

无线传感器网中基于加权负载的时隙调度算法

伍燕平, 刘 明, 叶 娟

(华中师范大学 计算机科学系, 武汉 430079)

(wujiang5555@yahoo.com.cn)

摘 要: 针对无线传感器网络 MAC 协议, 提出了一种能量有效的自适应时隙调度算法 EATA。算法基于簇结构, 由簇首根据节点加权通信负载动态调度各节点占空比, 减少节点的空闲侦听时间; 并通过动态调节时隙更新频率和顺序以降低时隙划分的能量和时间代价。仿真表明, 在控制数据包时延的前提下, 算法有效地提高了网络能量有效性, 延长了网络生存周期。

关键词: MAC 协议; 空闲侦听; 时隙; 加权通信负载

中图分类号: TP393.04 **文献标志码:** A

Time-slot scheduling algorithm based on weighted traffic load in wireless sensor networks

WU Yan-ping, LIU Ming, YE Juan

(Department of Computer Science, Center China Normal University, Wuhan Hubei 430079, China)

Abstract: An energy-efficient adaptive time-slot scheduling algorithm (EATA) based on clustering for MAC protocol of wireless sensor networks was described. In this algorithm, the cluster head adjusts the time-slot of nodes according to their weighted traffic load in a proper order and frequency, thus the idle listening was reduced, and the energy consumption balancing among nodes was achieved with a low latency. Simulation results show that the algorithm EATA improves the network energy usability and increases networks lifetime.

Key words: MAC protocol; idle listening; time-slot; weighted traffic load

0 引言

无线传感器网络 (Wireless Sensor Networks, WSN) 是由大量微传感器节点以自组织的方式组织起来的网络, 具有十分广泛的应用前景。MAC 协议决定了 WSN 无线信道的使用方式, 为各传感节点分配信道资源, 采用合适的 MAC 协议对 WSN 来说尤为关键。WSN 的特点决定了其 MAC 协议设计首先要考虑的就是节能, 其次才是最小延迟、可扩展性等传统 MAC 协议要求。目前 WSN 中广泛使用的 MAC 协议有 CSMA/CA^[1]、TMAC^[1]、SMAC^[2,3]、A-MAC^[4,5] 等几类。CSMA/CA 协议不间断地侦听信道; TMAC 协议引入了适应性占空比 (侦听时间/总时间), 节点根据负载情况来动态调节侦听时间; SMAC 协议采用周期性的侦听/睡眠机制来减少节点的空闲侦听时间; A-MAC 协议在能耗和时耗上更低, 也更适应动态变化的 WSN 网络, 但它仍有很多不足之处: 节点时隙划分以数据量为依据, 对数据紧急程度等应用层需求考虑不够; 高频率地时隙更新, 导致了不必要的能量和时间消耗; 未考虑节点的电池剩余量, 电池容易耗尽等。

本文提出了一种基于加权通信负载的时隙调度算法 EATA, 算法按节点的加权通信负载量确定其工作时隙长度, 以降低 WSN 中 MAC 协议的能量开销; 根据网络状况动态调度节点时隙更新的频率和时隙分配顺序, 以提高网络的能量有效性和动态适应能力。

1 算法基本思想

1.1 EATA 算法

在 WSN 中, 导致 MAC 协议能量有效性低的一个重要因素是空闲侦听。EATA 算法的目标是在给定簇结构的情况下, 根据网络状况动态调节成员节点的时隙, 降低节点空闲侦听时间, 并控制时隙划分的能量和时间代价。算法分别从节点时隙大小、时隙更新频率和顺序三个方面来调度节点时隙的分配。

为了提高信道的利用率、公平性及体现出应用层要求上的差别, 待发送数据按其紧急程度确定权值, 而节点的期望时隙长度则与其加权通信负载成正比, 其中加权通信负载为待发送数据量及其权值的乘积。

时隙更新频率过高不仅会增加电能消耗, 也会产生不必要的时延。每轮数据传输完毕后, 通过一评价机制判断时隙分配是否合理, 只有不合理时才需要重新划分。

节点状态的转换会花费一定的能量。在时隙调度过程中调整簇内各节点时隙顺序, 减少低电量节点的状态转换次数, 对频率很高的时间帧轮循来说, 这将有效地减少低电量节点的电池开销, 平衡节点能耗, 延缓节点失效时间。

1.2 相关模型和假设

由簇首生成一个时间帧, 它由若干个时隙调度和一个广播时间 mediation 组成。在每个时间帧中, 簇内成员节点各分得一个时隙, 节点只有在自己的时隙内才能占有信道通信。

