

文章编号:1007-130X(2009)06-0079-04

一种无线传感器网络空间重用 TDMA 链路调度算法^{*}

A Spatial Reuse TDMA Link Scheduling Algorithm for Wireless Sensor Networks

蹇 强, 桂春梅, 龚正虎, 刘湘辉

JIAN Qiang, GUI Chun-mei, GONG Zheng-hu, LIU Xiang-hui

(国防科技大学计算机学院, 湖南 长沙 410073)

(School of Computer Science, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China)

摘 要:本文研究了无线传感器网络最小空间重用链路调度(MSRLS)模型,给出了该模型的形式化描述,并在此基础上提出一种求解一般网络下 MSRLS 问题的集中式近似算法 MSRLS-C。该算法同时考虑了无线传感器网络带宽需求分布和通信过程中的无线信道干扰,更适合真实网络。通过理论分析和实验对该算法的性能进行了论证和比较。

Abstract: This paper studies the Minimal Spatial Reuse Link Scheduling (MSRLS) model in wireless sensor networks. Based on the formula description of the model, a central algorithm called MSRLS-C is presented to solve the MSRLS problem in general networks. Taking both the link bandwidth requirement distribution and the link interference in wireless communications into consideration, the MSRLS-C algorithm is more suitable for real physical environments. Based on analyzing and comparing with other graph-based algorithms, the performance of our algorithm is validated.

关键词:无线传感器网络;链路调度;TDMA;NP-Complete

Key words: wireless sensor networks; link scheduling; TDMA; NP-complete

中图分类号: TP393

文献标识码: A

1 引言

根据信道访问策略不同,无线传感器网络 MAC 协议大致可分为基于竞争和基于调度两类。TDMA 协议作为一种调度协议,组织节点根据预先分配的时槽调度方案无冲突访问信道,能有效减少通信过程中因分组碰撞、串音和节点空闲侦听造成的能量浪费,具有明显的节能优势,非常适合无线传感器网络部署。

调度算法是 TDMA 协议的核心,其性能直接决定协议的信道利用率和能量效率。已有大量无线传感器网络 TDMA 调度算法相继提出。文献[1,2]分别提出集中式算法为节点分配时槽,但产生的调度都没有空间重用,信道利用率很低;文献[3]研究了树型网络拓扑下最小规模链路调度问题,提出一种分簇 TDMA 协议;文献[4]和文献[5]分别提供了启发式算法计算空间重用节点调度和链路调度;文

献[6]将 TDMA 调度看作特定环境下的边或点的着色问题,并给出了节点和链路调度的近似算法。上述协议或算法普遍采用公平分配策略为节点或链路分配时槽,难以同时满足无线传感器网络流量特征和带宽分布。无线传感器网络中聚播通信(Convergecast)是主要流量类型^[7],而公平分配链路带宽反而会加重漏斗效应^[8],降低网络性能。此外,大多数调度算法采用的网络模型过于简单,只有在理想的条件下(如树型平面拓扑、对称链路、无环境噪音、Unit Disc 模型等)才能保证算法有效,不一定适用于真实网络。

TDMA 调度包括节点(广播)调度和链路调度。考虑到链路调度更符合传感器网络流量特征,且通常能获得比节点调度更高的空间重用^[9],本文关注于传感器网络链路调度模型和算法,即对于一般网络拓扑,在确定网络中各链路带宽分配的基础上,给定一个源和目的节点对的集合 $\{(s_i, t_i)\}$,怎样安排最小规模链路调度,以使带宽资源得到充分的利用,而问题的约束条件是节点之间存在不同程度

• 收稿日期:2007-10-31;修订日期:2008-04-01

基金项目:国家 973 计划资助项目(2003CB314802);国家自然科学基金资助项目(60603061)

作者简介:蹇强(1974-),男,湖南长沙人,博士生,研究方向为无线网络、高性能网络计算和网络管理;桂春梅,博士生,研究方向为计算机网络,并行与分布处理;龚正虎,教授,博士生导师,研究方向为计算机网络、并行与分布处理和高性能计算;刘湘辉,博士,研究方向为无线网络和分布式计算。

