

基于不完全信息博弈的传感器网络能量平衡路由

曾加¹ 慕春棣¹

摘要 针对无线传感器网络能耗不均匀的问题, 提出了一种基于博弈论模型的能量平衡路由 (Game theory-based energy balance routing, GTEBR) 算法. GTEBR 算法通过引入仲裁机制及自信概率, 将不完全信息的静态博弈转换为完全但不完美的信息静态博弈, 采用静态博弈的方法解决问题. 本文设计了适合传感器节点的解算机制, 并对采用 GTEBR 算法后的传感器网络纳什均衡的存在性作出了证明. 最后仿真实验表明, 采用 GTEBR 算法具有良好的收敛性以及很好的性能.

关键词 传感器网络, 博弈论, 能量平衡路由, 均衡, 支付函数

中图分类号 TP393

Game Theory-based Energy Balance Routing with Incomplete Information in Wireless Sensor Networks

ZENG Jia¹ MU Chun-Di¹

Abstract A game theory-based energy balance routing (GTEBR) algorithm was proposed to avoid uneven energy consuming in wireless sensor networks. In GTEBR algorithm, arbitration mechanism and confidence probability are introduced to convert static game of incomplete information into static game of complete but imperfect information and the method of static game is used to solve this problem. Moreover, the calculation method for node is put forward and the existence of Nash equilibrium of the sensor networks is proved in this paper. Simulation results show that the GTEBR algorithm has good convergency and performance.

Key words Wireless sensor networks, game theory, energy balance routing, equilibrium, payoff function

无线传感器网络由部署在监测区域内的大量微型传感器节点组成, 它们通过无线通信方式形成一个多跳的自组织的网络系统. 由于受到客观条件的限制, 传感器节点的能量非常有限, 所以能量控制成为无线传感器网络研究的中心问题与热点之一. 能量控制是指采用一定的算法, 在保证任务完成的前提下, 减少节点的能耗以及均衡消耗整个传感器网络的能量, 以延长网络的生存时间. 很多算法基于减少节点能耗进行设计^[1-2], 较少考虑网络能量均衡消耗的问题, 这样数据流量常常会集中于能耗最低的路径上, 这些因为数据流量集中而形成的“热点区域”是网络中能量消耗最快的区域, 处于这一区域的节点频繁地收发数据, 能量消耗相对迅速, 当这些节点的能量枯竭时, 将会造成网络的分割, 严重缩短传感器网络的生存时间. 目前已有关于这方面的研究, 文献 [3] 提出了一种生成节点完全分离的多条路径的路由算法; 文献 [4] 中提到了生成并维护一组转发路径, 每次随机选择其中一条的方法; 文献 [5] 提出了一种节点选择策略, 使每个节点可以选择三个或

多个最优的相邻节点作为下一跳可选的数据转发节点, 以减少源节点附近中继节点的负载; 文献 [6] 提出了利用邻近的空闲节点来承担繁忙节点的转发任务以减缓对这些繁忙节点的消耗. 这些算法有的只能达到局部平衡, 有的可能造成数据总量增大, 所以在应用中运行效果并不理想.

本文提出了一种基于博弈论模型的能量平衡路由 (Game theoretic energy balance routing, GTEBR) 算法. GTEBR 算法通过引入仲裁机制及自信概率, 将不完全信息的静态博弈转换为完全但不完美的信息静态博弈, 从而可以采用静态博弈的方法解决问题. 算法中还设计了适合传感器节点的解算机制, 采用 GTEBR 算法后能使数据转发区域达到纳什均衡, 并使全网的数据转发路径分布更加均匀.

1 网络的部署

当网络部署于监测区域以后, 网络开始进行初始化. 初始化信息由 Sink 节点发出, 包括路由建立、邻居列表生成等. 初始化信息采用洪泛的方式传播, 节点在其中通过搭载的方式将自己的 ID 号及能量等信息注入初始化信息. 当初始化过程完成后, 每个节点形成并维护一组邻居列表信息, 包括邻居 ID 以及对应的能量信息等. 同时节点还记录自己到 Sink 节点的最小跳数. 由于所考虑的传感器节点是同构

收稿日期 2007-06-14 收修改稿日期 2007-09-28
Received June 14, 2007; in revised form September 28, 2007
国家自然科学基金 (60673182) 资助
Supported by National Natural Science Foundation of China (60673182)

1. 清华大学自动化系 北京 100084
1. Department of Automation, Tsinghua University, Beijing 100084
DOI: 10.3724/SP.J.1004.2008.00317

节点, 并且各节点以固定的功率进行通信, 所以由此形成的邻居列表以及跳数信息是静态的.

