

## 一种基于二叉树的无线传感器网络数据聚合调度策略\*

刘晓峰<sup>1+</sup>, 王一雄<sup>1</sup>, 张子奇<sup>2</sup>, 业宁<sup>1</sup>

<sup>1</sup>(南京林业大学 计算机科学与工程系,江苏 南京 210037)

<sup>2</sup>(Department of Computer Science, University of Sheffiled, Sheffiled S1 4DP, UK)

### Scheduling Policy Based on Binary Tree for Data Aggregation in Wireless Sensor Networks

LIU Xiao-Feng<sup>1+</sup>, WANG Yi-Xiong<sup>1</sup>, ZHANG Zi-Qi<sup>2</sup>, YE Ning<sup>1</sup>

<sup>1</sup>(Department of Computer Science and Engineering, Nanjing Forestry University, Nanjing 210037, China)

<sup>2</sup>(Department of Computer Science, University of Sheffiled, Sheffiled S1 4DP, UK)

+ Corresponding author: E-mail: liuxiaofeng@njfu.edu.cn

Liu XF, Wang YX, Zhang ZQ, Ye N. Scheduling policy based on binary tree for data aggregation in wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2011,22(Suppl.(1)):142-148. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/11015.htm>

**Abstract:** An optimal scheduling structure for data aggregation in wireless sensor networks is proposed. The paper evaluates this scheduling policy with different-weight based binary tree networks. The analysis and experiments indicate that the total delay in whole network can be efficiently decreased by using this scheduling policy, especially when the number of binary nodes in the experiment equals to 25, the result approaches the most optimal line. Unfortunately, this scheduling cannot maintain stability when network scale improves rapidly.

**Key words:** sensor network; binary tree; scheduling policy; data aggregation

**摘要:** 形式地给出了针对无线传感器网络中数据聚合的一种最优调度结构,并利用不同权值的二叉树评估了这个结构的分析过程.实例表明,当网络规模不是很大时,该策略的分析是准确的.在考虑到聚合的情况下,底部边界随着树的规模而成正比增长,当  $n$  取值为 25 时,分析结果与最优折线已经非常接近.但是当网络规模开始大幅度增长时,这种调度策略不再能够保持是最优的.

**关键词:** 传感器网络;二叉树;调度策略;数据聚合

目前,在传感器网络的应用中,数据聚合技术越来越普及地使用在健壮性操作、增进覆盖率、精度计算、系统可靠性以及能耗控制等领域<sup>[1,2]</sup>.而数据的聚合需要在多节点间进行数据的调度与分发,于是在多个环节都会造成延迟的可能,因此,网络中的数据聚合往往与调度策略相结合进行综合考虑,以改进端到端的延迟<sup>[3]</sup>.

许多关于数据聚合的文献都关注于能耗的控制,尤其是如何建立一个节能的拓扑结构<sup>[4-7]</sup>.在这些文献中,树型结构在传感器网络中被使用得比较多,一是因为树型结构比较简单,二是因为传感器网络本身的结构特点(往往具有 1 个或多个 sink 节点,类似于树的根节点).

还有一些研究则是关于能耗与延迟的折中方案的,比如文献[3,8,9].这些文献都研究了传感数据在最大延迟之下的网络能量效率,在考虑到能量边界情况下,文献[8]使传感节点的总体能量耗散最小化,文献[10]使网络

\* 基金项目: 江苏省自然科学基金(BK2009393); 南京林业大学物联网专项创新基金(163070057)

收稿时间: 2011-05-02; 定稿时间: 2011-07-29

最大能量损耗最小化,而文献[3]则使丢包数最小化.

