

## MR-MC 无线传感器网络最小延迟数据聚集调度研究

李金宝<sup>1,2</sup>, 王蒙<sup>1,2</sup>, 郭龙江<sup>1,2</sup>

(1. 黑龙江大学 计算机科学技术学院, 黑龙江 哈尔滨 150080; 2. 黑龙江省数据库与并行计算重点实验室, 黑龙江 哈尔滨 150080)

**摘要:** 单 radio 单信道无线传感器网络的最小延迟聚集调度是一个 NPC 问题, 已提出许多解决方案。在多 radio 多信道网络中, 节点可以同时接收多个不同节点传输的数据, 降低延迟。基于上述特点, 考虑树结构约束, 时槽、信道和 radio 分配等约束条件, 将多 radio 多信道无线传感器网络最小延迟聚集调度问题定义为一个优化问题, 并分解为建立聚集树和节点调度 2 个子问题, 针对这 2 个子问题分别提出启发式算法。实验结果表明, 提出的算法具有良好的性能。

**关键词:** 无线传感器网络; 信道; 数据聚集; 调度; 延迟

中图分类号: TP212

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2014)10-0192-08

## Minimum latency data aggregation scheduling in MR-MC wireless sensor networks

LI Jin-bao<sup>1,2</sup>, WANG Meng<sup>1,2</sup>, GUO Long-jiang<sup>1,2</sup>

(1. School of Computer Science and Technology, Heilongjiang University, Harbin 150080, China;

2. Key Laboratory of Database and Parallel Computing of Heilongjiang Province, Harbin 150080, China)

**Abstract:** The problem of minimum latency data aggregation scheduling in single-radio single-channel wireless sensor networks is a NPC problem and many solutions have been proposed. In multi-radio multi-channel networks, the latency may be lower as a node may receive transmission data from other different nodes simultaneously. It formulates the minimum latency data aggregation scheduling into an optimization problem with joint consider of tree structure, time slot assignment, channel assignment and radio assignment. The problem is divided into constructing data aggregation tree and designing a node schedule subproblems. For each subproblem, heuristic algorithm has been proposed. The simulation results show that the proposed algorithm achieve good performance.

**Key words:** WSN; channel; data aggregation; scheduling; latency

### 1 引言

传感器网络采集的数据同物理世界的近似比可以达到  $O(\epsilon)(\epsilon > 0)$  [1], 在环境监测、森林防火等领域有重要应用。近年来, 数据收集作为无线传感器网络(WSN, wireless sensor network)的最基本操作之一受到广泛关注和研究[2,3]。然而, 在一些应用

如森林防火中, 护林员更感兴趣于查询“森林中的最高温度是多少”, 而不是查询“森林中所有位置的温度是多少”。因此, WSN 无需将采集的全部数据传输给护林员, 只需传输最终的聚集值, 这样的操作称为数据聚集。此外, 护林员同样关注 WSN 传输聚集值需要多长时间, 即数据聚集延迟。

最小化数据聚集延迟问题是一个 NPC 问题[4],

收稿日期: 2013-07-24; 修回日期: 2013-11-27

**基金项目:** 国家自然科学基金资助项目(61070193, 61370222); 黑龙江省杰出青年基金资助项目(JC201104); 黑龙江省高校科技创新团队建设计划基金资助项目(2013TD012); 教育部新世纪优秀人才支持计划基金资助项目(NCET-11-0955); 黑龙江省教育厅高校新世纪优秀人才支持计划基金资助项目(1252-NCET-011)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (61070193, 61370222); Heilongjiang Province Funds for Distinguished Young Scientists (JC201104); Program for Group of Science and Technology Innovation of Heilongjiang Educational Committee (2013TD012); Program for New Century Excellent Talents in University (NCET-11-0955); Programs Foundation of Heilongjiang Educational Committee for New Century Excellent Talents in University (1252-NCET-011)

并且目前针对该问题的研究大多都是基于单 radio 单信道(SR-SC, single radio single channel)无线传感器网络。SR-SC 无线传感器网络存在数据传输能力差、信道干扰严重等缺点,影响数据聚集的延迟。多 radio 多信道(MR-MC, multi-radio multi-channel)无线传感器网络的出现为数据聚集的延迟问题带来了新的突破。在 MR-MC 无线传感器网络中,由于一个节点配备多个 radio,每个 radio 可以在多个信道上,因此,节点可以使用多个 radio 工作在不同信道同时接收多个节点传输的数据,降低传输延迟。

虽然 MR-MC 网络对数据聚集的延迟性能带来较大的提高,但同时也为数据聚集协议的设计带来了一定的难度。例如,2 个节点能够通信且仅当这 2 个节点有 radio 工作在相同信道上,因此,怎样为节点分配和切换信道以确保节点能够通信是一个重要问题。

本文首先考虑 MR-MC WSN 中数据聚集调度的约束条件,将最小延迟数据聚集调度问题定义为一个优化问题。然后将优化问题分解为建立树结构和节点调度 2 个子问题,针对这 2 个子问题分别提出启发式算法。

