自身效益. 假定某个节点能够通过降低自身功率来增加效益的话, 网络必然不连通, 其他节点则必须增大功率来维持网络连通, 显然其他节点的效益就会降低. 根据定义 3, DEBA 算法收敛于帕累托最优纳什均衡.

4 实验仿真及相关比较

本节通过仿真实验来评价 DEBA 算法的性能, 并和 Komali 等提出的 DIA [18] 算法、文献 [20] 中的 MLPT 算法进行了比较, 实验采用 MatlabR2012b 仿真工具. 所有仿真实验假设 WSN 节点随机生成, 仿真实验参数如表 1 所列.

首先确定 DEBA 算法中的权重因子 α 和 β . 我们 60 个节点随机分布在目标区域内. 令 $\beta = 1$, 分析对网络拓扑性能的影响, 分别从节点的平均发射功率、邻居节点的平均剩余能量、平均节点度和节点间的平均最短跳数等方面来确定 α .

从图 1(a) 中可以看出, 节点的平均发射功率随着 α 的增加而减小; 图 1(b) 表明邻居节点的平均剩余能量整体上随着 α 的增大而降低; 在图 1(c) 中, 平均节点度随着 α 的增加而降低, $\alpha = 1$ 之后节点度差别比较小; 而图 1(d) 中节点间的平均最短跳数, 大致随着 α 的增加而增加, 在 $\alpha = 1$ 之后变化也基本不大. 从经验可知, 网络若具有低的平均

发射功率、高的邻居节点平均剩余能量、适中的节点度和较小的节点间平均最短跳数等特点, 暗含着该网络具有更好的拓扑结构. 从图 1 可以看出, α 设置为 1 时网络的结构更好, 因此本文后面的仿真中设置参数 $\alpha = 1, \beta = 1$.

表 1 仿真场景

Table 1. Simulation parameters.

参数	设置
目标区域	300 m × 300 m
通信半径	100 m
节点初始能量 E_0	50 J
接收门限	7×10^{-10} W
发射天线增益	1
接收天线增益	1
系统损耗	1
波长	0.1224 m
节点的初始剩余能量值	服从参数 λ 为 25 的泊松分布
实验次数	20

