

多跳无线传感器网络的高能效数据收集协议^{*}

郑国强^{1,2+}, 李建东¹, 周志立³

¹(西安电子科技大学 综合业务网理论与关键技术国家重点实验室,信息科学研究所,宽带无线通信实验室,陕西 西安 710071)

²(河南科技大学 电子信息工程学院,河南 洛阳 471003)

³(河南科技大学 车辆与动力工程学院,河南 洛阳 471003)

Energy-Efficient Data Gathering Protocol for Multihop Wireless Sensor Networks

ZHENG Guo-Qiang^{1,2+}, LI Jian-Dong¹, ZHOU Zhi-Li³

¹(Broadband Wireless Communications Laboratory, Information Science Institute State, State Key Laboratory of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an 710071, China)

²(Electronic Information Engineering College, He'nan University of Science and Technology, Luoyang 471003, China)

³(Vehicle & Power Engineering College, He'nan University of Science and Technology, Luoyang 471003, China)

+ Corresponding author: E-mail: gqzheng@pcn.xidian.edu.cn

Zheng GQ, Li JD, Zhou ZL. REEGF: Energy-Efficient data gathering protocol for multihop wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2010,21(9):2320–2337. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3702.htm>

Abstract: A geographical-aware, integrated topology control, MAC, and routing data delivery protocol, called geographic forwarding protocol with reliable and energy-efficient (REEGF), is proposed to satisfy these requirements for multi-hop WSNs application. In the REEGF protocol, by using a network node with collaborative communications architecture of a dual radio, idle listening time is reduced through sending or listening to a busy tone in a wakeup channel. When adopting time synchronization algorithm of WSNs and probability-based synchronization scheduling algorithm relying on node density and residual energy, network node, in the monitoring state, is awakened synchronistically with a certain probability during any network listening cycle, so idle listening time of redundancy node is reduced and so consistency and stability of the local node's degree of connectivity can be guaranteed. When network node transitions to a more active transfer state, while adopting the contention among receivers and selecting next-hop relaying node, which is a neighbor node toward the destination SINK with the most advancement based on the geographical location, REEGF protocol can integrate Medium Access Control (MAC),

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60572146 (国家自然科学基金); the National Science Fund for Distinguished Young Scholars of China under Grant No.60725105 (国家杰出青年科学基金); the National Basic Research Program of China under Grant No.2009CB320404 (国家重点基础研究发展计划(973)); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant No.2007AA01Z217 (国家高技术研究发展计划(863)); the Program for Changjiang Scholars and Innovative Research Team in University of China under Grant No.IRT0852 (长江学者和创新团队发展计划); the "111" Project of China under Grant No.B08038 (高等学校学科创新引智计划); the Foundation of Teaching and Research Award Program for Outstanding Young Teachers in Higher Education Institute of China (高等学校优秀青年教师教学科研奖励计划); the National Grand Fundamental Research Program the Ministry of Education of China under Grant No.107103 (国家教育部科学技术研究重点项目)

Received 2009-01-01; Revised 2009-03-30; Accepted 2009-07-27

routing and topology management into a single layer, save the resources of each node in WSNs, balance the energy consumption of the nodes throughout the network, and guarantee timeliness of data delivery. The results of the theory analyzing and simulations show that REEGF outperforms GeRaF for monitoring and surveillance applications, in terms of the energy efficiency, delay of average multihop data delivery, and the uniformity of network node's energy consumption. Accordingly, the network lifetime is prolonged considerably and increased approximately linear with node's density.

Key words: wireless sensor network; energy efficiency; network cycle listening; synchronization awakening; geographical location

摘要: 提出了一种集基于节点地理位置信息的集成拓扑控制、MAC 和路由为一体的高能效数据收集协议 REEGF(geographic forwarding protocol with reliable and energy-efficient). REEGF 使用了具有双无线信道协作通信结构的网络节点,以利用唤醒信道发送和侦听忙音减少节点的空闲侦听时间,利用无线传感器网络的时间同步算法和依赖于本地节点密度、节点剩余能量的概率同步调度算法,REEGF 使处于监测状态的网络节点以概率在每个网络侦听周期同步唤醒,减少冗余节点的空闲侦听,确保网络节点局部连通度的一致性和稳定性;在网络节点处于数据传递状态时,REEGF 依赖于节点的位置信息,采用候选接收节点竞争的方式,选取朝向目标 SINK 节点前进距离最大的邻节点,作为下一跳中继接收节点,实现路由。MAC 和拓扑管理的有机结合,能够节省节点的资源,平衡节点的能量消耗,确保数据传递的及时性。理论分析和仿真实验的结果均表明,REEGF 的能效性和数据传递的多跳时延性能远优于 GeRaF,网络节点的能量消耗更加均衡,WSNs 寿命得到显著延长,且随着网络节点密度的增加,执行 REEGF 的 WSNs 寿命相应于节点的数量近似呈线性增加。

关键词: 无线传感器网络;高效节能;网络侦听周期;同步唤醒;地理位置

中图法分类号: TP393

文献标识码: A

随着传感器技术、嵌入式计算技术及无线通信技术的飞速发展,生产具备感知、无线通信及信息处理能力的微型无线传感器已成为可能。由这些廉价、低功耗的传感器节点组成无线网络,能够协作地监测、感知其覆盖区域内的多种环境信息,并传送到远处的基站进行处理。无线传感器网络(wireless sensor networks,简称 WSNs)可广泛应用于国防军事、工业控制、环境监测和交通管理等领域^[1,2],并已引起各国军事部门、工业和学术界的极大关注,纷纷展开了该领域的研究工作。

WSNs 的主要目的是收集节点感知的环境信息,并通过众多节点的协作把它发送到面向用户的汇聚节点 SINK 进行处理。因此,向 SINK 节点传送节点感知的数据信息是 WSNs 的一项基本功能。WSNs 与应用高度相关,根据不同的应用场景和目的,网络的业务具有不同的特征,数据发送的方式也各异。基于 WSNs 在目标监测一大类应用中的以下突出特征和要求是:① WSNs 具有多到一的通信特征;② 网络中的节点具有较大的密度,且随时间不断发生变化;③ 节点能量、处理和存储能力受到限制,通信协议应力求简单;④ 信息数据传递的及时性和可靠性等。在已有研究的基础上^[3-8],提出了一种集成 MAC 层/路由层的数据收集协议,称为基于地理位置信息的可靠和能量高效的数据收集(geographic forwarding protocol with reliable and energy-efficient,简称 REEGF)协议。REEGF 主要有以下特征:

- (1) MAC、路由和拓扑控制的集成,减少了协议的控制开销,不需要节点维护路由表。网络节点在每个网络侦听周期的协作侦听,确保了节点的局部连通性,降低了节点的冗余度;
- (2) 采用按轮的工作方式,能够动态地更新节点的本地信息,实现全网重同步,使 WSNs 的监测过程更加有效。因此,REEGF 具有更强的健壮性和稳定性;
- (3) 使用了动态节能模式,利用双信道的节点发送和侦听忙音、网络节点以概率协作同步唤醒周期侦听,且具有极低的网络周期侦听/睡眠占空比,能够确保节点瞬时连通度的稳定,减少节点空闲侦听的能量消耗,降低在动态建立路由时由于碰撞所带来的链路建立时延。

本文第 1 节讨论相关工作.第 2 节描述 WSNs 的网络模型及有关问题.第 3 节描述 REEGF 协议.第 4 节分析 REEGF 的性能.第 5 节仿真评价 REEGF 协议的性能.最后总结全文.

1 相关工作

近年来,对于 WSNs 节能数据通信协议的研究已有不少^[9-14].WSNs 的能量有效性涉及通信协议栈的所有层,本研究主要关注 MAC 和路由层.