## 2 相关工作

数据聚集协议的性能可以分为 3 个方面:延迟、能量消耗和网络生存时间。

针对能量消耗和网络生存时间,Kuo 等证明建立最小能量消耗的数据聚集树是一个 NP 完全问题,并且提出近似算法<sup>[5]</sup>。Chauhan 等提出一个利用睡眠机制和最小生成树算法的数据聚集方案,有效减少冗余数据传输,降低网络的整体能量消耗<sup>[6]</sup>。Chen 等提出在占空比传感器网络中平衡能量消耗和延迟的算法<sup>[7]</sup>。Luo 等提出建立最短路径树以最大化网络的生存时间<sup>[8]</sup>。同降低能量消耗、延长每个节点的生存时间不同,Li 等的研究目标是平衡单个节点的生存时间以有效地延长网络的整体生存时间<sup>[9]</sup>。

针对延迟方面,Chen 等提出一个延迟界是  $(\Delta - 1)R$  的无冲突调度方案<sup>[4]</sup>,其中,  $\Delta$  是最大节点度,  $R$  是网络半径。Huang 等提出一个延迟界是  $23R + \Delta - 18$  的调度算法<sup>[10]</sup>,该算法先通过逐层构建极大独立集形成一棵数据聚集树,然后对聚集树采用首次适应形成调度,有效降低了通信延迟。Wan

等采用连通支配集建立聚集树,并提出 3 个聚集调度协议<sup>[11]</sup>,进一步降低延迟。Cheng 等提出一个延迟上界是  $15R + \Delta - 15$  的调度算法,该算法可以应用到三维无线传感器网络中<sup>[12]</sup>。Li 等针对多信道无线传感器网络的无冲突聚集调度问题提出一个近似算法,并证明了近似比<sup>[13]</sup>。考虑到调度延迟取决于树的结构,Bagaa 等首次提出半结构和无结构的聚集调度,算法的特点是在调度的同时建立聚集树,使调度延迟与聚集树无关<sup>[14]</sup>。此外,还有一些研究者研究认知无线网络中的数据聚集调度问题<sup>[15]</sup>。

综上所述,针对最小延迟数据聚集调度问题的研究大多是基于 SR-SC WSN 的。同 SR-SC WSN 相比,MR-MC WSN 可以有效降低传输延迟,在延迟敏感的领域有重要应用,如战场通信、森林防火等。因此,本文定义 MR-MC 无线传感器网络中最小延迟数据聚集调度问题,并提出相应的解决算法。

## 3 问题定义

设网络中有  $N$  个传感器节点和一个 sink 节点,将网络定义为图  $G = (V, E)$ ,其中,  $V$  是  $N$  个节点的集合,  $E$  表示通信链路形成的有向边集合。 $\forall v \in V$ , 设  $v$  有  $RN$  个 radio,每个 radio 可以在  $CN$  个正交信道上,但在某一时刻一个 radio 只能工作在一个正交信道上。 $CH(v, rd, t)$  表示节点  $v$  的第  $rd$  ( $1 \leq rd \leq RN$ ) 个 radio 在时槽  $t$  所处的信道,正交信道集合用  $C$  表示,假设  $RN \leq CN$ 。

下面考虑 MR-MC WSN 中的数据聚集调度需要满足的约束条件,并将其定义为一个优化问题。

### 3.1 约束条件

给定图  $G = (V, E)$ ,选择链路集合  $E$  的一个子集形成一棵以 sink 为根节点且包含  $V$  中全部节点的树  $T$ 。 $\forall (v, u) \in E$ ,用二进制变量  $x_{(v,u)}$  表示其是否属于  $T$

$$x_{(v,u)} = \begin{cases} 1, & (v,u) \in T \\ 0, & \text{其他} \end{cases}$$

那么

$$\sum_{u \in V, u \neq v} x_{(v,u)} = 1, \quad \forall v \in V$$

如果  $x_{(v,u)} = 1$ ,则称  $u$  是  $v$  的父亲节点,  $v$  是  $u$  的孩子节点,用  $p_v$  和  $CS_v$  分别表示  $v$  的父亲节点和  $v$  的孩子节点集合。由数据聚集定义可知,节点  $v$  需

要接收  $CS_v$  中全部节点发送的数据, 然后将这些数据同自身数据聚集为一个值发送给父亲节点  $p_v$ 。设  $T_v$  是  $v$  传输数据的时槽, 那么有

$$T_v > \max\{T_u \mid u \in CS_v\}$$

在任意时刻一个 radio 只能工作在一个信道上, 节点可以使用 radio 当前所在的信道发送或接收数据, 也可以切换到其他信道进行通信。设  $num_v^t$  表示节点  $v$  在时槽  $t$  正在接收数据的 radio 个数, 并且假设 radio 从一个信道切换到另一个信道需要一个时槽。如果  $num_v^{t-1} = RN$ , 即  $v$  的  $RN$  个 radio 在  $t-1$  时槽全部处于接收数据的状态, 那么  $v$  在时槽  $t$  可以使用的信道只能是这  $RN$  个 radio 在时槽  $t-1$  所在的信道集合; 否则,  $v$  至少有一个空闲 radio 可以在时槽  $t-1$  进行信道切换, 从而允许  $v$  在时槽  $t$  工作在任意信道上。设  $WCS_v^t$  为节点  $v$  在时槽  $t$  的可用信道集合, 那么

$$WCS_v^t = \begin{cases} C, & num_v^{t-1} < RN \\ \bigcup_{1 \leq x \leq RN} CH(v,x,t), & num_v^{t-1} = RN \end{cases}$$

