

一种适用于煤矿井下无线传感网的能量均衡路由协议

吴华君 张自力 李 卫

(西南大学智能软件与软件工程重点实验室 重庆 400715)

摘 要 矿井无线传感网的拓扑呈长距离带状,节点间能耗不均问题十分严重。非均匀分簇策略能从全局均衡节点能量负载,在矿井中具有良好的适用性。针对矿井传感网的带状特性提出了一个簇规模自适应调节的能量均衡分簇路由协议。协议根据节点离汇聚点的距离、剩余能量及分布密度来构造规模不等的簇。簇首的竞选以节点相对于周围候选者的能量水平为依据,避免了低能量节点被当选为簇首。簇间多跳路由算法依簇首近似线型的分布特点设计,不但考虑链路能耗最优,亦注重转发节点间的能量均衡。模拟实验结果表明,该路由协议显著平衡了网中节点能耗,延长了网络生存时间。

关键词 矿井,无线传感器网络,带状网络,能量均衡,非均匀分簇,多跳路由

中图法分类号 TP393 **文献标识码** A

Energy-balanced Routing Protocol for Wireless Sensor Networks in Coal Mine

WU Hua-jun ZHANG Zi-li LI Wei

(Key Laboratory of Intelligent Software and Software Engineering, Southwest University, Chongqing 400715, China)

Abstract The topology of WSN in coal mine is band-type, which seriously constrained the energy balance among sensor nodes. Uneven clustering strategy can effectively balance energy consumption among nodes in the global sense, making it suitable for coal mine application. We presented an energy-balanced routing protocol on the basis of adaptive clustering mechanism which can construct unequal clusters according to the metrics such as distance to the sink node, energy level and node density. In competing cluster head, tentative cluster heads decided whether to become a cluster head according to the relative energy level compared with neighbor tentative nodes, avoiding the nodes having low energy level being cluster heads. During the data transmission stage, inter-cluster multi-hop routing algorithm was designed, taking the linear topology of cluster heads in to account. The algorithm not only considered the minimum energy consumption of the path but also concerned energy balance among forwarding nodes to protect those low-energy nodes. Simulation results show that the routing protocol dramatically balances the energy consumption among nodes and achieves an obvious improvement on the network lifetime.

Keywords Coal mine, Wireless sensor network, Band-type network, Energy balancing, Uneven clustering, Multi-hop routing

1 引言

我国煤矿事故频发,构建有效的安全生产监控系统具有重大的现实意义。传统的安全生产监控系统一般采用有线连接方式,存在维护成本高、灾后易失效、跟进不及时等缺陷,不能很好地满足监控需求。无线传感器网络具有布设方便、价格低、抗毁性强等优点,已被广泛应用到煤矿安全生产监控系统中^[1-3]。煤矿安全生产监控要周期性地获取巷道内的温度、气体浓度等一系列环境参数,因而数据收集机制特别是路由协议的设计至关重要。井下无线传感的拓扑呈长距离带状,能耗不均、数据冗余及数据延迟问题十分严重。如果采用平面多跳路由,数据收集过程会转发大量冗余信息,且需维护复杂的路由表,适用性不强。基于分簇的路由^[4]结合了数据融

合^[5]技术,能显著降低数据延迟、提高能量有效性和网络的可扩展性,相比之下具有更好的适用性。然而分簇会导致能耗不均问题,主要表现在:1)簇首承担了繁重的数据融合和传输任务,耗能比普通节点多,簇首和簇内簇成员节点间存在能耗不均问题。2)簇首采用多跳方式与汇聚点通信时,某些节点因转发其他簇首的过路数据而负担过重,簇间也存在能耗不均问题。特别在矿井无线传感网中,簇首近似地分布在一条直线上,下一跳选择单一,这使得越靠近汇聚点的簇首节点能耗越重^[6]。3)节点的密集程度不同,会造成簇的规模不同,进而也会造成簇间的能耗不均。

围绕分簇机制,当前的研究主要通过以下几种途径实现节点间的能量均衡:1)通过周期性簇首选举解决簇内能耗不均问题。这类协议以 LEACH^[7]为典型代表。该协议通过周

到稿日期:2010-12-29 返修日期:2011-02-24 本文受重庆市科委攻关项目(CSTC,2009AC2174)资助。

吴华君(1986—),男,硕士生,主要研究方向为无线传感网、物联网,E-mail:kingchoi@swu.edu.cn;张自力(1964—),教授,硕士生导师,主要研究方向为多 Agent 系统、混合智能系统、数据挖掘;李 卫(1985—),女,硕士生,主要研究方向为 Agent 计算与人工智能。