通讯地址:410073 湖南省长沙市国防科技大学计算机学院博士生队;Tel:13810562963;E-mail:2002qiang@vip.sina.com

Address: Doctoral Brigade, School of Computer Science, National University of Defense Technology, Changsha, Hunan 410073, P. R. China

的信道干扰。

2 网络模型和流量模型

2.1 网络模型

考虑 n 个节点组成的传感器网络, $V = \{1, 2, \dots, n\}$ 表示节点集合, 所有节点共享单一信道, 使用全向天线且具有相同发射功率 P 。不失一般性, 假设 i 是发送节点, 则 i 和 j 之间形成链路 (i, j) , 必须满足节点 j 的接收信噪比 (SNR) 不小于某一阈值, 即:

$$\text{SNR}_{ij} = P/[L_b(i, j)N_r] \geq \gamma_0 \quad (1)$$

其中, $L_b(i, j)$ 表示链路衰减, N_r 是热噪声密度。

一条链路 (i, j) 能够无错通信当且仅当如下定义的信扰比 (SIR) 不小于某一阈值:

$$\text{SIR}_{ij} = \frac{P}{L_b(i, j)[N_r + \sum_{k \in V, k \neq j} P/L_b(k, j)]} \geq \gamma_1 \quad (2)$$

其中, $\sum_{k \in V, k \neq j} P/L_b(k, j)$ 是来自其它节点的累加干扰。

上述网络模型称为物理模型^[10]。

给定网络节点集合 V , $|V| = n$, 任意两节点之间的链路衰减为 $L_b(i, j)$, 热噪声为 N_r , 两个阈值为 γ_0 和 γ_1 , 则节点之间的链路可根据式 (1) 得到。假设网络中所有链路的集合为 E , 即:

$$E = \{(i, j): \text{SNR}_{ij} \geq \gamma_0\} \quad (3)$$

则无线传感器网络可以用一个有向图 $G = (V, E)$ 表示。采用上述方式定义的链路具有方向性, 即 $(i, j) \in E$ 不代表 $(j, i) \in E$ 。

2.2 流量模型

我们考虑数据采集这种较常见的传感器网络应用。网络中的聚播流量可看成是多物流, 并被每条链路分担。假设对于任意节点 i , $g_i^\theta > 0$ (< 0) 表示每一帧从节点 i 注入 (离开) 网络的属于物流 θ 的流量, g_i^θ 与采样率、数据类型以及分组大小有关。若不考虑数据融合, 则定义链路带宽为该链路一帧内传输的比特数。根据流保护原则有:

$$\sum_{(i, j) \in E} f_{ij}^\theta = g_i^\theta + \sum_{(k, i) \in E} f_{ki}^\theta \quad (4)$$

其中, f_{ij}^θ 表示链路 (i, j) 为物流 θ 分配的链路带宽。本文不考虑如何分配链路带宽以满足流保护原则, 但假设 TDMA 调度之前网络中各链路已根据路由协议和某种性能参数 (如信号强度、链路质量、剩余能量等) 预先分配了满足一定 QoS 的初始带宽。这样考虑有利于降低 TDMA 协议对路由协议的依赖, 减少重路由的开销。

在给定各链路带宽的情况下, 可以根据公式 (5) 提前计算任意链路 (i, j) 的时槽需求:

$$d_{ij} = \lceil \frac{\sum_{\theta} f_{ij}^\theta}{b_{ij}} \rceil = \lceil \frac{f_{ij}}{b_{ij}} \rceil \quad (5)$$

其中, d_{ij} 为链路 (i, j) 需要的时槽数量, f_{ij} 为所有物流在链路 (i, j) 上发送的比特数, b_{ij} 是一个时槽能够发送的最大比特数, 与报文长度、编解码方式以及射频模块的数据发送速率有关。同时, 定义网络时槽需求向量为所有链路时槽需求的集合, 即:

$$\vec{w} = \{d_{ij} : \text{for all link } (i, j) \in E\}$$

3 问题描述

3.1 最小空间重用链路调度问题 (MSRLS)

TDMA 网络需要避免四种冲突, 如图 1 所示。前三种冲突称为主要冲突, 是指一个节点不能在一个时槽同时接收、发送或既发送又接收; 第 4 种冲突称为次要冲突, 指一条链路的发送影响另一链路的正常接收。