设  $CH_v$  是节点  $v$  向父亲节点  $p_v$  发送数据时使用的信道, 显然,  $CH_v$  一定属于  $v$  在时槽  $T_v$  的可用信道集合。此外, 由于只有同样工作在  $CH_v$  信道上的 radio 才能够接收到  $v$  发送的数据, 因此, 信道  $CH_v$  在  $T_v$  时槽一定属于节点  $p_v$  的可用信道集合。那么一定有

$$CH_v \in WCS_v^{T_v} \cap WCS_{p_v}^{T_v}$$

设  $SR_v$  表示节点  $v$  发送数据使用的 radio,  $RR_v$  为  $p_v$  接收  $v$  传输数据使用的 radio。那么节点  $v$  的第  $SR_v$  个 radio 或者在  $T_v-1$  时槽工作在  $CH_v$  信道上, 或者在  $T_v-1$  时槽空闲, 只有这样才能保证该 radio 在  $T_v$  时槽可以工作在信道  $CH_v$ , 即

$$\begin{aligned} (CH(v, SR_v, T_v-1) = CH_v) \vee \\ (SR_v \notin \{RR_u \mid u \in CS_v, T_u = T_v-1\}) = 1 \end{aligned}$$

$p_v$  的接收 radio 同理。

在协议干扰模型中, 当节点  $v$  在时槽  $t$  使用信道  $c$  向节点  $u$  发送数据时,  $u$  成功接收  $v$  发送的数据, 当且仅当在  $u$  的干扰半径  $\rho$  内没有其他节点在同一时槽使用相同信道传输数据。  $\forall v \in V$ , 将  $p_v$  的邻

居节点构成的集合称为  $v$  的干扰集合, 记为  $IS_v = \{u \mid \|u-p_v\| \leq \rho\}$ , 如表 1 所示为图 1(d) 中各节点的干扰集。那么, 在协议干扰模型下, 为保证  $p_v$  能够成功接收  $v$  发送的数据,  $v$  的干扰集合中的任意节点必须与  $v$  工作在不同信道或者是不同时槽, 即

$$(CH_u \oplus CH_v) \wedge (T_u \oplus T_v) = 0, \forall u \in IS_v$$

表 1 图 1(d) 中节点的干扰集

节点	干扰集	节点	干扰集	节点	干扰集
1	2,3,4	5	6,7	9	1,2,6,10
2	1,3,4	6	5,7	10	1,2,6,9
3	1,2,4	7	5,6	11	3,4,7,12
4	1,2,3	8	3	12	3,4,11

### 3.2 MR-MC WSN 最小延迟调度问题定义

MR-MC 无线传感器网络最小延迟聚集调度问题(M\_DAS)可以描述如下: 给定一个由  $N$  个节点和一个 sink 节点组成的网络, 每个节点有  $RN$  个 radio, 每个 radio 可以工作在  $CN$  个正交信道上, 为每个节点寻找父亲节点, 并且分配传输时槽、传输信道、发送和接收数据使用的 radio, 使 3.1 节提出的所有约束条件都满足, 并且聚集值到达 sink 节点的延迟最小。M\_DAS 可以形式化定义为如下优化问题

目标函数

$$\min \max\{T_v \mid v \in V\}$$

约束条件  $\forall v \in V$

$$\sum_{u \in V, u \neq v} x_{(v,u)} = 1 \tag{1}$$

$$T_v > \max\{T_u \mid u \in CS_v\} \tag{2}$$

$$WCS_v^t = \begin{cases} C, & num_v^{t-1} < RN \\ \bigcup_{1 \leq x \leq RN} CH(v,x,t), & num_v^{t-1} = RN \end{cases} \tag{3}$$

$$CH_v \in WCS_v^{T_v} \cap WCS_{p_v}^{T_v} \tag{4}$$

$$\begin{aligned} (CH(v, SR_v, T_v-1) = CH_v) \vee \\ (SR_v \notin \{RR_u \mid u \in CS_v, T_u = T_v-1\}) = 1 \end{aligned} \tag{5}$$

$$\begin{aligned} (CH(v, RR_v, T_v-1) = CH_v) \vee \\ (RR_v \notin \{RR_u \mid u \in CS_{p_v}, T_u = T_v-1\}) = 1 \end{aligned} \tag{6}$$

$$(CH_u \oplus CH_v) \wedge (T_u \oplus T_v) = 0, \forall u \in IS_v \tag{7}$$

在上面的约束条件中, 式(1)是对建立树结构的约束, 式(2)是数据聚集约束, 式(3)和式(4)是信道

分配的约束, 式(5)和式(6)分别是对分配发送和接收 radio 的约束, 式(7)是协议干扰模型的约束。

### 3.3 算法思想

$hop_v$  表示节点  $v$  距离 sink 节点的跳数,  $Node_i$  是距离 sink 跳数为  $i(1 \leq i \leq L)$  的节点构成的集合, 称为  $i$  层节点, 其中,  $L$  是距离 sink 节点的最大跳数, 将  $PS_v = \{u \mid \|u, v\| \leq r, hop_u < hop_v\}$  称为  $v$  的候选父亲集合, 其中  $r$  是通信半径。设  $X \subset V$ ,  $v$  是  $X$  中的一个节点,  $\delta(v, X)$  表示在  $X$  中节点形成的图上  $v$  的最大度,  $\delta(X)$  表示集合  $X$  中节点的最大度, 称为  $X$  的干扰度, 显然, 调度  $X$  中的节点需要  $\delta(X)$  个时槽。设  $Y$  是  $X$  的一个子集, 如果  $\delta(X - Y) < \delta(X)$ , 则称  $Y$  是  $X$  的关键集。