与上述文献相比,本文的研究重点在于降低网络中应用的延迟总和.假设传感节点在测量其所环境参数  $X$  时存在着随时间变化的误差.每个节点生成测量值  $X_i$  和误差统计值  $E_i$ .sink 节点可以通过收集多个节点的数据来增加测量值的精确度.假定网络中有  $n$  个测量值,sink 节点在一段时间  $t$  内收集  $k$  个数据,则 sink 节点可以建立测量值  $\bar{X}(t) = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^k X_i$ , 误差统计  $\bar{E}(t) = \frac{1}{k^2} \sum_{i=1}^k E_i$ .用  $t_k$  表示 sink 收集到  $k$  个数据的时间,则网络任务为在得到准确的测量值  $\bar{X}(t_k)$  的前提下,使延迟最小化并满足误差统计  $\bar{E}(t_k) \leq \varepsilon$ , 其中,  $\varepsilon$  为给定的某常数参数.

## 1 网络模型

将无线传感器网络模型转化为一个基于树的图  $G(V,E)$ ,其中  $V$  表示网络节点集, $E$  为在通信半径范围内的节点所形成的边的集.Sink 节点标记为  $v_s$  并处于树的根节点位置,可以收集到  $n-1$  个节点的数据.为了降低能耗,设定每个数据包的基本转发跳数为 1 跳.整个网络的任务可简单地概括为根据传感器测得的数据进行某种计算并将计算结果通过 sink 节点进行转发.这种计算能够允许在网络中进行局部的数据收集并且不影响最终的计算结果,也不会转发聚合数据时增加额外的传输时间.

假定一个测量事件在时刻  $t=0$  时发生时,每个节点都感应相应的环境值并通过消息进行发送至 sink 节点.在第 1 个时隙,每个节点  $v$  生成的每条消息  $m$  有 3 种状态:(1) 封装进数据包等待传输到  $v$  的父母节点;(2) 因错误发送而停留在节点  $v$ ;(3) 在节点  $v$  等待下一步聚合.

在为了一个特定的事件进行测量时(比如,温度、湿度或者光压等),在收集相关的传感数据时产生的所有消息导致的延迟称为延迟总量,如何使延迟总量最小化是我们的目标.让  $\hat{V}$  表示该事件的所有消息总量,每个节点在时隙  $t=0$  时生成一条消息并且在  $t>0$  后不再生成消息.用一个正整数权值  $w_m$  每条消息的重要性, $f_m(t)$  表示在时隙  $t$  时刻,消息  $m$  所在的节点,则我们可用一个矢量值  $f(t) := \{f_m(t)\}$  表示在时隙  $t$  时刻的系统状态.同样地,用  $S(t)$  表示在时隙  $t$  时刻的调度节点集.使  $S$  表示所有可行的调度,在给定一个时刻的系统状态下,用  $\hat{H}(v)$  表示当节点  $v$  被调度时,所有将被传输的消息的集合.如果不考虑到数据聚合,显然每个  $\hat{H}(v)$  都只包含 1 条消息;考虑到数据聚合,假定  $\hat{H}(v)$  将包含节点  $v$  上的所有消息.

在时隙  $t$  之后,整个系统的状态将发生如下变化:

$$f_m(t+1) = \begin{cases} p(f_m(t)), & \text{如果 } f_m(t) \in S(t), \text{ 并且 } m \in \hat{H}(f_m(t)) \\ f_m(t), & \text{其他情况} \end{cases} \quad (1)$$

用  $t_m$  表示消息  $m$  到达 sink 节点  $v_s$  的时间,即  $t_m := \min\{t \mid f_m(t+1) = v_s\}$ .当有数据聚合的情况发生时,可能会有多个消息同时到达 sink 节点,即多个消息会有相同的到达时间.下面的问题即我们要解决的目标:

$$\min_{\{S(t) \in S\}} \sum_{m \in \hat{V}} w_m t_m \quad (2)$$

加入延迟因素后,重新考虑问题(2)中的每条消息.使  $\hat{S}(t)$  代表在时隙  $t$  中调度的消息集合,即  $\hat{S}(t) := \{m \mid f_m(t) \in S(t), m \in \hat{H}(f_m(t))\}$ .用  $h(v,v')$  表示两个节点  $v$  与  $v'$  之间的跳数,用  $h_m$  表示消息  $m$  的初始位置  $f_m(1)$  与 sink 节点  $v_s$  之间的跳数,即  $h_m := h(f_m(1), v_s)$ .用  $D_m$  表示每个消息在到达 sink 节点前在网络中总的延迟,即  $D_m := t_m - h_m$ , 因为  $\sum_{m \in \hat{V}} h_m$  是一个常量,所以问题(2)与下式等同:

$$\min_{\{S(t) \in S\}} \sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m \quad (3)$$

在每个时隙,必须判断哪条消息会被转发,以及哪条消息需要等待聚合.

