

一种能耗均衡的传感器网络可靠拓扑博弈算法*

郝晓辰⁺, 张亚晓, 刘彬, 贾楠

(燕山大学 电气工程学院 自动化仪表系, 秦皇岛 066004)

Energy-Balanced and Reliable Topology Control Game Algorithm for Sensor Networks

HAO Xiao-Chen⁺, ZHANG Ya-Xiao, LIU Bin, JIA Nan

(Department of Automatic Instrument, Institute of Electrical Engineering, Yanshan University, Qinhuangdao 066004, China)

+ Corresponding author: E-mail: haoxiaochen@sohu.com, http://www.yzu.edu.cn

Hao XC, Zhang YX, Liu B, Jia N. Energy-Balanced and reliable topology control game algorithm for sensor networks. Journal of Software, 2011,22(Suppl.1):1-12. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/11001.htm>

Abstract: The wireless sensor network, which has a range of application values, is the important carrier for the Internet of Things and the key technology extending the covering area of Internet in the future. Due to the variability of communications environment and the diversity of communications service, topology control based on the information of monolayer faces a new challenge. This paper utilizes the game theory to involve the expected node degree, the connected factor and the Interference node numbers of MAC layer into the revenue function, which also constructs the game model of topology control. Next, the paper proves the existence of Nash equilibrium and proposes an energy-balanced and reliable topology control game algorithm (EBRGA) for sensor networks. Theoretic analysis and simulations validate that it could ensure networks good characteristics of connectivity, high reliability, fast convergence and energy equilibrium etc.

Key words: wireless sensor network; topology control; game theory

摘要: 无线传感器网络(wireless sensor network,简称 WSN)是物联网的重要载体,是未来延伸 Internet 覆盖范围的关键技术,具有广泛的应用价值.由于 WSN 通信环境的易变性和通信服务的多样性,使得基于单层信息设计的拓扑控制面临新的挑战.利用博弈理论将期望节点度,连通因子和 MAC 层干扰竞争节点数等跨层信息融入到收益函数中,建立拓扑控制博弈模型,并证明了该模型纳什均衡解的存在性,进而提出了一种能耗均衡的传感器网络可靠拓扑博弈算法(energy-balanced and reliable topology control game algorithm,简称 EBRGA).通过理论分析与仿真验证了其能够保证网络具有连通、可靠性高、收敛速度快、能耗均衡等良好特性.

关键词: 无线传感器网络;拓扑控制;博弈论

无线传感器网络(wireless sensor network,简称 WSN)作为物联网推广的重要载体,受到了国际信息领域的高度关注.由于 WSN 具有“无处不在,物物互联”的特点,在国防军事、国家安全、环境监测、医疗卫生、家庭等方面具有重要的应用价值^[1].网络的拓扑结构作为 WSN 的支撑骨架,对提高路由协议和 MAC 协议的效率,为数据融合,时间同步和目标定位等很多方面提供基础,延长整个网络的生存时间等方面有重要影响.如何通过有效

* 基金项目: 河北省自然科学基金(F2011203100)

收稿时间: 2011-05-02; 定稿时间: 2011-07-29

地控制方法获得优化的拓扑结构,使其在满足网络覆盖度和连通度的前提下延长网络的生命期,兼顾通信干扰、网络延迟、负载均衡、简单性、可靠性、可扩展性等其他性能^[2],成为一个亟待解决的问题。

目前,无线传感器网络拓扑控制方面的研究主要以最大限度地延长网络的生命期为设计目标,并集中于功率控制和睡眠调度两个主流研究方向.功率控制方面,当前已提出了一些解决方案,其基本思想都是通过降低发射功率来延长网络的生命.Narayanaswamy^[3],Kawadia 和 Kumar^[4]等人提出的与路由协议结合的功率控制算法,它是在保证连通性的前提下尽量减小发射功率,降低能耗;Kubisch^[5]等人提出的基于节点度的功率控制,是通过节点动态调整发射功率将节点度控制在合适的范围来降低网络能耗;Li 和 Hou^[6]等人提出的基于邻近图理论的拓扑控制算法利用精确的位置信息和特定的图形进行组网,形成能耗较小的拓扑;Wattenhofer 和 Li^[7]等人提出的基于方向的拓扑控制算法.在保证以节点为中心的一定角度内至少有 1 个邻居节点的前提下,节点使用最小发射功率来达到节能的目的.睡眠调度方面,Xing^[8],Chen^[9]以及 Kumar 等人^[10]提出的非层次型睡眠调度算法中,每个节点可以根据自己所能获得的信息,独立地控制自己在工作状态和睡眠状态之间的转换,从而节省能耗;Younis 和 Fahmy^[11],Xu^[12]等人提出的层次型网络的睡眠调度算法由簇头节点组成骨干网络,其他节点可以(当然未必)进入睡眠状态从而达到节能的目的。

然而拓扑控制除影响网络的生命周期外,还为 MAC 协议和路由协议提供拓扑基础,并对这些协议的性能有重要影响,如网络的吞吐量、鲁棒性、时延性和可靠性等.同时,这些性能指标的变化也会造成拓扑结构的不稳定,增加数据丢失和重传概率.WSN 中的物理层,MAC 层及网络层等各层相互制约,影响了各自对网络资源的利用.物理层的发射功率及传输速率影响了 MAC 层的接入控制及网络层的路由选择;MAC 层负责无线信道的划分及分配,限制了信源的可用带宽及分组延迟,从而影响着网络层的路由选择;网络层通过选择路由把分组传送到信宿,影响着 MAC 层的 QoS 及物理层的性能参数.因此,仅仅考虑能耗问题是片面的.2007 年南京大学谢立强教授的课题组对具有代表性的 LEACH 和 HEED 拓扑控制算法在真实环境下进行了大量实验,结果证实了上述结论^[2].可见,要获得高效的拓扑结构就应该综合考虑多方面因素,突破传统层间结构化模式.由于自组织网络的拓扑控制要求节点能够通过本地信息交换自主调整发射功率,而任意节点对自身发射功率的确定同时也会影响到其周围的邻居节点,这种相互独立又彼此影响的问题与博弈理论具有极大的相似性。

综上,本文将提取物理层、MAC 层以及网络层等协议层的特性参数,并将其融入博弈模型的收益函数.进而基于该博弈模型设计了一种能耗均衡的可靠拓扑博弈算法 EBRGA(energy-balanced and reliable topology control game algorithm),理论分析证明,该算法建立的拓扑中所有节点均能达到纳什均衡且彼此连通.仿真实验结果表明 EBRGA 算法构建的拓扑结构均衡,不仅增强了网络的鲁棒性和容错性,而且提高了网络可靠性等。

1 相关工作

近年来国内外的研究人员提出了许多拓扑控制算法,主要分为功率控制和睡眠调度两方面.由于睡眠调度方面的拓扑控制(如文献[8-12])不是本文主要的研究内容,在此不作详叙述。

与路由协议相结合的拓扑控制算法,如 COMPOW^[3]和 CLUSTERPOW^[4]等,其基本思想是所有的传感器节点使用一致的发射功率,在保证网络连通的前提下,将功率最小化.COMPOW 的缺点是它的消息开销,因为节点都不得与其他节点交换链路状态信息.在节点分布均匀的情况下,COMPOW 具有较好的性能.但是,一个相对孤立的节点会导致所有的节点使用很大的发射功率,导致能量的浪费.CLUSTERPOW 是对 COMPOW 的改进,但其开销也太大。