期性地让节点轮流成为簇首的方式将簇首的额外能耗分摊到网中各节点; Lindsey 等人提出的 PEGASIS 协议^[8], 将节点周期性地组织为一条链, 其本质也是通过重新构簇策略来分摊簇首能耗。2) 节点成簇时在局部范围内实现簇间负载均衡。如 Younis 等人提出的混合式分簇协议 HEED^[9], 其节点在加入某簇时, 会选择簇内通信功耗最小的簇; Ye 等人提出的 EECS 算法^[10], 入簇时节点不仅考虑自身的通信代价, 也注重簇首和汇聚点的通信能耗。3) 通过非均匀分簇解决簇间能耗不均问题。Soro 等人研究了无线传感网多跳路由中的“热区”问题, 首次提出了非均匀分簇策略^[12]。Li 等人提出了一个分布式非均匀分簇算法 EEUC^[13], 以候选簇首离基站的距离为参数计算非均匀竞争半径, 使靠近汇聚点的簇首的簇规模更小, 为这些簇首预留更多能量用于转发数据。方法 1 和方法 2 都以被动的方式, 即节点出现能耗不均问题后采取措施均衡能量消耗, 而方法 3 从全局角度主动地均衡节点间的负载, 具有更好的效果。

上述协议针对的是普通应用场景, 在煤矿井下应用中, 其性能将受到严重制约。首先, LEACH 的单跳通信扩展性差; 其次, HEED, EECS 等算法都采用均匀分簇策略, 不能有效缓解簇间能耗不均问题; 再次, EEUC 算法虽采用非均匀分簇, 但非均匀半径的计算没有考虑候选节点的剩余能量和周围节点分布密度等因素, 而簇首的竞争又单纯地以节点的剩余能量为依据, 不能保证最后当选的簇首是能量较高节点^[11]; 最后, 上述协议的簇间路由都是针对普通场景设计的, 没有考虑井下传感网簇首的线型排列所带来的影响。本文在分析矿井特殊拓扑的基础上提出了一种基于非均匀分簇的能量均衡路由协议 UCEBRP (Uneven Cluster-based Energy-balanced Routing Protocol for Wireless Sensor Networks in Coal Mines), 协议采用周期性、分布式和非均匀成簇思想, 优化了现有非均匀分簇算法的簇半径计算公式, 引入了基于相对能量水平的簇首局部竞争机制, 并依矿井无线传感网中簇首“线型”的分布特点设计了一个能量高效多跳算法。模拟实验结果表明, UCEBRP 与现有的一些分簇协议相比, 能更有效地平衡簇间能耗, 在井下更具适用性。

2 网络模型

网络由 N 个随机部署的传感器节点组成, 节点分布在一个 $L \times W$ 的矩形空间中, 其中 $L \gg M$ 。应用场景为周期性数据收集。用 s_i 表示第 i 个节点, 节点集合为 $S = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$, $N = |S|$, 网络具有如下性质: 1) 汇聚点 (DS) 位于网络外侧, 其计算能力和能量不受限制。传感器节点和 DS 在部署后位置均不发生移动; 2) 传感器节点同构, 具备数据融合功能, 能感知自己的剩余能量, 每个节点都有一个全网唯一标识 (ID); 3) 节点无线发射功率可控, 即节点可以根据接收者距离的远近调整其发射功率; 4) 已知对方的发射功率, 节点可以根据接收信号的强度计算发送者到自己的近似距离; 5) 采用与 LEACH 协议相同的无线通信能耗模型。节点发射 l 比特的数据到距离为 d 的位置, 消耗的能量由发射电路损耗和功率放大损耗两部分组成, 即:

$$E_{Tx}(l, d) = \begin{cases} lE_{dec} + \epsilon_{fs}d^2, & d < d_0 \\ lE_{dec} + \epsilon_{mp}d^2, & d > d_0 \end{cases} \quad (1)$$

式中, E_{dec} 表示发射电路损耗的能量。当传输距离小于阈值

d_0 时, 功率放大损耗采用自由空间模型; 反之采用多路衰减模型。 $\epsilon_{fs}, \epsilon_{mp}$ 分别是这两种模型中功率放大所需的能量。节点接收 l 比特数据消耗的能量为:

$$E_{Rx}(l) = lE_{dec} \quad (2)$$

另外, 假设融合单位比特数据耗费的能量为 E_{DF} 。

3 UCEBRP 协议的设计

UCEBRP 按周期进行数据收集, 每一轮分为非均匀成簇阶段和数据传输阶段。其非均匀分簇机制如图 1 所示。

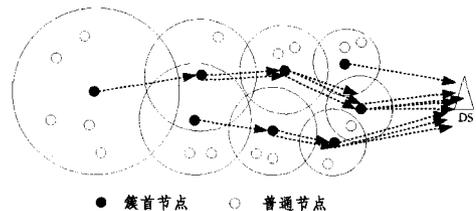


图 1 UCEBRP 非均匀分簇机制

在网络部署初期, 汇聚点以给定的发射功率向全网广播一个信号。每个节点根据接收信号的强度计算它到汇聚节点的近似距离 dt 到 DS。获得这个距离不但有助于节点向汇聚点传输数据时选择合适的发射功率以节约能量, 而且是候选簇首计算非均匀竞争半径及簇间通信阶段簇首计算下一跳集合的必需信息。表 1 列出了协议中涉及的控制消息类型和其对应的描述。