## 2 最优化调度策略与性能分析

考虑如图 1 所示的包含 3 个传感节点的树型结构图.节点  $v_a, v_b$  与  $v_c$  在时隙  $t=0$  时刻分别生成消息  $m_1, m_2$  与  $m_3$ ,这 3 条消息都需要发送到 sink 节点  $v_s$ .考虑到冲突检测的因素,所以在每个时隙只能调度 1 个节点.对于

图 1 而言,若所有链路权值相等(假设为 1),则最优的数据聚合调度序列为  $\{v_c, v_a, v_b, v_a\}$ ,这样能使整体延迟值为 3.

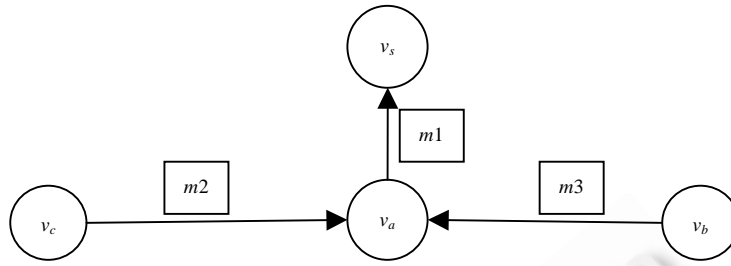


Fig.1 A tree network with 3 nodes

图 1 包含有 3 个节点的树型网络

2.1 最优调度结构

表 1 归纳了图 1 中的 4 种调度顺序所引起的延迟总量.可以看出,在每个时隙调度尽可能多的消息数并不会带来最小的延迟总数,所以,即使在简单的拓扑中,要发现最优调度策略也很困难.在本节中,我们将研究最优调度策略的结构.

表 1 图 1 中的 4 种调度策略的延迟总量

Schedules	t=1	t=2	t=3	t=4,5	(D1,D2,D3)	$\sum D_i$
$\{v_c, v_b, v_a\}$	(1,0,1)	(1,1,0)	(0,0,0)	null	(2,1,1)	4
$\{v_c, v_a, v_b, v_a\}$	(1,0,1)	(0,0,1)	(0,0,0)	(0,0,0)	(1,0,2)	3
$\{v_a, v_c, v_b, v_a\}$	(0,1,1)	(0,0,1)	(0,1,0)	(0,0,0)	(0,2,2)	4
$\{v_a, v_c, v_b, v_a\}$	(0,1,1)	(0,0,1)	(0,0,1)	(0,0,0)	(0,2,2)	4

用  $\hat{A}(t)$  表示在时隙  $t$  已经到达 sink 节点的消息集合,用  $\hat{T}(t)$  表示时隙  $t$  在网络中正在传输的消息集合,则  $\hat{A}(t) = \{m | f_m(t) = v_s\}$ ,  $\hat{T}(t) = \{m | f_m(t) \neq v_s\}$ . 显然,  $\hat{A}(1) = \emptyset$ ,  $\hat{T}(1) = \hat{V}$ . 用  $D_m(t)$  表示消息  $m$  在时间段  $[0, t]$  中总共的延迟,则有:

$$D_m(t) = \begin{cases} D_m(t-1), & \text{如果 } m \in \hat{S}(t) \cup \hat{A}(t) \\ D_m(t-1) + 1, & \text{其他情况} \end{cases}$$

