

一种能量异构自适应的无线传感网络覆盖控制协议

毛莺池¹ 梁 奕² 周晓峰¹

(河海大学计算机及信息工程学院 南京 210098)¹ (国电南瑞科技股份有限公司研发中心 南京 210061)²

摘 要 网络感知覆盖和能量消耗是无线传感器网络的两个核心问题,两者密切相关。网络覆盖决定了无线传感器网络对物理世界的监测能力,反映了网络所能提供的“感知”服务质量,能量消耗则决定了无线传感器网络的生存时间。提出了一种节点能量异构自适应的无线传感网络覆盖控制协议 HEAP(a Heterogeneous Energy Adaptive control coverage Protocol),HEAP 采用基于节点分层成簇的思想,根据节点邻居平均能量与自身剩余能量等参数竞选活动节点。理论分析与模拟实验表明,HEAP 协议不但能够提供高质量的网络覆盖率,而且可以有效地适应于节点能量异构的网络应用场景,并且减少活动节点选取过程中的控制消息开销。

关键词 无线传感网络,能量异构,覆盖控制

Heterogeneous Energy Adaptive Coverage Control Protocol in Wireless Sensor Networks

MAO Ying-chi¹ LIANG Yi² ZHOU Xiao-feng¹

(College of Computer and Information Engineering, Hehai University, Nanjing 210098, China)¹

(R & D Center, NARI Technology Development Co. Ltd., Nanjing 210061, China)²

Abstract Sensing coverage and energy consumption are two primary issues in wireless sensor networks. Sensing coverage is closely related to network energy consumption. The performance of a sensor network depends to a large extent on the sensing coverage, and its lifetime is determined by its energy consumption. A Heterogeneous Energy Adaptive coverage control Protocol for wireless sensor networks (HEAP) was proposed. Adopting the hierarchical clustering idea, HEAP elects the working nodes based on the average residual energy of neighboring nodes and its own residual energy parameters. Simulation study and analysis demonstrate that HEAP not only provide the high quality of sensing coverage, but also has the good performance in the energy efficiency. In addition, HEAP can better adapt the applications with the great heterogeneous energy capacities in the sensor networks, as well as effectively reduce the control overhead.

Keywords Wireless sensor network, Heterogeneous energy, Coverage control

1 引言

无线传感器网络是由低成本、低功耗、具备感知、数据处理、存储和无线通信能力的微型传感器节点通过自组织方式形成的网络,通过节点间协同工作,将实时监测、感知的多种环境信息传送到基站进行处理^[1]。网络覆盖和能量消耗是无线传感器网络的两个核心问题,两者密切相关。网络覆盖决定了无线传感器网络对物理世界的监测能力,反映了网络所能提供的“感知”服务质量,能量消耗则决定了无线传感器网络的寿命,如何合理利用网络能量是传感器网络设计所面临的首要问题。

覆盖控制问题是无线传感器网络的基本问题之一,覆盖质量可以作为衡量网络监测功能服务质量的指标之一^[2]。为了延长传感器网络的寿命,一个有效的覆盖控制协议需要同时具备以下特点:(1)完全分布式的覆盖控制协议有利于节省

网络能量和提高网络的可扩展性。由于集中式算法存在可扩展性问题,而无线传感器网络的规模可以达到成千上万个节点,因此,集中式算法不具有实用性。(2)为了能够实现能量的负载均衡,活动节点应尽可能均匀地分布在整个网络中。由于活动节点的能耗远高于休眠节点,如果活动节点分布不均匀,会导致监测区域中某个部分的节点能量消耗过快,从而导致感知空洞(sensing hole)。(3)覆盖控制算法自身的开销应该很小。减少算法自身的开销必然有利于延长网络寿命。(4)覆盖控制算法有能力处理节点能量异构问题。在实际应用中,保证节点能量同构是不现实的。造成节点能量异构的因素很多,如在区域环境监测中,有些节点处于活动状态,有些节点处于休眠状态,其能耗不同;另一方面,由于活动节点不同的分布位置,其执行感知和数据收集任务消耗能量不同。此外,为了提高网络监测质量采用再部署的方式也会造成网络中节点能量异构。因此,一个实用的覆盖控制协议必须很

到稿日期:2008-07-22 本文受国家自然科学基金(6053106,6053132),江苏省自然科学基金(BK2006168),河海大学自然科学基金(2007417911,2007418011)资助。

毛莺池 博士,讲师,主要研究方向为分布式计算等,E-mail:yingchimao@hhu.edu.cn;梁 奕 工程师,主要研究方向为分布式计算、系统集成等;周晓峰 教授,主要研究方向为分布式计算等。

好地处理节点能量异构问题。(5)无需依赖节点的物理位置信息。对于传感器节点而言,获得其位置信息的方法主要有3种:GPS、有向天线和定位算法。通过配备额外的硬件设备来获取节点的位置信息必然增加节点的成本及相应的能量开销;而定位算法通过大量的消息交换计算节点位置,也造成较大的能量开销,即节点获取和维护位置信息所造成的开销在一定程度上抵消协议节能设计的效果^[3]。为此,我们提出了一种节点能量异构自适应的无线传感网络覆盖控制协议 HEAP (Heterogeneous Energy Adaptive coverage control Protocol)。与 DELIC 协议^[4]不同,HEAP 采用基于节点分层成簇的思想,根据节点邻居平均能量与自身剩余能量等参数竞选活动节点,可以有效地适应于节点能量异构的网络应用场景,并且减少活动节点选取过程中的控制消息开销。