1.1 节点的邻居节点

对于随机部署的节点, 假设其通讯半径为 r , 则其通信范围为 $a = \pi r^2$, 同时假设 M 个同构节点部署于面积为 A 的监测区域. 定义任意节点 R 的邻居节点为其一跳通信范围内的节点集合, 并且在随机布撒的传感器网络中, 任何节点的部署都是相对独立的, 节点是否落在节点 R 的通信范围 a 中服从二项分布, 那么对于节点 R 拥有 m 个邻居的概率可以表示为

$$P(m) = \binom{M-1}{m} \left(\frac{a}{A}\right)^m \left(1 - \frac{a}{A}\right)^{M-m-1} \quad (1)$$

对于传感器网络来说, $M \gg 1$, 同时由于部署的随机性, 监测区域各处的节点密度在一定尺度上近似相等, 均约等于 $M/A = \rho$, 则 $(M-1)/A \approx \rho$ 且为常数, 于是 $(M-1)a/A$ 为常数. 同时当节点通信范围满足 $a \ll A$ 时, 式 (1) 所示的二项分布可以近似为泊松分布, 即

$$P(m) \approx \frac{(\rho \cdot a)^m}{m!} e^{-\rho a} \quad (2)$$

在泊松分布下, 节点一跳通信范围内的期望节点数可以表示为 $\sum_{m=0}^{M-1} m \frac{(\rho \cdot a)^m}{m!} e^{-\rho a}$. 本文在讨论节点的一跳邻居数 n 时将采用

$$n = \sum_{m=0}^{M-1} m \frac{(\rho \cdot a)^m}{m!} e^{-\rho a} + 3\sigma \quad (3)$$

其中 σ 为泊松分布的标准差.

1.2 网络的通信方式

在传感器网络中任何节点只能与邻居节点通信, 节点转发数据时, 需要在自己的邻居中挑选一个或者多个节点, 以单播或者多播的方式进行通信. 由于单播或多播通信方式在转发数据前, 需要确定目的节点的地址, 而除纯随机转发外, 目的地址将由节点根据邻居节点的信息按照一定的算法产生, 实际上通过这种方式产生的目的地址并不能保证下一跳节点是最优的. 这种情况的出现是因为传感器网络拓扑结构有可能是动态变化的, 同时节点对于邻居节点信息的掌握也是不完全的. 事实上节点选择下一跳节点的过程可以抽象为一个分布式决策的过程, 而传统的单一决策主体的解决方法无法对这样的问题进行空间结构上的分解与描述, 因而是不适用的. GTEBR 算法采用分布式优化的方式考虑这一问题具有一定的优势. 在 GTEBR 算法中, 节点以广播的方式转发数据, 其邻居节点根据数据的类型, 结合

自己的能量、偏好及位置信息来决定是否转发. 节点在这一过程中并不干预其邻居节点的决策, 而只是在每一轮转发的最后根据一定的规则对邻居节点进行“仲裁”, 给予“奖励”与“惩罚”, 并通过一定的机制影响每轮参与转发的节点的个数.

GTEBR 算法中对每个节点引入了支付函数, 并且使支付函数与其能量等信息相关, 从而使节点能在决策时考虑上述因素, 使系统在达到均衡时, 各节点的能量消耗相对平稳, 同时能量在整个网络中的分布也相对平衡. 详细的论述将在第 2 节展开.

2 GTEBR 算法模型

传感器网络是面向应用的网络, 它的效用发挥取决于节点的正常运行与否以及整个网络的持续工作. 节点的能量消耗主要产生于收发数据包的过程中, 它的生存时间则与其参与路由的数量成反比. 网络节点的不均衡使用往往造成网络能量的不均衡消耗, 处于热点区域的节点会频繁收发数据包, 能量将迅速耗尽, 而其他区域的节点由于很少参与路由, 剩余能量很高. 网络能量的不均衡消耗将会造成网络的提前分割, 这对发挥传感器网络的效用是非常不利的. 因此本文引入了基于博弈论模型的能量平衡路由算法以避免上述情况的发生, 延长网络的生存时间.