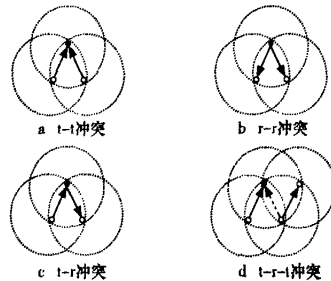


图 1 无线信道冲突类型

给定无线传感器网络节点集合 V , 各节点对之间的链路衰减 $L_b(i, j)$, 热噪声 N_r , 两个阈值 γ_0 和 γ_1 , 定义空间重用 TDMA 链路调度 (SRLS) 问题为: 为网络中的每条链路 (i, j) 分配 TDMA 时槽, 并同时满足以下三个条件:

- (1) 带宽约束: 每条链路 (i, j) 至少分配 d_{ij} 个时槽;
- (2) 主要冲突约束: 共享一个节点的两条链路, 不论链路的方向如何, 必须分配不同的时槽;
- (3) 次要冲突约束: 一个时槽分配给一条链路, 必需保证其信扰比约束满足公式 (2)。

在此基础上定义最小空间重用 TDMA 链路调度 (MSRLS) 问题为: 寻找最小规模 (时槽) 的 SRLS。

3.2 难解性分析

定理 1 MSRLS 问题是 NP-Complete 的。

证明 TDMA 网络可用有向图 $G = (V, E)$ 表示, 其中 V 是网络中节点的集合, $|V| = n$, E 是根据公式 (1) 得到的链路集合。下面考虑同时满足以下两个条件的 MSRLS 问题的一个特例:

- (1) 图 $G = (V, E)$ 中的任意链路 (i, j) 的带宽约束 $d_{ij} = 1$, 即网络中的每条链路只分配一个时槽;
- (2) $\forall i \in V$, 令 $L_b(i, j) = 1$, 若 $(i, j) \in E$, 否则 $L_b(i, j) = 2|V|$, $\forall (i, j) \notin E$, 同时选取 $\gamma_0 = \gamma_1 = 1/|V|$, $N_r = 0$, 即次要冲突约束变为冗余。

根据图 $G = (V, E)$ 构造无向图 $G' = (V', E')$, $V' = V$, 且 $\forall i, j \in V' (i \neq j)$, 若链路 $(i, j) \in E$ 或 $(j, i) \in E$, 则边 $\langle i, j \rangle \in E'$ 。这时上述 MSRLS 问题特例等价于无向图边着色问题, 即边着色问题是 MSRLS 问题的特例。由于边着色问题已被证明是 NP-Complete 的^[11], 所以 MSRLS 问题是 NP-Hard 的。显然, MSRLS 问题不是多项式时间可验证的, 因此 MSRLS 问题是 NP-Complete 的。□

在链路调度中, 一个调度 $S(T)$ 的周期 T 被分成相同长度的 w 个时槽, 显然, 当 $w = \sum_{(i, j) \in E} d_{ij}$ 时, SRLS 问题是可满足的, 但空间重用的程度很低。不失一般性, 将调度

周期 T 的时槽分别标记为 $W = \{1, 2, \dots, w\}$, 并引入如下 0-1 变量:

$$x_{ijt} = \begin{cases} 1, & \text{if time slot } t \text{ is assigned to link } (i, j) \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$y_t = \begin{cases} 1, & \text{if time slot } t \text{ is used} \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$z_{it} = \begin{cases} 1, & \text{if node } i \text{ is transmitting in time slot } t \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}$$

MSRLS 可用如下线性规划的方式描述:

$$\text{Object: } \min \sum_{t \in W} y_t \quad (6)$$

$$\text{Subject: } \sum_{t \in W} x_{ijt} \geq d_{ij}, \forall (i, j) \in E \quad (7)$$

$$y_t \leq y_{t-1}, t = 2, \dots, w, \quad (8)$$

$$x_{ijt} \leq y_t, \forall (i, j) \in E, \forall t \in W \quad (9)$$

$$\sum_{j: (i, j) \in E} x_{ijt} + \sum_{j: (j, i) \in E} x_{jit} \leq 1, \forall i, j \in V, i \neq j, \forall t \in W \quad (10)$$