显然,对于所有的消息  $m$  而言,  $D_m(0)=0$ . 我们定义  $\|X\|$  为某个集合中所有消息的权值之和,例如,  $\|\hat{V}\| = \sum_{m \in \hat{V}} w_m$  表示将被传输的消息的总权值. 使  $t_{\max} = \max_{m \in \hat{V}} t_m$ , 则公式(3)即

$$\sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m = \sum_{t=1}^{t_{\max}} \sum_{m \in \hat{V}} w_m (D_m(t) - D_m(t-1)) \tag{4}$$

此处,  $\sum_{m \in \hat{V}} w_m (D_m(t) - D_m(t-1))$  表示消息  $m$  在没有被调度的情况下,在时隙  $t$  中累积的延迟值,因此有:

$$\sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m = \sum_{t=1}^{t_{\max}} \|\hat{T}(t) \setminus \hat{S}(t)\| = \sum_{t=1}^{t_{\max}} (\|\hat{V}\| - \|\hat{S}(t)\| - \|\hat{A}(t)\|) \tag{5}$$

2.2 最优调度性能分析

用  $\{S^*(t)\}$  表示在时隙  $1 \leq t \leq t_{\max}$  中最优调度的序列. 对于每一个  $\{S^*(t)\}$ , 我们用  $\hat{S}^*(t)$  表示相应的被调度的消息集合,即  $\hat{S}^*(t) = \{m | f_m(t) \in S^*(t)\}$ , 同时用  $M_1^*$  表示在第 1 个时隙中最大权值的匹配,并用  $\hat{M}_1^*$  表示使用  $M_1^*$  进行调度的消息集合,则有:

$$M_1^* := \max \sum_{m \in \hat{V}} w_m \times \{f_m(1) \in S\}, \hat{M}_1^* := \{m | f_m(1) \in M_1^*\} \tag{6}$$

引理 1. 第 1 个时隙中的延迟总量满足下式:

$$\sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m(1) \geq \|\hat{V}\| - \|\hat{M}_1^*\|.$$

证明:因为  $\sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m(1) \geq \|\hat{V}\| - \|\hat{S}^*(1)\| - \|\hat{A}(1)\|$ , 根据式(6)以及  $\hat{A}(1) = \emptyset$  的事实, 可得  $\|\hat{S}^*(1)\| \leq \|\hat{M}_1^*\|$ .  $\square$

用  $C$  表示 sink 节点的儿子节点, 用  $T_p$  表示  $C$  中节点  $v_p$  作为根节点的子树. 用  $V_{pq}$  表示  $T_p$  树中深度为  $q$  的节点集合, 则对于  $t \geq 2$  时, 有:

**引理 2.** 对于每个  $p$  和  $q$ , 延迟总量满足:

$$\sum_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m (D_m t_{\max} - D_m(1)) \geq \|\hat{V}_{pq}\| - \max_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m \quad (7)$$

证明: 这个引理的本质在于如果有两条消息在时隙  $t$  时刻处于相同的树的深度, 它们的接收者应该是  $t$  时刻的同一个节点, 除非其中一条消息在接收前被延迟. 因此, 至少有 1 个节点在  $[t', t]$  时间内会遭遇延迟. 我们以反证法来证明引理 2: 假设在式(7)中的  $\hat{V}_{pq}$  不成立, 如果  $\hat{V}_{pq}$  中所有的消息在  $t \geq 2$  时都只经历 1 次延迟, 则有

$\sum_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m (D_m t_{\max} - D_m(1)) = \|\hat{V}_{pq}\|$ . 因此, 不等式  $\sum_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m (D_m t_{\max} - D_m(1)) < \|\hat{V}_{pq}\| - \max_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m$  表示  $\hat{V}_{pq}$  中至少有 2 条消息在到达 sink 节点之前没有遭遇任何延迟. 对于这两条消息  $m_1, m_2 \in \hat{V}_{pq}$ , 当  $2 \leq t \leq t_{\max}$  时有  $D_{m_1}(t) - D_{m_1}(t-1) + D_{m_2}(t) - D_{m_2}(t-1) = 0$ . 下面, 我们证明  $m_1, m_2$  会彼此冲突, 从而与  $D_{m_1}(t') - D_{m_1}(t'-1) + D_{m_2}(t') - D_{m_2}(t'-1) = 0$  相矛盾.