本文第2节介绍了相关工作;第3节给出了网络模型;第4节详细地描述了 HEAP 协议并进行协议分析;第5节进行模拟实验验证;最后总结全文。

2 相关工作

无线传感器网络通常采用轮换节点状态机制,在保证覆盖质量的前提下,减小能耗和延长网络寿命。目前有许多相关的工作^[4-13]。

文献^[5,6]提出了计算最大覆盖集的集中式算法,不具有好的可扩展性,而且算法依赖节点的位置信息。Tian 等人提出了免职合格规则(off-duty eligibility rule),可以根据节点的位置或信号达到角度计算节点间的覆盖关系^[7]。由于算法没有考虑节点覆盖区域可能出现过多的重叠,导致工作节点数量过多,造成额外的能耗。Zhang 等人讨论了网络覆盖和连通性,证明了若节点的通信范围 R_t 大于两倍的感知范围 R_s 时,如果活动节点能够覆盖整个监测区域,则该节点集合也是连通的。根据这个结论,Zhang 等人提出了一个分布式的节点密度控制算法 OGDC^[8],节点根据其邻居信息、自身位置信息,计算是否被邻居节点所覆盖。Cardei 等人在 OGDC 算法基础上,提出了一种基于节点感知范围可调的节点密度控制算法^[9]。每个活动节点根据与邻居活动节点的相对位置,选取合适的感知范围,减少节点感知范围的重叠区域。

Kumar 等人提出随机独立调度机制 RIS 实现网络覆盖^[10]。RIS 分轮运行,在每轮开始时,节点根据自身成为活动节点的概率 p 独立地决定其状态。显然,RIS 无需节点位置信息,在节点状态调度时,节点无需发送控制消息,没有控制开销。然而,当节点失效后,节点成为活动节点的概率仍保持不变,影响网络覆盖的质量,RIS 无法自适应网络的动态变化。

基于探测(probing)的密度控制算法 PEAS^[11]要求每个睡眠节点定期地在其探测范围内探测邻居的状态,若在其探测范围内没有活动节点,则进入活动状态;否则仍处于休眠状态。PEAS 算法可能导致某些节点持续工作,网络中的节点能耗不均匀,影响覆盖质量。

Wu 和 Gao 等人提出了分析节点冗余度的数学模型^[12]。该模型不依赖于节点位置信息,节点根据邻居数量计算其成为冗余节点的概率。然而该数学模型要求节点事先知道邻居数量,这需要有专门的部件进行判断。

Wu 等人根据节点之间的相对距离信息,提出一种分布

式节点覆盖控制算法^[13]。该算法需要根据信号强度计算节点之间的相对位置信息,以及利用相对位置信息进行三角计算,判断节点的状态。显然,节点的计算开销相当大。

我们在文献^[4]提出了一种与节点位置无关的覆盖控制协议 DELIC,该协议基于节点分层成簇的思想,根据参与竞争节点的剩余能量大小,选取活动节点。但是,DELIC 协议需要通过消息广播、多次循环迭代来确定最终的活动节点,产生较多的控制开销。

上述的算法或者需要节点的精确位置信息计算节点间的覆盖关系;或者在没有节点位置信息条件下,要么对节点有额外的要求,要么无法适应网络动态变化,要么在选取活动过程中产生较大的计算和控制开销。此外,上述算法都没有讨论如何有效地处理节点能量异构的问题。

3 网络模型

假设 N 个传感器节点随机均匀部署在监测区域 A 内,节点密度足够大,若所有部署的节点都处于工作状态,则可以覆盖整个区域 A 。现假设该无线传感器网络具有如下性质:

- (1)传感器网络为高密度静态网络,即节点部署后不再移动。
- (2)节点部署后的网络无需人为进行维护,进行自组织管理。
- (3)网络中节点要求达到秒级的时间同步。
- (4)节点能量异构且不能补充。
- (5)每个节点无需装备 GPS,且无需通过测量或定位方法获得其具体的物理位置。
- (6)节点的无线发射功率可调,即无线收发器以低发射功率进行近距离通信,以较高的发射功率进行远距离通信。如节点 MICA2 mote 可以提供多级发射功率,具有多个通信范围。

在以上性质中,前3项属性是一般无线传感器网络的典型设置。第4项性质假设节点能量异构,与能量同构假设相比更接近真实的网络场景。第5项性质无需节点位置信息,有利于节省节点成本和能量。第6项性质则是从节能的角度出发,根据通信距离的远近来调节射频收发器的发射功率,与采用固定发射功率相比,能明显减少节点的能量消耗,从而延长网络的寿命。