2.1 传感器网络博弈模型

令 $G = \{g_1, g_2, \dots, g_M\}$ 为传感器网络节点的集合. 传感器数据即事件信息由源节点产生并通过其他节点路由到 Sink 节点, 其中参与路由的节点集合为 H , 满足 $H \subset G$. GTEBR 算法的目的就是在每次数据转发时通过节点博弈的方式选择最优的 $g_r \in H$, 以均衡网络的能量消耗.

首先定义每次数据转发过程为一轮博弈, 博弈的参与者 $G' = \{g_1, g_2, \dots, g_n\}$, 其中 n 由式 (3) 给出, 为节点 R 的邻居总数. 定义邻居节点的策略空间为 $S_i = \{0, 1\}$, 其中纯策略 0 表示节点 g_i 选择不转发数据, 而 1 则相反. 在 GTEBR 算法中节点 g_i 具有基于纯策略空间 S_i 上的混合策略, 即节点 i 以一定的概率 p_{Ti} 选择转发数据, 而以 $1 - p_{Ti}$ 的概率选择沉默. 转发概率 p_{Ti} 受节点剩余能量、节点之前的决策和行动、节点对数据的偏好以及跳数位置等因素的影响, 为了后面证明过程的简明, 仅考虑转发概率 p_{Ti} 是节点剩余能量 E_{ri} 及前一轮博弈的实际支付 P_{ai} 的函数, 并将其拟合为一个二阶可导的连续光滑曲面

$$p_{Ti}(P_{ai}, E_{ri}) \quad (4)$$

且满足 $\frac{\partial p_{Ti}}{\partial P_{ai}} < 0$, $\frac{\partial p_{Ti}}{\partial E_{ri}} > 0$, $\frac{\partial^2 p_{Ti}}{\partial P_{ai}^2} < 0$, $\frac{\partial^2 p_{Ti}}{\partial E_{ri}^2} < 0$

$$0, \frac{\partial^2 p_{Ti}}{\partial P_{ai} \partial E_{ri}} = \frac{\partial^2 p_{Ti}}{\partial E_{ri} \partial P_{ai}} < 0.$$

定义各节点的收益矩阵如表 1 所示.

表 1 节点收益矩阵
Table 1 Benefit matrix

节点 g_i	其他节点	
	转发	沉默
转发	a, a 或 c	b, c
沉默	$c, a/b$ 或 c	d, d

表 1 所示为某任意节点 g_i 的收益矩阵, 其含义为: 当节点 g_i 选择转发数据的同时如果还有其他的节点也选择了转发, 那么这些节点将获得收益 a , 而没有转发的节点获得沉默收益 c ; 如果节点 g_i 选择转发数据的同时没有其他任何节点选择转发, 那么节点 g_i 将获得较高的收益 b , 此时其他的节点获得收益 c . 也就是说当网络中只有一个节点选择转发数据时其获得的收益最高, 而多于一个节点时, 各自的转发收益会大大下降, 即 $b \gg a$. 当节点 g_i 保持沉默时, 收益的分配也是类似的, 但如果 G' 中出现所有节点均沉默的情况, 则所有的节点都将受到惩罚 d , 且 $d < 0$ 为负收益.

各个节点根据表 1 所示的收益矩阵, 结合自己的信息作出是否参与路由的决策. 由于在传感器网络中对于任意节点 R 的任意两个邻居节点 g_a, g_b , 其邻居节点集合 G'_a, G'_b 有 $G'_a \cap G'_b \subseteq G'$, 即 $|G'_a \cap G'_b| \leq |G'|$, 这说明在通常情况下只有节点 R 与 G' 中所有节点互为邻居, 而 G' 中不可能所有节点都同时具有这样的性质, 因而 G' 中节点无法对博弈的结果进行判断. 在 GTEBR 算法中 G' 中节点的实际收益如第 1.2 节所述, 由节点 R 在每轮博弈结束后按照表 1 所示给定.