表 1 UCEBRP 协议中各种协议控制消息及描述

控制消息	格式	描述
COMPETE_MSG	(节点 ID, 竞争半径, 剩余能量)	候选簇首广播的参与簇首竞争消息
HEAD_MSG	(节点 ID)	候选簇首广播的竞争簇首成功消息
CH_ADV_MSG	(节点 ID)	簇首邀请成员节点加入本簇的广播消息
JOIN_MSG	(节点 ID, 簇首 ID)	节点加入某簇时发送的加入消息
ROUTE_MSG	(节点 ID, 剩余能量)	簇首建立路由树过程中的广播消息

3.1 非均匀成簇算法

3.1.1 候选簇首选择

与 LEACH 不同, UCEBRP 成簇算法引入了候选簇首机制, 以减少簇首竞选开销。首先, 算法在全局范围内规定一个 0 到 1 之间的阈值 T 用来调节参与簇首竞选的比例。每个节点产生一个 0 到 1 之间的随机数 μ_0 并通过式 (3) 得到 μ :

$$\mu = \mu_0 e^{-\frac{E_{r(i)}}{E_0}} \quad (3)$$

式中, $E_{r(i)}$ 为节点 s_i 的剩余能量, E_0 为节点的初始能量。若 $\mu < T$ 则该节点成为候选簇首。由公式可知, 剩余能量越大的节点, 其 μ 值越小, 越容易成为候选簇首, 这使得那些能量较高的节点能更多地担当簇首。非候选簇首节点将进入睡眠状态直到竞选过程结束。

3.1.2 非均匀竞争半径计算

协议中每个节点都对对应有一个竞争半径 R_c , 并在 R_c 为半径的圆形区域内同其他节点竞选成为簇首。设网中最大的簇半径为 R_{max} , 我们先给出节点的邻居节点和邻居节点数的定义。

定义 1 节点 s_i 在半径 R_{max} 内的所有其他节点称为其邻居节点。 s_i 的邻居节点集 $Nei = \{s_j | d(s_i, s_j) < R_{max}, j = 1, 2, \dots, n\}$, s_i 的邻居节点数 s_i . $Num_{nei} = |s_i$. $Nei|$ 。

每个候选簇首根据其邻居节点数、自身剩余能量以及到汇聚点的距离计算其竞争半径,计算公式如下:

$$R_c = [1 - c_1 (1 - \frac{d_{0DS}}{d_{max}}) - c_2 (1 - \frac{E_{re}}{E_0}) - c_3 \frac{Num_{nei}}{N}] R_{max} \quad (4)$$

式中, c_1, c_2, c_3 为 0 到 1 之间的参数, d_{max} 为节点到汇聚点的最大距离。由式(4)可知:竞争半径和能量、距离同方向变化而与节点密集度反方向变化。因为在其他量相当的情况下,节点能量越多,其可用于簇内通信和管理的能耗相对充裕,所以簇规模可以适当大一些。同理,若其他条件相同,则节点密集度越大,相同半径内需管理的节点数会越多,为均衡能耗,应减小簇的规模。最后,节点离汇聚点的距离决定了其转发其他节点过路数据的繁重程度,离汇聚点越近,转发数据任务越繁重,其簇规模应该相对较小,这样才能减少其用于簇内的能耗,预留更多的能量用于簇间通信。该公式通过簇半径的自适应调节,实现了簇规模的动态调整,从而达到簇间能耗均衡的目的。

3.1.3 簇首竞选

候选簇首竞选成为最终簇首时,为保证簇首分布良好,竞争策略常采用退避原则^[10](任意一个簇半径内只有一个簇首),若像 EEUC 那样单以剩余能量为依据,网络后期节点间能量相差悬殊情况下并不能保证真正当选的节点是高能量节点。文献[11]对一个类似问题进行了描述,并提出了相应的竞争规则,本文采用与该文献类似的竞争策略。

首先,候选簇首在 R_{max} 的范围内广播其竞选消息 COMPETE_MSG,每个候选簇首接收 R_{max} 范围内的其他候选簇首的竞争消息,维护一个邻候选簇首集合。

定义 2 候选簇首 s_i 的邻候选簇首集合 s_i, SCH 为:

$$s_i, SCH = \{s_j | s_j \text{ 为候选簇首, 且 } d(s_i, s_j) < \max\{s_i, R_c, s_j, R_c\}\}$$

候选簇首根据该集合计算其邻候选簇首的平均剩余能量 E_a :

$$E_a = \frac{\sum_{i=1}^m s_j \cdot E_{re}}{m} \quad (5)$$

式中, $m = |s_i, SCH|$, 在求得 E_a 后,每个候选节点根据下式启动一个定时器 t :

$$t = kt_0 \frac{E_a}{E_{re}} \quad (6)$$

式中, k 是随机分布在 0 至 1 之间的实数, t_0 是事先规定的簇首竞选持续时间。之后节点按规则 1 竞争成为簇首,其定义如下。

规则 1 如果候选节点在自己定时器 t 到来之前就接收到邻候选簇首的 HEAD_MSG 消息,那么就退出竞选;否则就申明竞选成功并发送 HEAD_MSG。

由规则可知,那些比周围候选簇首能量水平高的节点将抢先成为簇首,这样有效地避免了文献[11]中所述的低能量节点当选为簇首的问题。

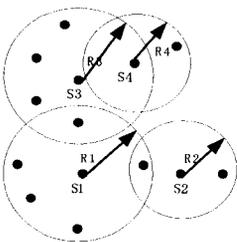


图 2 候选簇首竞争区域

图 2 给出了一张候选簇首的拓扑图,大小不同的圆代表不同的竞争半径。按规则 1 的要求, s_1 和 s_2 可以同时成为簇首,而 s_3 和 s_4 不能同时成为簇首,因为 s_4 位于 s_3 竞争区域内部。如果 s_3 先于 s_4 广播 HEAD_MSG 消息,则 s_4 退出竞选。