4 HEAP 协议

在无线传感器网络中,由于活动节点需要接收和发送其感知数据,故其能耗远高于休眠节点。为了均衡节点的能量负载,活动节点应在所有节点中轮换。同大多数覆盖控制协议一样,HEAP 也是按轮运行。每一轮分为竞选活动节点和节点监测两个阶段,分别用 DT (Decision Time) 和 ST (Sensing Time) 表示。在 DT 时间段中,HEAP 协议采用节点分层成簇思想,每个节点与邻居节点交换节点状态信息,根据邻居节点的平均剩余能量和自身的剩余能量参数,竞选活动节点。当节点决策完毕后,进入监测阶段。在 ST 时间段中,活动节点将收集的数据转发到基站进行处理,而其他的非活动节点进入休眠状态。

4.1 选取合适的节点广播半径

在文献^[14]中,我们基于图中支配集(Dominating Set, DS)

的理论分析了节点覆盖(Point Coverage)与区域覆盖(Area Coverage)之间的关系,并给出了节点覆盖等于区域覆盖的充分必要条件。即假设网络中节点服从密度为 λ 的分布,节点根据式(1)计算得到的通信半径 R_t 生成的通信子图 $G_t, \forall \epsilon > 0$,图 G_t 的最小支配集 MDS 节点可以提供完全覆盖的概率至少为 $1-\epsilon$ 。

$$R_t = R_s - r = R_s - \min(R_s, \sqrt{\frac{-\ln(\epsilon + (1-\epsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2})}{\pi\lambda}}) \quad (1)$$

另一方面,在 4.3 节中定理 1 证明 HEAP 协议选取的活动节点集是支配集(Dominating Set, DS)。由于 $MDS \subseteq DS$, 有 $Area(MDS) \leq Area(DS)$ 。因此,根据式(1),每个节点根据本地节点密度 λ 选择合适的广播通信范围 R_t ,HEAP 协议确保选出的活动节点可以提供高质量的网络覆盖。

式(1)中 λ 表示节点的部署密度,随着网络运行,节点出现失效, λ 也在不断变化。对于单个节点而言,很难获知 λ 变化的情况。根据每个节点 k 跳最大通信半径 $R_{t_{max}}$ 范围的邻居数量估算本地节点密度 λ_{local} ,作为网络节点密度 λ 的近似值,并且 λ_{local} 能够自适应节点失效的变化。

λ_{local} 计算如下:

$$\lambda_{local} = \frac{|c| + 1}{\pi(R_{t_{max}})^2 k^2} \quad (2)$$

其中 $|c|$ 表示节点 k 跳邻居节点的数量。若 k 值越大, λ_{local} 的估算越准确。但是节点之间消息交换的次数增加,导致能耗开销增大,所以 HEAP 协议采用 1 跳 $R_{t_{max}}$ 范围内邻居节点的数量估算本地节点密度 λ_{local} 。令 $\epsilon_0 = \epsilon + (1-\epsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2}$, 显然有 $\epsilon_0 \in (0, 1)$, 综合式(1)和式(2),得:

$$R_t = R_s - \min(R_s, R_{t_{max}} \sqrt{\frac{-\ln \epsilon_0}{|c| + 1}}) \quad (3)$$

所以, $\forall \epsilon > 0$, 每个节点 $i(i=1, \dots, n)$ 根据 1 跳 $R_{t_{max}}$ 范围内邻居节点的数量及式(3),计算其合适的通信半径 R_t ,构建支配集 DS,其可以提供完全覆盖的概率至少为 $1-\epsilon$ 。

4.2 选取活动节点

定义 1(邻居节点, Neighborhood) 对于任意一个节点 S_i ,其邻居节点 S_j 定义如下:

$S_j = \{d(S_i, S_j) \leq R_t, j \neq i\}$, 其中, $d(S_i, S_j)$ 表示节点 S_i 和节点 S_j 之间的距离, R_t 表示根据式(3)计算得到的节点广播半径。

为了能够使 HEAP 协议有效地处理节点能量异构问题,显然,节点的当前剩余能量高则其成为活动节点的概率就高;同时,邻居节点的平均剩余能量高则节点自身成为活动节点的概率就低。因此,HEAP 协议考虑根据邻居节点的平均剩余能量、节点自身剩余能量等参数选取活动节点。

在 HEAP 协议中,每个节点需要保存一张邻居表 Neighbor_Table,存储其邻居节点的 ID、当前能量和状态。网络中每个节点 ID 用全网唯一的整数值标识,即节点 ID 表示该节点在网络中的唯一身份。在每轮开始时,每个节点首先以半径 R_t 广播消息 Energy_Msg。Energy_Msg 消息包括该节点的 ID、状态及其剩余能量。任何一个节点 S_i 半径 R_t 内的所有其他节点被看作是节点 S_i 的邻居,每个节点根据所有邻居节点发送的 Energy_Msg 更新其邻居表 Neighbor_Table。

邻居表更新完毕后,任一节点 S_i 可以计算出其所有邻居节点的平均剩余能量。即:

$$S_i \cdot E_{avg} = \frac{\sum_{j=1}^m S_j \cdot E_{residual}}{m}, (1 \leq i \leq N) \quad (4)$$

