

时延受限的移动 sink 数据收集算法

卢先领^{1,2}, 王莹莹^{1,2}

(1. 江南大学 轻工过程先进控制国家教育部重点实验室, 江苏 无锡 214122;

2. 江南大学 物联网工程学院, 江苏 无锡 214122)

摘要: 在实时性要求比较高的应用中, 时延要求限制了 sink 的移动速率与移动轨迹, sink 的移动速率限制了节点与 sink 的通信时间, 因此很难兼顾时延要求与数据收集效率。提出一种时延受限的移动 sink 数据收集算法 MSDC, 在低能耗缓存区内找到一条 sink 的最优移动轨迹, 在有限的时间限制内利用 sink 的移动性来提升传感器网络的数据收集性能。仿真结果表明, 与已有算法比较, 该方案能够提高网络数据采集量, 降低能耗, 延长网络生命周期。

关键词: 时延受限; 移动 sink; 移动轨迹; 数据采集量

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2014)10-0107-10

Data collection algorithm for mobile sink in delay-constrained network

LU Xian-ling^{1,2}, WANG Ying-ying^{1,2}

(1. Key Laboratory of Advanced Process Control for Light Industry Ministry of Education, Jiangnan University, Wuxi 21412, China;

2. School of Internet of Things Engineering, Jiangnan University, Wuxi 214122, China)

Abstract: In real-time applications, the delay constraint limits the speed and the trajectory of mobile sink which in consequence restrains the communication time between the sensor nodes and the sink. So it is difficult to balance delay requirement with the data collecting efficiency. To address the problem above, an efficient data collection algorithm MSDC for sensor networks is proposed. It finds an optimal sink trajectory in the data buffering and uses the mobility of sink to improve the data collection performance in the limited time. The simulation results show that the algorithm can improve the network data collection capacity throughput, reduce the energy consumption and prolong the network lifetime.

Key words: delay-constrained; mobile sink; path of sink; data collection capacity

1 引言

在无线传感器网络(WSN, wireless sensor network)中, 由于节点的能量限制, 能量有效性成为 WSN 一个重要的设计指标。早期的研究工作主要侧重于静态网络, 由于 sink 周围的节点不仅要向 sink 发送自己的感知数据, 还要转发来自其他节点

的数据, 导致这些节点能量过早耗尽, 引起“能量空洞”、“网络分割”等问题^[1]。

近几年, 很多研究通过引入移动节点来解决上述问题^[2]。利用移动节点充当数据收集器^[3](MDC, mobile data collector), 使向 sink 转发数据的节点随 sink 的移动不断地变化, 将负载分担到更多的节点上, 缓解节点负载不均问题; 另外, sink 的移动性

收稿日期: 2014-03-21; 修回日期: 2014-09-10

基金项目: 中央高校基本科研业务费专项基金资助项目 (JUSRP21129); 国家自然科学基金科学基金资助项目 (61174021, 61304264); 江苏高校优势学科建设工程基金资助项目; 江苏省产学研联合创新资金前瞻性联合研究基金资助 (BY2014023-31); 国家留学基金委基金资助项目

Foundation Items: The Fundamental Research Funds for the Central Universities (JUSRP21129); The National Natural Science Foundation of China (61174021, 61304264); The Priority Academic Program Development of Jiangsu Higher Education Institutions; Prospective Joint Research Projects of Jiangsu Province Joint Enterprises, Universities Innovation Fund (BY2014023-31); The China Scholarship Council Foundation

还能减少节点将数据传输给 sink 所需要的跳数, 减少网络能耗。但是, sink 的流动性带来了一定的数据延迟, 不能应用于实时性要求较高的网络中。

本文针对时延受限的无线传感器网络, 提出一种移动 sink 数据收集算法 MSDC(mobile sink-based data collection)。通过选择低能耗数据缓存区来降低网络能耗; 通过选择 sink 的最优访问点集合, 来控制 sink 的最优移动路径, 减少 sink 直接访问的节点的数量, 缩短 sink 的移动距离; 通过控制 sink 的移动方式及速度, 来提高系统的数据采集能力; 通过合理的时间重叠分配机制, 来降低节点间信息量的不均衡。

2 相关工作

为解决网络瓶颈问题, 文献[4]在 sink 两跳范围内引入移动中继节点(MR, mobile relay)来分担 sink 周围节点的负载。MR 的引入将网络寿命延长了 4 倍, 但是两跳之外的节点仍然存在负载不均问题。文献[5]将 sink 直接移动到各个传感器节点的通信范围内进行数据收集, 既解决了负载不均问题又将网络能耗降到最低。但是, 由于 sink 的移动速度限制, 数据收集的周期较长, 数据时效性较差。为减少移动 sink 访问的节点数量, 缩短采集周期, 文献[6]先将传感器采集的数据传输给缓存区域内的节点, 再由 sink 依次遍历该区域内的节点进行数据收集。Shi 等人证明了当缓存区距离圆心 $\frac{\sqrt{2}R}{2}$ 时, 网络能耗达到最低。文献[7,8]首先选择出汇聚点, 传感器将数据传输到汇聚点或汇聚点通信范围内的节点, 移动 sink 只访问这些汇聚点就可完成整个网络的数据收集, 但是网络的低能耗与数据传输低时延是相互矛盾的, 汇聚点的数量越多, 网络能耗越小, 而 sink 的访问路径就越长, 相应的时延也越大。

sink 的移动方式以及路径选择直接影响数据的收集效率以及网络的整体性能。文献[9]采用分布式思想与网络的局部信息选择最优路径, 实现了网络能耗与传输延迟之间的折中。文献[10]将基站移动问题模型化为线性规划问题, 找到基站的最优移动计划和特定的停留点。在 sink 移动轨迹固定的传感器网络中, 由于节点的随机分布以及与 sink 有限的通信时间, 很难兼顾数据采集量的提高和整体能耗的降低。为了解决该问题, 文献[11]根据 sink 点的有效通信时间去优化各传感节点到 sink 的传输路