用  $v_a$  和  $v_b$  分别表示生成  $m_1$  和  $m_2$  的节点, 显然它们具有相同的树深度  $q$ . 在第 1 次调度之后,  $m_1$  和  $m_2$  的位置会根据  $v_a$  和  $v_b$  是否被调度而不同. 不同的情况共有 4 种: (1)  $(f_{m_1}(2), f_{m_2}(2)) = (v_a, v_b)$ ; (2)  $(p(v_a), v_b)$ ; (3)  $(v_a, p(v_b))$ ; (4)  $(p(v_a), p(v_b))$ . 我们给出第 1 种情况的证明过程, 其他 3 种情况的证明过程是一样的.

对于情况(1), 因为  $v_a, v_b \in V_{pq}$ , 所以两条路径  $(v_a, \dots, v_p)$  与  $(v_b, \dots, v_p)$  中包含的一部分相同的节点. 用  $\bar{V}$  表示在这两条路径中从点  $v_p$  出发要经过这些相同节点的最远节点, 如图 2 所示. 定义  $\delta := h(\bar{V}, V_y)$ , 并用  $v_x$  和  $v_y$  分别表示从  $v_a$  和  $v_b$  出发的路径上  $\bar{V}$  的儿子节点. 因为当  $2 \leq t \leq t_{\max}$  时有  $D_{m_1}(t) - D_{m_1}(t-1) + D_{m_2}(t) - D_{m_2}(t-1) = 0$ , 所以,  $m_1$  和  $m_2$  将会被连续地调度, 并在时间  $q - \delta$  后分别到达  $v_x$  和  $v_y$ . 即  $f_{m_1}(q - \delta + 1) = v_x$  和  $f_{m_2}(q - \delta + 1) = v_y$ . 在本节的构造中,  $v_x \neq v_y$ , 并且这两个节点都有一个儿子节点在  $\bar{V}$  中, 所以两条链路  $(v_x, \bar{V})$  和  $(v_y, \bar{V})$  在非独占的冲突模型中不可能同时被调度, 即意味着  $m_1, m_2$  中至少有 1 条消息必须被延迟, 直到另一条传输完成(所需时间为  $t' = q - \delta + 1$ )为止. 这个结论与先前我们的假设结论相矛盾, 所以引理 2 成立.  $\square$

用  $\bar{X}_p := \{m_{pq}\}$  表示在时隙  $t=1$  时所有位于子树  $T_p$  中深度为  $q$  的节点中的消息集合, 定义  $\bar{X} := \cup_{p \in C} \bar{X}_p$ . 可以得到:

**引理 3.** 在一个树形网络中, 存在如下关系:

$$\sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m \geq 2\|\hat{V}\| - \|\hat{M}_1^*\| - \|\hat{X}\| \quad (8)$$

证明: 根据公式(4)以及  $D_m(0)=0$  的事实, 对于所有的  $m \in \hat{V}$ , 有

$$\begin{aligned} \sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m &= \sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m(1) + \sum_{p \in C} \sum_{q=1}^{\bar{d}} \sum_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m (D_m t_{\max} - D_m(1)) \\ &\geq \|\hat{V}\| - \|\hat{M}_1^*\| + \sum_{p \in C} \sum_{q=1}^{\bar{d}} (\|\hat{V}_{pq}\| - \max_{m \in \hat{V}_{pq}} w_m) \\ &= 2\|\hat{V}_{pq}\| - \|\hat{M}_1^*\| - \|\hat{X}\|, \end{aligned}$$

故得证.  $\square$

考虑如图 2 所示的二叉树拓扑的网络结构. 在图 2(a)中, 共有  $4k-1$  个节点, 依次标注为  $v_s, v_1, \dots, v_{4k-2}$ , 其中,  $v_s$  是 sink 节点, 其他所有节点都是传感节点. 用  $L$  表示所有右子树节点, 即  $L = \{v_{2k}, \dots, v_{4k-2}\}$ , 设图中边的权值均为 1.