用  $Leaf_i$  和  $Itmd_i$  分别表示  $Node_i$  中的叶子节点和中间节点构成的集合。由于叶子节点不需要接收数据, 因此  $\cup_{1 \leq i \leq L} Leaf_i$  中节点的无冲突调度至多需要  $\Delta - 1$  个时槽<sup>[4]</sup>, 并且  $Itmd_i (1 \leq i \leq L)$  中的节点的无冲突调度需要  $\delta(Itmd_i)$  个时槽。  $\cup_{1 \leq i \leq L} Itmd_i$  中不同层的节点只能串行传输, 这是因为  $\forall v \in \cup_{1 \leq i \leq L} Itmd_i, v$  发送数据当且仅当  $v$  接收到  $CS_v$  中全部节点发送的数据。例如, 图 1(d)所示为 MMLS 产生的调度, 线段边的数字表示调度时槽, 节点 2 发送数据, 当且仅当节点 2 接收到节点 5~7 节点 7 发送的数据分组。因此, 如果逐层调度  $\cup_{1 \leq i \leq L} Itmd_i$  中的节点, 则需要  $\sum_{i=1}^L \delta(Itmd_i)$  个时槽。

考虑  $\cup_{1 \leq j \leq i} Itmd_j$  和  $Itmd_i$  中的节点, 假设  $\cup_{1 \leq j \leq i} Itmd_j$  中的节点在时槽  $t(t > \Delta - 1)$  完成传输。如果存在  $Itmd_i$  的一个关键集, 使关键集中的节点可以在时槽  $t$  完成传输, 那么, 由关键集定义可知,  $Itmd_i$  中剩余节点调度所需时槽一定小于  $\delta(Itmd_i)$ , 即  $Itmd_i$  中节点的传输完成时间一定小于

$\delta(Itmd_i) + t$ 。通过上述分析可以得出结论: 令  $Itmd_i$  的关键集与已调度节点并行传输可以降低传输延迟。

受上述事实启发, 将优化问题分解为 2 个子问题, 首先建立一棵聚集树使中间节点的同层干扰度最小, 然后在树结构上设计节点调度算法, 最大化中间节点的关键集与已调度节点的并行传输。

## 4 构造数据聚集树

本节针对优化问题的第一个子问题建立数据聚集树, 提出一个启发式算法 LCT。在 3.3 节中介绍过, 聚集调度的延迟主要受中间节点的影响, 因此 LCT 算法的目标是建立一棵最小化  $\sum_{i=1}^L \delta(Itmd_i)$  的树。

LCT 算法的思想是: 首先令 sink 为树根节点  $root$ , 将一层节点作为 sink 的孩子节点加入到树中, 然后从第 2 层节点开始逐层将节点加入到树中。在建立第  $i$  层树结构时, 首先寻找  $Node_{i-1}$  的一个干扰度最小的子集作为  $Itmd_{i-1}, \forall u \in Node_i, \exists v \in Itmd_{i-1}$ , 满足  $(u, v) \in E$ 。然后  $\forall u \in Node_i$ , 在  $Itmd_{i-1}$  中确定父亲节点。

寻找  $Node_{i-1}$  的中间节点集合:  $\forall v \in Node_{i-1}$ , 如果  $\forall u \in Node_i$ , 满足  $(u, v) \in E$  并且  $\nexists w \in Node_{i-1}, (u, w) \in E$ , 那么节点  $v$  必然属于  $i-1$  层的中间节点集合  $Itmd_{i-1}$ 。算法执行过程中, 首先将这些节点加入到中间节点集合中, 然后依次考虑剩余的节点是否加入到  $Itmd_{i-1}$  中。定义 2 个指标: 1)  $\delta(X \cup \{v\}) - \delta(X)$  称为  $v$  对  $X$  的度增益, 表示将  $v$  加入到  $X$  中对  $X$  的干扰度影响; 2)  $ecd_v = \delta(v, UCS_i)$  称为  $v$  的有效覆盖度, 其中,  $UCS_i = \{u \mid (u, v) \in E, u \in Node_i, v \in Itmd_{i-1}\}$  表示  $Node_i$  中的未覆盖节点集合。显然, 为了最小化  $Itmd_{i-1}$  的干扰度, 每次加入

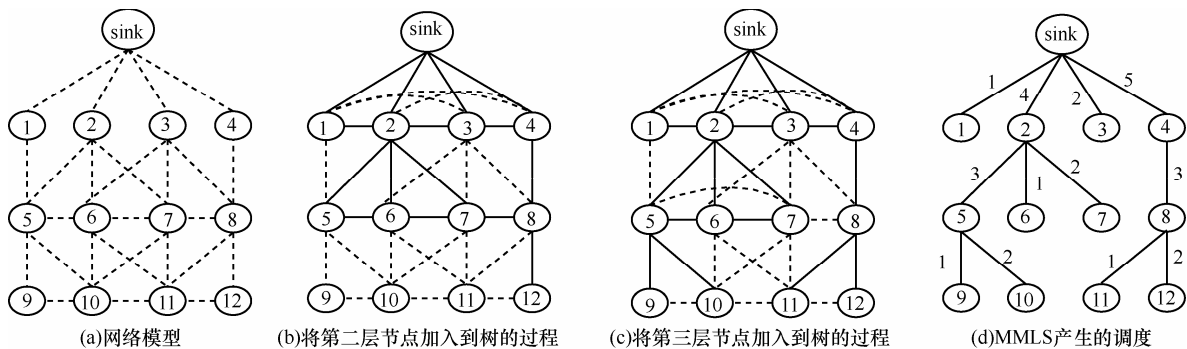


图 1 构造数据聚集树示例

$Itmd_{i-1}$  的节点应该选择度增益最小、有效覆盖度最大的节点。在选择父亲节点时，均匀的为每个节点分配孩子数可以使节点的能量消耗均衡，有效延长网络的生存时间。因此，LCT 算法的具体过程如下。

