

文章编号:2095-6134(2015)02-0273-08

基于可调节局部洪泛更新的移动 WSN 路由协议 *

余 晟^{1†}, 尚德重¹, 周 猛², 张宝贤^{1,3}
(1 中国科学院大学泛在与传感网研究中心, 北京 100049; 2 中国移动技术部, 北京 100033; 3 江苏物联网研究发展中心, 江苏 无锡 214135)
(2014 年 4 月 2 日收稿; 2014 年 4 月 22 日收修改稿)

Yu S, Shang D Z, Zhou M, et al. An adjustable local-flooding-based routing protocol for wireless sensor networks with mobile sink[J]. Journal of University of Chinese Academy of Sciences, 2015,32(2):273-280.

摘 要 移动汇聚节点能减轻静态汇聚节点带来的传输热点问题,从而有效延长网络寿命,但也带来路由结构不易维护的问题.为设计可靠高效的路由协议,提出一种基于拓扑信息的可调节的路由协议 ALFRP,该协议通过局部洪泛来更新路由结构.为克服潜在更新开销较大的问题,协议通过路径延伸比参数控制洪泛的范围,从而均衡路由更新开销与数据传输开销.为进一步降低路由更新开销和平衡节点负载,ALFRP 使用了锚节点链和全网路由树周期轮换的设计思想.仿真结果显示,与现有前沿工作相比,ALFRP 在保证全网数据可靠和高效传输的同时,可降低近 50% 的总路由更新开销,同时明显延长网络的生存寿命.

关键词 无线传感器网络;移动汇聚节点;路由协议;可调节局部洪泛

中图分类号: TP929.5 **文献标志码:** A **doi:**10.7523/j.issn.2095-6134.2015.02.018

An adjustable local-flooding-based routing protocol for wireless sensor networks with mobile sink

YU Sheng¹, SHANG Dezhong¹, ZHOU Meng², ZHANG Baoxian^{1,3}
(1 Research Center of Ubiquitous Sensor Network, University of Chinese Academy of Science, Beijing 100049, China;
2 Department of Technology, China Mobile, Beijing 100033, China; 3 Jiangsu Internet of Things
Research and Development Center, Wuxi 214135, Jiangsu, China)

Abstract With the development of the smart mobile devices, wireless sensor networks with mobile sink have attracted a lot of research interest in recent years. Deploying mobile sink can alleviate the hot spot issue caused by deploying static sinks, and can largely prolong the network lifetime. However, sink mobility can cause unexpected dynamic changes of network topology and data routing paths, which poses challenges in routing protocol design. We propose an adjustable local-flooding-based routing protocol (ALFRP) which uses constrained flooding to maintain efficient routing structure in a network. ALFRP uses a stretch ratio parameter to control the balance between control overhead and data transmission cost. To achieve high routing performance, ALFRP adopts anchor-node chain to reduce protocol overhead and works to periodically rebuilt network-wide data routing tree for load balancing. Simulation results show that ALFRP reduces the routing update overhead by

* 国家科技重大专项(2012ZX03005019)、国家自然科学基金(61471339,61173158)和国家科技支撑计划(2014BAK06B01)资助
† 通信作者, E-mail: yusheng08@mails.ucas.ac.cn

nearly 50% and significantly improves the network lifetime while keeping a very high data packet delivery ratio and low total data transmission cost compared to the state-of-the-art protocols.

Key words wireless sensor network; mobile sink; routing protocol; adjustable local flooding

近年来无线传感器网络(wireless sensor network, WSN)相关的研究和应用工作进展显著,促进了物联网的发展,帮助人们更好地了解物理世界的信息. WSN 在安防、工业、环保、农业、建筑和医疗等许多领域取得了广泛的应用. 由于无线传感器节点具有体积小、成本低、在部署之后不易更换电池等特点,因此能量问题是 WSN 应用面临的主要问题. 近几年随着智能移动设备的发展,采用移动节点作为数据汇聚节点的 WSN (wireless sensor network with mobile sink, mWSN)成为了学术界的研究热点^[1-2], 移动数据汇聚节点(mobile sink, MS)可以被放置在人员、交通工具和机器人等移动物体上,代替传统静态数据汇聚节点承担收集数据的任务. 采用 MS 可以有效避免静态汇聚节点传感网中的热点区域问题. 热点区域问题是指静态汇聚节点周围的节点需要承担全网数据的转发任务,从而成为网络中的能量瓶颈节点. 已有研究显示,部署移动汇聚节点代替静态汇聚节点,可以延长数倍的网络寿命^[3].