3.1.4 簇的形成

在簇首竞争过程结束后,之前未参与竞选的节点从睡眠状态唤醒,当选的簇首以半径 R_{max} 广播消息 CH_ADV_MSG,普通节点选择与簇内通信代价最小即接收信号强度最大的簇首关联,发送加入消息 JOIN_MSG 通知该簇首。然后簇首构建 TDMA 调度并通知簇成员。任一节点 s_i 在非均匀成簇阶段执行的算法伪码如表 2 所列。

表 2 节点非均匀成簇算法

算法 1 UCEBRP 成簇算法	22. continue
1. state ← plain	23. endif
2. $\mu_0 \leftarrow \text{RAND}(0, 1)$	24. else
3. $\mu \leftarrow \text{adjust } \mu_0 \text{ with residual energy}$	25. if (state = candidate)
4. if ($\mu < T$)	26. state ← head
5. state ← candidate	27. Broadcast HEAD_MSG
6. endif	28. endif
7. if (state = candidate)	29. endif
8. Broadcast COMPETE_MSG	30. endwhile
9. else	31. sleep nodes wake up
10. sleep until compete procedure finish	32. if (state = head)
11. endif	33. Broadcast CH_ADV_MSG
12. On receiving a COMPETE_MSG from s_j	34. endif
13. if ($d(s_i, s_j) < s_j, R_c$ or $d(s_i, s_j) < s_i, R_c$)	35. while (timer(t1) for cluster formation not expired)
14. Add s_j to s_i, SCH	36. if (state = plain)
15. endif	37. Send JOIN_MSG to nearest cluster head
16. $t \leftarrow$ the time of broadcasting HEAD_MSG	38. else
17. while (timer(t_0) not expired)	39. Receive JOIN_MSG from plain nodes
18. if (Current Time < t)	40. endif
19. if (receive a HEAD_MSG from a neighbor candidate in s_i, SCH)	41. endwhile
20. state ← plain	
21. else	

3.2 簇间多跳路由算法

在数据传输阶段,成员节点在自己的时间片内将数据传至簇首节点,簇首将其融合处理后,通过多跳方式将数据传至汇聚点。此过程需要考虑两个重要因素:1)链路能耗较优,即节点通过中间节点将数据传至汇聚点时,路径上消耗的总能量要少;2)节点负载平衡,即尽量避免能量过低节点成为中间转发节点。在煤矿这种长距离带状网络中,簇首的多跳路由所经过的节点可以近似看成在同一直线上,文献[14]研究了这种直线型拓扑网络中的一个类似问题,即当源节点 A 通过中间节点将数据传至与其相距为 D 的目的节点 B 时,要使链路能耗最小,其最佳跳数应满足下式:

$$K_{opt} = \left\lfloor \frac{D}{d_{char}} \right\rfloor \text{ or } \left\lceil \frac{D}{d_{char}} \right\rceil \quad (7)$$

其中,

$$d_{char} = \sqrt{\frac{\gamma \alpha}{\epsilon(\gamma - 1)}} \quad (8)$$

式中, α, γ, ϵ 是与能耗模型相关的参数,针对本文采用的能耗模型, $\alpha = 2E_{elec}$, 自由空间模型下 $\gamma = 2, \epsilon = \epsilon_{fs}$; 多路衰减模型下 $\gamma = 4, \epsilon = \epsilon_{mp}$ 。由式(8)可知, d_{char} 与 A, B 的距离无关,只与通信模型相关。式(7)说明,在线性拓扑网络中,一旦通信模型确定,其最佳下一跳应该选择与其相距为 d_{char} 的节点。

本文提出的多跳策略受该结论的启发。首先规定一个距离阈值 $T_{dire} = d_{char}$, 设簇首间的通信采用自由空间模型, 则

$$T_{dire} = d_{char} = \sqrt{\frac{2E_{elec}}{\epsilon_{fs}}} \quad (9)$$

如果簇首和汇聚点间的距离不大于该阈值, 则直接与汇聚点通信, 否则构造候选路由由节点集合, 从中选择剩余能量最大的节点作为下一跳。候选路由由节点集合定义如下。

定义 3 在簇间多跳路由构建过程中, 节点 s_i 的候选路由由节点集合 $s_i.R$ 为

$$s_i.R = \{s_j | d(s_j, D_S) < d(s_i, D_S) \text{ 且 } d_{char} - s_i.R_c \leq d(s_i, s_j) \leq d_{char} + s_i.R_c\}$$