基于节点度的拓扑控制算法,如 LMA 和 LMN^[5]是两种周期性动态调整节点发送功率的分布式算法.其基本思想都是:以给定节点度的上限和下限为标准,每个节点动态地调整自己的发射功率,使得节点的度数落在上限和下限之间.这类算法利用少量的局部信息达到了一定程度的优化效果,它们不需要很强的时钟同步,但是基于节点度数的算法一般难以保证网络的连通性。

基于邻近图的拓扑控制算法,如 GG,YG^[13],RNG^[14],LMST^[15],DRNG,DLSS^[6]等.其基本思想是:所有节点以最大功率发射时形成的拓扑图为图 G ,定义为 $G=(V,E)$ 的形式, V 代表图中顶点的集合, E 代表图中边的集合, E 中

的元素可以表示为 (u,v) ,其中 $u,v \in V$,按照一定的规则 Q ,求出该图的邻近图 G' ,最后 G' 中每个节点以自己所邻接的最远通信节点来确定发射功率.在GG,RNG,YG中,功率扩展因子有界但节点度无界.在XTC和LMST中,节点度有界而功率扩展因子无界.这类算法都是基于某种几何结构,能够取得一些比较好的几何性质,如连通性、稀疏性等,并且能分布执行.但是,基于邻近图的算法一般需要精确的位置信息.

基于方向的拓扑控制算法,如CBTC(α)^[7]等,其基本思想是:节点 u 选择最小功率 $p_u(\alpha)$,使得在任何以 u 为中心的角度为 α 的锥形区域内至少有1个邻居节点.这种算法所构建的拓扑虽然具有节点度有界的特点,但是为了保证连通要求节点保持较大的度,并且证明了当 $\alpha \leq 5\pi/6$ 时,可以保证网络的连通性.

此外,Eidenbenz等首先将拓扑控制问题作为一个非合作博弈,并分析了寻找纳什均衡算法的复杂性.并提出了3个连通性博弈,但无法保证纳什均衡的存在,也无法证明所构建拓扑的能量有效性.Komali等人分析了ad hoc网络的拓扑控制并基于博弈 $\Gamma_1(N, A, u)$ 提出一种分布式的最佳响应拓扑控制算法,其基本思想是:所有节点功率从最大功率不断减小,一直到任何一个节点若再减小功率就无法保证网络连通为止.该算法能够保证各节点最终调整到维持全网双向连通的最小发射功率.随后又提出了基于博弈论的拓扑控制算法,如DIA^[16],Local-DIA^[17]等.DIA算法对基于博弈 $\Gamma_1(N, A, u)$ 的算法进行了改进,不仅可以达到纳什均衡,而且还能保证构建拓扑的唯一性,消除了节点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信息的交换次数,减少了算法执行带来的能耗.

2 拓扑控制博弈模型TCBG的建立

2.1 博弈相关理论

博弈的本意是对抗性游戏,针对利益冲突而产生,关注的是意识到彼此行动和策略能够互相影响的决策者们的行为.策略博弈又称标准型博弈,包含3个最基本的博弈要素,一般记作 $G = \{I, S, u\}$,具体说明如下:

(1) 参与者集合 I ,表示为 $I = \{1, 2, \dots, n\}$,其中 n 是博弈参与者的数量.

(2) 策略空间 S ,表示为 $S = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$,其中 S_i 代表参与者 i 所有策略组成的集合;如果参与者 i 存在 k 个可选策略,则 $S_i = \{s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{ik}\}$,简记为 $S_i = \{s_1, s_2, \dots, s_k\}$.

(3) 收益函数 u ,表示为 $u = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$,其中, $u_i(s_i, s_{-i}): S \rightarrow R$ 代表第 i 位参与者在策略组合 (s_i, s_{-i}) 下所得到的收益; s_{-i} 是除 i 以外的所有其余参与者的策略选择;任意策略组合 (s_i, s_{-i}) 是策略集合 n 重笛卡尔积中的一个元素,即 $(s_i, s_{-i}) \in S_1 \times S_2 \times \dots \times S_n$.

博弈是针对利益冲突而产生的,其最重要的目的也就是对冲突进行了解并预测出最后的结果.在均衡状态下,所有行为主体都没有积极主动偏离均衡状态的意愿,即使发生偏离,也会努力设法回到该均衡状态,因为均衡状态对于各参与者来说都是最优的.

定义 1(纳什均衡)^[18]. 一个策略组合 $s^* = \{s_1^*, s_2^*, \dots, s_n^*\}$ 是博弈 $G = \{I, S, u\}$ 的一个纳什均衡,如果对于任意参与者 $i \in I$ 和任意策略 $s_i \in S_i$,其收益函数均满足不等式(1):

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

对于一个博弈来说,纳什均衡既可能存在不止一个,也可能根本不存在.Monderer与Shapley分析研究了一类顺势博弈,并证明任意顺势博弈都至少存在1个纳什均衡.下面给出顺势博弈的定义和相关定理,具体证明过程参见文献[19],这里不再详细论述.

定义 2(顺势博弈&顺势函数)^[19]. 对于策略型博弈 $G = \{I, S, u\}$,如果存在一个函数 $V: S \rightarrow R$,对 $\forall i \in I$, $\forall p_{-i} \in S_{-i}$ 以及 $\forall p_i, q_i \in S_i$ 满足:

$$V(p_i, p_{-i}) - V(q_i, p_{-i}) > 0 \Leftrightarrow u_i(p_i, p_{-i}) - u_i(q_i, p_{-i}) > 0 \quad (2)$$

G 就是一个顺势博弈,函数 V 称为 G 的顺势函数.

定理 1^[19]. 如果策略博弈 $G = \{I, S, u\}$ 是顺势博弈且 V 是其顺势函数,则能够使 V 最大化的策略组合 s^* 就恰好是博弈 $G = \{I, S, u\}$ 的一个纳什均衡.

2.2 TCBG模型建立

在TCBG模型的建立中,关键问题是收益函数的确定.由于很难对节点获得的收益进行量化,因此,收益函数很难确定,本文将从以下3个方面考虑节点的收益问题:

① 考虑节点度.节点度关乎整个网络的生命期,对于最大化网络生命周期的拓扑控制来说极为重要,因此将节点 v_i 节点度的代价函数引入到收益函数中.定义节点度代价函数为 $y_i(p_i) = (n_s(p_i) - n_i)^2$, 其中, n_i 表示期望节点度,可根据具体的应用环境设置; $n_s(p_i)$ 表示节点 v_i 发射功率为 p_i 时单跳可达的节点数.

② 考虑链路层的网络连通性.网络的连通性是拓扑控制必须保证的网络性能,因此必须将连通性体现到收益函数中.定义连通性代价函数为 $f_i(s) = f_i(p_i, p_{-i}) = \begin{cases} 1, & \text{网络连通} \\ 0, & \text{网络不连通} \end{cases}$, 显然对任意节点 $v_i \in I$ 且发射功率 $p_i > q_i$ 时, $f_i(p_i, p_{-i}) \geq f_i(q_i, p_{-i})$.