本文主要研究 MS 具有随机移动特性的 mWSN,典型的应用场景包括通过船只携带的无线设备收集水质监测数据,通过护林人的手持无线设备收集森林监测数据等. MS 的随机移动会导致目标传感网的拓扑结构发生难以预测的改变,数据传输路径容易失效,导致传统面向静态汇聚节点设计的路由协议无法应用于 mWSN 中,要求设计适用于 mWSN 的路由协议. 由于 mWSN 需要额外的信号机制来更新和维护信源节点到汇聚节点的路由信息,如何在降低维护路由结构开销的同时,保证数据传输的可靠性和高效性成为了协议设计的关键. 根据所需路由信息的类型,现有的 mWSN 路由协议可以分为基于位置信息的路由协议^[4-6]和基于局部拓扑的路由协议^[7-11]. 基于位置信息的路由协议,要求每个节点通过额外的 GPS 模块或定位算法获取自身地理位置信息,在某些应用中并不适用. 而基于局部拓扑的路由协议,无需节点的地理位置信息,因而适用范围更广.

基于局部拓扑的路由协议,仅通过节点之间

的连通性信息,分布式地建立路由结构和进行数据路由. 近些年来研究者提出了一系列基于局部拓扑的路由协议. 其中有一类工作^[9-11]提出通过选取锚节点来隐藏移动汇聚节点的局部移动,并以锚节点做为根节点来建立全网数据路由树,在锚节点更新时通过消息洪泛来更新网络中路由树结构. 基于消息洪泛更新路由树的协议具有数据传输可靠高效的优点,但潜在的更新开销较大. 现有协议主要针对如何降低更新开销进行研究. 其中,文献^[9-10]提出的路由协议主要适用于网络中同时具有多个 MS 的网络,而文献^[11]提出的 λ -flooding 协议是目前比较具有代表性的协议. λ -flooding 协议提出通过调节路径延伸比参数,控制洪泛更新范围的思想. λ -flooding 协议在网络中预先建立一棵全网数据路由树,在每次锚节点更换时,节点通过比较路径延伸比分布式地决定是否转发洪泛更新消息. 更新区域内的最短路径树与预先建立的数据路由树,共同构成新的路由树结构. 但 λ -flooding 协议仍存在更新频繁和部分节点成为流量热点的问题.

本文提出一种可调节的基于局部洪泛更新的路由协议 (adjustable local-flooding-based routing protocol, ALFRP), ALFRP 协议在保证数据传输可靠性和高效性的同时降低更新开销. ALFRP 协议具有以下特点:首先,通过在 MS 移动过程中建立锚节点链的结构,对全网隐藏 MS 的局部移动,从而降低路由信息的更新频率;其次,改进 λ -flooding 协议的局部洪泛更新算法,降低数据的传输路径长度,并在路由树的更新过程中,通过额外的单播更新机制保证数据分组的可靠传输;第三,通过数据路由树的周期性轮换来均衡节点的传输开销,延长网络的生存寿命. 我们通过大量仿真实验与现有前沿工作^[11]进行比较,仿真结果表明,ALFRP 协议可以降低近 50% 的总路由更新开销,延长 300% 的网络寿命.

1 相关工作

近年来学术界提出许多为具有随机移动 MS 的 mWSN 设计的路由协议,主要分为基于位置信

息的路由协议和基于局部拓扑的路由协议 2 类.

基于位置的路由协议主要有 LBDD^[4]、ALURP^[5]和 ER^[6]. LBDD 协议在网络中部定义一片垂直的线性区域,用于存储全网传感数据和接受 MS 的查询消息. MS 的查询消息沿着该线性区域寻找感兴趣的数据,数据存储节点通过查询消息记录的路径,将数据反向汇报给 MS. ALURP 协议^[5]将由 MS 移动产生的位置更新消息主要限制在称为目标区域的局部区域内. 当 MS 在其目标区域内移动时,位置更新消息只广播给目标区域内的节点,只有当 MS 移出当前目标区域时,MS 才将当前位置信息洪泛给整个网络,同时定义新的目标区域. ER 协议^[6]保证数据源节点在连续的数据发送过程中维持到 MS 的传输路径信息. 当 MS 移动时,它的新位置信息捎带在数据包中. 传输路径上的上游节点,通过监听下游节点发送的数据包,获取 MS 更新的位置信息. 连续的数据包发送能保证新的位置信息,可以沿传输路径反向传递给数据源节点.

基于局部拓扑的路由协议主要包括 PredQoS^[7]、DDRP^[8]、AVRP^[9]、MDRP^[10]和 λ -flooding^[11]. PredQoS 协议在全网建立信息量梯度,MS 节点具有最高信息量,网络边缘节点信息量最低,数据由低信息量区域向高信息量区域汇聚,MS 移动过程中信息量通过节点之间信息交换来更新;PredQoS 协议还通过移动预测降低更新延迟. DDRP 是一个数据驱动的路由协议. 每个数据包携带发送节点当前到 MS 的路径长度信息和对应的时间戳,节点在监听到周围邻居发送的数据包后,如果数据包携带的时间戳更新,或者时间戳相同且路径长度更短,则相应地更新自身到 MS 的路径信息. AVRP、MDRP 和 λ -flooding 都是基于洪泛路由信息更新的协议. 其中 AVRP 协议基于 Voronoi 区域的思想,将每个 MS 发起的路由更新消息洪泛限制在自身的 Voronoi 范围内,并建立相应的最短路径路由树. MDRP 在 AVRP 的基础上进行扩展,在 MDRP 协议中,各个 MS 的 Voronoi 区域按照梯度值划分为数层,从而进一步缩小更新消息的洪泛范围. ALFRP 采用类似于 λ -flooding 协议的洪泛更新算法,但与 λ -flooding 协议相比,ALFRP 首先改进了局部路由更新的过程,同时采用数据路由树轮换机制和锚节点链算法,以延长网络寿命、降低路由开销.