径, 从而使系统数据采集量最大化, 同时降低网络总能耗, 提高系统能耗利用率。文献[12]提出一种 sink 移动速度控制算法, 在节点稀疏的区域增大移动速度在节点稠密的区域减小移动速度, 提高了数据采集效率。为避免 sink 访问传感器节点的实际物理位置, 郜帅等^[13]提出了一种时延受限的传感器网络 sink 路径选择方法。它首先在网络中选择若干虚拟节点作为访问对象, 然后通过遍历虚拟点来选择最优路径, 但是该路径选择方法需要多次求解旅行商问题(TSP, traveling salesman problem), 时间复杂度较高。

另外, 重叠时间分配机制也是影响网络数据采集效率的重要因素。所谓“时间重叠”是指在节点分布密集的网络中, 2 个或 2 个以上的节点同时处于 sink 通信范围的现象。MinOT^[14]采用最简单的切换方法来分割重叠时间, 即一旦有新的节点进入 sink 的通信范围, sink 立即断开与当前节点的通信, 开始与新节点通信, 造成各个节点数据采集量不均衡。ShareOT^[15]平均分配 sink 范围内各个 sub-sink 的通信时间, 所谓 sub-sink 是指可以与 sink 直接通信的节点, 数据量较多的 sub-sink 在平均时间内无法将所有数据发送, 而数据量较少的 sub-sink 在较少的时间内完成数据传输, 剩余的时间则处于空闲状态, 造成时间浪费。文献[16]将重叠时间优化分配问题转化为节点间数据量最小方差问题, 保证各个节点数据采集量的均衡性, 但是以牺牲网络能耗为前提, 且时效性较差。有效的重叠时间分配机制可以促进节点间数据采集量的均衡。但是在 sink 的移动过程中, 节点与 sink 的有效通信时间是由节点到 sink 轨迹的距离决定的。当节点靠近 sink 的移动轨迹时, 所获得的有效通信时间长; 当节点距 sink 移动轨迹较远时, 所获的通信时间较短。以上所提的几种重叠时间分配机制, 都不能使距离 sink 移动轨迹较远的节点获得更多的有效通信时间, 数据采集量仍然不均衡。

系统的数据采集能力受 sink 移动速率、数据传输速率、最大时延要求等因素的影响。sink 的流动性限制了节点与 sink 的通信时间, 移动速率越大通信时间越短, 从而极大地约束了系统数据采集能力, 节点的移动速率又要受网络最大时延要求与 sink 移动路径的影响。故如何提高能量利用率, 在有限的时间内利用有限的能量采集尽可能多的数据, 成为基于移动 sink 的 WSN 系统一个重要评价

指标。

为了减少 sink 直接访问的 sub-sink 的数目, 根据 sub-sink 间的距离以及邻居节点的数目来设置不同的访问概率, 最后从多条路径中选择一条 sink 移动距离最短的路径。移动 sink 依次访问最优访问点集合中的节点, 并在该节点位置停顿进行数据收集。由于节点分布的随机性, 各个 sub-sink 缓存的数据量不均衡, 若 sink 在每个位置停留的时间相同, 则会造成有些 sub-sink 在通信时间内没有足够的数据传输, 而有些 sub-sink 在有限的时间内无法将缓存的所有数据发送给 sink。根据数据量的多少来确定不同的停顿时间, 可有效地提高数据采集效率。

3 网络模型与问题描述

如图 1 所示, sink 在网络中沿着某一轨迹移动, 当 sink 移动到节点附近时, 节点开始向 sink 发送数据。网络中的节点分为 2 种: sub-sink 节点与普通节点, 可以与 sink 直接通信的节点称为 sub-sink 节点。普通节点需要先通过多跳的方式将数据发送给特定的 sub-sink 节点, sub-sink 节点将数据缓存, 待 sink 进入其通信范围再将数据发送给 sink^[13]。

sink 移动一周回到到起点位置的过程为一个采集周期, 也称为一轮。在一个采集周期中, 每个 sub-sink 发送的最大数据量是固定的, sub-sink 所缓存的数据量大小与其成员节点的数目成正比。在一定的网络延迟时间内, 根据 sink 通信范围内各 sub-sink 缓存数据量之和来改变停留时间, 可以提高数据的采集性能。换句话说, sink 在数据量多的区域增大停留时间, 在数据量少的区域减小停留时间。

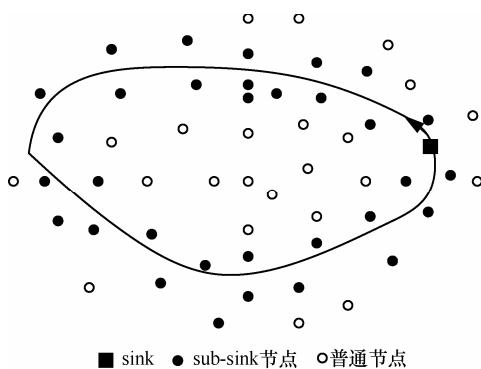


图 1 sink 轨迹固定的 WSN 应用场景

本文针对 sink 移动轨迹可控的无线传感器网络, 研究 sink 的移动路径与能耗之间, 移动方式与数据采集量之间的关系, 设计高效的 sink 移动策略

与数据收集方式。假设在节点分布密集的传感器网络中, 一个移动 sink 沿固定轨迹移动进行数据采集, n 个节点随机分布在以 R 为半径的圆形区域内, 所有节点具有相同通信范围 r 、初始能量 E_0 以及数据采集速率。sink 能量不受限制, 网络是全连通的。

本文采用文献[12]中的简单能耗模型, 假设网络中 n 个节点采用固定的发射和接收功率, 则网络运行一轮的能耗可表示为

$$P_{total} = e \sum_{i=1}^n (k_r^i + k_t^i) \quad (1)$$

其中, k_r^i 与 k_t^i 分别表示节点 i 接收与发送的数据量, e 为发送或接收单位数据的能耗, 每个节点每轮产生的数据量为 q , 则接收数据量与发送数据量之间的关系为 $k_t^i = k_r^i + q$ 。设网络数据传输的能耗只与传输的跳数有关, 与每跳传输的距离无关, 则全网接收数据的总量为

$$\sum_{i=1}^n k_r^i = \sum_{i=1}^n h_i q \quad (2)$$

其中, h_i 表示节点 i 将数据发送到目的节点的最小跳数。则将网络运行一轮的能耗表示为最小跳数之和的形式, 如式(3)所示。

$$\begin{aligned} P_{total} &= e \sum_{i=1}^n (k_r^i + k_t^i) = e \sum_{i=1}^n (2k_r^i + q) \\ &= e \sum_{i=1}^n (2h_i q + q) = eq(n + \sum_{i=1}^n 2h_i) \end{aligned} \quad (3)$$