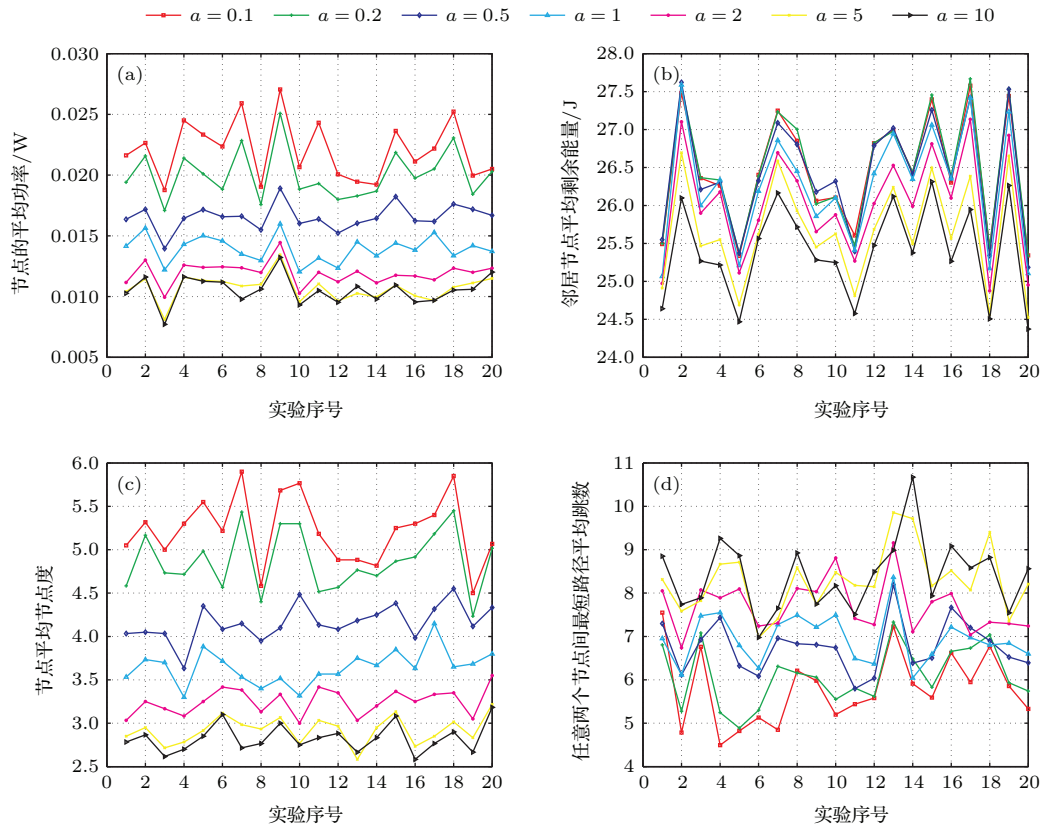


图 1 当 $\beta = 1$ 时, α 对网络性能指标的影响 (a) 节点平均发射功率; (b) 邻居节点平均剩余能量; (c) 平均节点度; (d) 最短路径平均跳数

Fig. 1. When $\beta = 1$, the value α 's impact of the network performance on (a) Average transmission power; (b) the average residual energy within nodes transmission range; (c) average node degrees; (d) the average hops of shortest path between two nodes.

为了将DEBA, DIA 和 MLPT 等三种算法形成的拓扑结构进行直观的比较, 我们将50个节点随机分布在目标区域内. 三种算法所构建的网络拓扑结构如图2所示(为了清晰, 拓扑图中的单向链路并未画出). 从图2可以看出, DIA 算法和MLPT 算法构建的拓扑中, 生成了比较多的剩余能量少且比周围邻居负载较重的“瓶颈”节点(圆圈中的节

点). 由于剩余能量少, 网络负载较大, 这些节点很可能在其他节点剩余能量较高的情况下过早死亡, 从而影响网络的连通情况, 造成网络瘫痪. 与DIA 和MLPT 算法相比, DEBA 算法构建的拓扑能够有效的减少前两种算法所产生的“瓶颈”节点, 均衡节点的负载, 使剩余能量多的节点更多地参与网络数据转发, 使节点的能量分布不均问题得到缓解, 有效地延长网络的生存时间.

为了比较网络的生存时间(根据现有文献对网络生存时间的常规定义, 本文采用了第一个节点死亡时网络的运行时间这个概念), 在第三个仿真试验中, 依次放置 30—100 个节点, 统计平均值. 图3是分别运行三种算法时获得的网络生存时间. 可以看出, 网络的生存时间随着节点数目的增加而变小. DEBA 算法比其他两种算法获得更长的生存时间, 这是因为DEBA 动态的根据节点的剩余能量调整了网络的拓扑结构, 使剩余能量多的节点负担更多的数据转发任务, 均衡了节点间的能耗. 而DIA 算法和MLPT 算法构建的拓扑没有考虑节点剩余能量的影响. 在图4中, DIA 算法、MLPT 算法和DEBA 算法得到节点的平均发射功率随着节点密度的增加而变小, DEBA 算法平均发射功率值略高于 DIA 算法但低于MLPT 算法. 图5和图6中, 三种算法得到的节点间最大跳数和节点间的平均最短跳数均随着节点密度的增加而变大. 但DEBA 算法这两个值均略高于 MLPT 算法但低于DIA 算法.