$$x_{ijt} \leq z_{it}, \forall (i, j) \in E, \forall t \in W \quad (11)$$

$$\frac{P/N_r}{L_b(i, j)} x_{ijt} + \gamma_1 (1 + M_{ij}) (1 - x_{ijt}) \geq$$

$$\gamma_1 (1 + \sum_{k \in V, k \neq i, j} \frac{P/N_r}{L_b(k, j)} z_{kt}), \forall (i, j) \in E, \forall t \in W \quad (12)$$

$$x_{ijt} \in \{0, 1\}, \forall (i, j) \in E, \forall t \in W \quad (13)$$

$$y_t \in \{0, 1\}, \forall t \in W \quad (14)$$

$$z_{it} \in \{0, 1\}, \forall i \in V, \forall t \in W \quad (15)$$

目标函数(6)为最小化时槽总数; 条件(7)保证每条链路至少分配 d_{ij} 个时槽, 即满足带宽约束; 条件(8)保证时槽被连续逐一分配; 条件(9)使得 y_t 及时记录当前的链路分配, 并保证一条链路一次最多占用一个时槽; 条件(10)保证相邻链路分配不同的时槽; 条件(11)和(12)保证链路调度满足次要冲突约束, 其中 $M_{ij} = \sum_{k \in V, k \neq i, j} (P/N_r)/L_b(k, j)$ 代表除发送节点 i 之外所有发送节点对接收节点 j 造成的接收干扰的总和, 当然实际接收干扰通常小于 M_{ij} 。

MSRLS 问题是 NP-Complete 的, 这就意味着无法在多项式时间内求解。尽管 MSRLS 问题可以用上述整数线性规划问题描述, 并可以得到最优解, 但由于变量和约束随着网络规模快速增长, 因此计算难度很大。因此, 我们考虑退一步设法求出该问题的近似解, 并尽量接近最优解。

4 MSRLS-C 算法

4.1 w -干扰图

根据文献[10]定义的协议干扰模型(Protocol Interference Model), 由于同时存在多个发送节点干扰, 当节点 j 的接收信噪比不小于 γ_1 时, 才能成功接收发送节点 i 的数据。由于链路调度之前尚未确定哪些节点会发送数据, 可设定某一小于 γ_1 的阈值 γ_i 且 $\gamma_0 \leq \gamma_i \leq \gamma_1$, 若 $\text{SNR}_k < \gamma_i$ ($k \neq i$), 则认为节点 k 和 i 可同时发送数据, 否则节点 j 违反次要冲突约束。根据协议干扰模型, 可计算出 γ_i 的取值为 $\gamma_i = (1 + \Delta)^{-\gamma_1}$ ($\Delta > 0$)。 γ_i 称为干扰阈值, 其直观意义为: 由于存在链路衰减, 信号很弱的发送节点不能用于通信, 但

干扰其它接点正常接收却足够强。

下面引入链路的干扰集合。如果同一时间段内链路 (i, j) 和链路 (u, v) 不能同时传输数据, 则称链路 (i, j) 和 (u, v) 互为干扰链路。链路 (i, j) 的干扰链路集用 $I(i, j)$ 表示。与主要冲突和次要冲突相对应, $I(i, j)$ 包含两部分: 一是与链路 (i, j) 相交于同一节点的链路(不论方向如何); 二是不能使 (i, j) 满足次要冲突约束的链路。链路 (i, j) 与其干扰链路集中的链路一定不能分配同一时槽。传统基于着色算法的约束中要么只包含主要冲突, 要么强制规定两跳范围内节点必存在次要冲突。与之相比, 我们的机制能更好地描述无线信道的使用。

给定有向图 $G = (V, E)$, 干扰集合 $I = \{I(i, j); \text{for all } (i, j) \in E\}$, 可构造图 G 的干扰图 $IG = (IV, IE)$ 。方法如下:

(1) 对于图 G 中的一条任意链路 (i, j) , 对应于图 IG 中一个顶点 V_{ij} , 因此 $|IV| = |E|$;

(2) 对于图 G 中的任意一条链路 (i, j) , 若存在链路 $(u, v) \in I(i, j)$, 则存在一条边 $\langle V_{ij}, V_{uv} \rangle \in IE$ 。