**step1** 令  $root = sink$ ,  $\forall v \in Node_1$ ,  $p_v = root$ 。令  $i = 2$ , 执行下述过程直到  $i = L$ 。

**step2** 令  $UCS_i = Node_i$ 。  $\forall v \in Node_{i-1}$ , 如果  $\exists u \in Node_i$ , 满足  $(u,v) \in E$  并且  $\nexists w \in Node_{i-1}$ , 使  $(u,w) \in E$  成立, 则令  $Itmd_{i-1} = Itmd_{i-1} \cup \{v\}$ , 并且  $UCS_i = UCS_i - \{q | (q,v) \in E\}$ 。如果  $UCS_i = \emptyset$ , 则执行 step4, 否则执行 step3。

**step3**  $\forall v \in Node_{i-1} - Itmd_{i-1}$ , 计算节点的性能指标  $\delta(Itmd_{i-1} \cup \{v\}) - \delta(Itmd_{i-1})$  和  $ecd_v$ 。选择  $ecd_v$  最大、 $\delta(Itmd_{i-1} \cup \{v\}) - \delta(Itmd_{i-1})$  最小的节点  $v$  加入  $Itmd_{i-1}$  中。如果  $UCS_i = \emptyset$ , 则执行 step4, 否则继续执行 step3。

**step4**  $\forall v \in Node_i$ ,  $v$  在  $PS_v \cap Itmd_{i-1}$  中选择孩子个数最小的节点  $u$  作为  $v$  的父亲节点, 记做  $p_v = u$ , 并将  $v$  加入到  $u$  的孩子集合,  $CS_u = CS_u \cup \{v\}$ 。

如图 1 所示, 图 1(a)是网络模型, 虚线表示节点之间可以通信, 图 2(b)和图 2(c)分别是将第二层和第三层节点加入到树中的过程, 其中点和段形成的虚线表示同层节点的干扰关系, 黑色实线表示形成的树结构, 其中, 第二、三层非叶子节点的干扰度分别是 1 和 0。

设  $N_i (1 \leq i \leq L)$  是  $Node_i$  中的节点个数, 在 LCT 算法构建第  $i$  层树的过程中, 最坏情况是第  $i-1$  层中的节点全部是中间节点, 但没有任何一个节点是必然属于中间节点集合的。在这种情况下, step2 检查第  $i-1$  层中的节点是否必然属于中间节点集合需要至多  $O(N_{i-1})$  时间, 而 step3 中每加入一个节点都要扫描一遍  $Node_{i-1} - Itmd_{i-1}$  中的全部节点, 因此, 所需的时间是  $O(N_{i-1} + (N_{i-1} - 1) + \dots + 3 + 2 + 1) = O((N_{i-1})^2)$ , step4 中  $i$  层节点确定为父亲节点所需时间为  $O(N_i)$ 。因此, 构建第  $i$  层树至多需要  $O(N_{i-1}) + O((N_{i-1})^2) + O(N_i)$  时间。所以, LCT 算法的时间复杂度是  $\sum_{i=1}^L O(N_{i-1}) + O((N_{i-1})^2) + O(N_i) = O(N^2)$ 。

## 5 节点调度算法

本节考虑了节点的时槽分配、信道分配、发送和接收 radio 分配, 提出一个基于树结构的启发式调度算法 MMLS。

给定一棵高度为  $L$  的聚集树, MMLS 由下至上逐层考虑节点的调度。当调度  $i+1$  层节点时, 从  $i$  层节点的角度考虑, 首先在  $i$  层未调度节点中标记可能属于关键集的中间节点, 由 3.3 节可知, 优先调度这些节点有可能降低  $i$  层中间节点的延迟。然后, 根据问题定义中的约束条件, 计算所有标记节点的最早可传输时槽, 需要注意的是在此过程中, 标记节点及其孩子节点的传输时槽、传输信道和传输 radio 等都要计算。最后, 选择传输时槽最小的标记节点, 调度其所有孩子节点。迭代此过程, 直到  $i+1$  层节点全部分配到传输时槽、信道等。

设  $USV$  表示未调度节点集, 初始为  $V$ ,  $SN(t)$  表示在时槽  $t$  调度的节点集合。MMLS 调度  $i+1$  层节点的具体过程如下。

**step1** 在未调度的中间节点中标记可能成为关键集的节点。  $\forall v \in Itmd_i \cap USV$ , 如果  $\delta(v, Itmd_i \cap USV) = \delta(Itmd_i \cap USV)$ , 或者  $\exists u \in V$ , 满足  $(u,v) \in E \wedge \delta(u, Itmd_i \cap USV) = \delta(Itmd_i \cap USV)$ , 则说明节点  $v$  可能是  $Itmd_i \cap USV$  的关键集中的节点, 将  $v$  标记。令  $X = \emptyset$ , 表示  $Itmd_i \cap USV$  中已经在关键集中的节点。