收稿日期: 2007 - 06 - 28; 修回日期: 2007 - 09 - 04。

作者简介: 伍燕平 (1981 -), 男, 湖北潜江人, 硕士研究生, 主要研究方向: 计算机网络; 刘明 (1967 -), 男, 湖北仙桃人, 副教授, 主要研究方向: 计算机网络、嵌入式系统; 叶娟 (1983 -), 女, 湖北仙桃人, 硕士研究生, 主要研究方向: 计算机网络。

每个时隙都包含一个固定时间长度,在 内,成员节点向簇首申请下一轮的期望时隙,时隙内其他时间则用来传送数据。广播时间 mediation中,簇内所有节点都处于侦听状态,完成与簇首的通信和时隙更新,如图 1所示。对某个簇,协议中假设簇内有 N_1, N_2, \dots, N_n 共 n 个节点,某轮中分配给各节点的时隙长度分别记为 t_1, t_2, \dots, t_n ,初始时有 $t_1 = t_2 = \dots = t_n$;节点间的初始信道容量记为 C ;各节点剩余电量分别记为 b_1, b_2, \dots, b_n 。

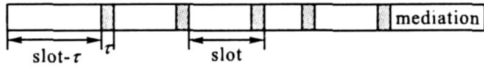


图 1 A-MAC时隙分配原理

2 算法描述

2.1 时隙大小的划分

若某轮节点 N_i 的时隙为 t_i ,则可供 N_i 传输数据的时间最长为 $(t_i - r)$,发送的最大数据量为 $C(t_i - r)$ 。记此时节点缓冲区中未发送的数据量为 d_i 。

1) 若 $d_i - C(t_i - r) > 0$,表明此轮过后数据未发送完,剩余通信负载为 $d_i - C(t_i - r)$,此轮中新产生的通信负载为 $d_{\text{new}} = m_i \sum_{i=1}^n t_i$,其中 m_i 为此轮中节点 N_i 平均数据生成速率,

t_i 为各节点时隙之和。记剩余通信负载权值为 α_i ,新产生数据权值为 k_i ($\alpha_i, k_i \geq 0$)。下一轮待发送的加权通信负载为本轮未发送的加权数据量和新产生的加权数据量之和,其表式如下:

$$k_i m_i \sum_{i=1}^n t_i + \alpha_i [d_i - C(t_i - r)] \quad (1)$$

数据传输时间与数据量成正比,与信道速率成反比,所以节点 N_i 下轮的期望时隙 $e(t_i)$ 可由其加权通信负载与加权信道容量的比值确定。由式 (1) 和加权信道容量 $(k_i + \alpha_i)C$ 可得:

$$e(t_i) = \frac{k_i m_i \sum_{i=1}^n t_i + \alpha_i [d_i - C(t_i - r)]}{(k_i + \alpha_i)C} \quad (2)$$

其中 r 为每个时隙中的固定时间长度。本轮未发送完的数据转为下轮中发送,数据量为上轮未发送完的数据与本轮新产生的数据量之和,即 $d_i - C(t_i - r) + m_i \sum_{i=1}^n t_i$ 。下轮中这部分数据的权值 $e(t_i)$ 由其加权数据量与数据量的比值计算而得,

由式 $d_i - C(t_i - r) + m_i \sum_{i=1}^n t_i$ 和式 (1) 可得:

$$e(t_i) = \frac{k_i m_i \sum_{i=1}^n t_i + \alpha_i [d_i - C(t_i - r)]}{m_i \sum_{i=1}^n t_i + [d_i - C(t_i - r)]} \quad (3)$$

2) 若 $d_i - C(t_i - r) = 0$,表明此轮过后节点 N_i 数据传送完毕,在式 (2)、(3) 中可令其权值 $\alpha_i = 0$ 或剩余通信负载 $d_i - C(t_i - r) = 0$ 。令 $\alpha_i = 0$,由式 (2) 可得下轮中的期望时隙:

$$e(t_i) = \frac{k_i m_i \sum_{i=1}^n t_i}{k_i C} \quad (4)$$

令 $d_i - C(t_i - r) = 0$,由式 (3) 可得下轮中的期望权值:

$$e(t_i) = \frac{k_i m_i \sum_{i=1}^n t_i}{m_i \sum_{i=1}^n t_i} = k_i \quad (5)$$