S-MAC 协议是在 IEEE802.11 基础上专用于解决 WSNs 的节能问题开发的 MAC 协议.它采用一种简单的调度机制,让邻居节点用长的周期去睡眠,同步唤醒.S-MAC 的节点侦听周期固定,需要维护邻居节点的调度表;节点通信采用 RTS/CTS 的竞争信道方式;节点采用单个无线收发器的结构.STEM 是节点采用两个无线收发器结构的 WSNs 拓扑管理协议,有 STEM-T 和 STEM-B 两种机制,分别称为忙音唤醒和信标唤醒.每个节点有两个信道:唤醒信道和数据信道.在没有数据发送即网络处于监控状态时,节点数据信道的无线模块始终处于睡眠状态,而节点唤醒信道的无线模块随机周期性唤醒;其中,STEM-T 中唤醒信道的职责是:一旦节点有数据需要发送,首先在唤醒信道上持续传输足够长的忙音,使所有邻居节点在主信道唤醒,然后在主信道采用合适的 MAC 机制选取接收节点.文献[6,7]提出了一种基于地理位置信息的 WSNs 数据转发协议(GeRaF),GeRaF 也是采用两个无线收发器结构的协议.忙音信道用于解决数据多跳转发中的中继节点选取及隐藏和暴露终端问题.每个节点在主信道随机周期性睡眠/侦听,有数据要发送的节点,只有在侦听到邻节点的两个信道都空闲时才能在主信道发送控制信息,采用竞争的方法选取长跳的转发节点,减少数据转发的跳数.

在上述相关研究中,除 STEM-T 和 GeRaF 外,其他机制在数据转发的过程中均需要节点维护下一跳邻节点的地址信息和网络的局部拓扑信息.拓扑信息需要通过发送一些控制业务来获取;但 WSNs 即使在节点位置固定的情况下,由于节点故障和能量耗尽,网络的拓扑结构具有动态性,拓扑信息难于维持.另外,这些方法也存在一些性能上的缺陷:S-MAC 协议的节能与减少数据传递时延相矛盾;GeRaF 要求网络节点密度足够大,且节点在主信道周期性的随机侦听,造成了网络节点的能效性低及链路建立时间长;STEM-T 的链路建立时延较大.但 GeRaF 不需要维护网络节点的拓扑信息,对网络拓扑动态变化的适应性较强,具有较好的可扩展性和容错性.

2 网络模型和问题描述

2.1 网络模型

WSNs 的节点按泊松过程以强度 ρ 随机分布在一个正方形区域 A 内,如图 1 所示,且具有如下性质:

- (1) 节点部署后不再移动;
- (2) SINK 节点部署在区域 A 的一个边上的固定位置 (x,y) ,节点通信半径 R 远小于网络覆盖区域的等效半径.因此,节点以多跳的方式向 SINK 节点发送数据,且 SINK 节点是唯一的;
- (3) 除 SINK 节点外,其他的网络节点都具有相似的能力,地位相等;
- (4) WSNs 中的节点具有 SINK 节点的位置信息,并能根据位置服务模块确定自身的位置;
- (5) 网络节点均具有两个无线通信信道,一个用于发送数据和控制信息,另一个仅能发送和侦听忙音信号,且节点的两个无线信道具有相同的通信覆盖范围(发射和接收).

WSNs 的前 3 项属性是一般网络的典型设置.第 4 项属性表明,REEGF 要利用节点的位置信息.第 5 项属性主要考虑网络的应用.由于在目标监测、突发事件报告等 WSNs 应用中,网络大部分时间处于无数据传递的监测状态,所以利用忙音信道能以极低的占比比周期睡眠,显著地节省能量,同时又能很快地把网络转换到数据传递状态,减少数据传递的时延.图 1 给出了 WSNs 的节点分布模型,并图示了以 SN_i 为源节点、朝着 SINK 节点传递数据的基本过程.

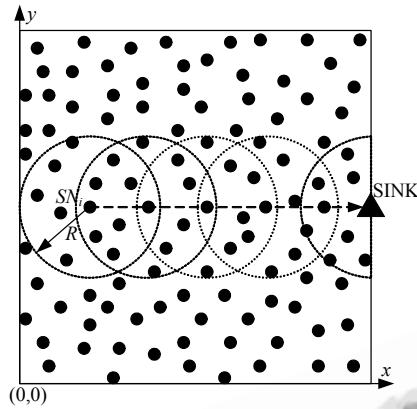


Fig.1 Node distribution model

图1 节点分布模型

2.2 问题描述

为了延长 WSNs 的寿命,有效的网络数据收集协议需要同时具有以下特点:① 协议是完全分布式的,节点能够根据本地的信息决定其状态,具有良好的可伸缩性.由于集中式算法的可扩展性存在问题,而 WSNs 的规模可以达到成千上万个节点,因此,集中式算法不具有实用性;② 为了确保数据传输的可靠性,协议必须支持动态的按需路由建立过程.这主要是由于 WSNs 节点的高故障性、节点间瞬时连通性的变化,传统的主动路由已不适应 WSNs 的这类应用;③ 协议的开销应尽可能小.由于 WSNs 的节点资源受限,减少协议本身的开销必然有利于节点能量的有效利用;④ 为了避免网络的分割,协议应有能力处理节点剩余能量的差异过大问题.造成节点能量差异过大的原因有很多,如在 GeRaF 协议中,由于节点所处位置不同和唤醒周期不一致,在数据传递阶段节点消耗的能量也显著不同;⑤ 对多跳平面 WSNs,数据收集协议必须能够支持或融合节点周期睡眠/唤醒的节点调度机制.

在目前针对 WSNs 的能效性数据收集协议研究中,已有研究并不能同时满足上述要求.结合前面对相关研究的分析,我们提出了一种满足上述要求的高能效数据收集协议 REEGF,该协议是依赖于节点的双无线信道协作工作而实现的.因此,下面先就具有双无线信道的节点协作工作模式进行描述.

2.3 节点的协作工作模式

REEGF 中节点采用双无线模块的结构,图 2 给出了节点的两个无线信道执行 REEGF 时每轮的协作工作过程(无数据负载).图 2 中: T_{mw} 表示节点主信道的维护周期,即执行 REEGF 时每轮的工作周期; T_{msync} 表示主信道的每个维护周期的维护时间; T_{msleep} 表示节点主信道每个维护周期的最大睡眠时间; $T_{ww}(T_{msleep}=mT_{ww})$ 表示节点唤醒信道的最小唤醒时间间隔(称为网络侦听周期); T_{wl} 表示节点唤醒信道由睡眠状态转换到侦听状态维持的最小侦听时间; T_{ws} 表示节点唤醒信道每网络侦听周期 T_{ww} 的周期睡眠时间.其中, T_{mw} 远大于 T_{ww} , T_{msync} 远小于 T_{mw} ,即网络的维护较长时间才执行 1 次.这里主要考虑了这样的事实,即网络的维护主要与监测区域的环境条件、节点的时钟特性及故障率等因素有关,网络大部分时间处于监测阶段.通常环境条件的变化比较缓慢,在节点时钟特性较好的情况下,网络节点的局部信息不会发生剧烈的变化,所以节点局部信息的更新周期 T_{mw} ,通常由节点的故障率、时钟性能及应用的要求而定;而网络侦听周期 T_{ww} 需根据数据传递的及时性确定,它直接决定了数据传递的单跳时延和网络的最小能量消耗.其他的参数确

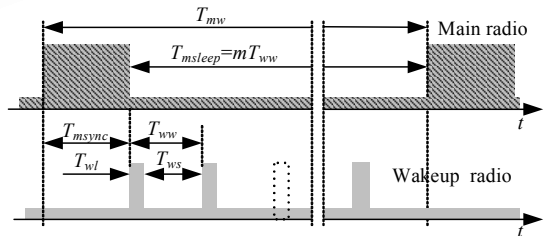


Fig.2 Operation pattern of the node with dual radio

图2 双无线模块的节点工作方式

定在下面的协议描述中给出.为了实现协作,节点唤醒信道和主信道的作用分别如下:

节点唤醒信道主要用于维持对信道的侦听和唤醒节点主信道.为了节省能量,从维护网络的局部连通性和数据传递的及时性考虑,REEGF 在每轮对网络自维护之后,节点唤醒信道根据其局部网络信息和剩余能量等确定的信道侦听概率,在每个网络侦听周期 T_{ww} 的开始以概率决定是否对信道侦听 T_{wl} 的时间.如果节点的唤醒信道激活进行了侦听,节点就根据在 T_{wl} 时间内是否侦听到唤醒信号,决定是否唤醒节点的主信道.另一方面,在节点有数据需要发送时,节点的两个信道立即同时唤醒,对信道同时侦听 $\Delta\tau$ 时间,且只有两个信道都空闲时,节点的唤醒信道才立即发送唤醒信号,并持续发送到下一个网络侦听周期的唤醒信道侦听活动结束.而侦听到唤醒信号的一跳邻节点将激活其主信道,以交换控制信息和接收数据.