2 协议实现

ALFRP 协议的基本思想是预先建立一棵以随机节点为根节点,并覆盖所有节点的最短路径路由树,在 MS 移动的过程中,新的锚节点向其邻居节点广播路由更新消息,只有当新的更新路径明显优于通过预先建立的最短路径路由树到达该锚节点的路径时(通过路径延伸比参数调节),其余节点才继续转发该更新消息,从而将更新消息控制在局部. 局部以锚节点为根的新数据路由树与原最短路径路由树的其余部分,共同构成新的全网数据路由树. 为进一步均衡网络负载和降低局部洪泛的频率,我们提出锚节点链和全网最短路径路由树周期轮换的机制. 以下介绍 ALFRP 协议的具体实现.

表 1 本文主要符号表
Table 1 Symbol list

符号	含义
t_{round}	更换全网最短路径路由树的周期长度
u_l	第 l 个周期开始时随机选择的根节点
λ	路径延伸比参数
v	当前锚节点
v_1, v_2, \dots, v_K	v 的从锚节点
T_k	以节点 k 为根建立的数据路由树
A_i	节点 i 在数据路由树上的父节点
$\text{NBR}(i)$	节点 i 的邻居节点集
$d(i, j)$	节点 i, j 之间的最短距离
$d_{T_k}(i, j)$	节点 i, j 在 T_k 上的最短距离
$\text{CRT}_{T_k}(i, j)$	节点 i, j 在 T_k 上的已知的最短距离

2.1 周期建立全网最短路径路由树

ALFRP 协议的特征是在一棵已有的全网最短路径路由树上进行局部更新,构成最新的数据路由树. 为了延长网络寿命,该最短路径路由树会进行周期轮换,本节给出建立和替换全网最短路径路由树的算法. 预先设定替换最短路径树的周期为 t_{round} ,在每个周期开始时,网络随机选择一个节点作为根节点,该根节点通过全网洪泛来建立覆盖所有节点的最短路径树. 从一个根节点建立全网最短路径路由树的算法有很多研究,我们采用类似于文献[12]中使用的迭代洪泛的算法. 算法运行过程如下:网络中各节点到根节点的路径长度^①的初始值为 $+\infty$,开始时根节点发送一次广

注:①常用的衡量传输路径长度的指标包括跳数、路径 ETX 值等.

播信息,邻居在收到消息后更新自己到根节点的路径长度,并转发消息;每条消息携带发送节点到根节点当前的路径长度.当通过节点间信息的交换,每个非根节点 i 都将选择一个邻居 A_i 作为父节点, A_i 到根节点路径长度与 A_i 到 i 距离之和是 i 的邻居节点中的最小值,该长度为 i 到根节点的最短路径长度.每当 A_i 发生变化, i 都会广播一条信息通知邻居节点.记第 l 个周期选择的根节点为 u_l ,相应的数据路由树记为 T_{u_l} .根节点发送的广播消息中同时会携带根节点的序号,具有新序号的路径信息会取代旧的路径信息,从而完成数据路由树的替换.

2.2 锚节点选择和维护

MS 在移动过程中,会选择某个周围的传感节点作为自己的锚节点.锚节点的作用是暂时担任网络中汇聚节点的角色,并将数据转发给 MS. MS 以固定周期 T_b 广播 BEACON 消息,并接收邻居节点的 ACK 消息.收到 BEACON 消息的传感器节点将 MS 的信息记录在邻居列表中.如果传感器节点连续 K_1 个 T_b 周期(如 $K_1 = 3$)没有收到 BEACON 消息,那么它将从邻居列表中删除相应的 MS 表项.初始时 MS 选择周围信号强度 RSSI 值最大的传感器节点作为首个锚节点,并进行一次局部路由更新.每次移动汇聚节点更换锚节点,需要重新进行一次局部路由更新.下一小节将介绍局部路由更新的算法.为了降低局部路由更新的频率,我们设计了称为锚节点链的锚节点维护机制.