2.2 节点期望支付

对于某任意节点 R 及其通信范围内的邻居节点, 每轮博弈由节点 R 广播数据开始, 邻居节点之间将进行不完全信息的静态博弈, 最后由节点 R 确定该轮博弈各邻居节点的收益. 对于不完全信息的静态博弈需要通过“Harsanyi 转换”将问题转换为完全但不完美信息博弈, 然后采用静态博弈的方法解决. 通过 Harsanyi 转换可以将节点无法获得的其他博弈参与者的个体信息转换为对博弈参与者类型的认识即参与者的先验知识. GTEBR 算法中的 Harsanyi 转换通过每轮博弈的发起者节点 R 确定博弈参与者的收益以及引入博弈参与者的自信概率 p_c 实现.

定义 1. 自信概率. 自信概率 p_{ci} 为节点 g_i ($g_i \in G'$) 根据之前获得的实际支付 P_{ai} 以及自身状态等信息, 认为在新一轮博弈中选择转发数据而同时其他节点选择不转发数据的概率, 即 p (g_i 选择转发 | 其他节点选择不转发).

自信概率也就是节点认为在新一轮博弈中只有它自己会选择转发数据的概率, 在初始没有历史数据的情况下认为 p_{ci} 服从 $(0, 1)$ 上的均匀分布. 同样为了后面证明的简明, 不失一般性, 定义自信概率 p_{ci} 为前一次获得的实际支付 P_{ai} 的函数, 并将其拟合成二阶可导光滑连续曲线

$$p_{ci}(P_{ai}) \quad (5)$$

$$\text{且满足 } \frac{\partial p_{ci}}{\partial P_{ai}} < 0, \frac{\partial^2 p_{ci}}{\partial P_{ai}^2} < 0.$$

定义任意节点 g_i 的期望支付函数为其期望收益函数与期望代价函数的差, 即

$$P_{expi} = \mu_i \ln(1 + \gamma_i) - \lambda_i E_{ci}(\gamma_i) \quad (6)$$

其中 γ_i 为节点 g_i 的期望收益, 由节点 g_i 根据自信概率及收益矩阵计算, 其可表示为

$$\gamma_i = [a \cdot (1 - p_{ci}) + b \cdot p_{ci}] \cdot p_{Ti} + [c \cdot (1 - p_{si}) + d \cdot p_{si}] \cdot (1 - p_{Ti}) \quad (7)$$

其中 p_{si} 表示节点 g_i 认为当自己选择沉默时其他节点同样选择沉默的概率, 由于节点的决策是相互独立的, p_{si} 也就是节点 g_i 认为所有节点均选择沉默的概率. 在 GTEBR 算法中, 传感器节点被模型化为具有简单理性^[7], 所有节点都会形成共识, 认为所有博弈参与者都不转发的概率很小, 即 $p_{si} \rightarrow 0$, 从而可以忽略式 (7) 的第 2 项, 于是式 (7) 可以写为

$$\gamma_i = [a \cdot (1 - p_{ci}) + b \cdot p_{ci}] \cdot p_{Ti} \quad (8)$$

式 (6) 中的 $E_{ci}(\gamma_i)$ 表示节点 g_i 的期望能量消耗, 它是节点 g_i 期望收益的函数, 且二阶可导. 由此可见 GTEBR 算法中, 节点通过计算期望支付函数, 将在新一轮博弈中进行决策, 并采取能最大化期望支付函数的行动. 其最优决策 p_{Ti}^* 满足

$$p_{Ti}^* \in \arg \max (P_{expi}) \quad (9)$$

节点 g_i 最终将以最优决策 p_{Ti}^* 的概率转发数据, 并消耗相应的能量.

2.3 理论证明

下面证明采用 GTEBR 算法的有效性.

引理 1. 对于博弈 $[(G), (S_i), (P_i)]$, 其中 G 为博弈参与者的集合, $|G| = N$, S_i 为参与者 i 的纯策略空间, P_i 为其支付函数, $i = 1, 2, \dots, N$, 当对于所有 $i \in N$ 满足: 1) S_i 是欧氏空间中的非空紧致凸

集; 2) P_i 为 S_i 上的连续拟凹函数, 则此博弈存在纳什均衡.