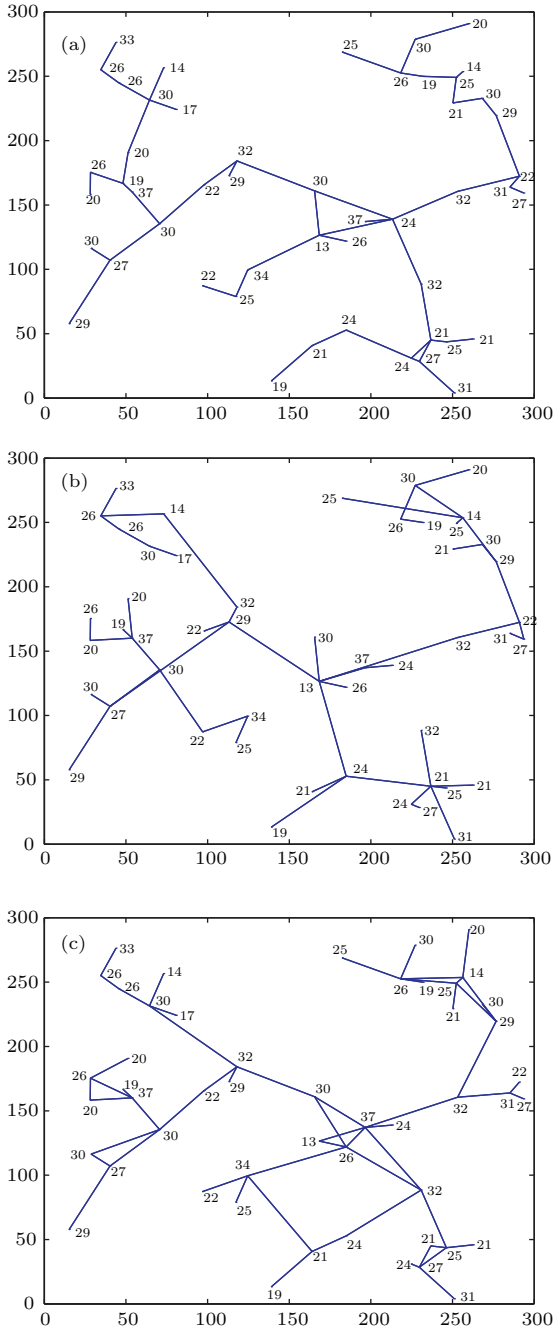


图2 WSN 不同拓扑结构的比较 (a) DIA 构建的拓扑; (b) MLPT 构建的拓扑; (c) DEBA 构建的拓扑
Fig. 2. Network topologies derived under different algorithms: (a) Topology derived under DIA; (b) topology derived under MLPT; (c) topology derived under DEBA.

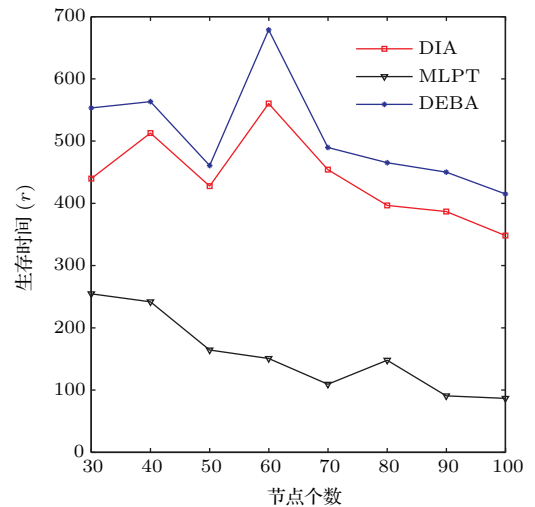


图3 平均生存时间比较
Fig. 3. Average network lifetime.

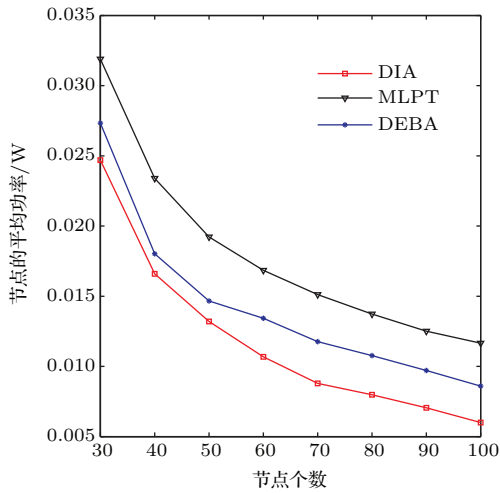


图4 平均发射功率比较

Fig. 4. Average transmission power.

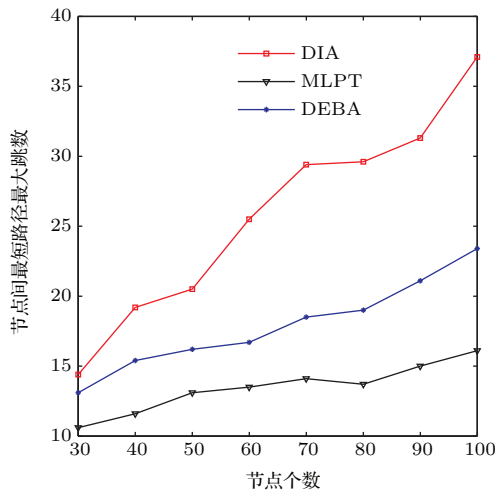


图5 节点间最短路径最大跳数比较

Fig. 5. The maximum hop of shortest path between two nodes.