记节点 v 为当前锚节点,它的邻居节点集记为 $\text{NBR}(v)$.当移动汇聚节点连续 K_2 个 T_b 周期(如 $K_2 = 3$)未收到 v 的 ACK,它推断到 v 的链路已断.记当前时间为 t_1 ,MS 此时的邻居节点集为 $\text{NBR}(\text{MS}, t_1)$,如果 $\text{NBR}(\text{MS}, t_1) \cap \text{NBR}(v) \neq \emptyset$,即当前 MS 的邻居中存在锚节点 v 的邻居.则选择其中 RSSI 值最大的节点作为 v 的第 1 个从锚节点,并记为 v_1 ,即

$$v_1 = \operatorname{argmax}_{i \in \text{NBR}(v) \cap \text{NBR}(\text{MS}, t_1)} \text{RSSI}_{\text{MS}}(i, t_1), \quad (1)$$

其中, $\text{RSSI}_{\text{MS}}(i, t_1)$ 是 MS 在 t_1 收到节点 i 的最新 ACK 消息的 RSSI 值. v_1 向 v 发送 NOTIFY 消息,建立锚节点链,之后 v 的数据包均转发给 v_1 .如果此时 $\text{NBR}(\text{MS}, t_1) \cap \text{NBR}(v) \neq \emptyset$,则 MS 从周围节点中重新选择 RSSI 值最大的节点作为新的锚节点.建立从锚节点 v_1 后,MS 同理可以建立更多

的从锚节点,记 MS 推断到 v_{k-1} 链路已断的时间为 t_k ,则有

$$v_k = \operatorname{argmax}_{i \in \text{NBR}(v_{k-1}) \cap \text{NBR}(\text{MS}, t_k)} \text{RSSI}_{\text{MS}}(i, t_k), \quad k \geq 2, \quad (2)$$

v 与它的从锚节点 v_1, \dots, v_k 构成一条锚节点链.图 1 展示了一个锚节点链的例子. ALFRP 协议使用 maxChainLength 参数控制锚节点链的长度.当当前锚节点的从锚节点的数量达到 $(\text{maxChainLength}-1)$ 且与最后一个从锚节点链路中断时,MS 将重新选择一个新的锚节点. maxChainLength 用于调节路由更新频率和传输负载间的均衡.锚节点链机制可以明显降低路由更新频率,但代价是会小幅增加数据传输路径的长度.

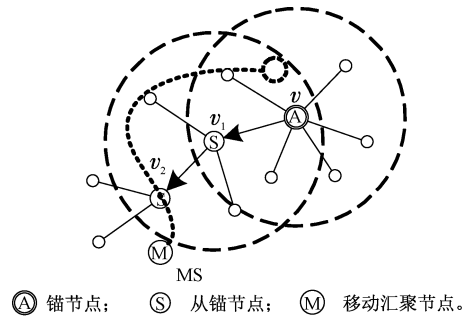


图 1 锚节点链结构示例

Fig. 1 Illustration of an anchor-node chain structure

2.3 局部洪泛路由更新

每次 MS 选择新的锚节点,会发起一次局部洪泛更新,每次洪泛更新建立一棵以锚节点为根的局部最短路径树,并与预设的最短路径树 T_{u_l} 的其余部分一起构成完整的数据采集树.图 2 显示了一个例子,图 2(b) 中虚线左侧是未更新的 T_{u_l} 部分,右侧是局部路由更新建立的 T_v 部分.我们对文献[11]中的局部洪泛更新算法进行了改进,记当前周期为 l ,锚节点为 v ,以 v 为根的数据路由树记为 T_v .开始时, v 向邻居广播一条路由更新消息并由邻居转发.每条更新消息携带 2 条信息,发送节点到 v 的已知最短路径长度(初始值为 0),以及 v 通过 T_{u_l} 到节点 u_l 的路径长度 $d_{T_{u_l}}(v, u_l)$.当节点 i 收到节点 j 的来自 v 的更新消息时,节点 i 执行的路由更新算法伪代码如图 3 所示.

图 3 中第 2~4 行的目的是更新当前节点 i 到 v 的已知最短路径长度.在第 2 行中, $\text{CRT}_{T_v}(j, v)$ 是当前节点 j 经路由树 T_v 到锚节点 v 的最短路径长度,对于网络中任意节点 $p \neq v$, $\text{CRT}_{T_v}(p, v)$