节点的主信道主要用于传递控制和数据信息,只有在下列情况下节点的主信道才处于激活状态:① 节点的内部定时器设置的维护周期时间 T_{mw} 计时结束,这时节点激活其主信道以执行网络的自维护;② 节点有数据发送时,节点的主信道与唤醒信道同时激活处于侦听状态,且侦听 $\Delta\tau$ 的时间.若在侦听 $\Delta\tau$ 时间内,对两个信道的侦听结果表明信道空闲,则节点的主信道立即转入睡眠状态,而节点的唤醒信道开始发送唤醒信号并持续到下一个侦听周期的唤醒信道侦听活动结束,这时,节点主信道再转换到激活状态,并准备发送控制和数据信息;③ 节点唤醒信道在网络监测阶段的每个网络侦听周期 T_{ww} 的开始以一定的概率发生对信道侦听与否,若发生侦听,且在侦听时间 T_{wl} 内侦听到唤醒信号,这时节点的主信道将立即激活,以侦听控制信息和执行数据传递.

节点的主信道和唤醒信道的合理协作,能减少空闲侦听、维持局部连通性的稳定,是 REEGF 实现节能和可靠传递数据的关键.下面对 REEGF 的描述详细体现了两个信道的协作过程.

3 REEGF 协议的描述

根据 WSNs 在目标监测等应用中的特点,REEGF 利用 S-MAC 的网络节点形成虚拟同步簇的思想,按轮运行.每轮分为两个阶段:网络的自维护和监测工作,具体实现主要包括 3 种算法:网络的时钟自同步(clock self-synchronization based on distributed diffusion,简称 DDCSS)算法、节点的协作睡眠调度(cooperation sleep scheduling based on wakeup radio,简称 WCoSS)算法和基于节点位置的数据转发(data forwarding based on the location of node,简称 LDF)算法.如图 2 所示,分别用 T_{msync} 和 T_{msleep} 表示 REEGF 每轮两个阶段的工作时间.网络的自维护阶段主要用于本地网络节点时钟同步,使整个网络维持大致相同的时钟,更新节点的局部网络信息,这个阶段节点执行 DDCSS 算法;网络的监测工作阶段与 STEM 和 GeRaF 的节点工作过程具有相似性,但不完全相同.这里基于传递的数据报文长度 T_D 和 MAC 层使用类似 RTS/CTS 的竞争机制动态建立数据链路所需要的时间 T_{mac} .把监测工作阶段按网络侦听周期 T_{ww} 分为 m 个循环的工作周期,即 $T_{msleep}=mT_{ww}$,节点在每个网络侦听周期 T_{ww} 的初始时刻以概率决定是否侦听.注意,这里为了减少数据报文的多跳时延,网络侦听周期 T_{ww} 应等于或略大于 T_D+T_{mac} ,但在网络节点处于监测状态时,节点唤醒信道在每个网络侦听周期 T_{ww} 的开始发生侦听信道概率的大小依赖于本地节点的密度和节点自身的剩余能量等.这样做的目的是为了控制网络处于监测状态时,在每个网络侦听周期 T_{ww} 中执行侦听的本地节点数量,平衡节点的能量消耗和维持网络局部连通度的稳定,减少节点空闲侦听造成的能量浪费.在这个阶段,节点的工作状态转换通过执行 WCoSS 算法实现.一旦网络节点从监测状态转换到数据传递状态,仅局部有关的节点执行 LDF 算法,而网络中与数据传递无关的大量节点仍然执行 WCoSS 算法,确保数据及时传递,同时减少节点能量消耗.所以,REEGF 的执行是通过网络节点运行 DDCSS,WCoSS 和 LDF 这 3 种算法具体实现的.下面分别通过各算法的具体实现来描述 REEGF.

3.1 DDCSS 自同步算法

在 REEGF 中,同步是指整个网络节点的时钟时间相对一致,即通过执行 DDCSS 算法,使整个网络节点维持相对一致的时钟时间,且相邻节点间具有较小的时钟同步误差.由于不同网络节点时钟抖动与漂移的独立性和随机性,即使在某一个时刻所有网络节点维持相对一致的时钟时间,但经历一定时间后各网络节点的时钟时间将产生偏差,即不同步,直接导致节点的唤醒时间不同步和网络节点连通度的随机变化.为了确保网络局部连通度的稳定,REEGF 需要周期维护整个网络的节点时钟时间同步;但对大规模 WSNs 来说,严格的时钟同步将引入

大量的能量开销.所以,这里根据应用的场合及上述 WSNs 模型中节点的结构,参考 WSNs 的同步协议 TPSN^[15]和 TDP^[16],并假设每经历一轮时间 T_{mw} ,网络相邻节点间因时钟抖动和漂移而产生的最大时钟时间偏差小于网络侦听周期 T_{ww} ,我们提出了周期执行的 DDCSS 同步算法.

DDCSS 算法的基本思想是:将整个网络分成以多个节点为主节点的独立覆盖区域,这里的主节点类似于 TPSN 的根节点;以每个主节点所在区域一跳范围内的节点时钟的平均值作为同步时钟,调整主节点的时钟同步到该时钟;然后以主节点为根节点,执行同 TPSN 相似的同步过程,将距离主节点 h 跳范围内的节点时钟以主节点的时钟为基准同步.注意,属于不同主节点域的邻节点可能接收到来自不同主节点的同步时钟信息,其时钟以所有不同主节点时钟的平均值进行更新调整;为了使局部网络间的时钟不同步信息分散到整个网络范围以实现全网同步,基于节点的能量和位置信息把网络反复重新划分.重复执行上述相似的过程 k 轮,各局部区域的节点时钟信息就能扩散到整个网络区域,整个网络节点的时钟就能同步到各网络节点的时钟平均值上.

在执行 DDCSS 算法期间,节点始终处于激活状态,若在节点的同步报文中稍带节点的位置信息作为区别不同节点的识别号 ID,则邻节点利用空闲侦听,把侦听的不同节点位置信息暂时缓存,就可以得到每个节点的一跳邻节点数目信息,用于控制节点在监测工作阶段的侦听活动.

DDCSS 算法与 TDP 类似,且与应用直接相关,网络节点最终同步在整个网络节点的平均时钟上,其同步误差受到同步报文的双向传递时延、局部时钟扩散范围 h 和扩散轮数 k 的影响.DDCSS 的参数大小能够根据应用调整;与 TPSN 相比,随着网络规模的增大,DDCSS 同步的速度大大提高,同步误差也能显著减小;而 TPSN 的同步误差会不断增大,其同步经历的时间越来越长.本文假设 DDCSS 的同步执行时间远小于 REEGF 的每轮执行时间,所以忽略 DDCSS 算法的细节,并不影响 REEGF 的分析和讨论.关于 DDCSS 算法的详细实现及性能是我们下一步要研究的问题.

3.2 WCoSS协作睡眠调度算法

网络监测工作阶段的主要任务是监测网络节点的感知区域,一旦某节点监测到发生感兴趣的突发事件时,它能够及时、可靠地把事件发生的数据信息传递给 SINK 节点.为了减少节点空闲侦听的能量消耗、确保数据传递的可靠性和及时性,REEGF 在网络节点处于监测状态时执行 WCoSS 算法,WCoSS 算法在节点执行完每轮的 DDCSS 算法后开始.WCoSS 算法同样利用周期侦听/睡眠方式节省能量,但与以 S-MAC 为代表的 MAC 协议的周期侦听/睡眠不同,WCoSS 算法中节点在每个网络侦听周期 T_{ww} 是否侦听信道是依赖于一定的概率发生的,并不是整个网络节点的完全侦听.假设网络节点在初始布置时能量相同,为了平衡网络节点工作中的能量消耗差异,定义在每个网络侦听周期 T_{ww} ,节点唤醒信道发生侦听信道的概率 pv_i 如下:对网络中的任意节点 v_i ,其当前网络侦听周期 T_{ww} 发生侦听信道概率的大小 pv_i 依赖于节点的一跳邻节点数 NNv_i 、节点的前一轮能量消耗 ΔEv_i ,如式(1)所示:

$$pv_i = \begin{cases} \alpha \cdot ANN / NNv_i, & \text{if } ANN \leq NNv_i \\ \alpha, & \text{if } ANN > NNv_i \end{cases} \quad (1)$$

其中,

$$\alpha = \begin{cases} Ev_i / \Delta Ev_i, & \text{if } Ev_i \leq \Delta Ev_i \\ 1, & \text{if } Ev_i > \Delta Ev_i \end{cases} \quad (2)$$

α 称为能量调节系数(最初状态 $\alpha=1$), ANN 为期望在每个网络周期 T_{ww} 唤醒的邻节点平均数,其取值的确定在下一节讨论; Ev_i 为在监测工作阶段网络节点 v_i 始终处于监测状态平均消耗的能量,计算公式如下:

$$Ev_i = m \cdot pv_{i+} \cdot P_{wl} \cdot T_{wl} \quad (3)$$

其中, pv_{i+} 为节点 v_i 前一轮的侦听信道概率, P_{wl} 为节点唤醒信道处于侦听状态的功率消耗.这里忽略了节点唤醒信道处于睡眠状态的功率消耗.