由式(3)可以看出全网能耗的最小化等价于所有节点跳数之和的最小化, 而各个节点到 sink 的跳数与节点到移动 sink 的距离有关, 因此 sink 移动轨迹的选择影响着整个网络的能耗。

4 时延受限的数据收集算法

4.1 低能耗数据缓存区选择

文献[6]提出将数据发送到缓存区, 由 sink 依次遍历缓存区的所有节点完成数据收集, 可以减少网络中的数据被转发的次数, 降低网络能耗, 但是在选择缓存区域时只考虑了网络的范围, 没有考虑到节点的通信能力对最佳数据缓存区的影响。另外并没有对缓存区域的宽度作解释, 若缓存区太窄, 则与 sink 直接通信的节点(sub-sink)数目较少, sub-sink 的存储及转发任务过重; 若缓存区太宽, 则 sink 需访问的 sub-sink 的数目较多, sink 的移动距离增大,

同时也增加了网络时延。基于以上问题的研究，本文对文献[6]进行了进一步研究与改进。不仅考虑到网络的范围，还充分考虑了节点的通信能力；另外，还对缓存区内 sink 移动轨迹的选择进行了进一步的研究与说明。

定理 1 当移动 sink 在距离网络中心为 $l = \frac{\sqrt{2(R^2 - 2r^2)}}{2}$ 的数据缓存区进行数据采集时，全网的总能耗较低。

证明 随机取任意一个以 O 为圆心的圆环上的一小段区域 $dx dy$ ，转换成极坐标的形式为 $\rho d\rho d\theta$ ，该区域内的节点个数为 $\frac{n\rho d\rho d\theta}{\pi R^2}$ 。当 $\rho < l - r$ 时，每个节点到达缓存区域至少需要 $\left\lceil \frac{l - \rho}{r} \right\rceil - 1$ 跳，当 $l + r < \rho \leq R$ 时，至少需要 $\left\lceil \frac{\rho - l}{r} \right\rceil - 1$ 跳。发送或接收单位数据的能耗为 e ，每个节点采集的数据量为 q ，缓存区域内节点的总能耗与节点的数据量以及 sub-sink 的数量有关，假设所有节点的数据都发送给 sink 节点，sub-sink 节点的数量为 n_s ，该区域节点发送及接收数据的总能耗分别为 p_t 与 p_r ，则缓存区域内总的能量消耗为

$$P_1 = p_t + p_r = nqe + (n - n_s)eq = (2n - n_s)eq \quad (4)$$

除缓存区外，其他区域的节点沿着最短路径发送数据的总能耗近似为

$$P_2 = \frac{2neq}{\pi R^2} \left[\int_0^{l-r} \int_0^{2\pi} \rho \left(\frac{l - \rho - r}{r} \right) d\rho d\theta + \int_{l+r}^R \int_0^{2\pi} \rho \left(\frac{\rho - l - r}{r} \right) d\rho d\theta \right] = \frac{2neq}{3R^2} \left[(l-r)^3 + (l+r)^3 - 3(l+r)R^2 + 2R^3 \right] \quad (5)$$

令 $f(l) = (l-r)^3 + (l+r)^3 - 3(l+r)R^2$ ，当 $f'(l) = 6l^2 + 6r^2 - 3R^2 = 0$ ， $l = \frac{\sqrt{2(R^2 - 2r^2)}}{2}$ 时 $f(l)$ 取得最小值，即当 sink 在距离网络中心为 l 的缓存区移动时，可使网络的总能耗较低。

4.2 sink 最佳移动策略

根据定理 1 知，当 sink 在距离网络中心 $l = \frac{\sqrt{2(R^2 - 2r^2)}}{2}$ 的数据缓存区域移动时，网络总能耗较低。受 sink 移动速率的限制，sink 依次遍历缓

存区内所有的 sub-sink，需要的时间较长，移动的距离也较长，且 sink 移动得越频繁，网络的稳定性就越差。为进一步缩短 sink 的移动距离，本文为缓存区内的节点设置不同的访问概率，进一步减少 sink 直接访问的节点的数量。当 sink 访问其中一个 sub-sink 时，该 sub-sink 的所有邻居节点都可与 sink 直接通信，则 sink 无需再移动到这些邻居节点的实际位置进行数据收集。为保证 sink 在缓存区移动时，所有的节点都有与 sink 直接通信的机会，令缓存区域的宽度为 r 。

定理 2 当缓存区的宽度为 r ，sink 的移动步长要小于 $\sqrt{3}r$ 时，才可保证网络中所有的 sub-sink 都有与 sink 直接通信的机会。

证明 如图 2 所示，sink 当前位置为 O ，sink 要选择的下一个要访问的节点的通信范围必须要覆盖 A 、 B 这 2 点，才能保证 sink 可以与网络中的所有 sub-sink 直接进行通信，分别以 A 、 B 为圆心，以 r 为半径作圆，相交于 C 点，只有当 OC 小于 $\sqrt{3}r$ 时，才能保证 A 、 B 这 2 点在通信范围内，如图 2 中阴影部分所示。