③ 考虑 MAC 层的干扰竞争问题.定义节点 i 的传播范围为 d_i , 假设干扰竞争范围为 $d'_i = 2d_i$, 节点干扰竞争范围的大小与网络性能密切相关,节点的干扰竞争范围越小,信道复用度越高,从而网络的吞吐量越大,因此干扰竞争范围也应作为收益函数的来源之一.定义节点的干扰竞争影响函数为 $h_i(p_i) = N_i(d'_i) - N_i(d_i)$. 其中 $N_i(d_i)$ 表示以节点 v_i 为圆心, d_i 为半径的圆内的节点个数.

综上所述,定义节点 i 的收益函数为

$$u_i(p_i, p_{-i}) = f_i(p_i, p_{-i})(\alpha N^2 + \beta N) - \alpha(n_s(p_i) - n_i)^2 - \beta h_i(p_i) \quad (3)$$

其中, $\alpha N^2 + \beta N$, α , β 为权重因子且均为正数.这样设定是为了保证使网络连通的发射功率效益一定大于网络不连通的效益,避免选取非连通发射功率作为最终发射功率而造成的某些节点无法通信.因为网络连通时 $f_i(p_i, p_{-i}) = 1$, $u_i(p_i, p_{-i}) > 0$; 网络不连通时 $f_i(p_i, p_{-i}) = 0$, $u_i(p_i, p_{-i}) < 0$, 一定小于网络连通时的收益.节点度越大也就意味着发射功率越大,那么网络虽然连通却可能增多干扰节点数;反之,干扰节点数少却可能造成网络的不连通.因此,这三者之间是相互制约相互影响的.由收益函数可知,在保证网络连通前提下,节点度越靠近期望节点度,干扰节点数越少则收益越大.

根据博弈模型三要素,表 1 定义了拓扑控制博弈 $G = \{I, S, u\}$ 的框架.

Table 1 Framework of topology control game

表 1 拓扑控制博弈框架

Factors of topology control game	Relevant description
Player set I	$I = \{v_1, v_2, \dots, v_N\}$ where N is the number of nodes in network
Action set S	$p_i \in S_i$, p_i denotes the selectable power of node v_i , S_i is the selectable power set of node v_i , $s \in S = \times_{i=1}^N S_i$ is the space of all action vectors (tuple), where each component, p_i , of the vector s belongs to the set S_i , the set of the selectable powers of node v_i . we will denote action profile $s = (p_i, p_{-i})$ where p_i is the node v_i 's power and p_{-i} denotes the powers of other $N-1$ nodes. Here $0 < p_i \leq p_{\max}$.
Utility function $u_i(p_i, p_{-i})$	$u_i(p_i, p_{-i}) = f_i(p_i, p_{-i})(\alpha N^2 + \beta N) - \alpha(n_s(p_i) - n_i)^2 - \beta h_i(p_i)$ is node v_i 's preferences to the action vector $s = (p_i, p_{-i})$

2.3 TCBG 模型分析

定理 2. WSN 拓扑控制的 TCBG 模型是一个顺势博弈.

证明:要证拓扑控制的 TCBG 模型是一个顺势博弈,只需找到其一个对应的顺势函数即可.依据式(3)定义收益函数,不妨假设 p_i 和 q_i 为节点 v_i 可选的发射功率且满足 $p_i > q_i$, 则节点 v_i 分别选择 p_i 和 q_i 带来的收益差为

$$\begin{aligned} \Delta u_i &= u_i(p_i, p_{-i}) - u_i(q_i, p_{-i}) \\ &= (\alpha N^2 + \beta N)[f_i(p_i, p_{-i}) - f_i(q_i, p_{-i})] - \alpha[(n_s(p_i) - n_i)^2 - (n_s(q_i) - n_i)^2] - \beta(h_i(p_i) - h_i(q_i)) \end{aligned} \quad (4)$$

定义函数 $V(p_i, p_{-i})$ 为

$$V(p_i, p_{-i}) = (\alpha N^2 + \beta N) \sum_{i \in N} f_i(p_i, p_{-i}) - \alpha \sum_{i \in N} (n_s(p_i) - n_i)^2 - \beta \sum_{i \in N} h_i(p_i) \quad (5)$$

则当节点 v_i 分别选择 p_i 和 q_i 时,两者之差为

$$\begin{aligned} \Delta V &= V(p_i, p_{-i}) - V(q_i, p_{-i}) \\ &= (\alpha N^2 + \beta N) \sum_{i \in N} f_i(p_i, p_{-i}) - \alpha \sum_{i \in N} (n_s(p_i) - n_i)^2 - \beta \sum_{i \in N} h_i(p_i) - \\ &\quad \left[(\alpha N^2 + \beta N) \sum_{i \in N} f_i(q_i, p_{-i}) - \alpha \sum_{i \in N} (n_s(q_i) - n_i)^2 - \beta \sum_{i \in N} h_i(q_i) \right] \\ &= (\alpha N^2 + \beta N)(f_i(p_i, p_{-i}) - f_i(q_i, p_{-i})) - \alpha[(n_s(p_i) - n_i)^2 - (n_s(q_i) - n_i)^2] - \\ &\quad \beta(h_i(p_i) - h_i(q_i)) + (\alpha N^2 + \beta N) \sum_{k \in N, k \neq i} (f_k(p_i, p_{-i}) - f_k(q_i, p_{-i})) \\ &= \Delta u_i + (\alpha N^2 + \beta N) \sum_{k \in N, k \neq i} (f_k(p_i, p_{-i}) - f_k(q_i, p_{-i})) \end{aligned} \quad (6)$$

当 $p_i > q_i$ 且 $f_k(p_i, p_{-i}) \geq f_k(q_i, p_{-i})$ 时,

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

由式(7)的前两项可知,式(6)的第 2 项与 Δu_i 同号,因此 ΔV 与 Δu_i 同号;由式(7)的后 4 项可知,式(6)的第 2 项等于 0,即 $\Delta V = \Delta u_i$. 因此,由定义 2 可知, $V(p_i, p_{-i})$ 是博弈 $G = \{I, S, u\}$ 的一个顺势函数,所以博弈 $G = \{I, S, u\}$ 是一个顺势博弈. 定理 2 得证. \square

推论 1. WSN 拓扑控制的 TCBG 模型一定存在纳什均衡解.

证明:由于 TCBG 模型是顺势博弈,因此最大化其顺势函数的策略组合就是该模型的纳什均衡解.在定理 2 的证明过程中,已经证得如式(11)所示的函数 V 正是 TCBG 模型的顺势函数,而任意节点 i 的发射功率 $p_i \in (0, p_{\max}]$, 故一定存在使 V 达到最大值的策略组合,由定理 1 可知,该模型一定存在纳什均衡解.推论 1 得证. \square

3 跨层优化拓扑控制算法 EBRGA

拓扑控制算法 EBRGA 需要 WSN 满足如下假设条件:(1) 所有节点在网络中具有唯一的 id 标识;(2) 所有传感器节点的发射功率都是连续可调的,且最大发射功率可以不一致;(3) 节点都具有一定存储空间和简单的四则计算能力;(4) 节点每接收到一条信息都可直接测得接收功率值 p_r ;(5) 在无节点移动且环境不变的情况下,节点之间的通信能够满足双向性;(6) 节点能够通过控制信息判断网络拓扑的连通状况;(7) 网络的全局信息可通过路由层获得,单个节点更新自身的发送功率级并通过广播方式通知邻居节点其更新结果.在上述前提下,EBRGA 算法可分为邻居发现阶段、博弈执行阶段和功率确定阶段.下面进行具体阐述.