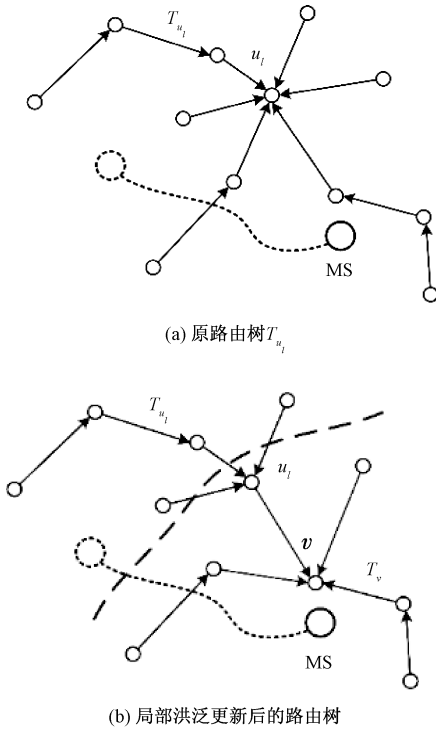


图2 基于局部洪泛的路由更新示例
Fig 2 Illustration of the local-flooding-based route update

Function RouteUpdateAlgorithm (NODE i) //节点 i 的路由更新算法

```

1 when  $i$  receives a route update message from  $j$ 
  containing  $CRT_{T_v}(j,v)$  and  $d_{T_{u_l}}(v,u_l)$ 
2 if  $CRT_{T_v}(j,v) + d(i,j) < CRT_{T_v}(i,v)$  and
    $CRT_{T_v}(j,v) + d(i,j) < d_{T_{u_l}}(v,u_l) + d_{T_{u_l}}(i,u_l)$ 
3    $A_i \leftarrow j$ ;
4    $CRT_{T_v}(i,v) \leftarrow CRT_{T_v}(j,v) + d(i,j)$ ;
5   if  $\frac{CRT_{T_v}(i,v)}{d_{T_{u_l}}(v,u_l) + d_{T_{u_l}}(i,u_l)} < \lambda$ 
6      $i$  broadcasts a route update message with
        $CRT_{T_v}(i,v)$  and  $d_{T_{u_l}}(v,u_l)$  to its neighbors.
7   else  $i$  discards the route update message.
8   end if
9 else  $i$  discards the route update message.
10 end if
  
```

图3 局部洪泛路由更新算法的伪代码

Fig.3 Pseudo code of the local-flooding-based route update algorithm

的初始值为 ∞ , 而 $CRT_{T_v}(v,v) \leftarrow 0$. $d(i,j)$ 是邻居节点 i 和 j 之间的距离 (链路长度), 因此 $CRT_{T_v}(j,v) + d(i,j)$ 是节点 i 经邻居节点 j 到锚节点 v 的路径长度. $CRT_{T_v}(i,v)$ 是当前节点 i 已知在 T_v 上到锚节点 v 的最短路径长度. $d_{T_{u_l}}(v,u_l)$ 和 $d_{T_{u_l}}(i,u_l)$ 分别是参考路由树 T_{u_l} 上节点 v 到节

点 u_l 和节点 i 到节点 u_l 的路径长度, 因此 $d_{T_{u_l}}(v,u_l) + d_{T_{u_l}}(i,u_l)$ 是节点 i 经 T_{u_l} 到锚节点 v 的路径长度. 由此可知, 如果从 j 发来的更新消息包含更短的路径, 那么节点 i 将自己的父节点 A_i 更新为节点 j , 并相应地更新 $CRT_{T_v}(i,v)$ 的值.

图3 中第5行, 节点 i 检查下式是否满足

$$\frac{CRT_{T_v}(i,v)}{d_{T_{u_l}}(v,u_l) + d_{T_{u_l}}(i,u_l)} < \lambda, \quad (3)$$

其中, λ 是路径延伸比参数. 在公式(3)中, 节点 i 检查通过 T_v 和 T_{u_l} 到达当前锚节点 v 的2条路径长度的比值是否小于 λ . 其中通过 T_v 达到 v 的已知最短路径长为 $CRT_{T_v}(i,v)$, 而通过 T_{u_l} 到达 v 的路径为 $i \rightarrow u_l \rightarrow v$, 路径长度为 $d_{T_{u_l}}(v,u_l) + d_{T_{u_l}}(i,u_l)$. 在第5~7行中, 如果 i 在 T_v 上到 v 的路径长度相对在 T_{u_l} 上到 v 的路径长度足够好, 则继续转发路由更新消息; 否则, 丢弃路由更新消息并停止转发. 参数 λ 的作用是控制消息转发节点的路径延伸比, 如果 λ 越大, 则对 T_v 上路径长度要求越宽松, 节点更有可能更新并转发消息, 因而局部洪泛的范围越大, 同时节点到锚节点 v 的路径长度更短. 在各个节点分布式的执行局部路由更新算法之后, 局部的 T_v 与 T_{u_l} 的其余部分共同构成覆盖全网的数据路由树. 除了局部洪泛更新之外, v 会向 u_l 发送一条 NOTIFY 消息进行单播更新, 目的是让 u_l 保存一条到 v 的路径信息.