其中, $S_i \cdot E_{avg}$ 表示节点 S_i 的广播半径 R_t 内所有邻居节点的平均剩余能量; $S_j \cdot E_{residual} (1 \leq j \leq m, j \neq i)$ 表示节点 S_j 广播半径 R_t 内的邻居节点当前剩余能量; m 表示所有邻居节点的数量。

每个节点根据式(4)计算得到邻居节点的平均剩余能量,再根据式(5)计算该节点发送活动节点声明消息 Active_Msg 的时刻。

$$t_i = k \times T \times \frac{S_i \cdot E_{avg}}{S_i \cdot E_{residual}}, (1 \leq i \leq N) \quad (5)$$

其中, k 是一个均匀分布在 $[0.9, 1.0]$ 之间的随机数; T 表示在一轮中选取活动节点的持续时间,即 $T = DT$; $S_i \cdot E_{residual}$ 表示节点 S_i 的剩余能量。

正如式(5)所示,为了更好地处理节点能量异构问题,HEAP 协议使用 $\frac{S_i \cdot E_{avg}}{S_i \cdot E_{residual}}$ 作为节点 S_i 竞争活动节点的主要参数,即每个节点广播活动节点声明消息 Active_Msg 的时间主要由 $\frac{S_i \cdot E_{avg}}{S_i \cdot E_{residual}}$ 决定。Active_Msg 消息包括节点 ID 和状态 Active。与 DELIC 协议^[5] 仅依靠节点当前剩余能量作为活动节点竞争参数相比,HEAP 协议能够更好地处理能量异构问题。

在活动节点竞选过程中,如果任一节点 S_i 在时刻 t_i 前没有收到任何邻居节点发送的 Active_Msg 消息,则表示在该节点的广播半径 R_t 范围内,没有其他节点已经成为活动节点。因此,当时刻 t_i 时,节点 S_i 向邻居节点广播 Active_Msg 消息,自身成为活动节点。如果节点 S_i 在时刻 t_i 前已经收到了邻居广播的 Active_Msg 消息,表示该节点可以被其邻居活动节点覆盖控制,则放弃活动节点竞争。事实上,如果有邻居节点在 $(t_i - \Delta t, t_i + \Delta t)$ 这段时间内广播 Active_Msg 消息,则在同一个广播半径 R_t 范围内有可能存在多个活动节点,其中 Δt 指在最坏情况下所有邻居节点能够收到广播消息 Active_Msg 的时间。由于消息 Active_Msg 的包长很小且广播范围有限,因此, Δt 非常小,这使得在同一个广播半径 R_t 范围内有多个节点在同一时刻发送 Active_Msg 消息的概率很小。在 4.3 节中定理 3 进行了证明。从以上描述可知,由于在选取活动节点过程中,只有每个活动节点发送一条 Active_Msg 消息,使得 HEAP 协议的控制消息开销很小。

4.3 协议分析

定理 1 HEAP 协议选取的活动节点集是支配集(Dominating Set, DS),即网络中的任一节点,要么是活动节点,要么其邻居节点是活动节点。

证明: 在网络中随机选取任一节点 v , 如果节点 v 是活动节点,则定理 1 成立。若节点 v 不是活动节点,则根据 HEAP 协议,节点 v 的邻居节点集中至少存在一个活动节点 u , 且节点 u 广播 Active_Msg 消息的时刻 t_u 小于节点 v 的 t_v , 即在未到时刻 t_v 时,节点 v 收到了节点 u 发送的 Active_Msg 消息,节点 v 进入休眠状态。否则,节点 v 在时刻 t_v 时,没有收到其邻居发送的 Active_Msg 消息,节点 v 自身成为活动节点,并广播 Active_Msg 消息给其邻居。所以,HEAP 协议选取的活动节点集是支配集,定理 1 得证。

定理 2 $\forall \epsilon > 0$, HEAP 协议可以提供完全区域覆盖率

的概率不低于 $1-\epsilon$ 。

证明:我们在文献[14]中已经证明,节点根据式(3)选择合适的广播半径 R_t 构建支配集,使支配集节点形成的区域覆盖率为 100% 的概率不低于 $1-\epsilon$ 。根据定理 1, HEAP 协议选取的活动节点集是支配集。所以, HEAP 协议可以提供完全区域覆盖率的概率不低于 $1-\epsilon$, 定理 2 得证。

定理 3 在一轮中,在一个节点广播范围内同时存在两个活动节点是小概率事件。

证明:在 HEAP 协议中,每个节点需要与周围邻居节点竞争活动节点。假设,当某个节点在其广播半径 R_t 范围内广播 Active_Msg 后,在时间段 Δt 内可以保证该节点的所有邻居节点收到该消息。显然,若在 Δt 时间内没有其他邻居节点广播 Active_Msg 消息,则该节点成为其广播范围内的唯一活动节点。若在 Δt 时间内有多个邻居节点同时广播 Active_Msg 消息,则在该节点的广播范围内存在多个活动节点。下面,讨论在同一个广播范围 R_t 内存在多个活动节点的概率 p 。