给定 G 的干扰图 $IG = (IV, IE)$ 和时槽要求向量 $\vec{w} = (d_{ij})$, 进一步构造图 G 的 w -干扰图 $wIG = (WV, WE)$ 。方法如下:

(1) 对于图 IG 中任意顶点 V_{ij} , 若 $d_{ij} > 0$, 则对应于图 wIG 中 d_{ij} 个顶点 $V_{ij}^{(1)}, V_{ij}^{(2)}, \dots, V_{ij}^{(d_{ij})}$, 因此 $|WV| = \sum_{(i, j) \in E} d_{ij}$ 。上述 d_{ij} 个顶点称为图 wIG 的关于链路 (i, j) 的派生节点。

(2) 所有链路 (i, j) 的派生节点 $V_{ij}^{(1)}, V_{ij}^{(2)}, \dots, V_{ij}^{(d_{ij})}$ 两两互联, 组成 d_{ij} 阶完全图。

(3) 对于图 IG 中的任意一条链路 $(v_{ij}, v_{uv}) \in E'$, 存在图 wIG 中的一条边 $\langle v_{ij}, v_{uv} \rangle \in WE$, 若图 wIG 中存在关于链路 (i, j) 或 (u, v) 的派生节点, 则 (i, j) 的任意派生节点 $V_{ij}^{(m)}$ ($1 \leq m \leq d_{ij}$) 和 (u, v) 的所有派生节点 $V_{uv}^{(n)}$ ($1 \leq n \leq d_{uv}$) 之间存在一条边 $\langle v_{ij}, v_{uv} \rangle$ 。

图 2 给出了一个有向图 G 及其干扰图 IG 和 w -干扰图 wIG 的例子。

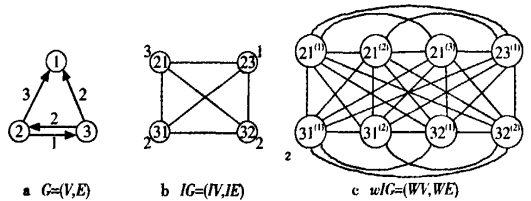


图 2 有向图的干扰图和 w -干扰图

可以看到, wIG 中任意两顶点 $v_{ij}^{(m)}$ 和 $v_{uv}^{(n)}$ 之间存在一条边, 要么顶点 $v_{ij}^{(m)}$ 和 $v_{uv}^{(n)}$ 是关于同一链路的派生节点, 要么在图 G 中链路 (i, j) 和 (u, v) 相互干扰。因此, wIG 图包含 $\sum_{(i, j) \in E} d_{ij}$ 个顶点, 且任意顶点 $v_{ij}^{(k)}$ ($(i, j) \in E, 1 \leq k \leq d_{ij}$) 的度数 $\text{degree}(V_{ij}^{(k)}) = d_{ij} - 1 + \sum_{(u, v) \in I(i, j)} d_{uv}$ 。图 G 中任意链路所需时槽数等于 wIG 图中关于该链路的派生节点数目, wIG 图中关联同一边的两节点 $v_{ij}^{(m)}$ 和 $v_{uv}^{(n)}$ 在图 G 中所对应的链路 (i, j) 和 (u, v) 不能分配同一时槽。因此, MSRLS 问题可转化为图 wIG 的顶点着色问题,

即为每个顶点分配一种颜色,相邻顶点不能分配同一颜色,要求所需颜色最少。

4.2 MSRLS-C 算法

给定有向图 $G = (V, E)$ 和时槽要求向量 $\vec{w} = (d_{ij})$, 计算 w -干扰图 $wIG = (WV, WE)$ 可在多项式时间内完成,但图 wIG 的顶点着色问题仍然是 NP-Complete 的。为此,我们提出如下集中式近似算法 MSRLS-C。