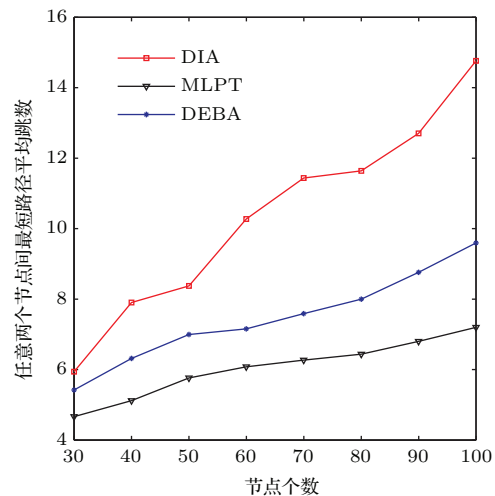


图6 节点间最短路径平均跳数比较

Fig. 6. The average hop of shortest path between two nodes.

由于MLPT和DIA没有考虑节点的剩余能量,为了公平性,我们仅运行了一次DEBA算法.图7表示节点剩余能量方差随着运行时间增加的变化情况.从图中可以看出,MLPT算法对应的节点剩余能量方差增长最快,这表明网络中的节点负载不均衡程度比较大,即节点的能耗差别巨大;DIA算法节点剩余能量方差随着时间的增长逐渐变大;而在DEBA算法中,节点剩余能量方差在开始阶段增长缓慢且有下降,随着时间的推移后来逐渐增大,但是增长的速率明显低于DIA算法和MLPT算法.这是因为DEBA算法考虑了节点的当前剩余能量,使剩余能量多的节点负担更多的数据转发任务,但由于没有进行拓扑维护,某些保持高功率的节点能量消耗比较快,导致整个网络的剩余能量方差变大.从图7可以看出,DEBA算法可以有效均衡节点间的能量消耗.

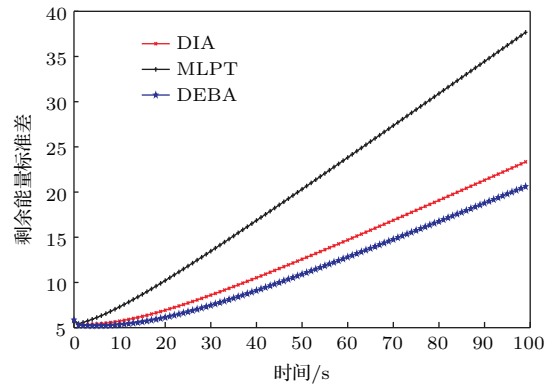


图7 节点剩余能量标准差比较

Fig. 7. standard deviation of residual energy.

5 结论

本文采用势博弈理论,对无线传感器网的拓扑控制问题进行了探究.为拓扑控制博弈模型TCBPG设计了一种综合考虑节点剩余能量和发射功率的收益函数,通过理论分析证明了模型是序数势博弈,存在纳什均衡.在此基础上设计了一种分布式算法DEBA,求解其纳什均衡时各个节点选择的功率等级.仿真结果表明,在保证网络的连通性前提下,该算法能有效降低节点的发射功率,减少了数据转发的时延;与现有基于博弈的DIA和MLPT算法相比,算法平衡了节点负载,使剩余能量少的节点尽可能少地参与网络的数据转发任务,避免了部分节点过早死亡,延长了整个网络的生存时间.