显然  $\|\hat{V}\| = 4k - 2, \|\hat{M}_1^*\| = 2k - 1$ , 根据  $\bar{X} = \{m \mid f_m(1) \in \{v_s\} \cup L\}$ , 可得  $\|\hat{X}\| = 2k$ , 则通过引理 3, 可得:

$$\sum_{m \in \hat{V}} w_m D_m \geq 4k - 3 \quad (9)$$

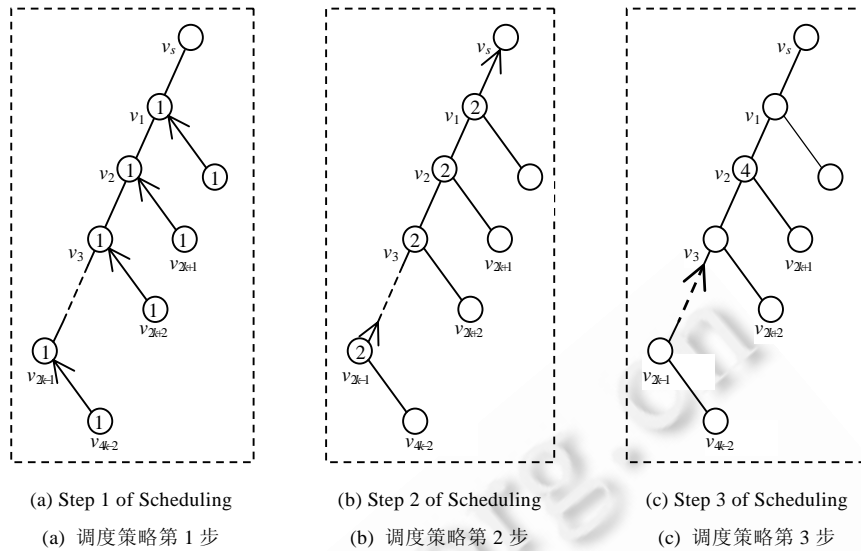


Fig.2  
图 2

于是,可以得到如下的调度策略:

- (1) 在第 1 个时隙,调度图 2(a)中  $L$  集合里所有的节点.这样, $L$  之外的消息带来的延迟会增长,总的延迟增长量为  $2k-1$ .
  - (2) 在第 2 个时隙,如图 2(b)所示,调度所有持有消息并且标注为奇数的节点.这样,由未被调度的消息引起的延迟总量为  $2(k-1)$ .
  - (3) 当第 2 个时隙完成之后,所有的消息被排列成了从 sink 节点出发的线性排列,不存在距离在 1 跳之内的两条消息.此时,如图 2(c)所示,同时调度所有的消息,直到它们都到达 sink 节点为止.
- 在这种调度策略之下,延迟总量可以如下计算:

$$\sum_{t=1}^{t_{max}} \sum_{m \in V} w_m (D_m(t) - D_m(t-1)) = 4k - 3.$$

### 3 实验结果分析

我们将网络拓扑看作二叉树型结构,先验证在满二叉树状态下的最优化调度的性能,然后再验证在随机二叉树状态下的性能.鉴于目前传感器网络在实际应用中连续跳数很少有超过 5 跳的,我们在实验中只考虑短视调度策略,即每次调度都是基于当前的网络状态.

考虑如下几种常用的调度算法<sup>[10,11]</sup>:

- 最大权值匹配(maximum weight match)算法:在每个时隙  $t$ ,以当前单位时间内消息延迟总增量最小为目标对节点进行调度.
- 最大规模匹配(maximum size match)算法:在每个时隙  $t$ ,以每条消息在调度时能影响多少节点数量最大化为目标进行调度.
- 贪心最大匹配(greedy maximum match)算法:在每个时隙  $t$ ,先将所有节点根据消息总权值进行排序,再根据此顺序,逐个将节点添加入调度列表.