算法分为两个阶段:顶点排序和顶点着色。在顶点排序阶段,首先为图 wIG 中每个节点分配唯一的编号,从 1 到 $\sum_{(i,j) \in V} d_{ij}$, ($d_{ij} > 0$)。采用独立最小度数优先排序方式,当为一个节点编号以后,下一个节点将不考虑与该节点关联的邻节点,可理解为暂时删除该节点与相邻节点之间的链路,重新选取度数最小的节点分配编号。着色在排序之后进行,根据顶点编号的降序依次为每个顶点着色。采用贪心算法,即在相邻节点不着同样颜色的约束下每次选取最小可用颜色分配给当前节点,当编号为 1 的节点着色完毕后,算法结束。MSRLS-C 算法伪码如下。

```

Algorithm MSRLS-C
Input: (1) Directed graph  $G = (V, E)$ ;
      (2) Slot Requirement Vector  $\{d_{ij}\}$ .
Output: A assignment of  $q$  colors to all links  $e$  in  $G$ .
begin
1. Calculate  $wIG = g(G, \{d_{ij}\}) = (WV, WE)$ 
2. for all vertices  $v$  in  $wIG$  do
3.    $color(v) \leftarrow 0$ 
4.  $S \leftarrow \emptyset$ 
5. for mark  $l$  from 1 to  $|WV|$  do
6.   pick unlabelled vertex  $u \in WV$  of minimum neighbor in  $wIG$ 
7.   mark  $(u) \leftarrow l$ 
8.   delete all edges incident on  $u$  from  $wIG$ 
9. for  $j$  from  $|WV|$  down to 1 do
10.  let  $u \leftarrow$  vertex with mark  $j$ 
11.   $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
12.  for each vertex  $v$  in uncolored subset of  $S$  do
13.    Selectee  $\leftarrow \emptyset$ 
14.    for each colored vertex  $u$  has an edge with  $v$  do
15.      Selectee  $\leftarrow$  Selectee  $\cup$  color( $u$ )
16.    color( $v$ )  $\leftarrow$  smallest color  $\notin$  Selectee
17.   $p \leftarrow \max\{color(v), v \in wIG\}$ 
end
  
```

5 性能评估

5.1 性能分析

MSRLS-C 算法的正确性显而易见。因为语句 7 分配的颜色 $color(v)$ 和语句 15、16 构造的 Selectee 中所有节点的颜色均不相同,且与着色顺序无关,因而对于图 wIG 中任意边 $\langle i, j \rangle \in WE$, $color(i) \neq color(j)$, 保证了 MSRLS-C 算法产生无冲突链路调度。

假设 MSRLS 问题的最优解是 w^* , 其对应的时间帧分别标记为 $1, 2, \dots, w^*$ 。

引理 1 图 wIG 中至少包含一个度数不大于 $6w^* - 1$ 的顶点。

引理 2 对于 wIG 图中任意顶点 u , 最多存在 $6w^* - 1$ 个编号更大的邻居。

鉴于篇幅有限,上述两个引理的证明省略。

定理 2 MSRLS-C 算法可提供规模为 $O(w^*)$ 的时槽

分配方案,近似比上界为 6。

证明 考虑语句 7 选择的顶点 u , 根据 MSRLS 问题的约束条件,顶点 u 的颜色不能和任何邻居顶点相同。由引理 2,顶点 u 最多有 $6w^* - 1$ 个编号更大的邻居,且先于顶点 u 着色,因此图 wIG 最多需要 $6w^*$ 种颜色,最少需要 1 种颜色。因此,MSRLS 算法可提供规模为 $O(w^*)$ 的时槽分配方案,近似比上界为 6。□

5.2 仿真实验

主要从空间重用度和最小数据采集延迟考察 MSRLS-C 算法的性能。选用另外两种集中式链路调度算法与 MSRLS-C 算法进行比较,即文献[12]提出的完全贪心算法和文献[5]提出的基于 Unic Disk 的链路调度算法 TGSA。我们引入如下变量刻画空间重用度: $\sigma = (\sum_{i=1}^p \sum_{j=1}^N z_{ij}) / p$, 其中 p 是可用颜色数量, $z_{ij} = 1$ 或 0 表示节点 j 能不能使用第 i 个时槽发送数据。采用 Matlab 7.0 进行仿真,所有实验数据取运行 20 次的平均值。