若 $s_i.R$ 为空, 则 s_i 直接与汇聚点通信。该集合通过在网中广播 ROUTE_MSG 信息得到。由定义 3 知, 节点总选择那些与其距离近似为 d_{char} , 且比自身更接近汇聚点的节点作为下一跳, 这样能保证链路的能耗较小。同时, 从 R 中选择剩余能量最大的节点作为其下一跳能很好地保护低能量节点, 实现了这些转发节点间的能耗均衡。

3.3 协议分析

1) 整个网络的控制信息复杂度为 $O(N)$ 。

证明: 成簇阶段, 有 NT 个节点成为候选节点, 共广播 NT 条 COMPETE_MSG; 假设共选出 k 个簇首, 那么它们广播了 k 条 HEAD_MSG 消息和 k 条 CH_ADV_MSG 消息; 而 $N-k$ 个节点成为簇成员, 广播 $N-k$ 条 JOIN_MSG 消息; 在簇间路由由建立阶段, 簇首广播 k 条 ROUTE_MSG 消息构造候选路由集合, 所以网络中总的消息开销为:

$$NT + 2k + N - k + k = (T+1)N + 2k$$

因 T 为常量 (设定的阈值), 所以消息复杂度为 $O(N)$ 。

2) 在任意一个簇半径内, UCEBRP 协议以很高的概率保证只有一个簇首^[11]。

设时隙 Δt 为最坏情况下竞争范围内所有邻候选簇首能够收到 HEAD_MSG 的时间, 那么事实上如果有邻候选簇首在 $(t - \Delta t, t + \Delta t)$ 内广播 HEAD_MSG, 则在该竞争范围内可能存在多个簇首。由于 HEAD_MSG 的包长很小且广播范围有限, 因此 Δt 非常小, 这使得节点在同一时隙 Δt 内广播竞选簇首成功消息的概率很小。

3) $T, R_{max}, c_1, c_2, c_3$ 的取值对协议性能的影响。

T 的取值影响候选簇首的数目。如果这个值很大那么会显著增加竞选开销, 如果这个值过小又会导致参与竞争的节点数目偏少, 体现不出分簇的优势。 T 的合理取值能够优化网络能耗。

R_{max} 的取值影响生成簇的数量。 R_{max} 增大时, 候选簇首的竞争半径都随之增大, 生成簇的数目将减少。反之, 生成簇的数目将增加。而网中簇的数目对协议性能有重要影响。

c_1, c_2, c_3 的取值体现了距离、能量、节点密集度三者对簇半径的影响程度, 其取值越大, 簇半径受其影响越明显。

4 实验及分析

4.1 模拟实验设计

为了验证 UCEBRP 在带状环境中的能量均衡和有效, 我们对 UCEBRP 的性能进行了模拟并将其与 LEACH, EEUC 这两种典型的基于分簇的路由协议进行比较。从能量均衡性

及网络有效性两个方面设计模拟实验如下: 1) 比较每轮中簇首的能耗之和、簇首能耗的方差。簇首能耗是网中能耗的主要部分, 若簇首能耗较低, 则协议能耗较理想; 簇首能耗方差越低, 则簇间能耗更为均衡。2) 比较每轮过后网中节点剩余能量水平。若经历相同的轮后, 某协议的网中剩余能量越高, 则认为协议更有效。3) 比较第一个节点死亡所经历的轮数及第一个节点死亡到最后一个节点死亡之间的跨度。协议经历相对较多的轮后才出现死亡节点, 说明节点间的能耗更为均衡, 网络性能越好。第一个节点死亡到最后一个节点死亡之间的跨度越短, 说明节点间能耗更为均衡。

实验中 UCEBRP 的参数设置如下 $T=0.2, R_{max}=32m, c_1=0.55, c_2=0.2, c_3=0.015, T_{dire}=70m, k=0.9, t_0=3s$ 这些参数的取值通过多次运行模拟程序取较优值得到。与网络相关的参数及能耗模型参数如表 3 所列。

表 3 实验中网络参数和能耗模型参数

参数	取值
网络覆盖区域	200m * 20m
N	300
汇聚点位置	(210, 10)
节点初始能量	0.5J
E_{elec}	50nJ/bit
ϵ_{fs}	10pJ/(bit * m ²)
ϵ_{mp}	0.0013pJ/(bit * m ⁴)
d_0	87m
E_{DF}	5nJ/(bit * signal)
数据包大小	4000bits
广播包大小	200bits

每轮中, 各节点根据式(1)、式(2)提供的能耗模型量化其在通信控制、数据融合、数据传送过程中所消耗的能量值, 同时模拟程序记录各簇首节点消耗的能量、各节点的剩余能量、网中存活节点数 (每轮过后剩余能量大于 0 的节点个数)、第一个节点死亡时经历的轮数等相关信息。根据这些信息得到如下几个指标: 1) 每轮中各簇首节点消耗的能量之和; 2) 每轮中簇首能耗的方差; 3) 协议运行完当前轮后网中剩余能量水平 (对各节点剩余能量求和)。4) 网中第一个节点死亡的轮数和最后一个节点死亡的轮数。3 个协议各运行 10 次, 取 3 个指标的平均值作为结果。前 3 个指标的部分结果如表 4 所列, 第 4 个指标结果如表 5 所列。