建立多个包含不同节点数量的满二叉树网络模型,对于满二叉树,所有非叶子节点的节点都有 2 个儿子节点,将所有边的权值设为 1.表 2 展示了满二叉树状态下的结果.

表 2 满二叉树结构网络下的延迟情况

二叉树规模 ( $n$ )	3	7	15	31
最大权值匹配	1	7	25	66
最大规模匹配	1	11	29	103
贪心最大匹配	1	7	22	60
分析 (8)	1	6	17	42

我们再用随机生成的二叉树对最优调度策略进行验证.从根节点开始,以 0.618 的随机率为每个节点生成一个儿子节点.每个节点最多有 2 个儿子节点,节点添加顺序为宽度优先策略.首先生成一个  $n=8$  的随机二叉树,并与调度算法相结合比较分析过程.然后往该二叉树中继续以宽度优先策略逐个随机添加节点,然后再运行相同的实验,一直重复实验到  $n=31$ .这样的实验基本可以考虑到任意的网络拓扑情况.

在随机二叉树的实验过程中,设置了两种可能的情况:(1) 所有的权值都设为 1;(2) 每个权值设为(0,2)之间的一个随机数.实验结果如图 3 所示.图 3(a)中没有数据聚合情况下的最优调度策略带来的延迟性能界限为最下方的折线.与考虑了聚合情况的调度策略相比,它为网络内部的聚合提供了更少的时间开销.在图 3(b)中可以观察到,在考虑到聚合的情况下,分析结果表明,底部边界随着树的规模而成正比增长.虽然本文提出的调度策略整体的边界对于小规模网络是闭合的,但是当网络规模开始大幅度增长时,在分析结果与实际的调度性能之间会出现增长间隙,这种情况在随机权值的实验条件下尤为明显.这种增长间隙表示在这些网络条件下性能界限并不再是闭合的,或者说明在这些网络条件下,这种调度策略不再是最优的.由图 3(a)可以看出,当  $n$  取值为 25 时,分析结果与最优折线已经非常接近.