考察 40 到 120 个节点随机均匀分布于半径为 R 的圆形区域中, Sink 位于圆心。实验参数为: $R = 300m$, $P = 10mW$, $N_r = -90dBm$, $\gamma_0 = 10dB$, $\gamma_1 = 20dB$ 。任意发送节点 s 和接收节点 r 之间的链路衰减 $L_b(s, r) = d^{\alpha}(s, r)$, 且 $\alpha = 4$, $\Delta = 0.5$ 。节点通信半径 $R_c = [P / (N_r \gamma_0)]^{1/\alpha} = 100m$ 。为公平起见,设每条链路的时槽需求 $d_{ij} = 1$ 。图 3 比较了不同节点数目下三个算法产生的时槽的平均数量,可以看到 MSRLS-C 算法所需时槽数量最少。图 4 比较了各算法的空间重用度,结果表明 MSRLS-C 算法空间重用度更高,且随着节点数目的增加,三个算法的空间重用度均有所增加,但 MSRLS-C 算法增加更快。显然,MSRLS-C 算法的空间重用度最优。

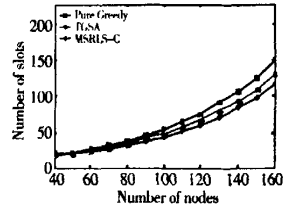


图3 时槽数量比较

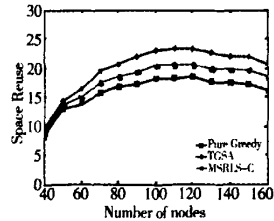


图4 空间重用度比较

接下来考察传感器网络运行 MSRLS-C 算法的最小数据采集延迟,即不考虑缓冲区溢出和数据融合,以一次全网数据收集的时间(单位为时槽)作为最小数据采集延迟。物理信道参数不变。MSRLS-C 算法中时槽需求向量为子节点数量。图 5 比较了不同规模网络中各算法的最小数据采集延迟。从比较结果看,MSRLS-C 算法的延迟最小, TG-

(下转第 146 页)

驱动和“PUSH”事件的方式提供了与基于菜单的应用完全不同的应用模式,有利于实现工程项目的流程化管理。基于 workflow 状态信息实现的流程监控功能使业务人员可以随时掌握具体流程的执行情况,从而推动流程的顺利流转。

参考文献:

- [1] 史美林,杨光信,向勇. WfMC: 工作流管理系统[J]. 计算机学报, 1999, 22(3): 326-328.
- [2] 罗海滨, 范玉顺, 吴澄. 工作流技术综述[J]. 软件学报, 2000, 11(7): 627-630.
- [3] 付伟. 工作流技术综述[J]. 河北北方学院学报(自然科学版), 2007, 23(1): 68-70.
- [4] WfMC. Interface, Process Definition Interchange and Process Model[EB/OL]. [1999-10-15]. WfMC-TC-1016-P, <http://www.wfmc.org>.
- [5] WfMC. The Workflow Reference Model[Z]. WfMC-001003, 1998.
- [6] Fan Yu-shun, Wu cheng. Research on a Workflow Modeling Method to Improve System Flexibility[J]. Journal of Software, 2002, 13(4): 833-839.
- [7] 刘菲, 曾广周. 迁移工作流系统中本体替换的柔性机制[J]. 小型微型计算机系统, 2007, 28(9): 1641-1645.
- [8] 刘跃华, 方俊. 一种按需加载的工作流接口模型[J]. 计算机应用与软件, 2008, 25(6): 212-215.
- [9] 曾巍, 柏彦奇, 彭有福. 基于 Web 的工作流管理系统研究与实现[J]. 兵工自动化, 2007, 26(12): 89-93.
- [10] 刘宁波, 王建良, 姜华. 基于 Web Services 工作流管理系统的研究与应用[J]. 计算机技术与发展, 2007, 17(9): 234-237.
- [11] 姜晨临, 蔡鸿明. 基于 Web 的分布式工作流系统的研究[J]. 计算机技术与发展, 2008, 18(1): 43-46.
- [12] Baeyens T. The State of Workflow[EB/OL]. [2006-11-16]. <http://www.jboss.com/products/jbpm/stateofworkflow>.
- [13] 林永毅, 罗镔. 基于实例的动态定义执行工作流引擎研究[J]. 计算机工程与科学, 2007, 29(6): 132-135.
- [14] 姚玲珍. 工程项目管理学[M]. 上海: 上海财经大学出版社, 2003.
- [15] van der Aalst W, van Hee K. 工作流管理: 模型、方法和系统[M]. 王建民, 闻立杰译. 北京: 清华大学出版社, 2004.
- [16] 王萍, 朱少敏. 基于嵌入式引擎的工作流管理系统研究与实现[J]. 现代计算机, 2006(7): 4-7.