表 4 簇首能耗、簇首能耗方差及网中能量的部分模拟结果

协议	各轮种簇首能耗和 (单位 J)	各轮种簇首 能耗方差	网中节点剩余能量 (单位 J)
抽样方法	从第 1 轮开始, 每隔 10 轮采样 1 次	随机抽取 10 轮求方差	从第 1 轮开始, 每隔 50 轮采样 1 次
LEACH	0.1527; 0.1484; 0.1477; 0.1709;	3.472E-05; 4.167E-05 4.632E-05; 4.698E-05	149.73; 136.94; 124.05; 111.33; 98.34; 85.50;
	0.1353; 0.1761; 0.1559; 0.1647;	2.493E-05; 2.759E-05 3.431E-05; 3.217E-05	72.70; 60.70; 50.15; 39.69
	0.1290; 0.1557	4.772E-05; 4.644E-05	
EEUC	0.0756; 0.0811; 0.0818; 0.0795;	1.568E-05; 1.71E-05 1.637E-05; 1.49E-05	149.79; 139.32; 128.62; 117.68;
	0.0785; 0.0799; 0.0725; 0.0780;	1.861E-05; 1.46E-05 1.412E-05; 1.526E-05	107.03; 96.30; 85.58; 75.02;
	0.0781; 0.0784	1.182E-05; 1.758E-05	64.08; 53.30
UCEBRP	0.0769; 0.0755; 0.0801; 0.0774;	9.873E-06; 5.864E-06 7.723E-06; 9.286E-06	149.79; 139.71; 129.57; 119.35;
	0.0792; 0.0774; 0.0781; 0.0768;	1.207E-05; 5.560E-06 7.979E-06; 8.466E-06	109.19; 98.93; 90.07; 78.83;
	0.0760; 0.0815	1.190E-05; 1.019E-05	67.84; 57.17

表5 第一个节点死亡和最后一个节点死亡轮数

协议	第一个节点死亡轮数	最后一个节点死亡轮数
LEACH	298	745
EEUC	583	776
UCEBRP	645	1002

实验结果的图示如图3到图6所示。

4.2 实验结果分析

首先分析各协议簇首能耗情况,结果如图3所示。由图可知,UCEBRP和EEUC簇首消耗的能量和较低且近似接近,这是因为两种协议的簇首都采用多跳的方式与汇聚点通信,LEACH消耗的能量明显高于UCEBRP和EEUC,一方面是因为它采用单跳方式与汇聚点通信,另一方面是因为它生成的簇首数目较多。LEACH完全依概率来选择簇首,没有考虑簇首在网中的分布,而且生成簇的数目不够稳定,因而簇首消耗的能量之和有明显的波动。

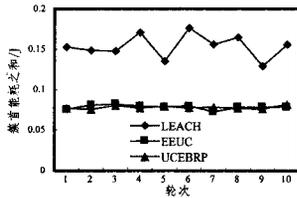


图3 簇首消耗的能量

其次比较3种协议每轮中簇首消耗能量的方差,如图4所示。由图可知,EEUC方差较低且比较稳定,较好地均衡了簇首能耗。UCEBRP进一步降低了方差,这主要是由于UCEBRP在计算非均匀竞争半径时,不仅考虑节点距离汇聚点的距离,还考虑了节点的剩余能量、周围的邻居节点个数等因素,使簇的规模和布局更合理。LEACH的方差最高且波动幅度大,这是因为LEACH簇首采用单跳方式与汇聚点通信,簇首能耗随着节点距汇聚点的距离呈现剧烈的变化。

接下来分析3种协议运行时网中总体能量与轮的关系,如图5所示。从图中易知,EEUC和UCEBRP的网络能耗都低于LEACH。UCEBRP能耗略低于EEUC,这是因为其簇间通信阶段采用的多跳路由算法依簇首线型拓扑设计,下一跳选择更为合理,因而比EEUC的多跳算法更为有效。

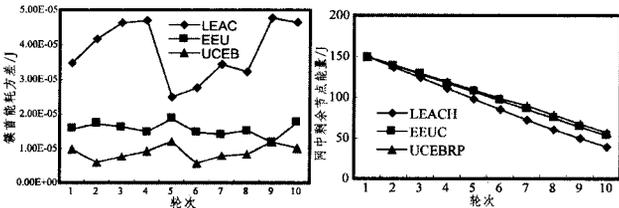


图4 簇首消耗的能量方差

图5 网中节点剩余能量

最后分析3种协议对网络存活时间的影响。图6显示了3种协议中网络存活节点个数和轮之间的关系。从图中可知EEUC和UCEBRP显著延长了第一个节点的死亡时间。从第一个节点死亡到最后一个节点死亡之间的跨度能够反映网络能耗的均衡性。EEUC和UCEBRP对应的跨度较小,说明这两种协议都大大均衡了节点能耗。EEUC第一个节点死亡和最后一个节点死亡的轮数分别是583和745,跨度为162轮;而UCEBRP的第一个节点死亡和最后一个节点死亡轮数是645和776,跨度为131轮,由此可知UCEBRP具有更好的能耗均衡效果。UCEBRP第一个节点死亡时间的轮数比EEUC的大,这是由于UCEBRP的簇首竞争不是单纯以节点