即在没有剩余数据的情况下,下轮中数据权值为新产生数据的权值。

若需进行时隙更新,则簇头按值 $e(t_i)$ 为节点 N_i 划分下轮中的时隙长度,而值 $e(t_i)$ 则用于计算下轮的期望时隙。

2.2 时隙更新频率

节点 N_i 的时隙为 t_i ,实际有数据传输的时间记为 t_i ,显然有 $t_i - r > 0$,若一半以上的时隙都处于空闲侦听状态,即 $t_i - r > 2t_i$ 时则认为分配给它的时隙不合理。所以当且仅当 $t_i - r > 2t_i$ 时,时隙分配是合理的,此时记 $f_{N_i} = 0$; 否则 $f_{N_i} = 1$ 。簇内节点对时隙分配的不满意度可由式 $\sum_{i=1}^n f_{N_i}$ 来表示,当多数节点认为时隙分配不合理时,即不满意度:

$$\sum_{i=1}^n f_{N_i} > n/2 \quad (6)$$

成立时,节点占空比需要更新。通过计算不满意度,可以有效控制时隙更新的频率,从而减少时隙划分的能量和时间开销。

2.3 时隙的分配顺序

若需更新各节点时隙,则在广播时间中比较簇内各节点的剩余电量,将下轮时间帧的第一个时隙分配给电量最少的节点。因为在广播时隙中所有节点都处于侦听状态,这样分得下轮第一个时隙的节点不需进行状态转换便已直接进入到自己的时隙之中,而其他节点则先要转为睡眠状态,等自己的时隙到来后再由睡眠状态转为侦听状态。某轮中,记电量最少的节点为 N_i ,其对应的剩余电量 b_i 满足等式 $b_i = \min(b_1, b_2, \dots, b_n)$,节点 N_i 将得到下轮时间帧中的第一个时隙。

基于以上分析,能量有效的自适应时隙调度算法 EATA 的主要执行步骤描述如下:

- 1) 若式 (6) 成立,表明需进行时隙更新,转步骤 2), 否则转步骤 10);
- 2) 确定时隙分配顺序,比较各节点电量大小,电量最少的节点排在首位;
- 3) 计算剩余通信负载,若 $d_i - C(t_i - r) > 0$ 转步骤 4), 否则转步骤 7);
- 4) 按式 (1) 计算节点加权通信负载;
- 5) 按式 (2) 计算下一轮期望时隙 $e(t_i)$;
- 6) 按式 (3) 更新剩余通信负载的权值,转步骤 9);
- 7) 此轮过后节点 N_i 的数据传送完毕,按式 (4) 计算下一轮期望时隙 $e(t_i)$;
- 8) 按式 (5) 更新剩余通信负载的权值,转步骤 9);
- 9) 更新第一个节点的时隙为 $e(t_i)$,转步骤 3) 为下一个节点更新时隙,直到簇内节点全部更新完或广播时间用完;
- 10) 等待时间帧结束,直到下一轮广播时隙到来转步骤 1)。

EATA 算法是动态、分布式执行的,簇内各节点在其广播时隙中执行本算法。

3 算法仿真与分析

考虑在 $(1000 \times 1000) \text{ m}^2$ 的范围内,随机分布 100 个节点,各节点初始能量设为 1 J,通信半径均为 100 m,节点间的信道容量为 $C = 50 \text{ kb/s}$,数据包的大小为 64 Bytes,新产生数据的权值 k_i 在 $(0, 5)$ 范围内随机产生, m 取 5,令 $t_i = t_0$ 这里在不同通信负载下对各协议中节点生存周期、通信延迟等性能指标进行了对比分析,仿真中用 EATA 表示采用 EATA 时隙调度算法的 MAC 协议。通信负载为 10 packets/s 时节点的生存状况如图 2 所示,其中 x 轴代表运行轮数, y 轴为还处于正常工作状态的节点数。随着时间的推移,CSMA/CA 中活动

节点大量减少,而其他几种协议中节点生存周期明显要长。当负载为 40 packets/s时,如图 3所示,CSMA/CA的性能相对于 10 packets/s时变化不大,而 S-MAC和 T-MAC中节点失效速率明显加快。在运行了 1 200轮后,只有 EATA中还有一半以上的节点在正常工作。