WCoSS 算法执行过程如下:

- ① 根据 DDCSS 算法完成后节点获取的本地信息和能量消耗,确定节点侦听信道的概率 pv_i ;
- ② 在每个网络侦听周期 T_{ww} 的开始,节点以概率 pv_i 发生对信道的侦听与否:若发生对信道的侦听,则节点

唤醒信道侦听 T_{wl} 的时间;否则,节点在当前网络侦听周期时间始终处于睡眠状态;

- ③ 在网络节点侦听时间间隔 T_{wl} 内,若侦听到忙音唤醒信号,则节点终止 WCoSS 算法的执行,立即唤醒主信道,开始执行 LDF 算法;若侦听信道空闲,则节点唤醒信道立即转入睡眠状态;
- ④ 重复执行上述过程②、过程③,直至本轮结束,启动执行下一轮的 DDCSS 算法.

WCoSS 算法中,网络节点唤醒信道采用基于概率的睡眠/唤醒协作侦听方式,在减少整个网络节点因周期完全唤醒所消耗能量的同时,能够控制网络局部连通度的稳定,确保数据可靠传递,减少碰撞.

3.3 LDF算法

与 GeRaF 相似,LDF 算法把数据发送路由和 MAC 融合为一体,采用类似 RTS/CTS 的控制信息交互方式,通过竞争模式动态建立数据传输的数据链路.但这里的信息交换机制与传统的 RTS/CTS 信息交换机制不同,需根据 RTS,CTS 包含消息的不同做出相应的应答,应答节点可以是多个,且在 RTS 中并不指定接收节点的地址.

在网络节点处于监测状态执行 WCoSS 算法的过程中,一旦网络中节点 SN_i (称为源节点, $i=1,2,\dots,N_i$, N_i 为当前网络侦听周期中需发送数据报文的节点数)有数据发送,则节点 SN_i 立即终止 WCoSS 算法的执行,启动执行 LDF 算法.LDF 算法的实现包括 3 个过程:数据发送节点的竞争、数据接收节点的竞争和数据发送.在 LDF 算法执行过程中,基于类似 RTS/CTS 的信息交换特征,以时隙方式执行控制信息的交换.图 3 给出了 LDF 算法中使用的各消息格式,图 3(a)表示在竞争数据发送节点时采用的消息格式,分别用 S-RTR(short request-to-relay), S-CTR(short clear-to-relay)表示,称为短控制帧;图 3(b)表示在竞争数据接收节点时采用的控制消息格式,分别用 L-RTR(long request-to-relay),L-CTR(long clear-to-relay)表示,称为长控制帧;图 3(c)是传递的数据报文和确认报文的格式,分别用 DATA,ACK 表示.消息中各字段的作用和意义如下:各消息中的第 1 个字段均为消息的类型,用于节点区别不同的消息;消息中的 RSD,RRD 分别表示发送节点和应答节点的随机识别号,是在建立数据链路时随机产生的,数据传输完成之后节点的随机识别号就失效;OSI 字段包含各种状态信息,根据消息的交互过程发生变化,在对算法执行的过程中详细说明;SPI,RPI 分别表示源节点和候选接收节点的位置信息;NAV 表示数据传递需要的时间;DATA 表示传递的数据信息,ACK 为数据传递成功的确认信息.

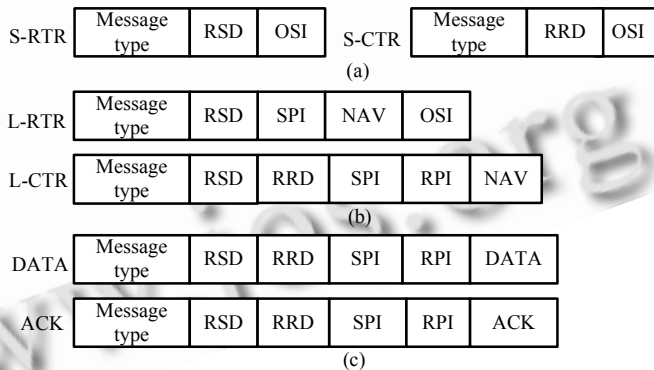


Fig.3 Message formats for LDF algorithm

图 3 LDF 算法中的消息格式

3.3.1 数据发送节点的竞争

各源节点 SN_i 在开始执行 LDF 算法时,首先对两个信道分别侦听 $\Delta\tau$ 的时间.若在 $\Delta\tau$ 时间内,节点 SN_i 在两个信道都没有侦听到消息,则节点 SN_i 就开始发送唤醒信号,这时,节点 SN_i 的主信道转为睡眠状态;否则,若任一信道侦听到消息,则节点 SN_i 在当前网络侦听周期就不能发送唤醒信号,需根据两个信道侦听的消息分别执行如下不同的操作:若节点 SN_i 的主信道侦听到消息,则不论节点 SN_i 是否侦听到唤醒信号,节点 SN_i 的两个无线信道都转入睡眠状态,并在随机等待一定时间后再重新尝试对信道侦听 $\Delta\tau$ 的时间,直至节点 SN_i 的唤醒信道能够发送唤醒信号;若节点 SN_i 的主信道没有侦听到消息,而唤醒信道侦听到唤醒信号,则节点 SN_i 只能作为其他发送唤

醒信号节点 $SN_j(j \neq i)$ 的唤醒节点,参与执行 LDF 算法。

节点 SN_i 发送唤醒信号的持续时间为从侦听到两个信道 Δt 时间空闲结束开始,直至网络节点下一个网络侦听周期 T_{wv} 的侦听活动时间 T_{wl} 结束。当节点 SN_i 停止发送唤醒信号后,其主信道立即激活,由于节点 SN_i 发送的唤醒信号能被执行协作侦听的一跳邻节点在侦听活动时间 T_{wl} 内侦听到,所以节点 SN_i 一跳邻节点的主信道能立即唤醒执行侦听活动。但在同一个网络侦听周期 T_{wv} 中,多个发送忙音信号的 SN_i 节点可能位于两跳范围以内,易造成多个数据源节点 SN_i 发送数据时的碰撞。所以,为了有效地转发数据信息,必须首先解决数据发送节点 SN_i 间的竞争。为此,各节点 SN_i 分别按照下列过程执行控制信息的交换:

① 首先由各源节点 SN_i 在第 1 个控制时隙发送请求中继数据的短帧 S-RTR 消息。根据侦听的 S-RTR 消息是否发生碰撞,其一跳的邻节点做出下列应答:若侦听到正确的 S-RTR 消息,则节点处于空闲状态,不发送应答消息;若侦听 S-RTR 消息时发生消息碰撞,则节点在随机侦听信道空闲后以短帧 S-CTR 消息应答,其他需要应答的节点在随机侦听信道期间由于侦听到最先发送的 S-CTR,就不再发送 S-CTR 应答信息,但在应答的 S-CTR 消息中代表状态的控制字段 OSI 应包含表示侦听 S-RTR 消息发生碰撞的 COLLISION 标志信息;

② 各源节点 SN_i 在发出 S-RTR 消息后,根据在第 1 个侦听时隙侦听到的消息不同,在其后的一个控制时隙按下列过程执行:若没有侦听到消息,节点就发送包含节点本身位置信息的长帧 L-RTR 消息,即执行数据接收节点的竞争选取;若侦听到 OSI 字段中包含 COLLISION 标志的 S-CTR 消息,则各 SN_i 节点就以 1/2 的概率决定是否继续发送 S-RTR 消息;一旦执行发送,在 S-RTR 消息的 OSI 字段中应包含表示继续的 CONTINUE 标志信息;