根据式(2),任意节点广播 Active_Msg 消息的时刻随机均匀分布在 $[0, T]$ 时间段内,因此,在同一个广播范围 R_t 内存在多个活动节点的概率 p 满足式(6):

$$p \leq 1 - C_{m-1}^{m-1} (1 - \frac{\Delta t}{T})^{m-1} \quad (6)$$

其中 $m-1$ 表示在同一个广播范围 R_t 内节点数量的期望值,显然有 $m = \left\lceil \frac{\pi R_t^2}{\|A\|} \times N \right\rceil$ 。对于一个典型的无线传感器网络,如 $R_t = 10\text{m}$, $\|A\| = (100 \times 100) \text{m}^2$, $N = 100$, $T = 10\text{s}$, $\Delta t = 10\text{ms}$,则在同一通信范围内存在多个活动节点的概率 $p \leq 0.00214$ 。定理 3 得证。这也说明网络执行 HEAP 协议得到的活动节点分布良好。

定理 4 整个网络的控制消息复杂度为 $O(N)$ 。

证明:在 HEAP 协议中,在每轮开始时,所有节点都需要以 $R_t \max$ 为通信半径发送 1 条消息,每个节点根据 $R_t \max$ 半径范围内节点数量计算其合适的通信半径 R_t 。在活动节点选取阶段,若节点 v 在其发送 Active_Msg 消息时刻 t_v 达到之前收到其邻居节点发送的 Active_Msg 消息,则节点 v 进入休眠状态,不发送任何控制消息。若节点 v 在其发送 Active_Msg 消息时刻 t_v 之前没有收到任何邻居节点发送的 Active_Msg 消息,则节点 v 成为活动节点,设状态为 Active,同时向其邻居广播 1 条 Active_Msg 消息。在最坏情况下,网络中所有节点都成为活动节点,那么每个节点都需要广播 1 条 Active_Msg 消息。所以,整个网络的控制消息复杂度为 $O(N)$,其中 N 为网络中节点总数。

5 模拟实验与分析

5.1 模拟实验环境设置和参数

利用 GloMoSim 作为模拟实验平台对 HEAP 协议进行分析,并从以下指标来评价,即①协议有效性;②网络生存时间;③通信控制开销。模拟实验环境是节点随机分布在监测区域大小为 $100 \times 100 (\text{m}^2)$ 中,部署节点总数分别为 600, 800, 1000 和 1200,节点感知半径为 10m,最大通信半径为 20m。为了验证 HEAP 协议可以适应节点能量异构场景,模拟实验设置了 3 种程度能量异构环境,即节点的初始能量分别从 $(0.2\text{J}, 2.0\text{J})$, $(0.5\text{J}, 2.0\text{J})$ 和 $(1.0\text{J}, 2.0\text{J})$ 中取随机值。无线

通信模型与参数同文献[15]。如果没做特别说明,以下实验数据都是 100 次模拟实验平均抽样的结果。

在文献[4]中,我们对 DELIC, Sponsor Area, OGDC 和 PEAS 协议进行了比较,DELIC 协议在覆盖率、能量有效性和能耗负载均衡方面都优于其他协议,因此,在文中我们仅将 HEAP 协议与 DELIC 进行比较。

5.2 实验结果

(1) HEAP 协议有效性

图 1 和图 2 分别显示了网络在不同的部署密度、不同的初始能量情况下,活动节点数量与网络覆盖率变化曲线。从图中可以看出,对于不同的节点密度,HEAP 协议得到的活动节点数量比 DELIC 协议约少 15%。在网络覆盖率方面,HEAP 协议得到的覆盖率比 DELIC 略低,但是仍能够提供大于 99% 的覆盖率。对于大多数的网络应用,这样的覆盖质量是合理的、可接受的。此外,同 DELIC 协议一样,HEAP 协议选取的活动节点数量并不随着节点数量增加而增加。其主要原因是 HEAP 协议选取活动节点与节点感知半径和监测区域大小相关,而与部署节点数量无关。图 1 和图 2 表明 HEAP 协议可以有效地提供高质量的覆盖率。