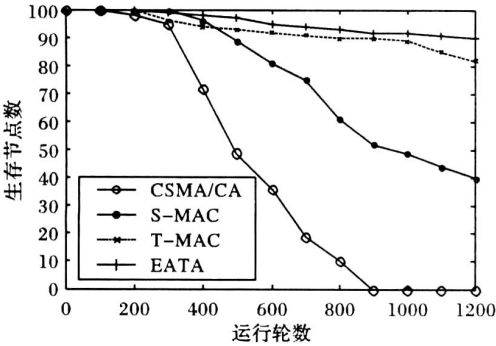


图2 负载为 10 packet/s 时节点的生存周期

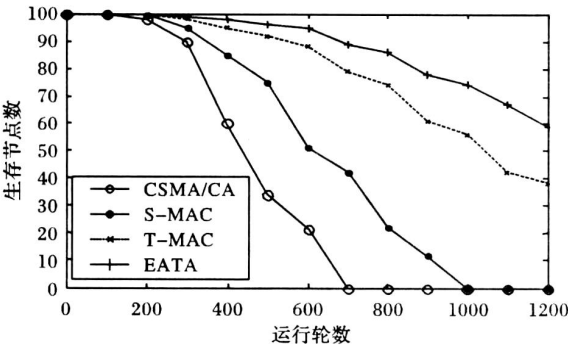


图3 负载为 40 packet/s 时节点的生存周期

CSMA/CA中节点射频模块一直处于侦听状态,能量有效性差。S-MAC的睡眠机制减少了能量开销,但随着负载的增大数据冲突增加,单位数据量的传输能耗增高。T-MAC虽能调节节点占空比,但能量有效性随着负载加大仍下降明显。EATA中活动节点数减少缓慢,说明其能量消耗在不同负载下都处于一个较低的水平,能量有效性高于其他协议。

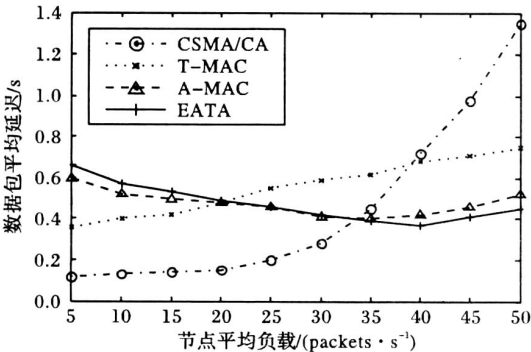


图4 不同负载下数据包的平均延迟

数据包的时延与算法时间复杂度以及时隙更新频率成正比。EATA中需计算值 $e(t_i)$ 和 $e(t_{i+1})$,由式 (3)、(4)可知, $e(t_i)$ 和 $e(t_{i+1})$ 的时间复杂度都为 $O(n)$,A-MAC^[6]中只需计算 $e(t_i)$,其时间复杂度也为 $O(n)$,因此 EATA和 A-MAC中的算法时间复杂度同数量级,但 EATA 算法的分配频率较 A-MAC低很多,显著地降低了数据包时延。图 4为在不同负载下各协议中数据包的平均延迟。

CSMA/CA中随着负载的增大信道冲突增加,导致大量数据需要等待或是重传,包时间延迟急剧增大。T-MAC中数据包时延随着负载的增大接近于线性增加。EATA中负载增大

时,动态地提高了节点的占空比,使节点的传输能力增强,数据包的时间延迟反而趋于下降。在不同负载下,EATA保持了 A-MAC协议的低时延特性,但 EATA考虑了数据的紧急程度等应用需求,更有利于时间紧迫性高的数据传输。

4 结语

EATA算法通过动态调度节点占空比、时隙更新频率和顺序,有效地降低了无线传感器网络 MAC协议的能量开销,延长了网络的寿命;采用 EATA算法的 MAC协议在对网络环境动态变化的适应性、数据传输延迟等性能上都较已有的 MAC协议有所提高。

参考文献:

[1] Van DAM T, LANGENDOEN K. An adaptive energy-efficient Mac protocol for wireless sensor networks [C]// Proceedings of the 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. New York: ACM Press, 2003: 171 - 180.

[2] DEMIRKOL I, ERSOY C, ALAGOZ F. MAC protocols for wireless sensor networks: a survey [J]. IEEE Communications Magazine, 2006, 44 (4): 115 - 121.

[3] KANNAN R, KALDNDIR, IYENGAR S S. Energy and rate based MAC protocol for wireless sensor networks [J]. Special Section on Sensor Network Technology and Sensor Data Management, 2003, 32 (4): 60 - 65.

[4] POLASTRE J, HILL J, CULLER D. Versatile low power media access for wireless sensor networks [C]// Proceedings of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. New York: ACM Press, 2004: 95 - 107.

[5] LIF, LI Y, ZHAO W L, et al. An adaptive coordinated MAC protocol based on dynamic power management for wireless sensor networks [C]// Proceedings of the 2006 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing. New York: ACM Press, 2006: 1073 - 1078.