③ 侦听到 S-RTR 消息的 OSI 字段中包含 CONTINUE 标志信息的节点,若其在第 1 个侦听时隙接收到 S-RTR 消息,那么在随后的一个控制时隙,该节点就处于空闲状态;若其在第 1 个控制时隙侦听 S-RTR 消息时发生消息碰撞,则在随后的一个控制时隙该节点就发送 OSI 中包含 NORMAL 信息(表示正常,即节点侦听到 S-RTR)标志的 S-CTR 应答消息,同样,在发送前要先随机侦听信道一定时间,只有信道空闲才能发送;而之后侦听 S-RTR 消息又发生碰撞的节点,在其后的一个控制时隙继续通过侦听信道用 OSI 中包含 COLLISION 标志信息的 S-CTR 消息应答。然后,侦听到 OSI 中包含 COLLISION 标志信息的 S-CTR 消息的源节点继续以 1/2 的概率决定是否发送 OSI 中包含 CONTINUE 标志信息的 S-RTR 消息。重复这个过程,直至在两跳范围内各 SN_i 中仅有其中一个源节点接收到 OSI 中包含 NORMAL 标志信息的 S-CTR 消息,则表明该节点竞争成功。注意,在此过程中,按 1/2 概率、没有发送 OSI 中包含 CONTINUE 标志信息的 S-RTR 消息的源节点若在其后的一个控制时隙侦听到 OSI 中包含 NORMAL 或 COLLISION 标志信息的 S-CTR 消息,则节点立即转入睡眠状态;若侦听到 OSI 中包含 ANORMAL 标志信息(表示节点没有侦听到 S-RTR 消息,即节点以概率都没有发送 S-RTR 消息)的 S-CTR 消息,则节点继续按 1/2 的概率决定是否发送 OSI 中包含 CONTINUE 标志信息的 S-RTR 消息。

3.3.2 数据接收节点的竞争

在这个阶段,LDF 算法利用节点的位置信息,采用动态的方法建立数据传递的一跳路由。首先由数据发送源节点 SN_i 发送包含本身位置信息 SPI 的 L-RTR 消息,所有侦听到包含节点 SPI 的 L-RTR 消息的邻居节点,根据本身的位置和 L-RTR 消息中源节点的位置信息,确定节点是否处于朝向 SINK 节点的转发区域中;属于节点 SN_i 转发区域的邻居节点,根据其朝着 SINK 节点前进的距离,再决定其参加竞争数据接收节点的时机及发送应答消息 L-CTR,建立数据通信链路。在描述 LDF 算法选取数据接收节点的过程之前,首先给出下列定义:

定义 1(节点 SN_i 的邻节点集合). 在节点 SN_i 的无线通信覆盖范围内的所有节点集合,用 N_i 表示。

定义 2(节点前进的距离 hd_j^i). 给定发送节点 SN_i 和汇聚节点 SINK,节点 SN_i 的任意一跳邻节点 $RN_j^i(j=1,2,\dots,|N_i|)$ 朝向 SINK 节点前进的距离 hd_j^i 等于 SINK 节点分别与节点 SN_i, RN_j^i 之间的欧氏距离的标量差,即 $hd_j^i = l_i^i - l_j^i$,如图 4 所示。

定义 3(节点 SN_i 转发区域的节点集合 FS_i 和非转发区域的节点集合 NS_i). 在发送节点 SN_i 的通信覆盖范围内,朝向 SINK 节点前进距离 $hd_j^i > 0$ 的所有节点组成的节点集合,称为节点 SN_i 转发区域的节点集合;节点 SN_i 的邻居集合 N_i 中不属于 FS_i 的节点集合 NS_i ,称为节点 SN_i 非转发区域的节点集合。图 4 中,以 SN_i 节点为圆心,节点通信范围 R 为半径的圆的灰色填充区域的节点组成 FS_i ,非填充区域的节点组成 NS_i 。

为了减少跳数,适应网络拓扑动态变化,增强可靠性及延长网络寿命,LDF 算法按下列规则选取接收节点:

规则 1. 只有属于发送节点 SN_i 的 FS_i 中的节点,能够参与接收节点的竞争.其他不属于 FS_i 但属于 NS_i 的节点,在开始选取接收节点时,立即转入睡眠状态.

规则 2. 根据节点 RN_j^i 前进的距离 hd_j^i 及其同 SINK 节点之间的距离 l_j^i ,把 FS_i 分为 NP 个不同等级的节点集合 $A_1^i, A_2^i, \dots, A_{NP}^i$, 且 $|A_1^i| = |A_2^i| = \dots = |A_{NP}^i|$, 则 $hd_{A_1^i}^i > hd_{A_2^i}^i > \dots > hd_{A_{NP}^i}^i$. 这里, $hd_{A^i}^i > hd_{A_m^i}^i$ ($k, m=1, 2, \dots, NP$) 指的是 A_k^i

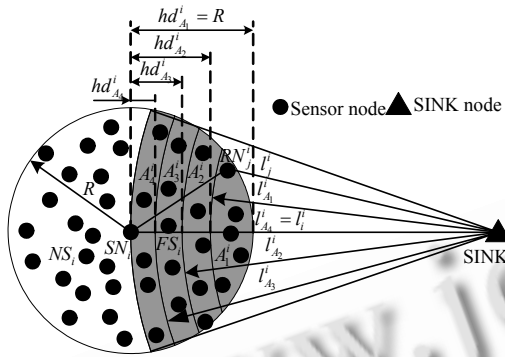


Fig.4 FS_i and NS_i of the node SN_i

图 4 节点 SN_i 的 FS_i 和 NS_i

中的节点 RN_j^i 向着 SINK 节点前进的距离 $hd_{A_k^i}^i$ 比 A_m^i 中的节点 RN_j^i 向着 SINK 节点前进的距离 $hd_{A_m^i}^i$ 大,与 SINK 节点之间的距离更短,即区域 A_k^i 中的节点优先级最高,最早参与竞争接收节点, A_{NP}^i 中的节点优先级最低,最后参与竞争接收节点.只有当 A_k^i 中不存在节点时, A_2^i 中的节点才参与竞争.依此类推,直至当 $A_1^i, A_2^i, \dots, A_{NP-1}^i$ 区域中均没有节点时, A_{NP}^i 中的节点才参与竞争.注意,在同一个区域中,节点竞争成功的概率相等.

按照上述规则,LDF 算法选取接收节点的工作过程如下:

① 属于节点 SN_i 的 N_i 中的节点,在侦听到包含位置信息 SPI 的 L-RTR 消息后,利用节点 SN_i 、节点自身和 SINK 节点的位置信息计算该节点向着 SINK 节点前进的距离,然后根据定义 3 判断其是否属于集合 FS_i ;若不属于该集合,则该节点转入睡眠状态;否则,节点计算其所处的转发区域等级,确定参与竞争接收节点的时机;

② 根据规则 2,若在节点 SN_i 的 A_k^i 中存在节点,则属于 A_k^i 的节点侦听到 L-RTR 之后,就用包含自身位置信息 SPI 的 L-CTR 消息应答.节点 SN_i 根据侦听的 L-CTR 消息是否发生碰撞,按下列过程执行:若侦听的 L-CTR 消息发生碰撞,节点 SN_i 就发送在 OSI 字段中包含 COLLISION 标志信息的 L-RTR 消息;若侦听到 L-CTR 消息,则接收节点选举结束,节点 SN_i 准备在下一个时隙发送数据;

若 A_k^i 中没有节点,节点 SN_i 将侦听不到消息,则下一个时隙就发送 OSI 字段中包含 CONTINUE 标志信息的 L-RTR 消息,属于 A_2^i 的节点就会侦听到该消息; A_2^i 中侦听到 OSI 字段中包含 CONTINUE 标志信息 L-RTR 消息的节点,以 L-CTR 应答;接着,节点 SN_i 根据是否侦听到 L-CTR 消息及消息是否碰撞,按照 A_k^i 中存在节点的操作过程执行类似的操作,直至节点 SN_i 在最大 NP 个侦听时隙中都没有侦听到消息,就放弃本次的数据传输;

③ 若节点 SN_i 发送 L-RTR 之后,侦听 L-CTR 消息时发生碰撞,则发送 OSI 字段中包含 COLLISION 标志信息的 L-RTR 消息;对应应答 L-CTR 消息的节点侦听到 OSI 中包含 COLLISION 标志信息的 L-RTR 消息后,分别执行二元碰撞分解算法,直至最后只有一个节点应答 L-CTR 消息,则竞争过程结束.值得注意的是,节点 SN_i 发出 OSI 中包含 COLLISION 标志信息的 L-RTR 消息后,其他属于低等级区域的节点都自动转入睡眠状态,放弃竞争.