阶段 1——邻居发现阶段.该阶段,各传感器节点通过信息交换的方式发现本地邻居节点(邻居就是在最大发射功率时可以抵达的节点),并构建邻居信息列表.

网络中的所有节点依次以最大发射功率 p_{\max} 广播一条 Hello 消息,其中包含节点 id 与当前的发射功率.任意节点 w_j 收到来自节点 v_i 的 Hello 消息的节点后,确定 v_i 与其正常通信所需的最小发射功率 $p_i(v_i \rightarrow w_j)$, 并将 $p_i(v_i \rightarrow w_j)$ 和自身 id 打包成 Reply 消息回复给 v_i . 收到 Reply 回复的 v_i 解析 Reply 消息包,并将 w_j 的信息对应录入自己的邻居列表 $nl(v_i)$.

邻居列表 $nl(v_i)$ 的表头格式见表 2,各栏内容分别为:(1) $id(w_j)$ 表示节点 v_i 任意邻居 w_j 的 id 标识;(2) $p_i(v_i \rightarrow w_j)$ 表示 v_i 发出的信息能够到达邻居 w_j 所需要的最小发射功率;(3) $n_s(p_i(v_i \rightarrow w_j))$ 表示 v_i 发射功率

调整为 $p_t(v_i \rightarrow w_j)$ 时能直接抵达的节点数,初始设定均为 1;(4) $n_s(p_t(v_i \rightarrow w_j))$ 表示以节点 v_i 为圆心,发射功率调整为 $p_t(v_i \rightarrow w_j)$ 时,初始设定均为 1;(5) $\alpha_i(p_t(v_i \rightarrow w_j))$ 表示网络的连通因子,反映节点 v_i 发射功率调整为 $p_t(v_i \rightarrow w_j)$ 时对应的网络连通状况,初始设定均为 0;(5) $u_i(p_t(v_i \rightarrow w_j))$ 表示节点 v_i 发射功率调整为 $p_t(v_i \rightarrow w_j)$ 时对应的收益,初始均设置为 $-\infty$.

Table 2 The header of node v_i 's neighbor list $nl(v_i)$

表 2 节点 v_i 的邻居列表 $nl(v_i)$ 表头

$id(w_j)$	$p_t(v_i \rightarrow w_j)$	$n_s(p_t(v_i \rightarrow w_j))$	$n'_s(p_t(v_i \rightarrow w_j))$	$\alpha_i(p_t(v_i \rightarrow w_j))$	$u_i(p_t(v_i \rightarrow w_j))$
-----------	----------------------------	---------------------------------	----------------------------------	--------------------------------------	---------------------------------

下面给出两节点之间通信的最小发射功率确定方法.当任意节点 w_j 收到来自节点 v_i 的 Hello 消息时,就测得了当前接收信号强度 p_r ,而且通过解析 Hello 消息包可以获知 v_i 发射功率 p_{\max} ,根据电磁波在自由空间传播损耗的 Friis 公式^[20],可得到接收端功率:

$$p_r = \frac{p_{\max} G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} \quad (8)$$

节点通过侦听信道中的能量强度判断是否有信号在信道中传输.当侦听到的能量强度高于节点接收门限 R_{th} 时,表明信道中有信号传输,接收节点能正确接收信道内的数据.由此可得出发送节点所需的最小发射功率:

$$p_{\min} = \frac{R_{th} (4\pi)^2 d^2 L}{G_t G_r \lambda^2} \quad (9)$$

由式(8)和式(9)可得:

$$p_{\min} = \frac{p_{\max} R_{th}}{p_r} \quad (10)$$

阶段 2——博弈执行阶段.该阶段,各节点按照邻居列表获得的信息进行博弈,判断出节点选择不同发射功率对网络连通状况造成的影响.

为了提高工作效率,网络中的所有节点首先对自身的邻居列表进行排序和更新,任意节点 v_i 按照 $p_t(v_i \rightarrow w_j)$ 的升序排列 $nl(v_i)$,也就是说,如果节点 v_i 存在邻居节点 w_1, w_2, \dots, w_m ,则排序后它的邻居列表 $nl(v_i)$ 应满足 $p_t(v_i \rightarrow w_1) \leq p_t(v_i \rightarrow w_2) \leq \dots \leq p_t(v_i \rightarrow w_m)$.排序过程中,通过比较发射功率的大小, v_i 对所有 $w_j, j \in [1, m]$ 更新对应的 $n_s(p_t(v_i \rightarrow w_j))$ 和 $n'_s(p_t(v_i \rightarrow w_j))$,并统计邻居列表中所有节点的数目,设置节点的期望节点度 n_i .之后,所有节点以符号“P”标记自身,开始循环进行博弈,依次判断自身功率对网络连通状况造成的影响(如按照 id 顺序).对于任意节点 v_i ,令 $k_i = 1$ 且 $p_t(v_i) = p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})$,通过控制信息判断网络连通状态.

(1) 若当前网络不连通,则依据 TCBG 模型修改邻居列表中对应的收益为

$$u_i(p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})) = -\alpha[n_s(p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})) - n_i]^2 - \beta h_i(p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})) \quad (11)$$

网络中所有节点如 v_i ,在 $k_i < m$ 的情况下即节点 v_i 未达到最大功率级,设置 $k_i = k_i + 1$ 且 $p_t(v_i) = p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})$,否则节点 v_i 维持原功率级.

(2) 若当前网络连通,则依次(如按照 ID)减小功率级判断自身功率对网络连通状况的影响,寻找满足网络连通的最小功率组合.

对于任意节点 v_i ,当 $k_i \neq 1$ 时,设置 $k_i = k_i - 1$ 且 $p_t(v_i) = p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})$,此时判断网络是否连通:

若当前网络不连通,则设置节点 v_i 的功率级 $k_i = k_i + 1$ 即 $p_t(v_i) = p_t(v_i \rightarrow w_{k_i})$,并用“Q”标记自身;若当前网络连通,则功率级不变.

以 Q 标记自身的节点 v_i 在对于邻居列表中的任意节点 $w_j (j \geq k_i)$,修改 $\alpha_i(p_t(v_i \rightarrow w_j)) = 1$,其对应收益为

$$u_i(p_t(v_i \rightarrow w_j)) = (\alpha N^2 + \beta N) - \alpha[n_s(p_t(v_i \rightarrow w_j)) - n_i]^2 - \beta h_i(p_t(v_i \rightarrow w_j)) \quad (12)$$

任意节点 v_i 检查其邻居是否都以 Q 标记,若节点已全部以 Q 标记自身,则广播 Stop 消息终止博弈.

阶段 3——功率确定阶段.该阶段,网络中各节点通过完善自身的邻居列表和比较不同发射功率带来的收益,最终确定最大化自身收益的发射功率.