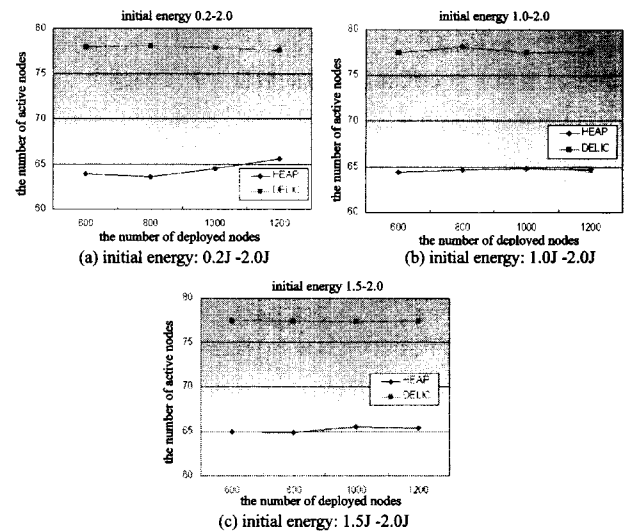


图 1 在不同节点密度、不同初始能量情况下活动节点数量

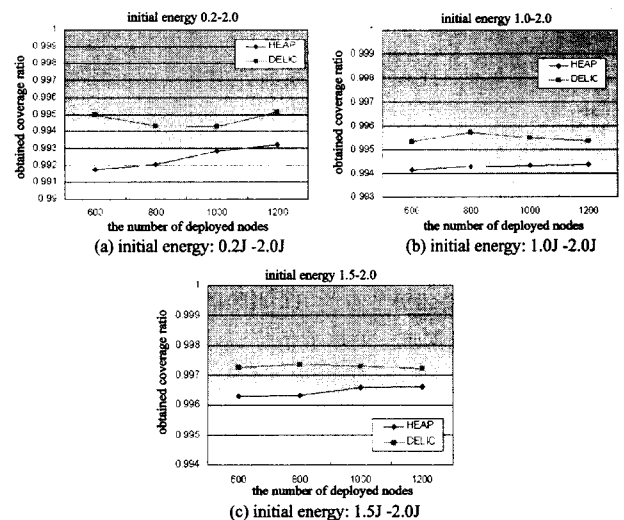


图 2 在不同节点密度、不同初始能量情况下得到的网络覆盖率

(2) 网络寿命

图 3 和图 4 分别表示在部署节点数量为 600 和 1200 情况下,从第 1 个节点死亡到所有节点死亡的时间变化曲线。从图中可以看出,与 DELIC 协议相比,在相同网络配置条件下,HEAP 协议能够有效地延长网络寿命 15%~30%。主要原因是 DELIC 协议只根据自身节点的剩余能量选取活动节点,而 HEAP 协议除了考虑节点自身能量外,还考虑其周围邻居节点的平均能量,这样更有利于节点能耗平衡,延长网络寿命。尤其在节点初始能量差异较大的情况下,HEAP 协议更能适应节点能量异构的特点。此外,当节点初始能量在 $[0.2\text{J}, 2.0\text{J}]$ 变化时,其节点死亡速度要比初始能量在 $[1.5\text{J}, 2.0\text{J}]$ 变化时快 40%~50%,这是由于一些初始节点能量过低,在很短的时间内就能消耗完毕。

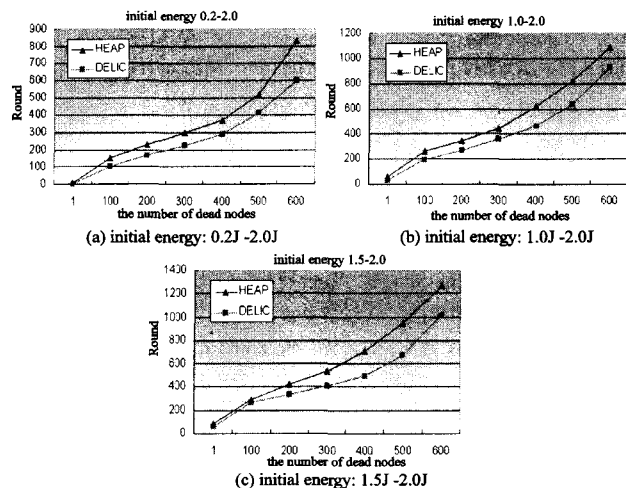


图 3 在不同的初始能量下节点死亡时间曲线(600 个节点)

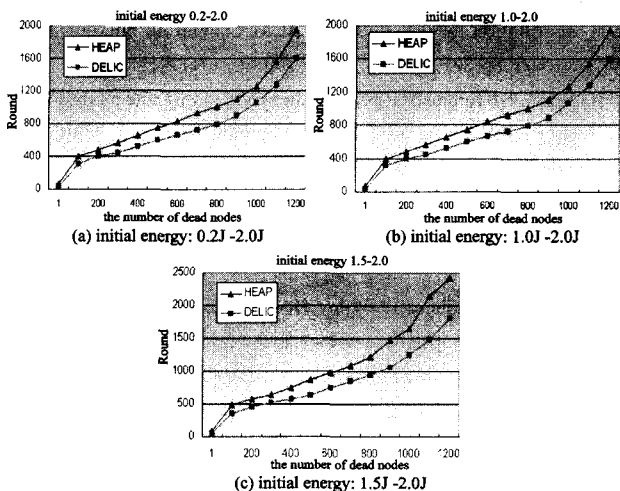


图 4 在不同的初始能量下节点死亡时间曲线(1200 个节点)

另一方面,当网络覆盖率低于应用要求,则传感器网络则不能很好地执行监测任务,因此,在实验中需要评价网络执行 HEAP 协议时覆盖率变化情况。图 5(a)显示了在节点数量为 800、不同的初始能量条件下,HEAP 协议获得的网络覆盖率变化曲线。从图中可以看出,节点初始能量差异越大,则覆盖率下降就越快。如当节点初始能量为 $[0.2\text{J}, 2.0\text{J}]$ 时,HEAP 可以在前 240 轮提供 90% 以上的覆盖率;然而当初始能量为 $[1.5\text{J}, 2.0\text{J}]$ 时,HEAP 协议可以在前 420 轮提供 90% 以上的覆盖率,而且网络寿命延长了 30% 左右。此外,图 5(b)显示了在相同网络配置情况下,分别执行 HEAP 和 DELIC