3.3.3 数据发送

数据发送节点 SN_i 在侦听到 L-CTR 消息后,候选接收节点就确定了, SN_i 就能开始发送包含 DATA 的数据消息,在数据消息的开始部分应答接收节点.在接收 DATA 期间,接收节点利用发送忙音信号,避免数据传输的碰撞.数据传输完成后,接收节点发送 ACK 消息,确认接收正确.

按照上述过程执行完成后,接收数据的中继节点就成为新的数据源节点,继续重复执行这个过程,直至把数据转发给 SINK 节点.注意,为了使数据转发过程尽可能地保持连续,在数据传输期间,接收节点将始终发送唤醒信号,直至数据接收完成.

4 REEGF 的性能分析

REEGF 实现数据收集的过程是分布式、多跳和断续的,其路由的建立是动态的,执行每一跳数据传递的过程具有相对独立性.所以,为研究其网络节点的能效性和数据传递的延时性能,这里首先分析 REEGF 执行报文传递时的平均每跳前进距离和能量消耗,建立报文多跳传递的性能理论分析模型,采用数字优化方法讨论有关参数的最佳取值.然后,在假设 REEGF 每轮自维护阶段的节点能量消耗可以通过网络监测工作阶段的长时间工作得到补偿的情况下,建立网络节点的能量消耗分析模型和数据传递多跳时延的理论公式.最后,为了比较 REEGF 的性能,采用类似方法,建立 GeRaF 的性能分析理论公式.

4.1 平均每跳前进的距离

图 4 以 $NP=4$ 为例给出了 REEGF 的 LDF 算法对节点 SN_i 转发区域的分级方法.图中, $hd_{A_1}^i, hd_{A_2}^i, hd_{A_3}^i, hd_{A_4}^i$ 分别表示对应节点 SN_i 的 4 个转发区域 $A_1^i, A_2^i, A_3^i, A_4^i$ 向着 SINK 节点前进的最大距离, $l_{A_1}^i, l_{A_2}^i, l_{A_3}^i, l_{A_4}^i$ 分别是节点 SN_i 的 4 个转发区域 $A_1^i, A_2^i, A_3^i, A_4^i$ 距离 SINK 节点的欧氏距离最大值.在转发区域的分级数为 NP 时,采用类似的符号表示各区域及距离值.

LDF 算法中,节点 SN_i 的每个分级转发区域的平均节点数相等.若用 $A_0, WFS_i, \overline{hd}_{A_j}^i, \overline{hd}, h_{SN_i}$ 分别表示节点 SN_i 每个分级区域的节点数、转发区域的面积、转发区域 A_j^i 的节点朝着 SINK 节点前进距离的平均值、一跳的平均前进距离、到 SINK 节点的平均跳数,则根据几何关系和概率理论有

$$A_0 = (ANN / \pi R^2) \cdot WFS_i / NP, WFS_i = 2 \int_{l_{NP}^i - R}^{l_{NP}^i} a \arccos((a^2 + (l_{NP}^i)^2 - R^2) / 2al_{NP}^i) da \tag{4}$$

$$\overline{hd}_{A_j}^i = l_{NP}^i - 2 \int_{l_{NP}^i - R + l_{j-1}^i}^{l_{NP}^i} a^2 \arccos((a^2 + (l_{NP}^i)^2 - R^2) / 2al_{NP}^i) da \Big/ 2 \int_{l_{NP}^i - R + l_{j-1}^i}^{l_{NP}^i} a \arccos((a^2 + (l_{NP}^i)^2 - R^2) / 2al_{NP}^i) da \tag{5}$$

$$\overline{hd} = \sum_{j=1}^{NP} \overline{hd}_{A_j}^i (e^{(ANN / \pi R^2) \cdot WFS_i / NP} - 1) e^{-j(ANN / \pi R^2) \cdot WFS_i / NP}, h_{SN_i} = l_{NP}^i / \overline{hd} \tag{6}$$

根据公式(6),节点 SN_i 的 \overline{hd} 依赖于 l_{NP}^i, NP, ANN .图 5 给出了当 $l_{NP}^i = 100\text{m}$ (图中用 l 代替 l_{NP}^i), $R=10\text{m}$ 时, NP 取不同值情况下 \overline{hd} 随 ANN 的变化.图 6 给出了当 $NP=4$ 时, l 取不同值情况下 \overline{hd} 随 ANN 的变化.

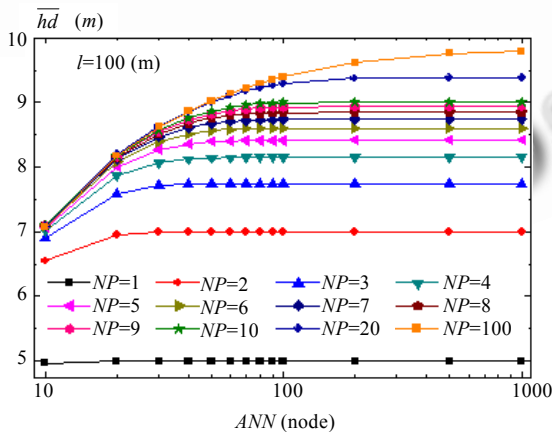


Fig.5 Average advancement in one hop versus ANN
图 5 平均每跳前进距离与 ANN 的关系

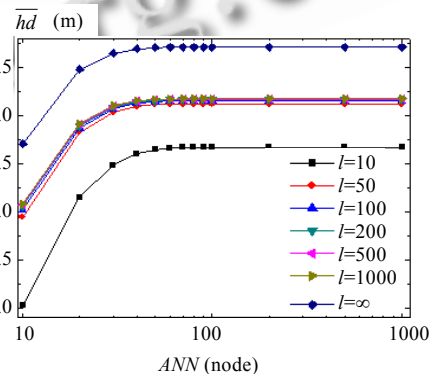


Fig.6 Average advancement in one hop versus ANN
图 6 平均每跳前进距离与 ANN 之间的关系

从图 5 和图 6 可以看出,网络节点的一跳邻节点激活数 ANN 在 $NP \geq 2$ 情况下,随着 l_{NP}^i, NP 的增加,其对平均一跳前进距离的影响越来越弱.所以,为减少报文传递的跳数和网络空闲侦听的节点数,选取 NP 取值在 2~6 之间、对应 ANN 控制在 20~40 个节点范围即可,但具体大小应根据应用的场景和要求确定.

4.2 每跳报文传递的平均能量消耗和多跳的总平均能量消耗

REEGF 中影响 WSNs 能量消耗和网络寿命的关键是节点执行数据报文传输所消耗的能量.REEGF 的报文传输是一个多跳的过程,每跳传输具有相对的空时独立性.所以,这里首先讨论每跳报文传递的平均能量消耗.

WSNs 节点在监测工作阶段的状态转换直接与节点的业务到达率有关.假设 WSNs 节点的平均报文到达率为 λ ,并令 $d=T_w/T_{ww}$,则在每个 T_{ww} 时间内,节点覆盖区域内所有节点的平均报文到达率为 $\lambda \cdot NN \cdot T_{ww}$,节点发生业务的概率为 $1 - e^{-\lambda \cdot NN \cdot T_{ww}}$.这里, NN 为节点通信覆盖范围内的平均布置节点数.在 WSNs 中,节点处于发送、接收和侦听状态时无线模块消耗的功率近似相同.同样,为了简化分析,用 P_1 和 P_2 分别表示节点主信道、唤醒信道处于这 3 种状态的功率消耗;而两个信道在睡眠状态的功率消耗分别用 $P_{1,S}$ 和 $P_{2,S}$ 表示.

REEGF 中,每跳报文传递的平均能量消耗 E_{hop} 由发送节点的能量消耗 E_s 、接收节点的能量消耗 E_r 和邻域节点的能量消耗 E_n 组成.邻域节点是指在同个网络侦听周期 T_{ww} ,报文发送节点、接收节点及竞争发送节点失败的其他节点的一跳邻居节点所覆盖的区域内,除发送节点、接收节点外的其他激活节点.