首先,任意节点 v_i 检查邻居列表 $nl(v_i)$, 将所有节点 $w_j (j \geq k_i)$ 对应的 $\alpha_i(p_i(v_i \rightarrow w_j))$ 修改为 1, 并按照公式 (12) 计算 $u_i(p_i(v_i \rightarrow w_j))$, 否则按照公式 (11) 计算 $u_i(p_i(v_i \rightarrow w_j))$. 当 $nl(v_i)$ 中不存在 $u_i(p_i(v_i \rightarrow w_j)) = -\infty$ 时, v_i 比较所有邻居节点的收益, 并确定自身发射功率 $p_i(v_i) = p_i(v_i \rightarrow w_k)$, 符合条件:

$$u(p_i(v_i \rightarrow w_k)) = \max_{j \in [1, m]} u(p_i(v_i \rightarrow w_j)) \quad (13)$$

4 EBRGA 算法的性能分析与评价

4.1 EBRGA 算法性质分析与证明

为了验证 EBRGA 算法的可行性, 下面从该算法的收敛性及其所构建拓扑结构的连通性进行分析和证明.

性质 1. EBRGA 算法能够保证各节点均达到纳什均衡.

证明: 定理 2 和推论 1 已证明 TCBG 模型是顺势博弈且一定存在纳什均衡, 其对应的顺势函数表示为

$$\begin{aligned} V(p_i, p_{-i}) &= (\alpha N^2 + \beta N) \sum_{i \in N} f_i(p_i, p_{-i}) - \alpha \sum_{i \in N} (n_s(p_i) - n_i)^2 - \beta \sum_{i \in N} h_i(p_i) \\ &= \sum_{i \in N} ((\alpha N^2 + \beta N) f_i(p_i, p_{-i}) - \alpha (n_s(p_i) - n_i)^2 - \beta h_i(p_i)). \end{aligned}$$

即 V 就是网络中所有节点的收益之和. 在 EBRGA 算法的功率确定阶段, 任意节点最终选择的都是最大化自身收益的功率, 故这些收益之和同样是最大值. 所以各节点功率组合就是拓扑控制博弈的纳什均衡解, 性质 1 得证. \square

性质 2. 如果各节点最大功率构建的网络拓扑能够连通, 则 EBRGA 算法构建的网络拓扑也能保证连通.

证明: 性质 1 已证明执行 EBRGA 算法后各节点达到纳什均衡, 不妨设任意节点 v_i 达到纳什均衡的功率为 q_i 且 $q_i < p_{\max}$, 则依据纳什均衡的定义有:

$$u_i(q_i, p_{-i}) - u_i(p_{\max}, p_{-i}) \geq 0 \quad (14)$$

由于 p_{\max} 能够保证网络连通, 故依据式 (1) 有:

$$u_i(p_{\max}, p_{-i}) = (\alpha N^2 + \beta N) - \alpha (n_s(p_{\max}) - n_i)^2 - \beta h_i(p_{\max}) \quad (15)$$

采用反证法, 假设 v_i 在选择 q_i 时网络不连通, 则 $\alpha_i(q_i, p_{-i}) = 0$, 故

$$u_i(q_i, p_{-i}) = -\alpha [n_s(q_i) - n_i]^2 - \beta h_i(q_i) \quad (16)$$

将式 (15) 和式 (16) 代入式 (14) 整理得:

$$\alpha [(n_s(p_{\max}) - n_i)^2 - (n_s(q_i) - n_i)^2] + \beta [h_i(p_{\max}) - h_i(q_i)] - \alpha N^2 - \beta N \geq 0 \quad (17)$$

但由于 $\alpha [(n_s(p_{\max}) - n_i)^2 - (n_s(q_i) - n_i)^2] < \alpha N^2$ 且 $\beta [h_i(p_{\max}) - h_i(q_i)] < \beta N$, 故一定有

$$\alpha [(n_s(p_{\max}) - n_i)^2 - (n_s(q_i) - n_i)^2] + \beta [h_i(p_{\max}) - h_i(q_i)] - \alpha N^2 - \beta N \leq 0 \quad (18)$$

显然, 式 (18) 与式 (17) 矛盾. 因此假设不成立, v_i 选择 q_i 能够维持全网连通即所有节点在纳什均衡状态下都能保证网络连通. 性质 2 得证. \square

4.2 仿真实验与性能分析

本节将对 EBRGA 算法进行仿真实验和性能评价. Komali 等人也分析了 ad hoc 网络的拓扑控制并基于博弈 $\Gamma_1(N, \mathbf{A}, \mathbf{u})$ 提出一种分布式的最佳响应控制算法, 能保证各节点最终调整到维持全网双向连通的最小发射功率. 下面以基于 $\Gamma_1(N, \mathbf{A}, \mathbf{u})$ 的算法作为 EBRGA 算法的比较对象. 所有仿真实验均假设 WSN 随机播撒在 $1000\text{m} \times 1000\text{m}$ 的监测区域内, 且节点最大传输范围为 300m , 接收门限 R_{th} 为 $2 \times 10^{-10}\text{mw}$, 期望节点度为 3.

(1) EBRGA 算法中权重因子 α, β 对拓扑性能的影响. 取网络节点总数为 100, 分别从平均干扰竞争节点数、功率标准差、网络生命期和平均节点度这 4 个性能指标进行分析, 通过 10 次实验数据取平均进行分析来确定 α, β 的值. 由于拓扑控制结果是由权重因子的比例决定的, 因此我们先固定权重因子 α 的值. 为了方便, 我们设 $\alpha = 1$, 然后通过 β 变化来观察两个权重因子对网络性能的影响. 仿真结果如图 1 所示.

由图 1 可以看出, 当 $\beta = 0.6$ 时, 这 4 种性能都比较好, 当 β 再增大时网络生命期就开始大幅度下降, 功率标准

差也开始增加,而平均竞争节点数却,没有明显减少,当 β 减小时虽然生命期和平均节点度均有所增加,但是功率标准差和平均竞争节点数也有明显增加,因此本文将选取 $\alpha=1, \beta=0.6$ 对网络拓扑进行分析.当然也可以根据具体需要来设定这两个参数,此后不再赘述.