**step2** 计算所有未调度标记节点的传输时槽, 标记节点  $v$  的时槽计算如下:  $\forall w \in CS_v \cap USV$ , 计算  $v$  的满足约束条件(2~4, 7)的最小发送时槽  $T_w$  和使用的信道  $CH_w$ , 并且分配满足约束条件(5, 6)的发送 radio( $SR_w$ )和接收 radio( $RR_w$ ), 具体过程将在下面描述。更新  $SR_w (RR_w)$  在当前时槽所在的信道, 令  $T_v = \max \{T_w | w \in CS_v\} + 1$ 。

**step3** 将传输时槽最小的标记节点  $v$  的孩子节点标记为已调度, 即  $\forall w \in CS_v$ ,  $USV = USV - \{w\}$ 。将  $v$  加入到关键集  $X$  中,  $X = X \cup \{v\}$ 。如果  $Node_{i+1} \cap USV = \emptyset$ , 则结束, 否则执行 step4。

**step4** 如果  $X$  是  $Itmd_i \cap USV$  的一个关键集, 则将  $X$  中所有节点标记为已调度, 即  $\forall u \in X$ ,  $USV = USV \cup \{u\}$ , 执行 step1, 否则执行 step2。

计算  $v$  的传输时槽  $T_v$  以及传输信道  $CH_v$ : 令  $T_v = \max\{T_u | u \in CS_v\} + 1$ , 分别计算  $WCS_v^t$  和  $WCS_{p_v}^t$ , 若  $\exists CH_v \in WCS_v^t \cap WCS_{p_v}^t$ , 满足  $\forall u \in IS_{p_v}$ ,  $(CH_u \oplus CH_v) \wedge (T_u \oplus T_v) = 0$  成立, 并且  $\forall q \in SN(t)$ , 如果  $v \in IS_{p_q}$ , 则  $(CH_q \oplus CH_v) \wedge (T_q \oplus T_v) = 0$ 。否则, 令  $T_v = T_v + 1$  继续执行上述过程。

为节点  $v$  分配发送 radio: 若  $\exists 1 \leq rd \leq RN$ , 满足  $CH(w, rd, t) = CH_v$ , 则  $SR_w = rd$ 。否则  $\forall 1 \leq rd \leq RN$ , 如果  $CH(w, rd, t) \notin \{u | T_u = t - 1, u \in CS_v\}$ , 则令  $SR_w = rd$ 。这是为了减少 radio 切换时所消耗的能量, 接收 radio 的分配方法同发送 radio 相同。

例如, 如图 1(d) 是  $RN = CN = 1$  的情况下 MMLS 算法对图 1(a) 的调度结果, 边上的数字表示节点的发送时槽, 聚集调度延迟为 5。表 2 给出了  $RN = CN = 2$  的情况下 MMLS 算法对图 1(a) 的调度结果, 每个调度包含 5 个方面, 依次为时槽、发送节点、信道、接收节点和接收 radio, 其中,  $s$  表示 sink 节点, 从表中可以看出 MMLS 的调度一共需要 3 个时槽, 其中, 相互干扰的中间节点 2 和节点 4 在节点 3 时槽分别使用信道 1 和信道 2 同时通信。

表 2 MMLS 算法对图 1(a) 的调度结果

节点	调度	节点	调度
1	1,1,1,s,1	7	2,1,1,1,1
2	3,1,1,s,1	8	2,1,,1,4,1
3	1,2,2,s,2	9	1,1,1 ,5,1
4	3,2,2,s,2	10	1,2,2,5,2
5	2,2,2,2,2	11	1,1,1,8,1
6	1,1,1,2,1	12	1,2,2,8,2

### 6 实验与结果分析

本文使用 C++ 编制的模拟环境对随机网络进行实验, 从延迟、能量消耗和网络生存周期 3 个方面分析算法的性能。在未特别指明的情况下, 节点随机分布在  $100 \text{ m} \times 100 \text{ m}$  的矩形区域内, 节点的干扰半径等于通信半径, 均设置为  $15 \text{ m}$ 。

为测试本文提出算法的性能, 将其同 DAT<sup>[13]</sup> 和 DAS-UT<sup>[14]</sup> 进行比较。DAT 是一个基于树结构的算法, 适用于单 radio 多信道网络, DAS-UT 是一个无结构调度算法, 在算法中, 数据聚集树的建立与节点调度同时执行。

### 6.1 能量消耗和生存时间性能分析

图 2 是网络规模对能量消耗的影响, 在此节点发送和接收数据消耗的能量, 因此将能量消耗定义为在一次数据聚集过程中节点消耗的最大能量值, 设发送或接收一个数据消耗一个单位的能量, 其他的能量消耗忽略不计。显然, 一个节点的能量消耗与该节点的孩子个数成正比。从图 2 可以看到, DAS\_UT 算法的能量消耗最高, 这是由于 DAS\_UT 在调度时只考虑延迟, 没有考虑孩子节点的个数, 并且通信半径内任意节点都可能成为孩子节点, 导致一些节点需要接收较多的数据, 进而消耗的能量较高。此外, LCT 算法建立聚集树的能量消耗低于 DAT 算法, 这是因为 DAT 算法在确定父亲节点时总是选择 ID 号最小的, 而 LCT 算法均匀的分配父亲节点。