参考文献

- [1] Zhang X, Lu S L, Chen G H, Chen D X, Xie L 2007 *Journal of Software* **18** 943 (in Chinese) [张学, 陆桑璐, 陈贵海, 陈道蓄, 谢立 2007 软件学报 **18** 943]
- [2] Huang Y, Martínez J F, Díaz V H, Sendra J 2014 *Sensors* **14** 4762
- [3] Wattenhofer R, Li L, Bahl P, Wang Y M 2001 *Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies* Washington, USA, April 27–28, 2001 p1388
- [4] Zhang G, Zhang Z, Fan J 2010 *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems* **21** 1387
- [5] Tian Y, Sheng M, Li J, Zhang Y, Yao J, Tang D 2008 *Global Telecommunications Conference* New Orleans, USA, December 1–4, 2008 p1
- [6] Chu X, Sethu H 2014 *Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications* Larnaca, Cyprus, October 8–10, 2014 p556
- [7] Li N, Hou J C, Sha L 2005 *Wireless Communications* **4** 1195
- [8] Shang D, Zhang B, Yao Z, Li C 2014 *Communications and Networks* **16** 371
- [9] Wang X, Sheng M, Liu M, Zhai D, Zhang Y 2013 *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)* Shanghai, China, April 7–10, 2013 p1009
- [10] Li X H, Ge J Q, Zhang D F 2013 *Journal of Communication* **34** 35 (in Chinese) [李晓鸿, 葛静巧, 张大方 2013 通信学报 **34** 35]
- [11] Qiao J, Liu S, Duan W 2015 *International Journal of Distributed Sensor Networks* 2015
- [12] Fang W, Song X H 2014 *Acta Phys. Sin.* **63** 220701 (in Chinese) [方伟, 宋鑫宏 2014 物理学报 **63** 220701]
- [13] Liu Z Z, Wang F B 2014 *Acta Phys. Sin.* **63** 190504 (in Chinese) [刘洲洲, 王福豹 2014 物理学报 **63** 190504]
- [14] Bagci H, Korpeoglu I, Yazici A 2015 *Parallel and Distributed Systems* **26** 914
- [15] Eidenbenz S, Kumar V S, Zust S 2006 *Mobile Networks and Applications* **11** 143
- [16] Abbasi M, Faisal N 2015 *Sensors Journal* **15** 2344
- [17] Komali R S, MacKenzie A B 2006 *Proceedings of IEEE CCNC* Las Vegas, USA, January 8–10 2006 563
- [18] Komali R S, MacKenzie A B, Gilles R P 2008 *Mobile Computing* **7** 1057
- [19] Komali R S 2008 *Ph. D. Dissertation* (Virginia: Virginia Polytechnic Institute and State University)
- [20] Sajjad Z, Nasser Y, Amir N 2012 *Computer Networks* **56** 902
- [21] Hao X C, Zhang Y X, Jia N, Liu B 2013 *Wireless Personal Communications* **69** 1289
- [22] Fudenberg D, Tirole J 1991 *Game Theory* (New York: MIT Press)
- [23] Monderer D, Shapley L S 1996 *Games and Economic Behavior* **14** 124
- [24] Akkaya K, Senel F, Thimmapuram A, Uludag S 2010 *IEEE Transactions on Computers* **59** 258
- [25] MacKenzie A B, DaSilva L A 2006 *Synthesis Lectures on Communications* **1** 1

A potential game based topology control algorithm for wireless sensor networks*

Li Xiao-Long¹⁾²⁾ Feng Dong-Lei^{1)†} Peng Peng-Cheng¹⁾

1) (School of Computer Science and Engineering, Guilin University of Electronic Technology, Guilin 541004, China)

2) (School of Computer Science and Engineering, Guangxi Key Laboratory of Trusted Software, Guilin 541004, China)

(Received 31 July 2015; revised manuscript received 8 October 2015)

Abstract

In real-world applications, wireless sensor networks often consist of a large number of sensor nodes with constraint battery resources. How to reduce the power consumption of sensor nodes and maximize the network life, becomes the most important goal of topology control schemes in wireless sensor networks. During the operation of networks, sensor nodes may spend different levels of energy, and result in the uneven distribution of residual energy of sensor nodes. In order to extend the network life, it is essential to adjust the network burden of sensor nodes dynamically, so as to achieve energy balance among nodes under the consideration of different energy levels at nodes. In this paper, we introduce the game theory and the concept of game potential. By synthetically considering the factors of the residual energy and transmission power of nodes, a potential game based mathematical model of topology control is constructed. We prove the existence of Nash equilibrium. Through designing a payoff function, which takes into account both network connectivity and energy balance of nodes, the connectivity of sensor networks can be maintained while the power of sensor nodes is reduced. By increasing the average value of residual energy of neighbors, it enables to select nodes with more energy that reserves in neighborhood as neighbors, to improve the energy balance among nodes. Based on that, a distributed energy-balanced topology control algorithm (DEBA) is proposed. Theoretical analysis proves that the algorithm can maintain network connectivity. Compared with other existing game theory based algorithms DIA and MLPT, the topologies formed by the proposed algorithm have fewer bottleneck nodes which feature heavy traffic load and low residual energy, and smaller variance of node residual energy, thus achieving a longer life.

Keywords: wireless sensor networks, topological control, potential game

PACS: 84.40.Ua, 02.50.Le

DOI: 10.7498/aps.65.028401

* Project supported by the National Natural Science Foundation of China (Grant Nos. 61462021, 61262074) and the Opening Project of Guangxi Key Laboratory of Trusted Software, China (Grant No. PF130549).

† Corresponding author. E-mail: xlli@guet.edu.cn