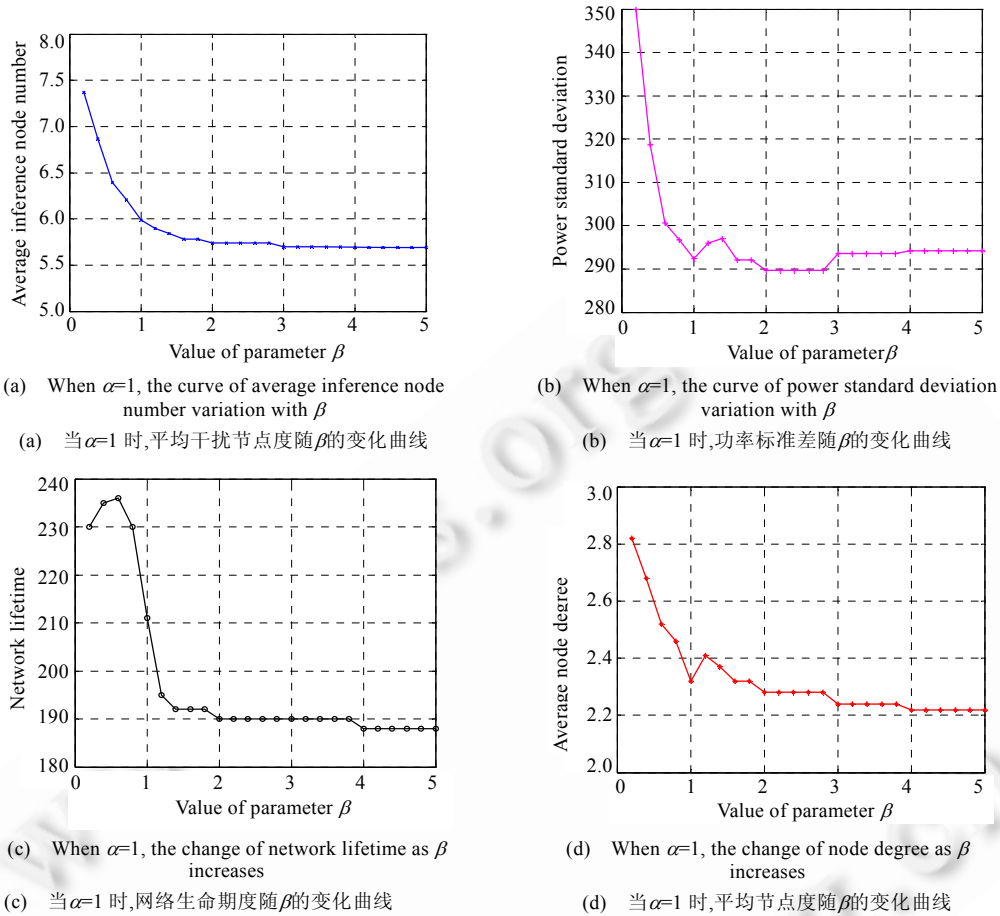


Fig.1 β 's effect on the performance of network when $\alpha=1$

图1 当权重因子 $\alpha=1$ 时, β 对各性能指标的影响

(2) WSN 拓扑结构比较.取网络节点总数为 100,分别采用最大功率,基于 Γ_1 的算法和 EBRGA 算法构建拓扑,结果如图 2 所示.

对比图 2(a)~图 2(c)的拓扑易得,最大功率拓扑和其余两种拓扑结构相比链路最为密集,尽管网络具有很强的鲁棒性,但通信干扰,冲突和拥塞问题将十分严重,信息反复重传极大地浪费了节点的有限能量.基于 Γ_1 的算法构建起的拓扑(图 2(b))较为稀疏且能保证所有链路的双向性,这正是为满足 ad hoc 网一对一的通信特点而设计的.对于 WSN,由于环境条件限制和多对一的传输特点,网络鲁棒性和容错性比链路双向性更值得关注.与图 2(b)相比,图 2(c)的拓扑结构更为均衡,极大地降低了网络中瓶颈节点的产生概率和交叉链路.

仿真实验改变网络节点总数依次为 60,80,100,120,140,160 和 180,分别令节点执行基于 Γ_1 的算法,EBRGA 算法进行拓扑构建,统计平均节点度并求取节点度的标准差,如图 3 和图 4 所示.

由图 3 可知,基于策略博弈的拓扑控制算法并不受网络中节点密度变化的影响,拓扑的平均节点度都能维持一种比较稳定的状态.基于 Γ_1 的拓扑平均节点度始终维持在 2 左右,有利于避免通信冲突和拥塞,但网络的鲁棒性较差,EBRGA 算法在参数 $\alpha=1, \beta=0.6$ 的情况下,构建的网络拓扑平均节点度在 2.6 左右,网络的鲁棒性比

基于 Γ_1 的拓扑略高,由图 4 的节点度标准差曲线可知,EBRGA 算法与基于 Γ_1 的算法相比,其构建的网络拓扑中链路分布更加均匀,进一步解释了为何图 2 中 EBRGA 算法构建的拓扑比基于 Γ_1 的算法构建拓扑更为均匀.

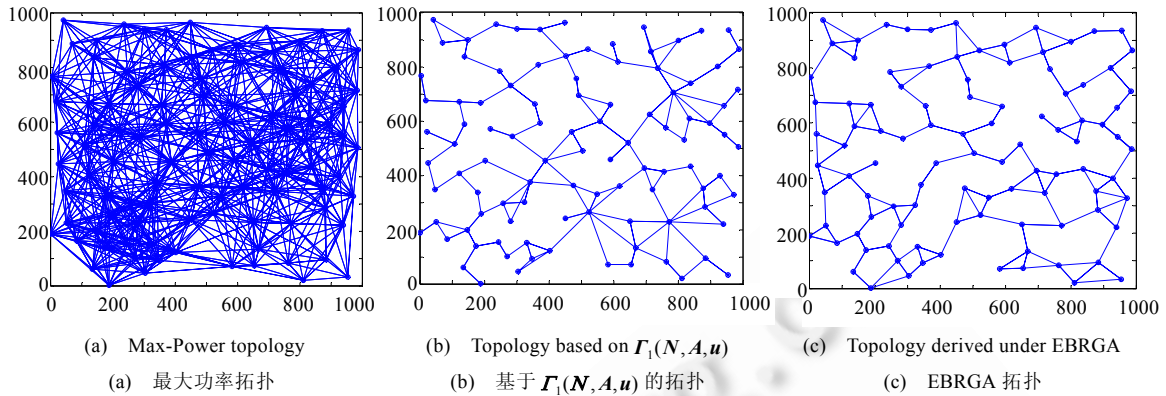


Fig.2 Comparison of topologies generated using different algorithms

图 2 WSN 不同拓扑结构的比较

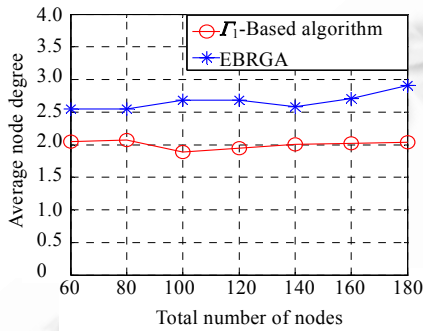


Fig.3 Average degree

图 3 平均节点度比较

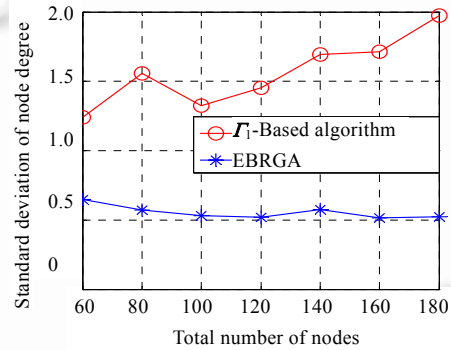


Fig.4 Standard deviation of node degree

图 4 节点度标准差比较

(3) 网络生命周期比较.由于传感器节点能量受限,最大限度延长网络生命周期成为 WSN 可靠拓扑的另一目标.本文定义当网络中支持可靠应用需求的节点数不足总节点数的 50%时,网络生命周期终结,此时可靠节点的生存时间即为网络生命周期.仿真实验同样将 WSN 的 160 个节点部署在 $1000\text{m} \times 1000\text{m}$ 的监测区域内,各节点分别执行基于 Γ_1 的拓扑控制算法和 EBRGA 算法所得拓扑中,网络生命周期随网络规模的变化关系如图 5 所示.