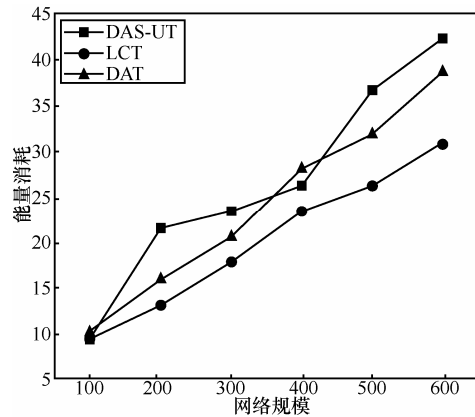


图 2 网络规模对能量消耗的影响

图 3 是算法生存周期的性能实验, 设置节点的初始能量为 1 000 个单位, 生存周期定义为到达 sink 的聚集值个数, 即网络可以执行多少次数据聚集调度。显然, 生存周期与节点的能量消耗成反比, 如图 2 和图 3 所示。

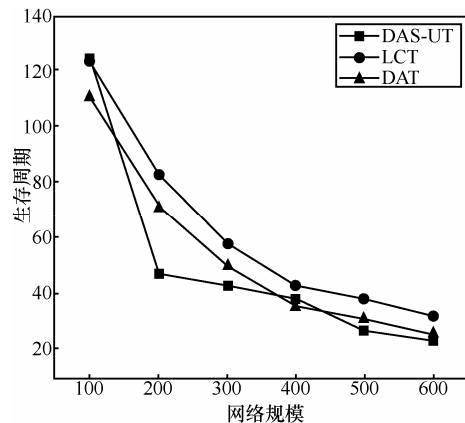


图 3 网络规模对生存周期的影响

### 6.2 延迟性能分析

在此将延迟定义为聚集值到达 sink 所需的时槽个数，并分别测试算法在 SR-SC、SR-MC(single-radio multi-channel)和 MR-MC 网络的性能。

图 4 为  $CN=1$  且  $RN=1$  时算法的延迟性能。随着网络规模的不断增加，DAS-UT 算法的延迟低于 MMLS 和 DAT，因为 DAS-UT 算法的节点调度不受聚集结构的限制。

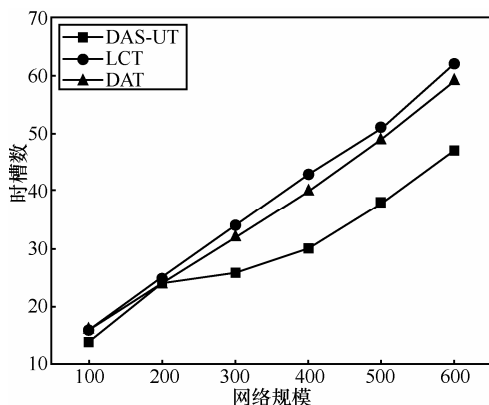


图 4 SR-SC 网络规模对延迟的影响

图 5 是单 radio 多信道网络中算法的延迟性能。从图中能够观察到以下 2 点：一是当信道个数为 1 时，增加一个信道可以降低 20%左右的延迟，这是由于不同信道可以无干扰通信，然而，当信道个数为 2 时增加信道对延迟的性能改善并不明显。二是在  $CN=1$  时 MMLS 的延迟高于 DAT，而当  $CN>1$  时，MMLS 的延迟低于 DAT。上述 2 种现象是显然的，因为延迟不仅受限于信道的个数，同时也受限于节点的 radio 个数。一个 radio 在某一时刻只能接收一个节点传输的数据，因此，增加信道个数只能

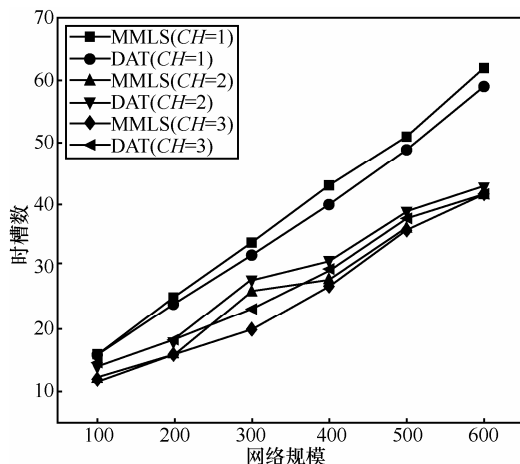


图 5 SR-MC 网络规模对延迟的影响

提高不相交链路的并行传输，而对相同父亲节点的链路没有影响。换句话说，在 SR-MC 网络中，延迟不仅与信道个数有关，还受最大孩子节点个数的影响。从图 2 可以看到 LCT 建立聚集树的最大孩子数低于 DAT，因此有第二种现象出现。

图 6 是 MMLS 算法在 MR-MC 网络上的延迟性能。可以看到，随着 radio 和信道个数的增加，延迟性能有明显的改善，并且随着网络规模的不断扩大，这种改善愈加明显。这是因为在节点通信度较高的网络中，能够相互通信的节点个数增加，更有利于发挥多个 radio 并行传输数据的优势。