剩余能量为依据,实现了后期网中节点能量异构情况下的能量均衡。一般定义网络的存活时间为第一个节点的死亡时间,LEACH的第一个节点死亡时间是298轮,因此UCEBRP的性能是LEACH的2.16倍,是EEUC的1.2倍。

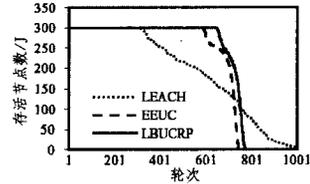


图6 各种协议的存活节点数和轮的关系

结束语 本文在分析煤矿井下无线传感器网络带状的拓扑路由影响的基础上,针对这种网络严重的能耗不均问题,设计了基于非均匀分簇的能量均衡路由协议。协议通过距离、能量、邻居节点数等因素构造大小不等的簇,以平衡簇首之间的能耗。簇首的选取采用了控制开销较小的局部竞争机制。数据传输阶段的多跳路由根据煤矿特殊的线性拓扑结构设计,不仅注重链路能耗,也注重节点负载平衡。模拟实验表明,该协议与已有的几个典型分簇协议相比,在带状网络中能更有效地均衡网络负载,从而优化了网络性能,延长了网络生存时间。

参考文献

- [1] Yang W, Huang Y. Wireless sensor network based coal mine wireless and intergated secure monitoring information system [C]//Proceedings of the 6th international Conference on Networking. Sainte-Luce; IEEE, 2007; 13-15
- [2] Niu X G, Huang X, Zhao Z, et al. The design and evaluation of a wireless sensor network for mine safety monitoring [C]//Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference. Washington DC; IEEE, 2007; 291-295
- [3] Li M, Liu Y H. Underground structure monitoring with wireless sensor networks [C]// Proceedings of the 6th International Symposium on Information Processing in Sensor Networks. Cambridge; ACM, 2007; 69-78
- [4] 沈波,张世永,钟亦平. 无线传感器网络分簇路由协议[J]. 软件学报, 2006, 17(7): 1588-1600
- [5] Krishnamachari B, Estrin D, Wicker S. The impact of data aggregation in wireless sensor networks [C]//Proceedings of the IEEE International Workshop on Distributed Event Based Systems (DEBS). Vienna, Austria, 2002; 575-578
- [6] Yang Y, Zhang S, Wang Q F, et al. Long distance wireless sensor networks applied in coal mine [C]//Proceedings of the 6th International Conference on Mining Science and Techonology. 2009; 1461-1467
- [7] Heinzelman W, Chandrakasan A, Balakrishnan H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2002, 1(4): 660-670
- [8] Lindsey S, Raghavendra C, Sivalingam K M. Data gathering algorithms in sensor networks using energy metrics [J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2002, 13(9): 924-935
- [9] Younis O, Fahmy S. HEED: A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2004, 3(4): 660-669

[10] Ye M, Li C F, Chen G H, et al. EECS: an energy efficient clustering scheme in wireless sensor networks[C]// Proceedings of the IEEE International Performance Computing and Communications Conference(IPCCC). 2005, 535-540

[11] 刘明, 曹建农, 陈贵海, 等. EADEEG: 能量感知的无线传感器网络数据收集协议[J]. 软件学报, 2007, 18(5), 1092-1109

[12] Soro S, Heinzelman W B. Prolonging the lifetime of wireless sensor networks via unequal clustering[C]// Proceedings of the 19th IEEE international on Parallel and Distributed Processing

Symposium. San Francisco: IEEE Computer Society Press, 2005, 236-240

[13] 李成法, 陈贵海, 叶懋, 等. 一种基于非均匀分簇的无线传感器网络路由协议[J]. 计算机学报, 2007, 30(1): 27-36

[14] Bhardwaj M, Garnett T, Chandrakasan A. Upper bounds on the lifetime of sensor networks[C]// Proceedings of the IEEE International Conference on Communications(ICC 2001), 2001: 785-790

[15] 陈少华. 无线传感器网络的数据存储与查询技术[J]. 重庆工学院学报: 自然科学版, 2009, 23(1): 93-97

(上接第 117 页)

动态保护, 最后保证运行的进程之间不存在恶意干扰。

1) 进程的静态保护: 系统将进程所有相关文件 HASH 后生成的摘要值再次 HASH 放入 USBkey 中, 待下次用户使用电脑时将 USBkey 插入。系统重复上述过程, 计算出 HASH 值与 USBkey 中的 HASH 值加以比较。如果相等, 证明在系统没有使用的过程中进程没有遭到恶意修改, 则可以让其运行。

2) 进程的动态保护: 进程在运行时主要是保护进程在内存中的安全, 通过对比进程在内存当中所有页面的摘要值来防止其他进程修改该进程。进程动态保护和静态保护的作用是将进程自身保护起来。