由图 5 可以看出,随着网络规模的增加,执行基于 Γ_1 的拓扑控制算法和 EBRGA 算法构建的拓扑中,网络生命周期也在增加.EBRGA 算法构建的网络拓扑中可靠节点生存时间远远大于基于 Γ_1 的算法,因此 EBRGA 算法比基于 Γ_1 的算法体现出更为优越的网络生命周期特性.由图 6 易知,两者得到的拓扑中,节点发射功率标准差都随着网络节点数量的增加而呈递减趋势;如果彼此间的发射功率相差较大,部分大功率节点则可能由于能耗过快而成为“网络瓶颈”,甚至提前“死亡”降低网络寿命.而执行预设参数 $\alpha=1, \beta=0.6$ 时的 EBRGA 算法后网络能耗更为均衡,降低了节点成为网络瓶颈的概率.在某种程度上延长了网络生命周期.

(4) 网络可靠性比较.网络可靠性反映网络提供可靠服务的能力,对比上述两种可靠拓扑中满足可靠服务需求的网络存活节点数随网络生存期的变化关系.在 $1000\text{m} \times 1000\text{m}$ 的监测区域内,随机均匀分布 160 个传感器节点,网络可靠服务需求参数 F_{th} 设定为 0.2,即当节点失效概率高于 0.2 后,认为该节点不再满足可靠服务需求,网络中各节点分别执行基于 Γ_1 的拓扑控制算法和 EBRGA 算法所得拓扑中满足可靠服务需求的网络存活节点数随网络生命期的变化曲线,如图 7 所示.

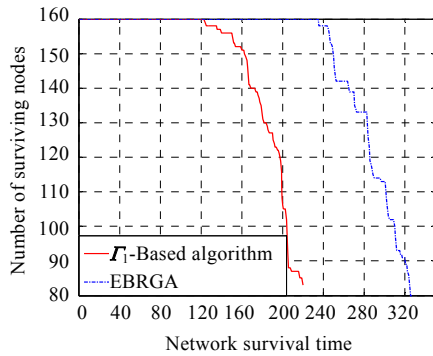


Fig.5 Network lifetime
图5 网络生命期比较

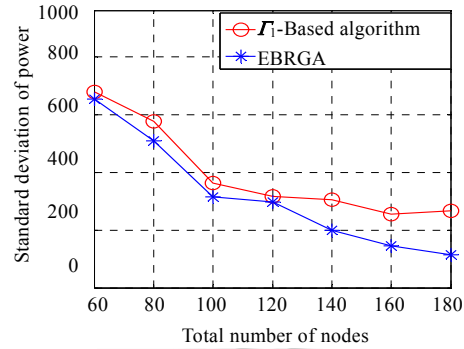


Fig.6 Standard deviation of power
图6 发射功率标准差比较

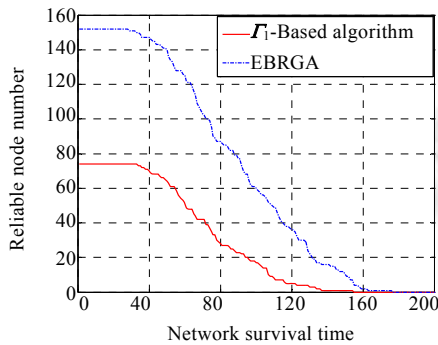


Fig.7 Comparison of reliability
图7 网络可靠性比较

由图7可以看出,EBRGA算法在初始时刻出现个别节点不能满足可靠服务要求,这主要是因为EBRGA算法考虑到了干扰节点数,加上节点的实际节点度不可能完全等于其最优值,但当网络生命期近60的时候,网络中不满足可靠服务需求的节点数为总节点数的15%,而基于 Γ_1 的拓扑控制算法构建的拓扑在网络生命期开始,网络中可靠节点数目就只有44%左右。显然,EBRGA拓扑随着节点生存时间的增加,满足网络可靠服务需求的节点数远大于基于 Γ_1 的拓扑控制算法构建的拓扑,因此它体现了更好的网络可靠性,更有利于提供高效的网络可靠服务。

(5) 平均干扰节点度比较.与有线网络的端对端信道不同,无线射频信道是共享媒质,所以必须考虑不同节点

对在同时通信时的干扰和冲突问题.如果接收节点接收到的干扰信号的功率高于希望接收的信号功率,则接收节点所希望接收的这个来自发送节点的数据包被破坏,干扰范围越大越容易造成丢包现象,增加数据包重传能量的消耗,同时也降低了网络复用度,进而降低网络的吞吐量.因此平均干扰节点度可以作为衡量网络吞吐量的一个指标.

仿真实验条件和(2)中统计平均节点度一样,统计各节点干扰节点数并计算平均干扰节点数,结果如图8所示.由图8可知,随着节点密度的增加,平均干扰节点数也在增加,而EBRGA算法由于调大了发射功率造成干扰节点数比基于 Γ_1 的拓扑控制算法要大4个左右,然而,虽然EBRGA算法增大了干扰,但是增强了网络的鲁棒性和容错性,同时节点间的平均最短路径跳数和最大最短路径跳数会减少,这是因为节点功率级增大会导致可直接连通的节点对数增多,也就必然导致平均最短路径跳数和最大最短路径跳数减少,从而减少了端到端的时延.

(6) 算法收敛速度的比较.基于博弈理论的算法一般都能满足最终收敛到纳什均衡,但不同算法的收敛速度可能相差甚远.对于基于博弈论的拓扑控制算法而言,每一次博弈都需要节点间的信息交换,算法收敛速度越快,说明博弈的轮数越少,算法本身的耗能也越小.

在与(5)相同的前提条件下分别执行基于 Γ_1 的算法与EBRGA算法,统计两者博弈至NE的循环轮数,结果如图9所示.显然,随网络中节点个数的增多,基于 Γ_1 的算法所需的博弈次数大幅上升;尤其是在多于120个节点的网络中,需要40轮以上的博弈才能收敛至NE.又由于每一轮博弈节点间都要进行信息交换即进行通信,而节点最主要的能耗就是通信能耗,节点传输1bit的信息100m需要的能量相当于执行3000条计算机指令所消耗的能量^[21],故基于 Γ_1 的算法时间复杂度高且耗能极大.而EBRGA算法执行的博弈次数并不随网络规模的增大而