2.4 数据传输过程

记当前周期为 l , 当前锚节点为 v , 从锚节点为 v_1, \dots, v_k , 由上一小节的内容可知, 此时网络中的数据路由树由 T_v 与 T_{u_l} 的局部共同构成. 如果数据产生节点 (记为节点 s) 位于 T_v 上, 那么 s 将沿着 T_v 将数据包发送给 v 节点, 如果在该路径上某节点 $p \in NBR(v_x)$, $\exists x \in [1, K]$, 即 p 节点位于某从锚节点的邻居之内, 那么 p 会将数据包递交给该从锚节点, 并由该从锚节点沿着锚节点链发送给 MS; 否则锚节点 v 将沿着锚节点链, 将数据分组发送给 MS. 如果节点 s 不在 T_v 上, 它将数据包沿 T_{u_l} 发送给 u_l . 如果路径上某一节点在 T_v 的范围内, 那么此节点会将数据包沿着 T_v 发送给 v , 此后的传输过程与数据产生节点位于 T_v 上时相同. 如果 s 到 u_l 的路径上没有节点属于 T_v , 由于 u_l 通过单播更新获得 v 的路径信息, 因此 u_l 将数据包通过这条路径发送给 v , 直到路径上某一节点属

于 T_r , 并通过与上文相同的方式传输给 MS. 在数据传输过程中, 如果数据转发节点的邻居列表里有 MS 的记录, 那么数据分组将优先传输给汇聚节点. ALFRP 协议保证数据分组总能找到到 MS 的传输路径.

3 仿真结果

3.1 仿真环境设置

本文采用基于 C++ 开发的大规模基于离散事件的网络仿真环境. 我们选择的比较对象是目前的前沿工作 λ -flooding 协议^[11]. 在仿真环境中, 数百个传感器节点按随机均匀分布部署在一片 $400\text{ m} \times 400\text{ m}$ 的方形区域中, 传感器节点保持静止. 一个移动汇聚节点在该区域内按随机路点模型 (random way point, RWP) 进行移动, 对 RWP 模型设置如下: 移动汇聚节点速度固定为 1 m/s , 每移动一段时间随机更换一次移动目标位置, 当到达目标位置或预先选定的 $[10\text{ s}, 100\text{ s}]$ 范围内随机指定的定时器超时, 将随机选择下一个移动目标位置. 移动汇聚节点每隔 1 s 广播一次 BEACON 消息. 传感器节点与移动汇聚节点的通信范围均设置为 40 m . 我们在仿真中使用了理想的信道模型, 假设数据分组不会因信道冲突、干扰或噪声而丢失. 每秒钟, 网络中某个随机选定的传感器节点将产生一个数据分组汇报给移动汇聚节点. 网络

中用于路由信息更新的分组称为控制分组. 数据分组和控制分组的大小均设置为 50 bytes , 根据 Micaz 节点^[13]的参数表, 将节点的传输功率和接收功率分别设置为 80 mW 和 25 mW , 数据传输速率为 19.2 kb/s , 每个节点初始能量均为 5 J . 其他网络参数设置如下: $t_{\text{round}} = 1\ 000\text{ s}$, $\text{maxChainLength} = 2$. 主要研究路径延伸比参数, 以及网络规模 (网络中传感器节点的数量) 对于网络性能的影响. 在所有仿真中, ALFRP 协议与 λ -flooding 协议的数据分组投递率都接近 1, 因此主要用 3 个指标来衡量网络性能: 1) 平均控制消息数, 即平均每个数据分组所需控制消息的数量, 控制消息来源于路由信息的局部洪泛更新, 全网数据路由树的周期轮换以及锚节点链的更新维护等; 2) 平均数据传输跳数, 即平均每个数据分组投递到移动汇聚节点所需的跳数, 用于衡量数据传输的能量效率; 3) 网络生存寿命, 网络生存寿命定义为网络中第 1 个节点能量耗尽的时间. 对于每一组网络参数, 我们对 20 个随机网络进行仿真后取结果的平均值.

3.2 路径延伸比 λ 对网络性能的影响

为研究路径延伸比 λ 对网络性能的影响, 我们将网络规模固定为 300 个节点, 将延伸比参数 λ 从 0.2 增加到 0.8, 实验结果如图 4 所示.

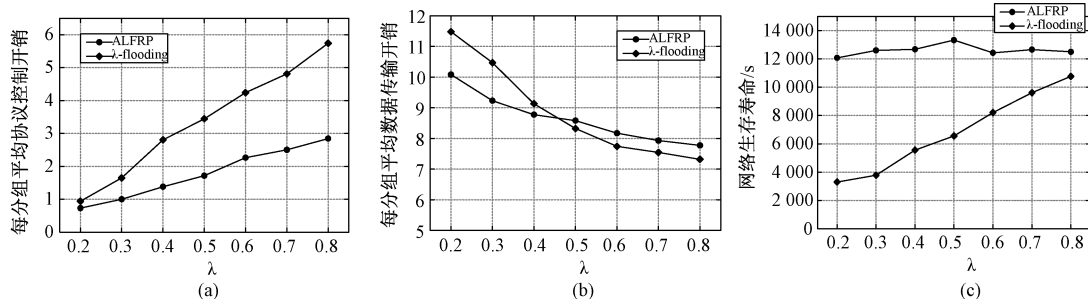


图 4 路径延伸比 λ 对网络性能的影响

Fig. 4 Network performance versus route stretch ratio parameter λ

首先研究路径延伸比 λ 对 ALFRP 性能的影响. 由图 4 可以得出, 随着 λ 的增大, 路由信息的更新所需的控制分组数明显增加. 这与 2.3 小节中的分析是一致的, λ 的增大会使得更多的节点满足转发洪泛消息的条件, 洪泛更新的范围扩大, 从而明显增加路由更新带来的控制开销. 同时随着 λ 的增大, 路由信息更新范围扩大, 更多的节点获得了更短的路径信息, 因此数据分组的传输