4.2.1 报文发送节点的能量消耗 E_s

为了计算报文发送节点把报文成功发送到下一跳所消耗的能量,先分析发送节点在执行 REEGF 时各阶段的工作时间.若不考虑节点发送数据时对信道的侦听时间 Δt ,假设在每个网络周期 T_{ww} 内的任意时刻节点产生数据业务的概率相等,则发送节点从发送唤醒信号直至唤醒邻节点所需的平均时间 $T_{s,1}$ 为

$$T_{s,1} = T_w + 0.5T_{ww} = (0.5 + d) \cdot T_{ww} \quad (7)$$

为了分析 REEGF 解决数据发送节点竞争所用的时间,首先给出如下定理:

定理 1. 按照 REEGF 中节点的无线信道协作工作方式,在节点 SN_i 使用唤醒信号唤醒其一跳邻节点时,节点 SN_i 的邻节点至多可能是被来自 4 个不同节点 $SN_j(j \neq i)$ 的唤醒信号所唤醒.

关于定理 1,可根据节点工作模式和节点通信圆形覆盖的特征,采用几何方法证明.这里不再证明.

REEGF 中发送节点的竞争,是根据邻节点侦听的 S-RTR 消息是否碰撞、应答包含不同状态信息的 S-CTR 消息来解决的.根据定理 1,这 4 个不同 S-RTR 消息发生碰撞的概率近似为 $(1 - e^{-\lambda \cdot NN / 2 \cdot T_{ww}})^4$.若用二元碰撞分解算法,则从开始发送 S-RTR 消息至竞争数据发送节点成功,节点经历的最大平均时间 $T_{s,2}$ 近似为

$$T_{s,2} = T_{S-RTR} + 3(T_{S-CTR} + T_{S-RTR})(1 - e^{-\lambda \cdot NN / 2 \cdot T_{ww}})^4 + T_{S-CTR} \quad (8)$$

这里, T_{S-RTR} , T_{S-CTR} 分别表示节点发送 S-RTR、侦听 S-CTR 消息的控制时隙时间长度.

若把执行 REEGF 的发送节点从发送 L-RTR 消息开始到所有 NP 个转发分级区域都没有节点应答 L-CTR 消息的整个过程称为一个空闲周期,则发送节点在成功选择接收节点前,平均经历的空闲周期数为 $e^{-A_0 \cdot NP} / (1 - e^{-A_0 \cdot NP})$.所以,发送节点从开始发送 L-RTR 消息到成功选择接收节点经历的平均时间 $T_{s,3}$ 为

$$T_{s,3} = (e^{A_0 \cdot NP} - 1)^{-1} \cdot (T_{L-RTR} + NP \cdot (T_{L-CTR} + T_{L-RTR})) + x \cdot (T_{L-CTR} + T_{L-RTR}) \quad (9)$$

公式(9)中, x 为在某一非空闲周期发送节点与其转发区域的某一邻居节点间建立数据链路经历的平均 L-CTR 时隙数,如下计算^[8]:

$$x = \frac{e^{-A_0}}{1 - e^{-A_0}} - \frac{NP \cdot e^{-A_0 \cdot NP}}{1 - e^{-A_0 \cdot NP}} + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{e^{-A_0} \cdot A_0^k}{k!} \cdot s_k / (1 - e^{-A_0}) \quad (10)$$

其中,

$$s_k = \begin{cases} 1, & k = 1 \\ \left(1 + 2^{-k} \sum_{i=1}^{k-1} \binom{k}{i} s_i \right) \cdot (1 - 2^{-k+1})^{-1}, & k > 1 \end{cases} \quad (11)$$

式(11)中, s_k 表示侦听 L-CTR 消息发生碰撞时,节点执行二元碰撞分解所需要的平均时隙数.

根据上述分析,若发送节点发送报文的时间为 T_D ,接收 ACK 的时间为 T_{ACK} ,则可以得到传递一个报文,执行 REEGF 的发送节点主信道、唤醒信道平均工作时间 $T_{tr,m}$, $T_{tr,w}$ 及能量消耗 E_s 分别为

$$T_{tr,m} = T_{s,2} + T_{s,3} + T_D + T_{ACK}, \quad T_{tr,w} = T_{s,1} + 0.5(T_{s,2} + T_{s,3}) + T_{ACK}, \quad E_s = P_1 \cdot T_{tr,m} + P_2 \cdot T_{tr,w} \quad (12)$$

若发送节点为上一跳刚接收完数据的中继节点,则式(2)中的 $T_{lr,w} = T_{ww} - 0.5(T_{s,2} + T_{s,3}) - T_D$.

4.2.2 报文接收节点消耗的能量 E_r

竞争成功的接收节点与报文发送节点经历的时间相对应,采用类似的分析方法可以得到接收节点主信道、唤醒信道的平均工作时间 $T_{rx,m}, T_{rx,w}$ 及能量消耗 E_r :

$$T_{rx,m} = T_{lr,m} = T_{s,2} + T_{s,3} + T_D + T_{ACK}, T_{rx,w} = 0.5(T_{s,2} + T_{s,3}) + T_D, E_r = P_1 \cdot T_{rx,m} + P_2 \cdot T_{rx,w} \quad (13)$$

4.2.3 报文发送/接收节点的邻域节点平均能量消耗 E_n

在当前网络周期 T_{ww} , 报文发送节点两跳通信覆盖范围内其他与其竞争报文发送节点失败的节点数量与网络节点的平均报文到达率 λ 有关, λ 直接决定了参与竞争的发送节点间的可能位置关系, 影响发送节点竞争成功的时间和能量消耗. 在 λ 增大到使相互竞争发送节点的节点间的距离接近 1 跳时, 竞争发送节点所需要的时间接近最大值. 所以, 这里以与发送节点同时参与竞争但竞争失败的其他节点之间的距离接近 1 跳时所覆盖的范围, 计算建立数据链路时所有邻域节点的能量消耗. 邻域节点的能量消耗 E_n 由以下 3 部分的和组成: 在其覆盖范围内, 位于发送节点 1 跳以外范围的其他节点消耗的能量 $E_{n,1}$; 位于发送节点转发区域、除接收节点外的其他节点消耗的能量 $E_{n,F}$, 它等于转发区域各个分级区域节点平均能量消耗的和; 位于发送节点通信覆盖范围、属于非转发区域的其他节点消耗的能量 $E_{n,NF}$.

根据几何分析、节点无线通信的圆形覆盖模型和蜂窝网中内接正六边形覆盖最佳的特点, 与发送节点的临界距离为 1 跳, 并与其竞争发送节点但竞争失败的其他节点最大数为 6. 由于每个节点的业务发生概率近似为 $p_i = 1 - \exp(-\lambda \cdot NN/2 \cdot T_{ww})$ 且相互独立, 所以参与竞争发送节点但竞争失败的节点平均数为

$$n_s = \sum_{i=1}^6 i \cdot p_i^i \cdot (1 - p_i)^{6-i}$$

每个分级区域 A_i 的节点主信道、唤醒信道的平均能量消耗 E_{m,A_i}, E_{w,A_i} 分别为

$$E_{m,A_i} = P_1 \cdot \left\{ (1 - e^{-A_0}) e^{-(i-1)A_0} \cdot ((i-1)(NP-1)A_0 + 0.5x(A_0-1)) + e^{-iA_0} \cdot (i \cdot A_0 NP + (1 - e^{-(NP-i)A_0})) \cdot (0.5A_0 NP(NP-i) + 0.5x(A_0-1)) + e^{-(NP-i)A_0} (NP-i) NP A_0 \right\} \cdot (T_{L-RTR} + T_{L-CTR}) \quad (14)$$

$$E_{w,A_i} = P_2 \cdot \left[(1 - e^{-A_0}) \cdot e^{-(i-1)A_0} \cdot ((i-1)^2 + 0.5x) A_0 + e^{-iA_0} \cdot i A_0 \right] \cdot T_{L-RTR} \quad (15)$$

因此, $E_{n,1}, E_{n,F}$ 和 $E_{n,NF}$ 分别为

$$\left. \begin{aligned} E_{n,1} &= 1.5(0.5P_1 + 0.25P_2) \cdot n_s \cdot T_{s,2} \cdot ANN \\ E_{n,F} &= \sum_{i=1}^{NP} (E_{m,A_i} + E_{w,A_i}) \\ E_{n,NF} &= [P_1 \cdot (T_{s,2} + T_{L-RTR}) + P_2 \cdot ANN \cdot (0.5T_{s,2} + T_{L-RTR})] \cdot ANN \cdot (\pi R^2 - WFS_i) / \pi R^2 \end{aligned} \right\} \quad (16)$$

将这 3 部分相加即得 E_n .