引理 2. 对于一个二阶可微的多元函数 $f(x_1, x_2,$

$$\dots, x_n), \text{ 令 } |B| = \begin{vmatrix} 0 & f_1 & \cdots & f_n \\ f_1 & f_{11} & \cdots & f_{1n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ f_n & f_{n1} & \cdots & f_{nn} \end{vmatrix}, |B_1| = \begin{vmatrix} 0 & f_1 \\ f_1 & f_{11} \end{vmatrix}, |B_2| = \begin{vmatrix} 0 & f_1 & f_2 \\ f_1 & f_{11} & f_{12} \\ f_2 & f_{21} & f_{22} \end{vmatrix}, \dots, \text{ 当满足}$$

$$|B_1| < 0, |B_2| > 0, \dots, |B_n| \begin{cases} < 0 & n \text{ 为奇数} \\ > 0 & n \text{ 为偶数} \end{cases},$$

$f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ 拟凹, 其中 $f_{ij} = \frac{\partial^2 f}{\partial x_i \partial x_j}$.

定理 1. 对于任意给定的传感器网络 G , $|G| = M$, 定义收益矩阵 $\begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix}$, 且矩阵参数满足 $b > a > c > d$ 以及 $b > |a| + |d|$. 对于数据转发区域 $G' \subset G$, 博弈 $[(G'), (S_i), (P_i)]$ 存在混合策略纳什均衡, 其中 $|G'| = n$, $S_i \subset \mathbf{R}^2$ 为节点 g_i 的纯策略空间, P_i 为其支付函数.

证明. 1) 定义 ΔS_i 为 S_i 的概率向量集合, 由于 $S_i \subset \mathbf{R}^2$, 于是 ΔS_i 可以表示为

$$\Delta S_i = \{(p_{Ti}, 1 - p_{Ti}) | a_i < p_{Ti} < b_i\}$$

其中 $0 \leq a_i \leq b_i \leq 1$, 显然集合 ΔS_i 非空. 接下来证明 ΔS_i 紧致. 对于 ΔS_i 中的任意两个元素 $(p_{Ti}, 1 - p_{Ti}), (p'_{Ti}, 1 - p'_{Ti}) \in \Delta S_i$, 令 $0 \leq \lambda, \lambda' \leq 1$, 且 $\lambda + \lambda' = 1$, 于是有

$$\lambda(p_{Ti}, 1 - p_{Ti}) + \lambda'(p'_{Ti}, 1 - p'_{Ti}) = (\lambda p_{Ti} + \lambda' p'_{Ti}, 1 - (\lambda p_{Ti} + \lambda' p'_{Ti})) \quad (10)$$

由于 $a_i \leq p_{Ti} \leq b_i$ 以及 $a_i \leq p'_{Ti} \leq b_i$, 于是有

$$\lambda a_i + \lambda' a_i \leq \lambda p_{Ti} + \lambda' p'_{Ti} \leq \lambda b_i + \lambda' b_i \quad (11)$$

也就是 $a_i \leq \lambda p_{Ti} + \lambda' p'_{Ti} \leq b_i$, 于是 $\lambda(p_{Ti}, 1 - p_{Ti}) + \lambda'(p'_{Ti}, 1 - p'_{Ti}) \in \Delta S_i$, 由此可得 ΔS_i 为凸集. 另外显见 $\Delta S_i \subseteq \{(x, y) | 0 \leq x \leq 1, 0 \leq y \leq 1\}$, 后者为正方形, 所以 ΔS_i 有界. 假设存在一个数列 $\{(p_{Ti}^{(n)}, 1 - p_{Ti}^{(n)})\} \subseteq \Delta S_i$, 满足 $\{(p_{Ti}^{(n)}, 1 - p_{Ti}^{(n)})\} \rightarrow (p, q)$, 也就是 $\lim_{n \rightarrow \infty} p_{Ti}^{(n)} = p$ 以及 $\lim_{n \rightarrow \infty} (1 - p_{Ti}^{(n)}) = q$. 由于 $a_i \leq p_{Ti}^{(n)} \leq b_i$, $a_i \leq p = \lim_{n \rightarrow \infty} p_{Ti}^{(n)} \leq b_i$, $q = \lim_{n \rightarrow \infty} (1 - p_{Ti}^{(n)}) = 1 - \lim_{n \rightarrow \infty} p_{Ti}^{(n)} = 1 - p$, 可知 $(p, q) \in \Delta S_i$, 由此可得 ΔS_i 为有界闭集, 即 ΔS_i 紧致.

2) 由引理 2 可得 $|B_1| = -f_1, |B_2| = f_1 f_{12} f_2 + f_2 f_1 f_{21} - f_2^2 f_{11} - f_1^2 f_{22}$, 在前面论述的条件下可以

证明 $|B_1| < 0, |B_2| > 0$, 从而可得 P_i 为 S_i 上的连续拟凹函数. 由于篇幅的限制, 省略详细的证明过程.