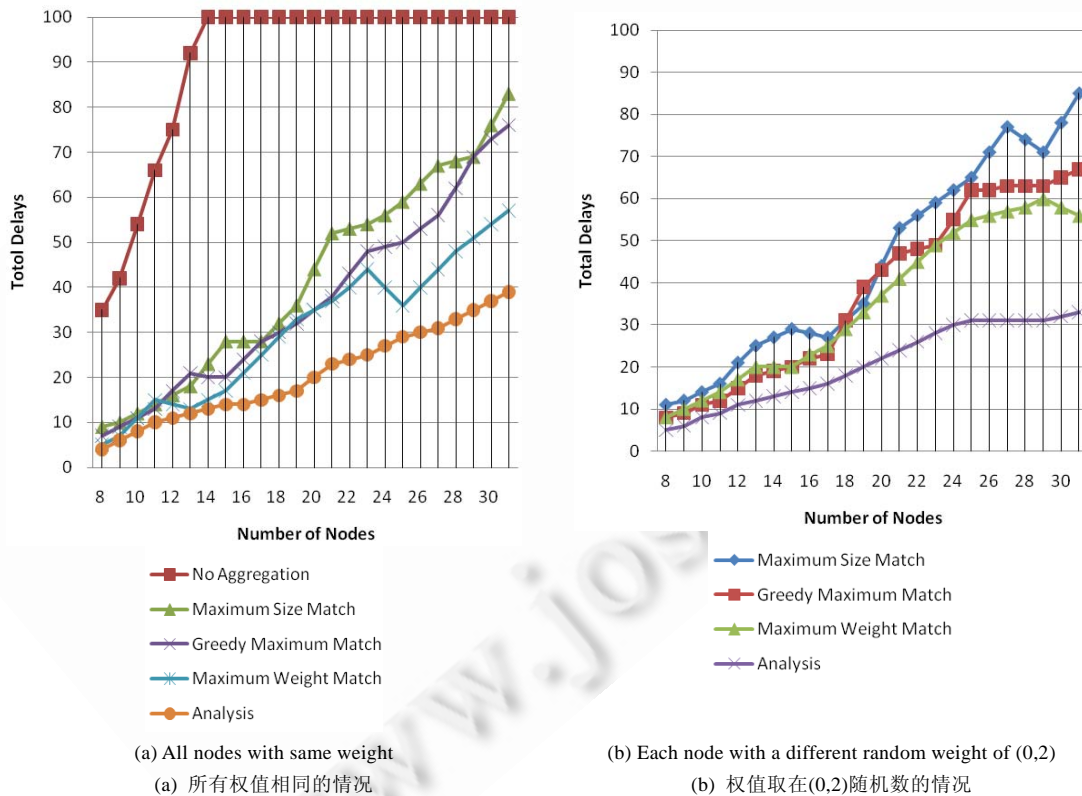


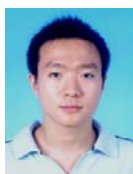
Fig.3  
图 3

## 4 结 论

本文形式地给出了针对无线传感器网络中数据聚合的一种最优调度策略,并利用不同权值的二叉树评估了这个结构的分析过程.实验结果表明,当考虑到聚合的情况时,底部边界随着树的规模而成正比增长.虽然本文提出的调度策略整体的边界对于小规模网络是闭合的,但是当网络规模开始大幅度增长时,在分析结果与实际的调度性能之间会出现增长间隙,这种情况在随机权值的实验条件下尤为明显.这种增长间隙表示在这些网络条件下性能界限不再是闭合的,或者说明在这些网络条件下,这种调度策略不再是最优的.由图 3(a)可以看出,当  $n$  取值为 25 时,分析结果与最优折线已经非常接近.

### References:

- [1] Heinzelman WR, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy-Efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In: Proc. of the 33rd Hawaii Int'l Conf. on System Sciences. 2000.
- [2] Intanagonwiwat C, Govindan R, Estrin D. Directed diffusion: A scalable and robust communication paradigm for sensor networks. In: Proc. of the ACM MOBICOM. 2000.
- [3] Hariharan S, Shroff NB. Maximizing aggregated revenue in sensor networks under deadline constraints. In: Proc. of the IEEE CDC. 2009.
- [4] Krishnamachari B, Estrin D, Wicker SB. The impact of data aggregation in wireless sensor networks. In: Proc. of the ICDCSW. 2002.
- [5] Kalpakis K, Dasgupta K, Namjoshi P. Maximum lifetime data gathering and aggregation in wireless sensor networks. In: Proc. of the Int'l Conf. on Networking. 2002.
- [6] Goel A, Estrin D. Simultaneous optimization for concave costs: Single sink aggregation or single source buy-at-bulk. In: Proc. of the ACM SODA. 2003.
- [7] Wu Y, Fahmy S, Shroff NB. On the construction of a maximum lifetime data gathering tree in sensor networks: NP-Completeness and approximation algorithm. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. 2008.
- [8] Yu Y, Krishnamachari B, Prasanna VK. Energy-Latency tradeoffs for data gathering in wireless sensor networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. 2004.
- [9] Becchetti L, Kortweg P, Marchetti-Spaccamela A, Skutella M, Stougie L, Vitaletti A. Latency constrained aggregation in sensor networks. In: Proc. of the 14th Conf. on Annual European Symp. 2006.
- [10] Tassiulas L, Sarkar S. Maxmin fair scheduling in wireless networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. 2002.
- [11] Tassiulas L, Ephremides A. Dynamic scheduling for minimum delay in tandem and parallel constrained queueing models. *Annals of Operations Research*, 1994,48(4):333-355.



刘晓峰(1983—),男,湖北武汉人,讲师,主要研究领域为分布式系统,无线传感器网络.



张子奇(1984—),男,副研究员,主要研究领域为信息抽取,信息检索.



王一雄(1973—),男,讲师,主要研究领域为移动 Agent 技术,无线传感器网络.



业宁(1968—),男,博士,教授,主要研究领域为数据挖掘,数据聚合,模式识别.