增多,总能保证经过 5 轮左右就能达到 NE,大大降低了算法执行所需消耗的能量。

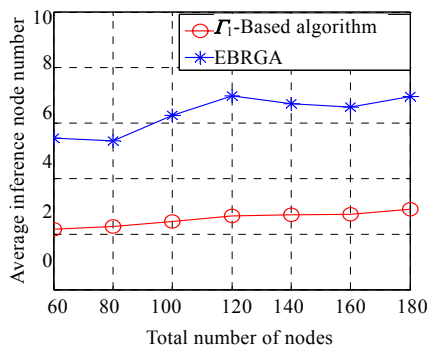


Fig.8 Comparison of average inference node number

图 8 平均干扰节点数比较

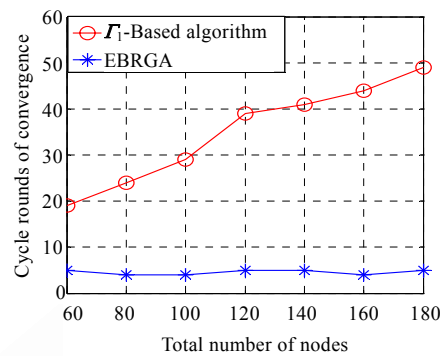


Fig.9 Comparison of convergence speed

图 9 算法收敛速度的比较

5 结束语

本文为拓扑控制博弈模型 TCBG 设计了一种考虑网络综合性能的收益函数,分析了节点在哪些性能上可以获得收益并对其进行量化,并理论分析证明了 TCBG 模型是一个顺势博弈且具有纳什均衡解。本文通过拓扑控制算法 EBRGA 求解其纳什均衡点,从而得到优化的网络拓扑图。性能分析表明,执行 EBRGA 算法的拓扑控制能够最终收敛到纳什均衡并一定保证网络连通的性质。仿真实验结果表明,EBRGA 算法构建的拓扑不仅能够使各节点的能耗更加均衡,而且还能提供较高的可靠性服务。此外,无论网络规模大小,EBRGA 算法均能在较短的时间使网络中各个节点收敛到纳什均衡,大大节省了算法执行过程的信息交换带来的通信能耗,进而降低了拓扑构建过程的网络能耗。

致谢 在此,我们感谢各位评审专家给予的指导和建议。

References:

- [1] Ren FY, Huang HN, Lin C. Wireless sensor network. Journal of Software, 2003,14(7):1282-1291 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/14/1282.htm>
- [2] Zhang X, Lu SL, Chen GH, Chen DX, Xie L. Topology control for wireless sensor networks. Journal of Software, 2007,18(4): 943-954 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/943.htm> [doi: 10.1360/jos180943]
- [3] Narayanaswamy S, Kawadia V, Sreenivas RS, Kumar PR. Power control in ad-hoc networks: Theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol. In: Lenzini L, ed. Proc. of the European Wireless Conf. Florence, 2002. 156-162.
- [4] Kawadia V, Kumar PR. Power control and clustering in ad-hoc networks. In: Mitchell K, ed. Proc. of the IEEE Conf. on Computer Communications (INFOCOM). New York: IEEE Press, 2003. 459-469.
- [5] Kubisch M, Karl H, Wolisz A, Zhong LC, Rabaey J. Distributed algorithms for transmission power control in wireless sensor networks. In: Yanikomeroglu H, ed. Proc. of the IEEE Wireless Communications and Networking Conf. (WCNC). New York: IEEE Press, 2003. 16-20.
- [6] Li N, Hou JC. Topology control in heterogeneous wireless networks: Problems and solutions. In: Proc. of the IEEE Conf. on Computer Communications (INFOCOM). New York: IEEE Press, 2004. 232-243.
- [7] Li L, Halpern JY, Bahl P, Wang YM, Wattenhofer R. A cone-based distributed topology control algorithm for wireless multi-hop networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2005,13(1):147-159.
- [8] Xing GL, Wang XR, Zhang YF, Lu CY, Pless R, Gill C. Integrated coverage and connectivity configuration for energy conservation in sensor networks. ACM Trans. on Sensor Networks, 2005,1(1):36-72.

- [9] Chen B, Jamieson K, Balakrishnan H, Morris R. SPAN: An energy efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks. *ACM Wireless Networks*, 2002,8(5):481-494.
- [10] Kumar S, Lai TH, Balogh J. On k -coverage in a mostly sleeping sensor network. In: Haas ZJ, ed. *Proc. of the Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*. New York: ACM Press, 2004. 144-158.
- [11] Younis O, Fahmy S. HEED: A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2004,3(4):660-669.
- [12] Xu Y, Heidemann J, Estrin D. Geography-Informed energy conservation for ad hoc routing. In: Rose C, ed. *Proc. of the Annual International Conf. on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*. New York: ACM Press, 2001. 70-84.
- [13] Lu G, Zhou MT, Niu XZ, She K, Tang Y, Qin K. A survey of proximity graphs in wireless networks. *Journal of Software*, 2008, 19(4):888-911 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/888.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2008.0888]
- [14] Toussaint GT. The relative neighborhood graph of a finite planar set. *Pattern Recognition*, 1980,12(4):261-268.
- [15] Kadivar M, Shiri ME, Dehghan M. Distributed topology control algorithm based on one-and two-hop neighbors' information for ad hoc networks. *Computer Communications*, 2009,32(2):368-375.
- [16] Komali RS, MacKenzie AB, Gilles RP. Effect of selfish node behavior on efficient topology design. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2008,7(9):1057-1070.
- [17] Komali RS. Game-Theoretic analysis of topology control [Ph.D. Thesis]. Blacksburg: the Virginia Polytechnic Institute and State University, 2008.
- [18] Yao GQ. Game Theory. Tianjin: Publication of Nankai University, 2003. 36-38 (in Chinese).
- [19] Monderer D, Shapley L. Potential games. *Games and Economic Behavior*, 1996,14:124-143.
- [20] Li FM, Liu XH, Kuang HL, Fang YL. Research on a stable clustering algorithm based on the optimal connectivity power for wireless Sensor networks. *Journal on Communication*, 2009,30(3):75-83 (in Chinese with English abstract).
- [21] Yan YY, Liu SY, Yue JM, Wang W. On constructing minimum communication energy consumption path for localized topology control algorithms. *Journal of Sensors and Actuators*, 2008,21(7):1222-1225 (in Chinese with English abstract).

附中文参考文献:

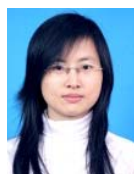
- [1] 任丰原,黄海宁,林闯.无线传感器网络.软件学报,2003,14(7):1282-1291. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/14/1282.htm>
- [2] 张学,陆桑璐,陈贵海,陈道蓄,谢立.无线传感器网络的拓扑控制.软件学报,2007,18(4):943-954. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/943.htm> [doi: 10.1360/jos180943]
- [13] 路纲,周明天,牛新征,余堃,唐勇,秦科.无线网络邻近图综述.软件学报,2008,19(4):888-911. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/888.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2008.0888]
- [18] 姚国庆.博弈论.天津:南开大学出版社,2003.36-38.
- [20] 李方敏,刘新华,旷海兰,方艺霖.基于最优连通功率的无线传感器网络稳定成簇算法.通信学报,2009,30(3):75-83.
- [21] 闫永义,刘三阳,岳菊梅,王维.局部构造最小通信能耗路的拓扑控制算法.传感技术学报,2008,21(7):1222-1225.



郝晓辰(1980-),男,河北衡水人,博士,副教授,主要研究领域为无线传感器网络拓扑控制.



刘彬(1953-),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为智能传感器设计,无线传感网络.



张亚晓(1987-),女,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络拓扑控制.



贾楠(1986-),女,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络拓扑控制.