由上述 1) 和 2) 可得 G' 中存在纳什均衡. \square

在 GTEBR 算法中, 任意节点 R 的邻居节点选择能最优化其期望支付函数的混合策略, 而支付函数反映的是节点的剩余能量以及消耗状况, 由此可见最优化支付函数的混合策略也就是最优化节点剩余能量及其消耗的策略. 通过采用 GTEBR 算法能分布式优化节点的转发行为, 使节点转发行为相对平衡, 避免热点区域的产生, 从而使网络能量的消耗相对均衡, 网络生存时间得以延长.

在信息不完全的数据转发博弈中, GTEBR 算法通过引入节点 R 仲裁机制以及节点自信概率, 将不完全信息博弈转换为完全但不完美信息博弈, 采用完全信息博弈的方法解决问题. 为了提高算法的效率, GTEBR 算法还引入了一些相应的机制, 例如环路避免机制, 数据逆向回传避免机制, 数据实时性分类机制以及僵局跳出机制等, 从理论上讲采用 GTEBR 算法能使网络中的能量分布相对均衡.

3 仿真实验

本文对 GTEBR 算法进行仿真以验证算法的性能, 仿真环境为: 在长宽均为 100m 的区域随机部署 100 个传感器节点, 为了便于观察, 将 Source 节点部署于坐标为 (20, 20) 的位置, 将 Sink 节点部署于坐标为 (80, 80) 的位置, 如图 1 (见下页) 所示. 节点的最大通信半径设定为 18m. 在实验中设定传感器数据的长度为 125 bytes, 传输每比特数据的能耗为 50 nJ, 每个节点初始时的能量为 0.5 kJ. 为了对比, 本文分别对 GTEBR 算法以及考虑能量的跳数最小路由算法 (EAMHR)^[8] 进行了 100 次不同拓扑结构下的仿真. 仿真结果如图 2~5 (见下页) 所示.

图 2~5 中粗实线与细虚线分别表示 GTEBR 算法与 EAMHR 算法得到的结果. 图 2 所示为某次仿真运行一段时间后节点剩余能量的分布状况, 图中横坐标为节点 ID, 纵坐标为节点的剩余能量与初始能量的比值. 图 3 所示为网络能量分布方差, 其横坐标为 100 次不同拓扑结构下仿真的序列, 纵坐标为每次仿真结束后全网的能量分布方差. 由图 2 可知采用 GTEBR 算法后, 网络中节点的剩余能量比采用 EAMHR 算法时分布更加均衡, 这与采用 GTEBR 算法后节点均衡转发有关. 另外由图 2 细虚线还可以看出, EAMHR 算法中存在数据转发的热点区域, 这些区域的节点能量会很快消耗, 从而造成全网能量分布的不平衡. 对比图 3 所示可知, 仿真结束时, 采用 EAMHR 算法的全网能量分布方差比采用 GTEBR 算法时高很多, 由此可以看出采用

GTEBR 算法能使全网节点剩余能量的分布更加平衡.