3) 进程间的无干扰策略: 在终端系统对进程进行了静态保护和动态保护后还不能确保终端系统的可信, 首先静态保护和动态保护针对的是已经存在于系统当中的进程。如果现有一新的应用进程需要创建并运行, 就不能正确地判断这个进程是合法还是非法。其次进程可以看作是由执行代码、内部数据和外部 IO 组成的, 外部 IO 可以是用户输入、网络传送和文件操作, 通过进程静态保护和动态保护可以保证进程自身的完整性。但如果有恶意进程修改了其他进程的外部 IO 的数据, 就无法保证该进程的可信。再者动态保护的任务主要是保护进程自身, 阻止其他进程对自己修改。如果多个进程通过协作共同完成一个任务, 需要共享内存里某段数据, 假如一个进程已被病毒感染成为危险进程, 它对共享数据进行了改动, 那么其他共享该数据的进程可能被破坏。

本文利用进程间的无干扰策略确保进程之间的干扰均为合法来解决以上问题。进程间的无干扰策略如定义 4 所述, 如果满足定义 4, 则可以说进程 $pro(a)$ 与已启动的进程无恶意干扰。与此同时, 还可以判断一个新创建的进程是否合法。通过定义 4 可以看出, 如果新创建的进程跟其他进程没有恶意干扰, 就可以认为该进程是运行可信的, 允许其运行。

与文献[7,8]相比, 本文的可信模型具有如下优点:

①它的系统状态 S 由进程状态组成, 文献[7,8]所述的系统状态 S 没有给出明确定义, 很抽象, 难以和真实终端系统的实现过程相对应, 相对于系统状态, 进程状态更加实体化。

②它的动作集合 A 是指进程的动作, 同样文献[7,8]中的动作集合指的是系统的动作集合。系统动作也是一个很模糊的概念, 相比之下进程的动作更易理解。如在一个正在运行当中的 word 中插入一张图片, 插入图片就是 word 进程的动作。

③它的可信是让终端系统所能达到的系统状态 S 都是可信状态。由于系统状态是由进程状态组成的, 保证系统状态可信主要是通过保证进程的可信来实现。系统状态的变化过程为 $S_0 \rightarrow S_1 \rightarrow \dots \rightarrow S_n$, 从可信根 S_0 开始, 如果每个运行进程可信, 那么由这些进程的状态所组成的系统状态也均为可信, 这样就形成了一个可信链。这和文献[7,8]的可信链是相

同的, 所达到的效果也是等价的, 不同的是可信链的实现方式不同。

本文可信链是通过进程静态保护、动态保护和进程间无干扰来保证进程可信, 从而实现系统状态可信。文献[7,8]使用可信传递函数和无干扰理论来传递进程的可信, 从而保证系统状态的可信, 但它们所使用的可信传递函数 (check()、clear() 函数) 还有待进一步证明。

结束语 本文提出了一个新的基于无干扰理论的可信终端模型, 它从进程数据和代码完整性检测出发, 利用无干扰理论保证进程之间的操作都是合法的。该系统可以在不安全的操作系统中建立安全的应用支撑, 排除病毒和木马对关键应用程序的破坏。相对文献[7-9]的无干扰模型, 本文的可信模型更容易与现实终端系统相对应, 实现起来更容易, 可用性更强。终端保证可信后, 可以进一步扩展到网络可信和服务器可信, 最终结合起来共同构成整个网络系统可信。

参 考 文 献

[1] Patel J, Teacyw T, Jennings N R, et al. A probabilistic trust model for handling inaccurate reputation sources[A]// Third International Conference, trust management[C]. Paris, France, 2005: 193-209

[2] Beth T, Borcherding M, Klein B. Valuation of trust in open-network [A]// Proceedings of the European Symposium on Research in Security (ESORICS) [C]. Brighton: Springer-Verlag, 1994: 3-18

[3] 唐文, 陈钟. 基于模糊集合理论的主管信任管理模型研究[J]. 软件学报, 2003, 14(8): 1401-1408

[4] Audu J. An algebra for assessing trust in certification chains [EB/OL]. <http://sky.fit.qut.edu.au/~josang/papers/josang-1999-NDSS.Pdf>, 1999

[5] 袁禄来, 曾国荪, 王伟. 基于 Dempster-shafer 证据理论的信任评估模型[J]. 武汉大学学报: 理学版, 2006, 52(5): 627-63

[6] Rushby J. Noninterference, transitivity, and channel-control security Policies[R]. CSL-92-02, Menlo Park: Stanford Research Institute, 1992

[7] 张兴, 陈幼雷, 沈昌祥. 基于进程的无干扰可信模型[J]. 通信学报, 2009, 30(3): 3-11

[8] 赵佳, 沈昌祥, 刘吉强, 等. 基于无干扰理论的可信链模型[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(6): 974-980

[9] 刘威鹏, 张兴. 基于非传递无干扰理论的二元多级安全模型研究[J]. 通信学报, 2009, 30(2): 52-58

[10] 王飞, 刘毅, 李勇. 基于无干扰原理的终端安全模型研究[J]. 武汉大学学报: 信息科学版, 2008, 33(10): 1092-1094

[11] 任江春. 系统可信安全增强关键技术的研究与实现[D]. 长沙: 国防科学技术大学, 2006

[12] 周伟, 尹青, 郭金庚. 计算机安全中的无干扰模型[J]. 计算机科学, 2005, 32(2): 159-165