(上接第 82 页)

SA 算法次之, Pure Greedy 算法延迟最大。这是因为 MSRLS-C 算法考虑了带宽分布, 为流量负载大的节点分配更多的时槽; Pure Greedy 算法和 TGSA 算法在数据传输过程中一个周期只能转发一跳。比较结果表明, MSRLS-C 算法更适合大规模网络下的数据采集应用。

6 结束语

本文研究了无线传感器网络最小空间重用链路调度 MSRLS 模型, 给出了该模型的形式化描述, 基于顶点着色问题的 NP 完全性证明了求 MSRLS 最优解的问题也是 NP 完全的, 并提出了一种求解该问题的集中式近似算法 MSRLS-C。该算法考虑了无线传感器网络带宽需求分布

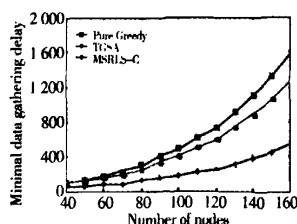


图 5 最小数据采集延迟比较

和通信过程中的无线信道干扰, 更适合真实网络。理论分析和实验表明, MSRLS-C 算法具有较好的性能。比较了不同节点数量情况下上述三个算法的最小数据采集延迟。可以看到, MSRLS-C 延迟最小, TLA 算法次之, TGSA 算法延迟最大。随着节点数量的增多, 延迟差异逐步增加。因此, 在计算能力允许的情况下, MSRLS-C 算法更适合大规模网络。

参考文献:

- [1] Cui S, Madan R, Goldsmith A J, et al. Energy-Delay Tradeoff for Data Collection in Sensor Networks[C]//Proc of ICC'05, 2005: 17-25.
- [2] Jolly G, Younis M. An Energy-Efficient, Scalable and Collision-free MAC Layer Protocol for Wireless Sensor Networks[J]. Wireless Communications and Mobile Computing, 2005, 5(3): 285-304.
- [3] Ergen S C, Varaiya P. TDMA Scheduling Algorithms for Sensor Networks[R]. Technical Report, Department of Electrical Engineering and Computer Sciences University of California, 2005.
- [4] Björklund P, Värbrand P, Yuan D. Resource Optimization of Spatial TDMA in Ad Hoc Radio Networks: A Column Generation Approach[C]//Proc of IEEE INFOCOM'03, 2003: 818-824.
- [5] Behzad A, Rubin I. On the Performance of Graph-based Scheduling Algorithms for Packet Radio Networks[C]//Proc of IEEE GLOBECOM'03, 2003: 3432-3436.
- [6] Ramanathan S. A Unified Framework and Algorithm for Channel Assignment in Wireless Networks[J]. Wireless Networks, 1999, 5(2): 81-94.
- [7] Lu G, Krishnamachari B, Raghavendra C. Adaptive Energy-efficient and Low-latency MAC for Data Gathering in Sensor Networks[C]//Proc of WMAN'04, 2004: 237-247.
- [8] Wan C-Y, Eisenman S E, Campbell A T, et al. Siphon: Overload Traffic Management using Multi-Radio Virtual Sinks[C]//Proc of the 3rd ACM Conf on Embedded Networked Sensor Systems, 2005: 116-129.
- [9] http://www.wireless.kth.se/AWSI/LCI/WP2/.wp2_documents/Phase2_Publications/Jinmi2.pdf.
- [10] Gupta P, Kumar P R. The Capacity of Wireless Networks[J]. IEEE Trans on Information Theory, 2000, 46(2): 388-404.
- [11] Holyer I. The NP-Completeness of Edge Colouring[J]. SIAM Journal on Computing, 1981, 10(4): 718-720.
- [12] Ramanathan S, Lloyd E L. Scheduling Algorithms for Multi-Hop Radio Networks[J]. ACM Trans on Networking, 1993, 1(2): 166-177.