[6] LIL, DONG S S, WEN X M. An energy efficient clustering routing algorithm for wireless sensor networks [J]. The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications, 2006, 13 (3): 71 - 75.

《计算机应用》国际检索情况

2007年《计算机应用》被以下六种国际重要检索系统列为来源期刊:

- 1) 英国《科学文摘》(SA, NSPEC; 2006年首次进入)。
- 2) 俄罗斯《文摘杂志》(AJ, V N IT)。
- 3) 美国《剑桥科学文摘:材料信息》(CSA: M I, 2007年首次进入)。
- 4) 日本《科学技术文献速报》(JST, 2007年首次进入)。
- 5) 美国《乌利希国际期刊指南》(2006年首次进入)。
- 6) 波兰《哥白尼索引》(2007年首次进入)。

word版下载: <http://www.ixueshu.com>

免费论文查重: <http://www.paperyy.com>

3亿免费文献下载: <http://www.ixueshu.com>

超值论文自动降重: http://www.paperyy.com/reduce_repetition

PPT免费模版下载: <http://ppt.ixueshu.com>

阅读此文的还阅读了:

- [1. 改进加权最小连接数负载均衡调度算法研究](#)
- [2. 基于业务预测的时隙分配算法](#)
- [3. 基于带宽约束的云计算负载调度算法](#)
- [4. 基于遗传智能的云资源负载均衡调度算法](#)
- [5. 无线传感器网中基于加权负载的时隙调度算法](#)
- [6. 基于进程调度的ERP系统负载均衡算法](#)
- [7. 基于EPON承载IPTV业务的加权调度算法研究](#)
- [8. 基于TDMA的数据链动态时隙分配算法研究](#)
- [9. 基于RSSI加权的三维质心定位算法](#)
- [10. 基于负载均衡的Min-Min任务调度算法优化](#)
- [11. 基于负载均衡的云调度算法研究](#)
- [12. LVS集群负载调度算法研究](#)
- [13. 参数化加权负载分配算法综述](#)
- [14. 基于带宽约束的云计算负载调度算法](#)
- [15. 基于无差别虚拟机的负载均衡调度算法研究](#)
- [16. 基于负载均衡的任务调度算法](#)
- [17. 基于负载均衡的Min-Min任务调度算法优化](#)
- [18. 云数据中心基于负载权重的负载均衡调度算法](#)
- [19. 基于负载均衡的云计算任务调度算法的研究](#)
- [20. 改进加权最小连接数负载均衡调度算法研究](#)
- [21. 基于粒子群算法的云计算联盟负载均衡调度策略](#)
- [22. 基于粗糙集指数加权的聚类算法](#)
- [23. 基于TTE的改进加权轮询调度算法](#)
- [24. 基于负载均衡的任务调度改进算法](#)
- [25. 基于变量加权的PCA算法研究](#)

- [26. 基于k-means的加权聚类算法研究](#)
- [27. 基于加权质心的蓝牙定位算法](#)
- [28. 基于类别信息熵加权的MKNN算法](#)
- [29. 基于负载均衡的任务调度优化算法](#)
- [30. 一种基于负载均衡性的网格任务调度算法](#)
- [31. 基于负载均衡的任务调度算法](#)
- [32. 一种基于负载均衡性的网格任务调度算法](#)
- [33. 基于多核SoC的负载均衡任务调度算法优化策略](#)
- [34. Hadoop的负载均衡调度算法研究](#)
- [35. 基于图着色的加权信道分配算法-Hsum算法](#)
- [36. Hadoop的负载均衡调度算法研究](#)
- [37. 改进加权最小连接数负载均衡调度算法研究](#)
- [38. LVS负载均衡调度算法的改进及实现](#)
- [39. 负载均衡调度算法的仿真与比较](#)
- [40. 基于动态负载均衡的分布式任务调度算法研究](#)
- [41. 基于消息的加权负载均衡算法](#)
- [42. 基于属性加权的RCM算法](#)
- [43. 基于加权路径的指令调度算法](#)
- [44. 基于优先级的可控负载调度算法](#)
- [45. 基于LWDF的多业务能量加权调度算法](#)
- [46. 基于负载均衡的中继选择算法](#)
- [47. 基于反馈调度的MapReduce负载均衡分区算法研究](#)
- [48. 云计算资源负载均衡调度算法研究](#)
- [49. 一种新的集群渲染系统的任务负载均衡调度算法](#)
- [50. 基于流映射的负载均衡调度算法研究](#)