IC 协议获得的覆盖率变化曲线。从图中可以看出,HEAP 的覆盖率曲线下降比 DELIC 协议略缓,其主要原因是 HEAP 协议更能适应节点初始能量差异较大的情况。

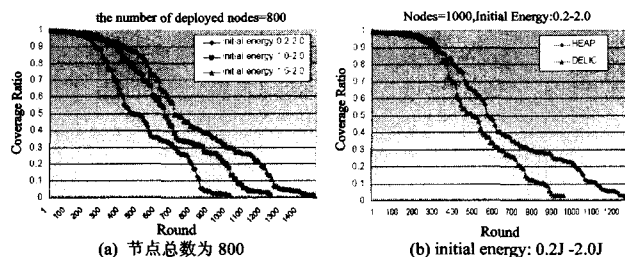


图 5 网络覆盖率随时间变化曲线

(3) 控制开销

在 HEAP 协议,首先每个节点需要根据其 1 跳范围内邻居数量调整合适的通信半径。然后,在活动节点选取阶段,每个节点需要在其通信半径范围内广播 Energy_Msg 消息,用于更新邻居表 Neighbor_Table。最后,每个活动节点广播 1 条 Active_Msg 消息,通告自身的状态。因此,每个节点需要消耗能量用于收发数据,节点密度将对网络控制开销产生影响。图 6 比较了 HEAP 和 DELIC 协议在不同的节点密度与不同的节点初始能量下产生的网络控制开销。很显然,在相同的网络配置下,节点密度越高,产生的控制开销就越大。对于 HEAP 协议而言,节点总数为 1200 时产生的控制开销大约是节点总数为 600 时的 2 倍。另一方面,节点初始能量的差异性对网络控制开销影响不是很大,比如在节点总数为 1200 时,节点初始能量从 $[0.2\text{J}, 2.0\text{J}]$ 变化到 $[1.5\text{J}, 2.0\text{J}]$,HEAP 协议产生的控制开销增加了 8.16%。此外,初始能量差异性大产生的控制开销略小于能量差异性小的情况,主要原因是初始能量差异性大,由于某些节点能量低而快速死亡,从而降低了网络节点密度,减少了控制开销。

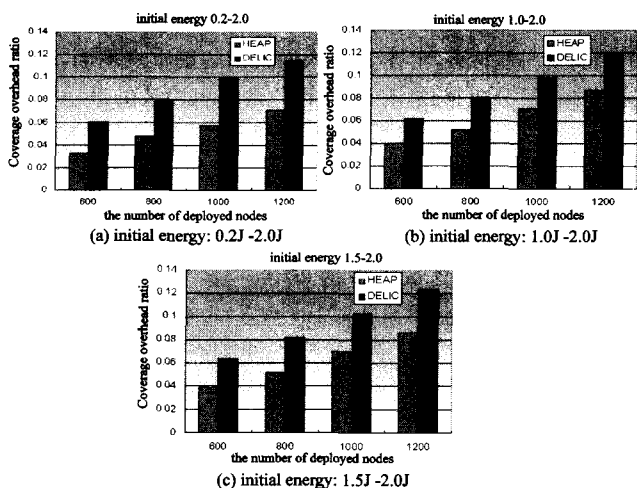


图 6 在不同节点密度、不同初始能量情况下控制开销

结束语 本文提出了一种节点能量异构自适应的无线传感网络覆盖控制协议 HEAP。HEAP 采用基于节点分层簇的思想,根据节点邻居平均能量与自身剩余能量等参数竞选活动节点。理论分析与模拟实验表明 HEAP 协议不但能够提供高质量的网络覆盖率,而且可以有效地适应于节点能量异构的网络应用场景,并且减少活动节点选取过程中的控制消息开销。