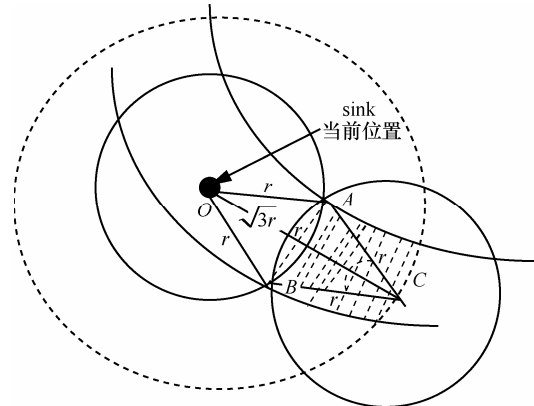


图 2 sink 下一个访问点选择示意

令 $SS = \{SS(1), SS(2), \dots, SS(n_s)\}$ 为所有的 sub-sink 集合， $NS(i)$ 为 $SS(i)$ 的邻居 sub-sink 节点数目，假设 sink 第一个访问的节点为 $SS(i)$ ，收集完该节点的数据后，sink 在 SS 中选择概率最大的节点作为下一个访问的对象，sink 在节点间转移的概率表示如下

$$P(i, j) = \begin{cases} 0, & d(i, j) > \sqrt{3}r \parallel 0 \leq d(i, j) \leq r \\ \alpha \frac{NS(j)}{n_s} + \beta \frac{d(i, j)}{\sqrt{3}r}, & r < d(i, j) \leq \sqrt{3}r \end{cases} \quad (6)$$

其中， α 、 β 为 0 到 1 之间的常数， $d(i, j)$ 表示 $SS(i)$

与 $SS(j)$ 之间的距离, $\frac{NS(j)}{n_s}$ 为 $SS(j)$ 的邻居 sub-sink 数目占缓存区 sub-sink 总数目的比例, 邻居节点越多的 sub-sink 被 sink 访问的几率就越高, 当一个节点被 sink 访问后, 其所有邻居节点的访问概率将变为 0。 $d(i, j)$ 取值范围的限制可以保证所有 sub-sink 都有与 sink 直接通信的机会, 防止数据丢失。 $\frac{d(i, j)}{\sqrt{3}r}$ 的设置使阴影区域内距 sink 当前位置更远的 sub-sink 成为下一个访问对象的概率更大, 增加了 sink 的移动步长, 从而减小了 sink 移动的次数。sink 在节点间移动的概率矩阵表示为

$$P = \begin{pmatrix} P(1,1) & P(1,2) & \cdots & P(1,n_s) \\ P(2,1) & P(2,2) & \cdots & P(2,n_s) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ P(n_s,1) & P(n_s,2) & \cdots & P(n_s,n_s) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} P_1 \\ P_2 \\ \vdots \\ P_{n_s} \end{pmatrix} \quad (7)$$

用矩阵 $VS(i)$ 表示当 $SS(i)$ 作为 sink 访问起点时, sink 的最优访问点集合, pID 表示 sink 当前访问的 sub-sink 的 ID, nID 表示 sink 要访问的下一个 sub-sink 的 ID, $D(i)$ 表示从 $SS(i)$ 开始到返回到 $SS(i)$ 一个采集周期内 sink 所移动的距离, 最优路径的选择算法 (算法 1) 如图 3 所示。算法 1 结束后, 为保证 sink 移动的距离最小, 从 n_s 条候选路径中选择一条 sink 移动距离最小的, 作为 sink 的最佳移动策略。则 sink 的最佳访问节点集合为 $VS(\arg \min D(i))$ 。

```

Input:  $SS = \{SS(1), SS(2), \dots, SS(n_s)\}$ ,  $P$ ,  $VS(i) = [i]$ ,  $pID = i$ ,
 $nID = 0$ ,  $D(i) = 0$ ;
Main:
For  $i = 1$  to  $n_s$ 
(1)  $nID = \arg \max P_{pID}(j)$ ;
(2) if ( $nID \in VS(i)$ )
    {  $P(pID, nID) = 0$ 
Return (1);
}
else
{  $VS(i) = \{VS(i) \cup nID\}$ ,
 $D(i) = D(i) + d(pID, nID)$ ;
}
(3)  $pID = nID$ ;
(4) if ( $pID == i$ )
End;
else Return (1);
Output:  $D(i)$ ,  $VS(i)$ ;
End

```

图 3 基于 sub-sink 优先级的 sink 路径选择算法

4.3 停顿时间分配机制

文献[12]通过控制 sink 的移动速度来均衡各节点数据的采集量, 在节点分布较密集的区域, 减小 sink 移动速率, 在节点分布稀疏的区域, 增大 sink 移动速率, 均衡了各节点与 sink 的有效通信时间, 但是 sink 的移动速率要在多个值之间切换, 实现起来比较复杂。本文将其简化, 使 sink 的移动速率只在 0 和 v_m 之间转换, 即 sink 有 2 种状态: 以恒定的速率移动和静止在访问节点的位置。

在一定的网络延迟时间内, 根据 sink 通信范围内各个 sub-sink 缓存数据量之和来改变停留时间, 可以提高数据的采集性能。令每一轮的时间限制为 T , sink 的最大移动速率为 v_m , 则移动的总时间为 $\frac{D(x)}{v_m}$, 总停顿时间以及在各访问点的停顿时间如式(8)、式(9)所示。

$$T_{pause} = T - \frac{D(x)}{v_m} = \sum_{k=0}^{size(VS(x))} T_k \quad (8)$$

$$T_k = \frac{T_{pause}}{n} \sum_{j=1}^{a_k} q_{kj} \quad (9)$$

其中, a_k 表示第 k 个访问点与 sink 通信的 sub-sink 的总数量, q_{kj} 表示第 k 个访问点的第 j 个 sub-sink 的成员节点数量。

当 sink 在第 k 个或第 $k+1$ 个访问节点时, 处于 2 访问节点通信重叠区域的节点都可与 sub-sink 通信, 为方便计算停留时间, 本文规定重叠部分的 sub-sink 只在 sink 停留在第 k 个节点时, 进行数据传输。当 sink 到达某个访问节点, 首先广播一个 START 消息, 当 sub-sink 收到消息后开始向 sink 传输数据, 若 sub-sink 在时间 t 内收到 2 次 START 消息, 则第二次不再重复发送数据。

当 sink 停留在某个节点位置进行数据采集时, 多个 sub-sink 处于 sink 的通信范围之内, 若多个节点同时向 sink 发送数据则会引起碰撞冲突、造成数据丢失。为避免冲突, 本文采用 TDMA 机制。Sink 根据停留时间 T_k 以及各个 sub-sink 的成员数量产生 TDMA 规则, 并将这些规则发送给通信范围内 sub-sink, sub-sink 在收到该规则/消息后进入休眠状态, 只在规定的时隙内醒来发送数据。这样不仅能够减少数据的分组丢失率提高数据采集的效