路径长度明显变短. 以上结果证明路径延伸比 λ 可以起到调节控制开销与数据传输开销的作用. λ 对于网络寿命也有一定影响, 合适的 λ 的取值 ($\lambda = 0.5$) 可以均衡更新开销与数据传输开销, 延长网络寿命. 与 λ -flooding 协议相比, ALFRP 协议明显降低了更新路由信息的开销, 这主要是由于 ALFRP 的锚节点链机制使用高效的单播更新, 明显降低开销更大的路由洪泛更新的频率. 可以看

出 λ 的值越大,控制开销的减少幅度越大,与此同时 ALFRP 协议并没有明显增加数据传输开销,并且在 λ 取值较小时数据传输开销更小. 相比 λ -flooding 协议,ALFRP 协议明显延长了网络寿命,除了控制开销的降低之外,另一个重要原因是 ALFRP 协议没有明显的能量瓶颈节点. 反观 λ -flooding 协议,随着 λ 的减小,网络中的瓶颈节点的效应增强,网络寿命明显缩短.

3.3 网络规模对网络性能的影响

我们通过变化网络规模观察对网络性能的影响. 由于部署区域保持不变,因此变化的是节点的部署密度. 将 λ 的取值固定在 0.5,将网络规模从 200 个节点 (对应节点平均度数 ≈ 6) 增加到 500 个节点 (对应节点平均度数 ≈ 15),实验结果如图 5 所示.

从图 5 可以看出,对于 ALFRP 协议,增加网

络规模一方面会增加控制开销,这表明网络中节点密度越大,路由信息更新时节点转发的洪泛消息的数量越多;另一方面会降低数据传输路径的长度,这与预期相符. 因为通过洪泛消息建立的是数据采集树,是最短路径树,节点密度越大,数据采集树上的节点到根节点的期望最短跳数越少. 相比 λ -flooding 协议,ALFRP 协议的控制开销随网络规模增加的增长速度更慢. 此外,对于 ALFRP 协议增加网络规模还可以显著提升网络寿命. 这是因为在总体数据发送量没有增加的情况下,平均每个节点所需承担的数据传输量随网络规模的增加而变小. 这个结果再次证明 ALFRP 协议中没有明显的能量瓶颈节点. λ -flooding 协议由于瓶颈节点的存在,虽然节点平均数据传输量降低,但网络寿命没有明显变化. ALFRP 协议对网络寿命的提升幅度可达 300%.

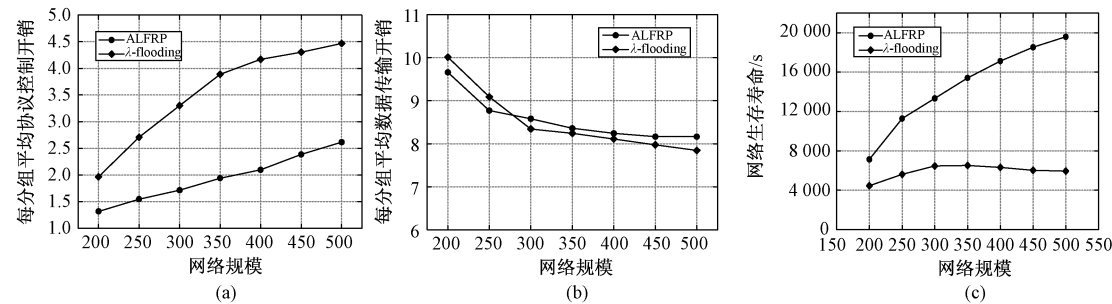


图5 网络规模对网络性能的影响
Fig. 5 Network performance versus network size

4 结束语

本文针对具有移动汇聚节点的无线传感器网络设计了一种新型的基于可调节的局部洪泛更新的路由协议 ALFRP,该协议在移动汇聚节点移动过程中,在原有全网路由树的基础上,通过局部洪泛更新路由树结构,并通过路径延伸比参数均衡路由更新开销和数据传输开销. 额外的锚节点链和全网路由树周期轮换机制,有效降低了洪泛更新的频率、提升了网络中传感器节点的负载均衡. 通过大量仿真实验证明,与现有的前沿工作相比,ALFRP 协议在保证数据投递可靠性和传输高效性的同时,明显降低了路由更新开销、延长了网络寿命,是一种适用于具有移动汇聚节点的无线传感器网络的路由协议.