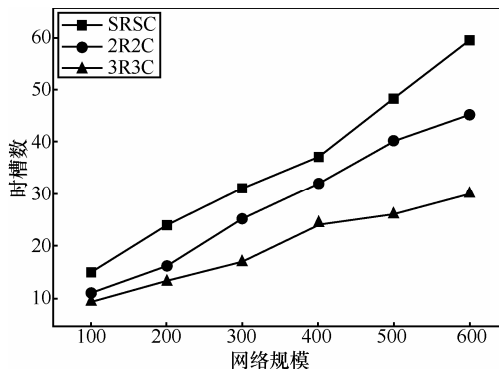


图 6 MR-MC 网络规模对延迟的影响

### 7 结束语

本文研究 MR-MC 无线传感器网络中基于协议干扰模型的无冲突数据聚集调度问题。为达到以较低延迟将数据传输到 sink 节点的目的，综合考虑建立聚集树，为节点分配时槽、传输信道、发送和接收 radio，将问题定义为一个优化问题。为解决该问题，将其分解为建立树结构和节点调度 2 个子问题，并分别提出启发式算法。实验结果表明，算法在生存时间和延迟性能上具有良好的平衡。

### 参考文献:

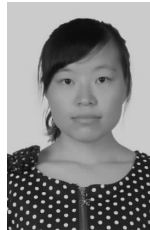
- [1] CHENG S, LI J Z, CAI Z P.  $O(e)$ -approximation to physical world by sensor networks[A]. IEEE INFOCOM 2013[C]. Turin, Italy, 2013.3084-3092.
- [2] JI S L, CAI Z P. Distributed data collection and its capacity in asynchronous wireless sensor networks[A]. INFOCOM 2012[C]. Orlando, USA, 2012. 2113-2121.
- [3] JI S L, BEYAH R, CAI Z P. Snapshot/continuous data collection capacity for large-scale probabilistic wireless sensor networks[A]. INFOCOM 2012[C]. Orlando, USA, 2012.1035-1043.
- [4] CHEN X J, HU X D, ZHU J M. Minimum data aggregation time problem in wireless sensor networks[J]. Mobile Ad-Hoc and Sensor

- Networks, 2005, 37(4):133-142.
- [5] KUO T W, TSAI M J. On the construction of data aggregation tree with minimum energy cost in wireless sensor networks: NP-completeness and approximation algorithms[A]. INFOCOM 2012[C]. Orlando, USA, 2012.2591-2595.
- [6] CHAUHAN R, GUPTA V. Energy efficient sleep scheduled clustering & spanning tree based data aggregation in wireless sensor network[A]. Recent Advances in Information Technology (RAIT), 2012 1st International Conference on IEEE[C]. Dhanbad, India, 2012.536-541.
- [7] CHEN Z, YANG G, CHEN L, *et al.* A load-balanced data aggregation scheduling for duty-cycled wireless sensor networks[A]. Cloud Computing Technology and Science (CloudCom), 2012 IEEE 4th International Conference on IEEE[C]. Taipei, China, 2012.888-893.
- [8] LUO D, ZHU X, WU X, *et al.* Maximizing lifetime for the shortest path aggregation tree in wireless sensor networks[A]. INFOCOM2011[C]. Shanghai, China, 2011.1566-1574.
- [9] LI Z, PENG Y, QIAO D, *et al.* LBA: Lifetime balanced data aggregation in low duty cycle sensor networks[A]. INFOCOM2012[C]. Orlando, USA, 2012. 1844-1852.
- [10] HUANG S C H, WAN P J, VU C T, *et al.* Nearly constant approximation for data aggregation scheduling in wireless sensor networks[A]. INFOCOM 2007, 26th IEEE International Conference on Computer Communications[C]. Anchorage, AK, 2007.366-372.
- [11] WAN P J, HUANG S C H, WANG L, *et al.* Minimum-latency aggregation scheduling in multihop wireless networks[A]. Proceedings of the tenth ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing[C]. ACM, 2009.185-194.
- [12] CHENG H, LI F, YANG L T, *et al.* An efficient scheme for minimum-latency data aggregation in two-and three-dimensional wireless sensor networks[A]. Cloud and Green Computing (CGC), 2012 Second International Conference on IEEE[C]. Xiangtan, China, 2012.252-259.
- [13] LI D, ZHU Q, DU H, *et al.* Conflict-free many-to-one data aggregation scheduling in multi-channel multi-hop wireless sensor networks[A]. Communications (ICC), 2011 IEEE International Conference on IEEE[C]. Tyoto, Japan, 2011.1-5.
- [14] BAGAA M, DERHAB A, LASLA N, *et al.* Semi-structured and unstructured data aggregation scheduling in wireless sensor networks[A]. INFOCOM 2012[C]. IEEE, 2012.2671-2675.
- [15] YAN M, JI S L, CAI Z P. Time efficient data aggregation scheduling in cognitive radio networks[A]. IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2013)[C]. Atlanta, USA, 2013. 1185-1190.

#### 作者简介:



**李金宝** (1969-), 男, 黑龙江庆安人, 博士, 黑龙江大学教授, 主要研究方向为无线传感器网络、数据库原理、移动计算和并行计算。



**王蒙** (1989-), 女, 黑龙江牡丹江人, 黑龙江大学硕士生, 主要研究方向为无线传感器网络。



**郭龙江** (1973-), 男, 河北丰宁人, 博士, 黑龙江大学教授, 主要研究方向为无线传感器网络和数据挖掘。