参考文献

- [1] Akyildiz I F, Su W, Sankarasubramanian Y, et al. Wireless sensor networks: a survey[J]. Computer Networks, 2002, 38(4): 393-422
- [2] Cardei M, Wu J. Energy-Efficient Coverage Problems in Wireless Ad Hoc Sensor Networks[J]. Journal of Computer Communications, Special Issue on Sensor Networks, 2005
- [3] Stojmenovic I. Position based routing in ad hoc networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2002, 40(7): 128-134
- [4] 毛莺池, 刘明, 陈力军, 等. DELIC: 一种高效节能的与节点位置无关的传感器网络覆盖协议[J]. 计算机研究与发展, 2006, 43(2): 187-195
- [5] Slijepcevic S, Potkonjak M. Power Efficient Organization of Wireless Sensor Networks[C]// Proceedings of IEEE Conference on Communications, 2001, 2: 472-476
- [6] Cardei M, MarCallum D, Cheng X, et al. Wireless Sensor Networks with Energy Efficient Organization[J]. Journal of Interconnection Networks, 2002, 3(3/4): 213-229
- [7] Tian D, Georganas N D. A Coverage-preserving node scheduling scheme for large wireless sensor networks[C]// Proceedings of First ACM International Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications, 2002: 32-41
- [8] Zhang H, Hou J-C. Maintaining scheme coverage and connectivity in large sensor networks[J]. International Journal of Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, March 2005
- [9] Cardei M, Wu J, Lu M, et al. Maximum Network Lifetime in Wireless Sensor Networks with Adjustable Sensing Ranges[C]// Proceedings of IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, August 2005: 22-24
- [10] Kumar S, Lai T H, Balogh J. On k-coverage in a mostly sleeping sensor network[C]// Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, 2004: 144-158
- [11] Ye F, Zhong G, Lu S, et al. PEAS: A robust energy conserving protocol for long-lived sensor networks[C]// Proceedings of the 23rd International Conference on Distributed Computing Systems, 2003
- [12] Wu K, Gao Y, Li F, et al. Lightweight deployment-aware scheduling for wireless sensor networks[J]. ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications (MONET) Special Issue on "Energy Constraints and Lifetime Performance in Wireless Sensor Networks", 2004
- [13] Wu T-T, Su K-F. Determining active sensor nodes for complete coverage without location information[J]. International Journal of Ad Hoc and Ubiquitous Computing, 2005, 1(1/2): 38-46
- [14] 毛莺池, 冯国富, 陈力军, 等. 一种与位置无关的无线传感器网络连通性覆盖协议[J]. 软件学报, 2007, 18(7): 1672-1684
- [15] Heinzelman W. Application - Specific Protocol Architecture for Wireless Sensor Networks[D]. June 2000

(上接第 29 页)

目录模型	Bad	Low	Low	Low	Low
WellKnow 模型	Bad	Low	Normal	Normal	Normal
WebCache 模型	Good	Normal	High	High	High

结束语 通过对不同 P2P 网络拓扑的研究, 提出了 4 种 P2P 入网模型, 并从负载均衡、管理开销、公平性、容错性、扩展性 5 个方面对入网机制进行了分析、对比。考虑到网络拓扑自身的一些特点, 上述 P2P 入网机制的侧重点不同, 希望通过本文的分析描述, 有助于 P2P 自组织构造的进一步研究。

参考文献

- [1] Li Gong. Peer-to-Peer networks in action[J]. IEEE Internet Computing, 2002, 6(1): 37-39
- [2] Lua E K, Crowcroft J, Pias M, et al. A survey and comparison of Peer-to-Peer overlay network schemes[J]. Journal of IEEE Communications Survey and Tutorial, 2005, 7(2)
- [3] Zhao B Y, Kubiatowicz J D, Joseph A D. Tapestry: a fault-tolerant wide-area application infrastructure[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2002, 32(1): 81
- [4] Rowstron A, Druschel P. Pastry: Scalable, decentralized object location, and routing for large-scale Peer-to-Peer systems[C]// Proceedings of the IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms (Middleware'01). Heidelberg, Germany: Springer-Verlag, 2001: 329-350
- [5] Ratnasamy S, Francis P, Handley M, et al. A scalable content-addressable network[C]// Proceedings of the ACM SIGCOMM 2001. Govindan R, ed. ACM Press, 2001: 161-172
- [6] Stoica I, Morris R, Karger D, et al. Chord: A scalable Peer-to-Peer lookup service for internet applications[C]// Proceedings of the ACM SIGCOMM 2001. Govindan R, ed. ACM Press, 2001: 149-160
- [7] Stephanos A T, Diomidis S. A survey of Peer-to-Peer content distribution technologies[J]. ACM Computing Surveys, 2004, 36(4): 335-371
- [8] Saroiu S, Gummadi P K, Gribble S. Measuring and analyzing the characteristics of Napster and Gnutella hosts[J]. Multimedia Systems, 2003, 9(9): 170-184
- [9] Jovanovic M A. Modeling large-scale peer-to-peer networks and a case study of Gnutella[D]. Cincinnati: University of Cincinnati, 2001
- [10] Clarke I, Sandberg O, Wiley B, et al. Freenet: A distributed anonymous information storage and retrieval system[C]// Proceedings of the ICSI Workshop on Design Issues in Anonymity and Unobservability. Berkeley: Int'l Computer Science Institute, 2000: 43-58
- [11] Liang J, Kumar R, Ross K W. Understanding KaZaA[EB/OL]. 2004. <http://cis.poly.edu/~ross/papers/UnderstandingKaZaA.pdf>
- [12] Daniel S, Reza R. Characterizing the two-tier Gnutella topology[C]// ACM SIGMETRICS'05. Bamf, Canada, 2005
- [13] Liang J, Kumar R, Ross K W. The FastTrack overlay: a measurement study[J]. Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking, 2006, 50(6): 842-858
- [14] Pouwelse J P, Garbacki P, Epema D H, et al. The Bittorrent P2P file-sharing system: Measurements and analysis[C]// 4th Int'l Workshop of IPTPS 2005. LNCS 3640, Ithaca: Springer-Verlag, 2005: 205-216