率，又能减少单个节点的能量消耗，提高了能量利用率。

5 通信协议

5.1 初始化阶段

初始化阶段的目的主要有 3 个：获取全网的拓扑信息，统计每个 sub-sink 的成员节点数量及各访问节点通信范围内的 sub-sink 总数量。

1) 成员节点选择目的 sub-sink

各成员节点采用最短路径树(SPT, shortest path tree)方法选择距离其跳数最近的 sub-sink 作为目的节点。sub-sink 以固定的功率向周围广播 BSPT 消息，该消息内容如下

$$\{senderID, L(sender), sub-sinkID\}$$

其中， $L(sender)$ 表示节点的级别，sub-sink 的级别为 $L(sub-sink)=1$ ，其他所有成员节点级别为 $L(i)=\infty$ ，各个节点将收到的 BSPT 消息更新，并将更新后的消息转发给其他节点，更新规则如图 4 所示。

目的节点确定后，各个节点向其目的 sub-sink 发送注册消息，sub-sink 根据收到的注册消息的数目来统计成员节点的数目。

```

Initialize:  $L(i) = \infty$ 
if (node  $v_i$  received a BSPT package from  $v_j$ )
if  $L(i) > L(j) + 1$ 
 $L(i) = L(j) + 1$ 
if  $L(i) = 1$ 
 $sub-sinkID = i$ 
else
 $sub-sinkID = BSPT\{sub-sinkID\}$ 
Set BSPT =  $\{i, L(i), sub-sinkID\}$ 
Broadcast BSPT
    
```

图 4 节点的 $L(i)$ 更新规则

2) sink 沿着最优轨迹移动并统计各访问节点的数据量

sink 节点沿着最优轨迹移动，各 sub-sink 将其成员节点的数目信息发送给移动 sink。图 5 为各访问点的数据量统计情况，sink 根据每个访问点的 sub-sink 数量以及各 sub-sink 的成员节点数量由式(8)和式(9)计算出各个停留点的停顿时间 T_k ，以及在 T_k 时间段内各个 sub-sink 发送数据的 TDMA 规则。

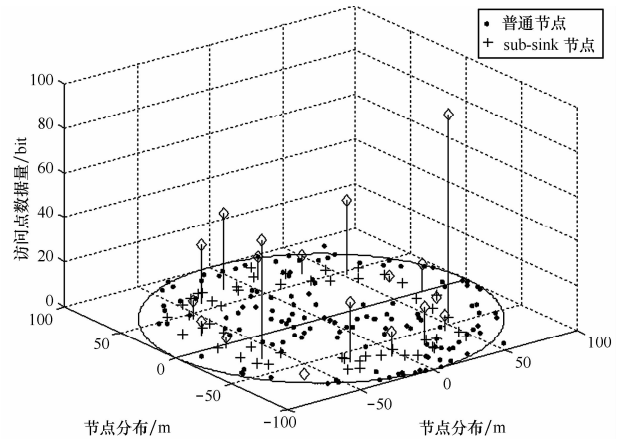


图 5 节点分布及路由建立

5.2 数据收集阶段

初始化阶段结束后，各个节点开始采集数据，采集到的数据沿着跳数最少的路径被发送给目的 sub-sink，sub-sink 先将数据缓存，然后进入休眠状态，当 sink 进入 sub-sink 的通信范围时会将其“唤醒”，并向通信范围内的 sub-sink 发送 TDMA 规则，sub-sink 在规定的时隙内向其发送数据。

定义 sink 收集到的第 i 个 sub-sink 的数据量 q_i 与其缓存的数据量 q_{buffer} 之比为第 i 个 sub-sink 的数据收集率，其计算如式(10)所示，其中， $0 < p_i \leq 1$ ， $p_i = 1$ 表明该 sub-sink 所缓存的数据全部传输给 sink， p_i 取值越大说明数据收集能力越强。

$$p_i = \frac{q_i}{q_{buffer}} \quad (10)$$

6 仿真实验与性能分析

本文采用 MATLAB 构建仿真平台，对所提的时延受限的传感器网络移动 sink 数据收集算法进行性能分析。仿真环境的主要参数为：200 个节点随机分布在半径为 100 m 的圆形区域内，各节点的初始能量为 1 J，数据采集速率为 5 kbit/s。

6.1 网络总能耗与总时延

由定理 1 可知当 l 为某个特定值时网络能耗最小，图 6 为 r 取不同值时网络一轮的总能耗随着 l 的变化曲线，取 $q=1$ ， $e=1$ 。由图 6 可以看出，网络的总能耗先随着 l 的增大而减小后随着 l 的增大而增大，存在一个最优的 l 值可以将网络能耗降到最低。表 1 为网络能耗最小时 l 的理论值与实验值对比，理论值与实验值比较接近，从而验证了定理 1 的正确性。