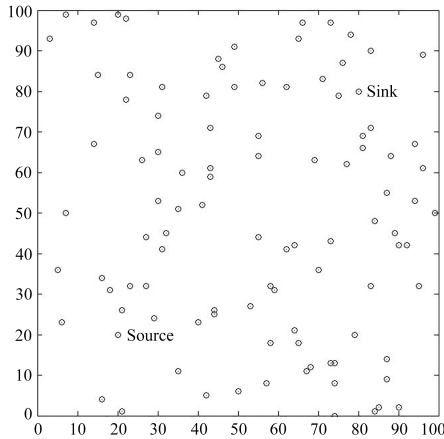


图 1 某次仿真的节点部署

Fig. 1 Distribution of the wireless sensor networks

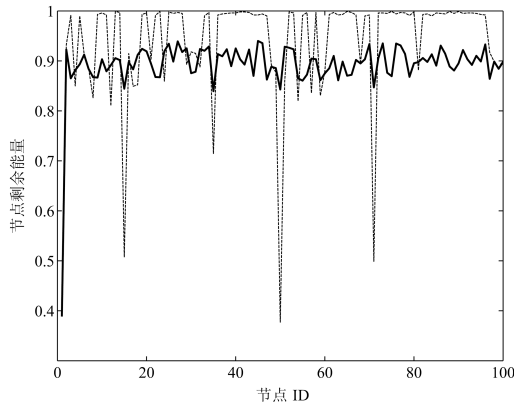


图 2 节点剩余能量分布

Fig. 2 Residual energy distribution

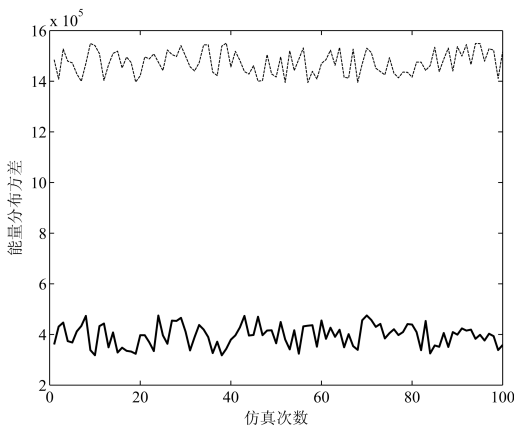


图 3 网络能量分布方差

Fig. 3 Energy variance

由于 EAMHR 算法仅从拓扑结构上最短的路径传递数据信息, 因而其数据递送的实时性很高,

相比之下由于 GTEBR 算法对不同实时性要求的数据分别处理, 对于实时性要求不高的数据可能会采取绕远路的办法递送, 因而其整体实时性指标将会低于 EAMHR 算法. 如果用数据从源到汇所需要的平均跳数衡量算法实时性, 则如图 4 所示采用 GTEBR 算法的平均跳数高于采用 EAMHR 算法时的值. 需要说明的是采用 GTEBR 算法在对待实时性要求高的数据时与 EAMHR 算法类似, 只是数据的实时性要求体现在节点支付函数中. 截取某一拓扑结构下一段时间的仿真, 观察网络中数据包递送跳数与其实时性要求的关系, 如图 6 所示. 仿真中设定 Source 节点以 0.3 的概率产生高实时性要求的数据包, 图中横坐标代表所产生数据包的 ID, 纵坐标代表该数据包的递送跳数. 由图 6 可知该拓扑结构下的最小跳数为 7, 而 Source 节点产生的高实时性要求的数据包递送跳数均等于 7, 也就是说 GTEBR 算法能保证高实时性要求的数据的递送实时性. 对于低实时性要求的数据包, 由图 6 可知, 其递送的跳数则 ≥ 7 , 个别低实时性要求数据由于支付函数的其他因素影响而由最短路径递送, 其递送跳数等于 7.