参考文献

[1] Francesco M D, Das S K, Anastasi G. Data collection in wireless sensor networks with mobile elements: a survey[J]. ACM Transactions on Sensor Networks, 2011, 8(1):1-31.

[2] Li X, Nayak, A, Stojmenovic I. Sink mobility in wireless sensor networks [M]. Wireless Sensor and Actuator Networks: Algorithms and Protocols for Scalable Coordination and Data Communication, John Wiley & Sons, Inc, 2010: 153-184.

[3] Luo J, Hubaux J P. Joint sink mobility and routing to increase the lifetime of wireless sensor networks: the case of constrained mobility [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 18(3):871-884.

[4] Hamida E B, Chelius G. A line-based data dissemination protocol for wireless sensor networks with mobile sink [C] // International Conference on Communication (ICC). Beijing: IEEE, 2008:2 201-2 205.

[5] Wang G, Wang T, Jia W J, et al. Adaptive location updates for mobile sinks in wireless sensor networks[J]. The Journal

of Supercomputing, 2009, 47(2):127-145.

[6] Yu F, Park S, Lee E, et al. Elastic routing: a novel geographic routing for mobile sinks in wireless sensor networks [J]. IET Communications, 2010, 4(6):716-727.

[7] Kusy B, Lee H, Wicke M, et al. Predictive QoS routing to mobile sinks in wireless sensor networks [C] // ACM/IEEE International Conference on Information Processing in Sensor Networks (IPSN). San Francisco, CA, US: ACM/IEEE, 2009:109-120.

[8] Shi L, Zhang B X, Mouftah H T, et al. DDRP: an efficient data-driven routing protocols for wireless sensor networks with mobile sinks [J]. International Journal of Communication Systems, 2013, 26(10):1 341-1 355.

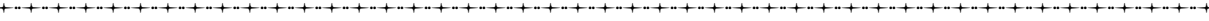
[9] Tian K, Zhang B X, Huang K, et al. Data gathering protocols for wireless sensor networks with mobile sinks [C] // Global Communication Conference (Globecom). Miami, FL, US: IEEE, 2010:1-5.

[10] Shi L, Zhang B X, Yao Z, et al. An efficient multi-stage data routing protocol for wireless sensor networks with mobile sinks [C] // Global Communication Conference (Globecom). Houston, TX, US: IEEE, 2011:1-5.

[11] Li Z, Liu Y H, Li M, et al. Exploiting ubiquitous data collection for mobile users in wireless sensor networks [J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2013, 24(2):312-326.

[12] Gnowali O, Fonseca F, Jamieson K, et al. Collection tree protocol [C] // ACM Conference on Embedded Networked Sensor System (Sensys). Berkeley, CA, US: ACM, 2009: 1-14.

[13] Srinivasan K, Dutta P, Tavakoli A, et al. An empirical study of low-power wireless [J]. ACM Transactions on Sensor Networks, 2010, 6(2):1-4.



(上接第 251 页)

[9] 黄媛. 结合波形互相关技术的双差算法在地震定位中的应用探讨 [J]. 国际地震动态, 2008(4):29-34.

[10] Schaff D P, Waldhauser F. Waveform cross-correlation-based differential travel-time measurements at the Northern California Seismic Network [J]. Bulletin of the Seismological Society of America, 2005, 95(6): 2 446-2 461.

[11] 汪锐, 谭成轩, 安美建, 等. 结合波形互相关的双差定位在北京西北地区地震活动性研究中的应用 [J]. 地学前缘, 2013 (4): 115-124.

[12] 黄媛, 杨建思, 张天中. 2003 年新疆巴楚—伽师地震序列的双差法重新定位研究 [J]. 地球物理学报, 2006, 49 (1): 162-169.

[13] 李传友, 汪一鹏, 王志才. 中国东部城市地区隐伏断裂上断点与最新活动时代关系的初步分析: 以邢台, 唐山地震区为例 [J]. 地震地质, 2007, 29(2): 431-445.

[14] 陈运泰, 林邦慧, 林中洋, 等. 根据地面形变的观测研究 1966 年邢台地震的震源过程 [J]. 地球物理学报, 1975, 18(3): 164-182.

[15] 王椿镛, 王贵美. 用深地震反射方法研究邢台地震区地壳细结构 [J]. 地球物理学报, 1993, 36(4): 445-452.

[16] 邵学钟, 张家茹. 邢台地震区深部构造背景的地震转换波探测和研究 [J]. 地球物理学报, 1993, 36 (5): 609-620.

[17] 张家茹, 邵学钟, 章思亚, 等. 邢台强震的深部三维构造背景和孕震条件 [J]. 地震地质, 1994, 16(4): 317-328.

[18] 尹京苑, 梅世蓉. 邢台地震区地壳速度结构特征与强震孕育发生的关系 [J]. 地球物理学报, 1999, 42 (5): 629-639.

[19] 尤惠川, 徐锡伟. 唐山地震深浅构造关系研究 [J]. 地震地质, 2002, 24(4): 571-582.