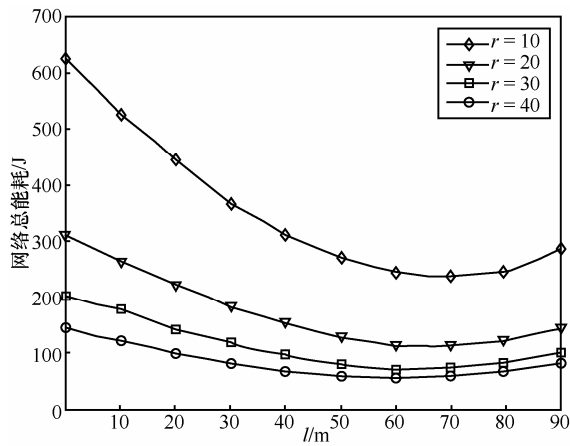


图 6 网络总能耗随 l 的变化情况

表 1 网络能耗最小时的 l 的理论值与实验值

通信范围 r/m	l 理论值	l 实验值
10	69	71
20	67.14	66
30	63.39	64
40	58.3	59

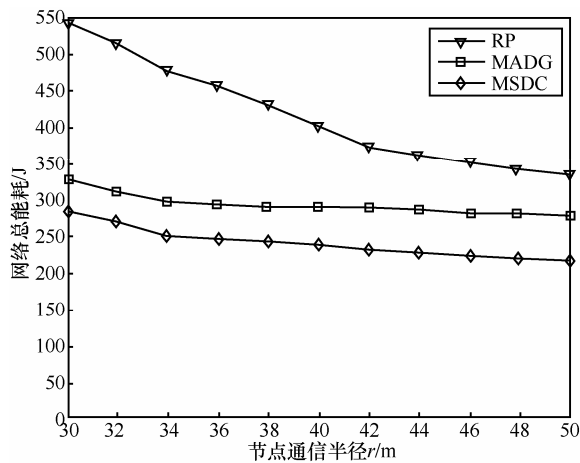


图 7 网络总能耗对比

对 rendezvous planning (RP)、MADG^[6]以及 MSDC 在网络的总能耗方面进行对比，取 $q=1$ ， $e=1$ 。由图 7 可知，MSDC 的网络总能耗略低于其他算法。在 MADG 中，当缓存区位于距圆心 $\frac{\sqrt{2}R}{2}$ 时，数据传输总能耗达到最小，但 MADG 只考虑了网络的总半径 R ，而忽略了节点通信半径对能耗的影响。如图 7 所示，当节点的通信半径较小时，MADG 与 MSDC 的总能耗相近，随着节点通信半径的增大，MSDC 的优势越明显。另外，

rendezvous planning 在选择 RP 时需要遍历所有节点，故其消耗的能量较大。

若不限定网络的总时延，sink 停留在访问节点位置进行数据收集，当收集完该节点所有的缓存数据后，再移向下一个访问节点。图 8 为 sink 分别按照 rendezvous planning、MADG 以及 MSDC 的数据采集方式完成一个周期的数据采集所用的总时间对比。令 sink 移动速率为 10 m/s，每个节点产生的数据量为 16 kbit，数据的传输速率为 20 kbit/s。由图 8 可以看出，完成一个周期的数据采集 rendezvous planning 所用时间最长，MADG 次之，MSDC 最小。原因是 rendezvous planning 需要直接访问的节点数量较多，且网络中的 RP 比较分散，sink 移动的距离较长；MADG 中的 sub-sink 较集中的分布在网络中的缓存区域内，sink 的移动距离相对较短；而 MSDC 只需访问缓存区的部分节点即可，进一步减小了 sink 的移动距离，缩短了数据的采集周期，故数据时效性高于其他 2 种算法。

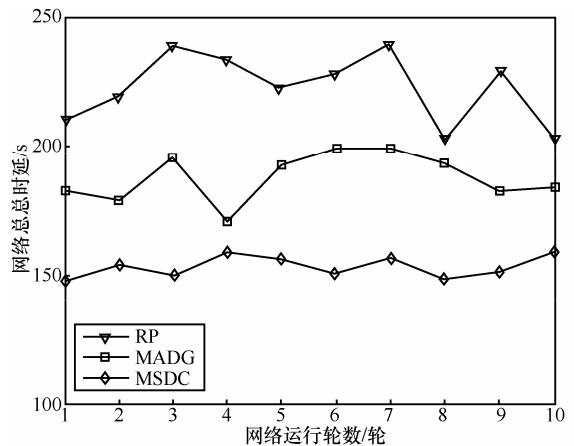


图 8 网络总时延对比

6.2 网络数据收集量

假设在相同的时延要求 $T=100$ s 下，sink 沿着固定的轨迹移动，分别采用 MinOT、ShareOT 以及 MSDC 的时间重叠分配机制进行数据收集。取 sink 依次访问的 10 个 sub-sink 作为仿真对象，如图 9 所示，黑色实线为 sink 的移动轨迹，虚线圆圈为各个 sub-sink 的通信范围，每个虚线圆圈与 sink 移动轨迹有 2 个交点，sink 在交点之间移动所用的时间即为与该节点的通信时间。表 2 给出了各个 sub-sink 的坐标以及进入与离开 sink 通信范围的时间。

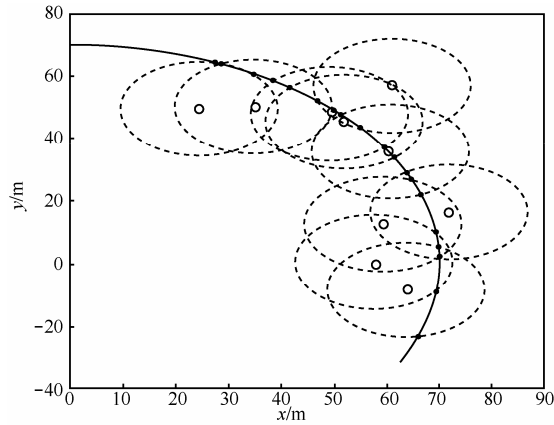


图 9 sub-sink 位置与通信范围

图 10 给出了各个 sub-sink 的成员节点数目以及 3 种策略对应的与 sink 的有效通信时间，可以看出采用 MinOT 以及 ShareOT 时间分配机制时，sub-sink 与 sink 的通信时间只与节点的位置有关，而与成员数量无关。有些数据量较多的 sub-sink 在有效的通信时间内无法将所有数据发送，而数据量较少的 sub-sink 可以在较少的时间内完成数据传输，剩余的时间则处于空闲状态，造成时间浪费。而在本文所提算法中，各 sub-sink 与 sink 的有效通信时间与其成员节点的数量呈线性关系，即当 sub-sink 缓存数据较多时，有效通信时间长，当缓

表 2 sub-sink 坐标及与 sink 通信时间

ID	成员节点数量	x	y	t_s	t_e	$t_e - t_s$	t_{MinOT}	$t_{ShareOT}$	t_{MSDC}
1	5	63.665 6	-8.720 9	0	6.589 0	6.589 0	3.374 3	4.790 4	1.875
2	7	57.713 7	0.258 2	3.375 7	7.688 8	4.313 1	2.359 3	1.781 3	2.625
3	9	71.876 9	16.088 7	5.735 9	12.196 0	6.460 1	0.256 1	2.660 1	3.375
4	3	59.239 8	12.826 4	5.992 2	11.717 0	5.724 8	4.554 8	2.335 2	1.125
5	4	60.438 4	35.741 7	10.548 8	17.371 8	6.823 0	2.908 2	3.237 5	1.500
6	2	52.000 4	45.445 0	13.458 1	20.325 7	6.867 5	0.857 5	2.250 6	0.75
7	3	49.417 3	48.126 5	14.316 0	21.183 5	6.867 5	1.842 3	2.250 6	2.625
8	7	60.890 9	57.284 7	16.159 0	18.791 4	2.632 4	1.665 7	0.695 9	2.625 0
9	5	34.955 3	50.172 2	17.825 4	23.725 2	5.899 9	4.379 8	2.964 4	1.875 0
10	8	24.587 2	49.715 0	22.206 9	24.094 5	1.887 6	0.238 6	1.128 4	3.000 0