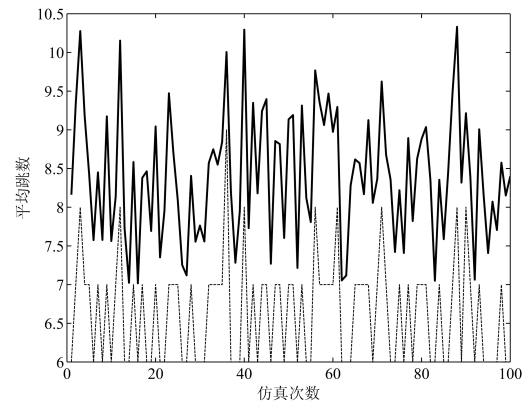


图 4 平均跳数

Fig. 4 Average hops

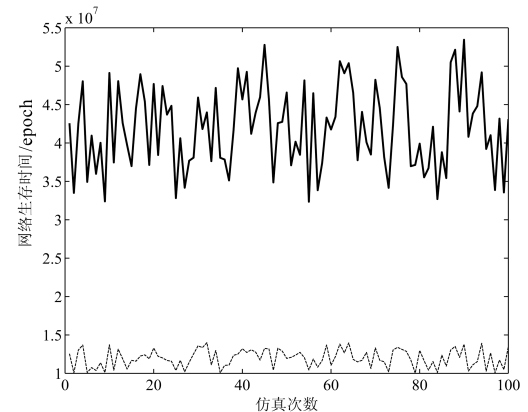


图 5 网络生存时间

Fig. 5 Lifetime

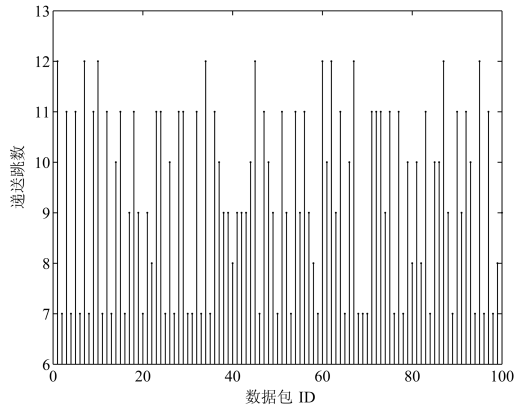


图 6 数据包递送跳数
Fig. 6 Delivery hops

最后考虑网络的生存时间, 通常在传感器网络中以网络从部署开始到第一个能量耗尽的节点出现的时间来表示传感器网络的生存时间. 图 5 所示为采用两种算法时网络生存时间的对比, 由图 5 可知采用 GTEBR 算法的网络生存时间比采用 EAMHR 算法时提高了 3 倍左右. 综合上述仿真图像可以看出, 采用 GTEBR 算法在保证数据实时性要求的前提下能使网络中的能量消耗更加平稳, 网络中的能量分布更加均衡, 因而网络的生存时间得以延长.

4 结论

本文针对无线传感器网络能耗不均匀的问题, 提出了一种基于博弈论模型的能量平衡路由算法. GTEBR 算法通过引入仲裁机制及自信概率, 将不完全信息的静态博弈转换为完全但不完美信息的静态博弈, 从而可以采用静态博弈的方法解决问题, 算法中还设计了适合传感器节点的解算机制, 采用 GTEBR 算法后能使数据转发区域达到纳什均衡, 并使全网的数据转发路径分布更加均匀. 引入 GTEBR 算法能在保证数据实时性要求的前提下使网络中的能量消耗更加平稳, 网络中的能量分布更加均衡, 因而网络的生存时间得以延长. 文中对采用 GTEBR 算法后的传感器网络纳什均衡的存在性作出了证明, 仿真实验表明, 采用 GTEBR 算法具有良好的收敛性以及很好的性能.

References

- 1 Heinzelman W R, Chandrakasan A P. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In:

Proceedings of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences. Hawaii, USA: IEEE, 2000. 8020

- 2 Zhou G, He T, Krishnamuthy S, Stankovic J A. Models and solutions for radio irregularity in wireless sensor networks. *ACM Transactions on Sensor Networks*, 2006, **2**(2): 221–226
- 3 Shen B H, Hao B, Arunabha S. On multipath routing using widest pair of disjoint paths. In: Proceedings of IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing. Phoenix, USA: IEEE, 2006. 134–140
- 4 Shah R C, Rabaey J M. Energy aware routing for low energy ad hoc sensor networks. In: Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference. Orlando, USA: IEEE, 2002. 350–355
- 5 De S, Qiao C M, Wu H Y. Meshed multipath routing: an efficient strategy in sensor networks. In: Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference. New Orleans, USA: IEEE, 2003. 1912–1917
- 6 Ding W, Iyengar S S, Kannan R, Rummler W. Energy equivalence routing in wireless sensor networks. *Microprocessors and Microsystems*, 2004, **28**(8): 467–475
- 7 Economides A A, Silvester J A. A game theory approach to cooperative and non-cooperative routing problems. In: Proceedings of IEEE International Telecommunications Symposium. Los Angeles, USA: IEEE, 1990. 597–601
- 8 Han K H, Ko Y B, Kim J H. A novel gradient approach for efficient data dissemination in wireless sensor networks. In: Proceedings of IEEE Vehicular Technology Conference. Los Angeles, USA: IEEE, 2004. 2979–2983



曾 加 清华大学自动化系博士研究生. 主要研究方向为无线传感器网络的能量控制. 本文通信作者. E-mail: zengjia03@mails.tsinghua.edu.cn
(ZENG Jia Ph.D. candidate at Department of Automation, Tsinghua University. His research interest covers energy control in wireless sensor networks. Corresponding author of this paper.)



慕春棣 清华大学自动化系教授. 主要研究方向为控制理论、传感器网络及嵌入式系统.
E-mail: muchd@tsinghua.edu.cn
(MU Chun-Di Professor at Department of Automation, Tsinghua University. Her research interest covers control theory, wireless sensor networks, and embedded system.)