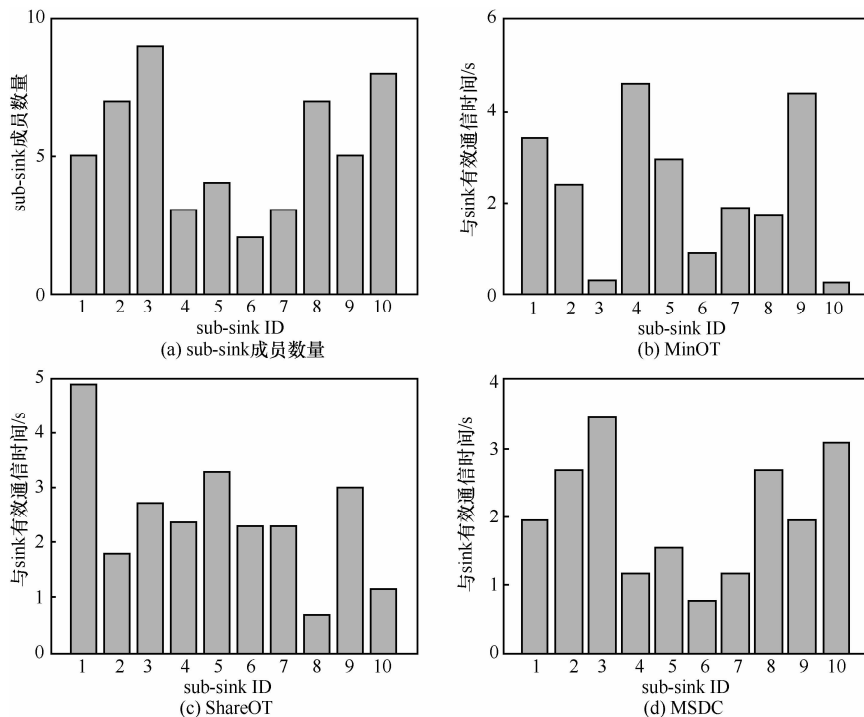


图 10 各 sub-sink 与 sink 的有效通信时间对比

存数据较少时，通信时间短。

图 11 从左向右依次为 sub-sink 的最大缓存数据量，分别采用 MinOT、ShareOT 以及 MSDC 重叠时间分配机制时，sink 所收集到的来自 sub-sink 的数据量。从直方图可以看出，MinOT、ShareOT 中 sub-sink 的数据收集率差距较大，即来自各个节点的数据量均衡性较差。例如 sub-sink3 数据缓存量较大，但是由于 sub-sink4 与其距离较近，当 sub-sink4 进入 sink 的通信范围时，sink 立即断开与 sub-sink3 的通信，开始与 sub-sink4 进行数据传输，故 sub-sink3 所获得的有效通信时间较短，没有足够时间将缓存的数据传输给 sink。而采用 ShareOT 时间分配机制时，sub-sink 获得的有效通信时间只与该节点与 sink 移动轨迹的距离有关，距离 sink 移动轨迹近节点获得的有效通信时间较长，而距离 sink 移动轨迹较远的节点则获得的有效通信时间较短。例如 sub-sink10 距离 sink 的移动轨迹较远，由表 2 可知，其可获得的与 sink 的最大通信时间只有 1.89 s，而在该时间段内，sub-sink9 也处在 sink 的通信范围内。若采用 ShareOT 机制，则将该时间段平均分配给 sub-sink9 与 sub-sink10，sub-sink10 所获得的有效通信时间只有 1.13 s，其缓存的数据只有很少一部分被发送给了 sink，数据量均衡性较差。

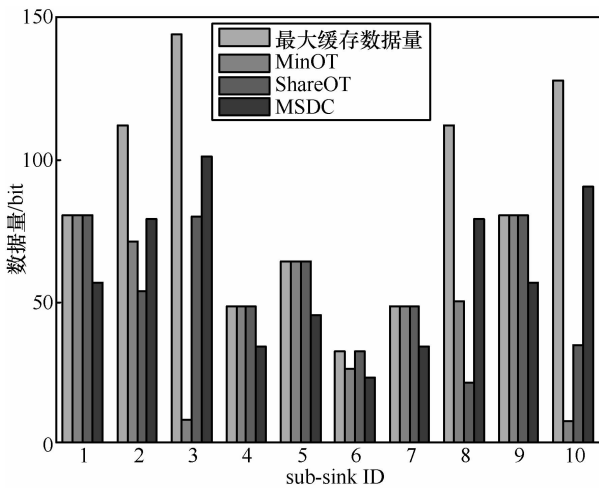
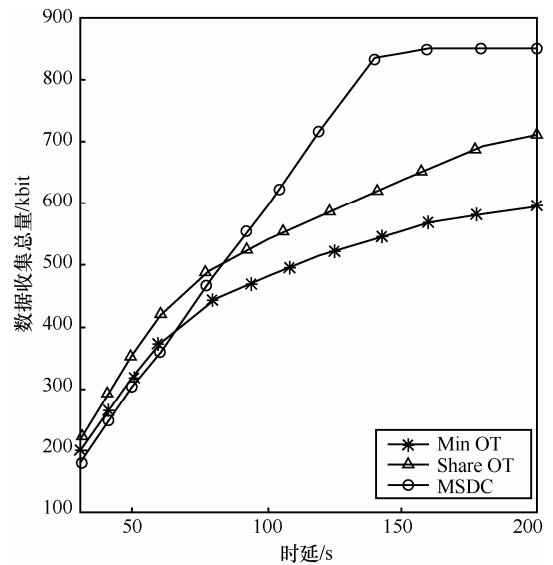
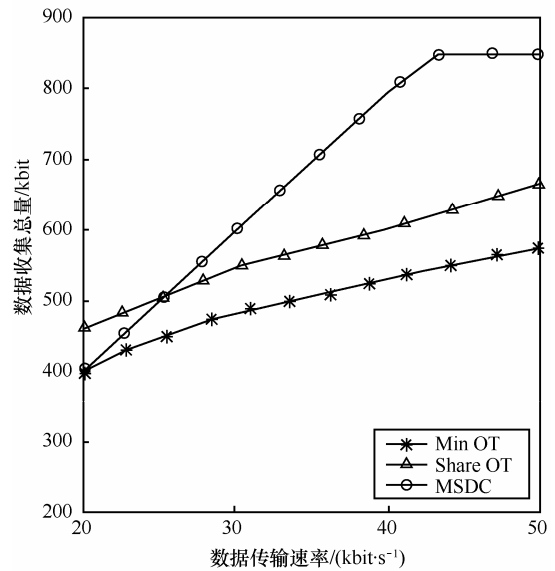


图 11 数据收集量比较

另外，网络的数据收集总量还受网络最大时延要求和数据传输速率影响，图 12 分别比较了不同的时延要求及数据传输速率下 sink 收集到的数据总量。由图 12 可以看出，在该仿真实验中，当时延要求大于 80 s，数据传输速率大于 26 kbit/s 时，MSDC 的优势较明显。



(a) 时延要求对数据收集总量的影响



(b) 数据传输速率对数据收集总量的影响

图 12 时延要求与数据传输速率对数据收集总量的影响

7 结束语

本文针对 sink 移动性与时延要求的矛盾，提出一种时延受限的移动 sink 数据收集算法。首先，选择能耗较低数据缓存区；其次，在缓存区内找到 sink 的最优移动轨迹，并根据访问节点缓存数据量的多少来确定停留时间；最后，采用 TDMA 机制来解决时间重叠问题，既避免了数据冲突，又提高了数据收集效率。仿真实验证明本文算法能够在满足时延要求的同时减少网络能耗，增大数据收集量。

参考文献：

[1] 周新莲, 吴敏, 徐建波. BPEC: 无线传感器网络中一种能量感知的

- 分布式分簇算法[J]. 计算机研究与发展, 2009, 46(5): 723-730.
ZHOU X L, WU M, XU J B. BPEC: An energy-aware distributed clustering algorithm in WSNs[J]. Journal of Computer Research and Development, 2009,46(15):723-730.
- [2] DI F M, DAS S K, ANASTASI G. Data collection in wireless sensor networks with mobile elements: A survey[J]. ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN), 2011, 8(1): 7.
- [3] 张希伟, 戴海鹏, 徐力杰等. 无线传感器网络中移动协助的数据收集策略[J]. 软件学报, 2013, 24(2): 198-214.
ZHANG X W, DAI H P, XU L J, *et al.* Mobility-assisted data gathering strategies in WSNs[J]. Journal of Software, 2013, 24(2):198-214.
- [4] WANG W, SRINIVASAN V, CHUA K C. Using mobile relays to prolong the lifetime of wireless sensor networks[A]. Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking[C]. 2005.270-283.
- [5] BHADAURIA D, TEKDas O, ISLER V. Robotic data mules for collecting data over sparse sensor fields[J]. Journal of Field Robotics, 2011, 28(3): 388-404.
- [6] 石高涛, 廖明宏. 传感器网络中具有负载平衡的移动协助数据收集模式[J]. 软件学报, 2007, 18(9): 2235-2244.
SHI G T, LIAO M H. Movement-assisted data gathering Scheme with load-balancing for sensor networks[J]. Journal of Software, 2007, 18(9):2235-2244.
- [7] XING G, WANG T, XIE Z, *et al.* Rendezvous planning in wireless sensor networks with mobile elements[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2008, 7(12): 1430-1443.
- [8] XING G, WANG T, JIA W, *et al.* Rendezvous design algorithms for wireless sensor networks with a mobile base station[A]. Proceedings of the 9th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing[C]. ACM, 2008.231-240.
- [9] MARTA M, CARDEI M. Using sink mobility to increase wireless sensor networks lifetime[A]. IEEE International Symposium on World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks[C]. 2008.1-10.
- [10] GANDHAM S R, DAWANDE M, PRAKASH R, *et al.* Energy efficient schemes for wireless sensor networks with multiple mobile base stations[A]. Global telecommunications conference[C]. 2003. 377-381.
- [11] GAO S, ZHANG H, DAS S K. Efficient data collection in wireless sensor networks with path-constrained mobile sinks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2011, 10(4):592-608.
- [12] SOMASUNDARA A A, KANSAL A, JEA D D. Controllably mobile infrastructure for low energy embedded networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2006, 5(8):958-973.
- [13] 邵帅, 张宏科. 时延受限传感器网络移动 sink 路径选择方法研究[J]. 电子学报, 2011, 39(4): 742-747.
GAO S, ZHANG H K. Optimal path selection for mobile sink in delay-guaranteed sensor networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2011,39(4): 742-747.
- [14] WANG Z M, BASAGNI S, MELACHRINOUDIS E. Exploiting sink mobility for maximizing sensor networks lifetime[A]. System Sciences[C]. 2005.
- [15] CHAKRABARTI A, SABHARWAL A, AAZHANG B. Communication power optimization in a sensor network with a path-constrained mobile observer[J]. ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN), 2006, 2(3): 297-324.
- [16] 邵帅, 霍宏伟, 张宏科. 基于数据采集量均衡的移动无线传感器网络节能机制[J]. 通信学报, 2009, 30(9): 109- 116.
GAO S, HUO H W, ZHANG H K. Data equilibrium based energy-saving scheme in mobile wireless sensor networks[J]. Journal on Communications, 2009, 30(9):109-116.

作者简介:



卢先领 (1972-), 男, 浙江临海人, 博士, 江南大学副教授, 主要研究方向为无线传感器网络、体域网。



王莹莹 (1988-), 女, 山东泰安人, 江南大学硕士生, 主要研究方向为无线传感器网络。