4.2.4 每跳报文传递的平均能量消耗 E_{hop} 和多跳的总平均能量消耗 E_{SN_i}

利用上述分析结果, 根据发送节点分为源数据节点和中继数据节点的不同情况, 每跳报文传递的平均能量消耗 E_{hop} 分别用 E_{hop-s}, E_{hop-r} 表示, 多跳的总平均能量消耗用 E_{SN_i} 表示, 则有:

$$E_{hop-s} = (2P_1 + P_2) \cdot (T_{s,2} + T_{s,3} + T_D + T_{ACK}) + P_2 \cdot T_{s,1} + (P_1 \cdot (T_{s,2} + T_{L-RTR}) + P_2 \cdot (0.5T_{s,2} + T_{L-RTR})) \cdot \left\{ \begin{aligned} &(\pi R^2 - WFS_i) \pi R^2 \cdot ANN + (P_1 + 0.5P_2) \cdot (0.5T_{s,2} \cdot (n_s + 0.5n_s \cdot ANN) + \\ &\sum_{i=1}^{NP} A_0 \cdot (0.5x(1 - e^{-A_0}) e^{-(i-1)A_0} + i \cdot e^{-iA_0}) \cdot (T_{L-RTR} + T_{L-CTR})) \end{aligned} \right\} \quad (17)$$

$$E_{hop-r} = 2P_1 \cdot (T_{s,2} + T_{s,3} + T_D + T_{ACK}) + P_2 \cdot T_{ww} + (P_1(T_{s,2} + T_{L-RTR}) + P_2 \cdot (0.5T_{s,2} + T_{L-RTR})) \cdot \left\{ \begin{aligned} &(\pi R^2 - WFS_i) \pi R^2 \cdot ANN + (P_1 + 0.5P_2) \cdot (0.5T_{s,2} \cdot n_s (1 + 0.5ANN) + \\ &\sum_{i=1}^{NP} A_0 \cdot (0.5x(1 - e^{-A_0}) e^{-(i-1)A_0} + i \cdot e^{-iA_0}) \cdot (T_{L-RTR} + T_{L-CTR})) \end{aligned} \right\} \quad (18)$$

$$E_{SN_i} = E_{hop-s} + E_{hop-r} \cdot (h_{SN_i} - 1) \quad (19)$$

4.2.5 报文传递多跳的平均时延 T_{SN_i}

报文传递多跳的平均时延定义为报文从源节点传递至 SINK 节点所经历的时间. 根据上述分析结果, 当报

文发送节点分别为数据源节点和数据中继节点时,每跳的数据链路建立平均时间 T_{mac} 分别为

$$T_{mac} = T_{s,1} + T_{s,2} + T_{s,3} \text{ (源节点)}, T_{mac} = T_{sleep} + T_{s,2} + T_{s,3} \text{ (中继节点)} \quad (20)$$

式(20)中, $T_{sleep} = T_{ww} - (T_{s,2} + T_{s,3} + T_D + T_{ACK})$. 所以,报文从源节点 SN_i 传递到 SINK 节点的多跳平均时延 T_{SN_i} 为

$$T_{SN_i} = (1 - e^{-\lambda \cdot NN \cdot T_{ww}}) \cdot (\lambda \cdot NN \cdot T_{ww} / 2) \cdot T_{ww} \cdot h_{SN_i} + \left. \begin{aligned} & ((T_{ww} - 1) \cdot h_{SN_i} + (0.5 + d) \cdot T_{ww} + T_{S-RTR} + T_{S-CTR} + 12(T_{S-CTR} + T_{S-RTR}) \cdot (1 - e^{-\lambda \cdot NN \cdot T_{ww}})) + \\ & (e^{A_0 \cdot NP} - 1)^{-1} \cdot (T_{L-RTR} + NP \cdot (T_{L-CTR} + T_{L-RTR})) + x \cdot (T_{L-CTR} + T_{L-RTR}) + T_D + T_{ACK} \end{aligned} \right\} \quad (21)$$

式(21)的第 1 项为节点竞争发送节点成功之前等待的网络侦听周期平均数,第 2 项为建立数据链路及报文传递的平均多跳时延.

由公式(21)可以看出, T_{SN_i} 主要由 T_{ww} 和 h_{SN_i} 决定,而 T_{ww} 是根据 WSNs 应用确定的,直接影响网络空载的能量消耗,其最小值由 T_{mac} 决定.根据前面的分析,节点的 T_{mac} 和 h_{SN_i} 都受到 ANN, NP 的影响,且这些参数对两者的影响正好相互矛盾.所以,REEGF 必须首先根据应用的要求合理选择并确定参数,如 ANN, NP 等.

4.3 REEGF协议的参数数字优化

根据上述分析, E_{SN_i} 受到 T_{mac} 和 h_{SN_i} 的影响.为了解决参数 ANN, NP 对两者影响的矛盾性,基于报文传递多跳的能量消耗最小,理论上,公式(19)在满足公式(21)的时延约束条件下,利用求解极值问题能得到参数 ANN, NP 间的关系,根据应用要求即可确定最佳的 ANN, NP .但由于公式(19)、公式(21)关于这些参数的复杂非线性关系,难以求解,因此,这里采用数字化方法分析 ANN, NP 取值变化在不同节点密度下对 E_{SN_i}, T_{SN_i} 的影响,讨论有关参

数的最佳取值.数字计算中,基于 μamps 节点的特征,节点能量模型设置 $P_1 = P_2 = 150\text{mW}, P_{1,S} = P_{2,S} = 0.01 \times 10^{-3}\text{W}$.

表 1 给出了 REEGF 的 LDF 算法中使用的控制消息各字段和消息本身的大小,表中各字段大小是根据实际应用及参照 IEEE802.11 的 RTS/CTS 各控制字段大小而设置的.节点主信道数据速率为 500kbps ,各控制消息的时间长度分别为: $T_{S-RTR} = T_{S-CTR} = 0.048\text{ms}, T_{L-RTR} = 0.096\text{ms}, T_{L-CTR} = T_{ACK} = 0.128\text{ms}, T_D = 2.048\text{ms}$,设置每周周期侦听时间

Table 1 Sizes of LDF messages

表 1 LDF 算法的消息大小

Field	Width (bit)	Message	Size (bit)
Message type	8	S-RTR	24
RSD	8	S-CTR	24
RRD	8	L-RTR	48
SPI	16	L-CTR	64
RPI	16	DATA	1024
OSI	0-8	ACK	64
NAV	8		

$T_{wl} = 0.02\text{ms}$.利用公式(19)和公式(21),得到的结果如图 7 和图 8 所示.图 7 给出了节点密度 NN 为 50 时,REEGF 的 E_{SN_i} 与 NP 在不同 ANN 时的数值关系,图 8 是对应图 7 的参数条件下, T_{SN_i} 与 NP 的关系.

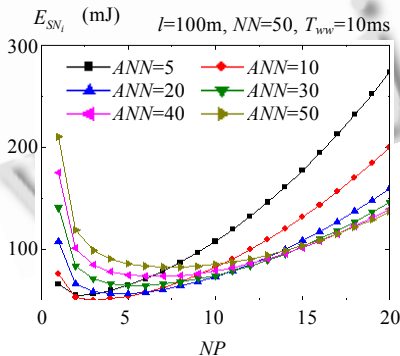


Fig.7 E_{SN_i} versus NP

图 7 E_{SN_i} 与 NP 的关系($NN=50$)

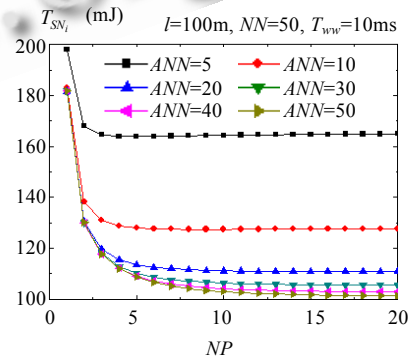


Fig.8 T_{SN_i} versus NP

图 8 T_{SN_i} 与 NP 的关系($NN=50$)

从图 7 和图 8 可以看出:在网络负载较低的情况下,随着 NN 的增加,在当每个周期 T_{ww} 网络节点本地激活的 ANN 不同时, E_{SN_i} 随 NP 的变化具有最小值,并随着 ANN 的增加,最小能量消耗 E_{SN_i} 对应的 NP 取值增大; T_{SN_i} 主

要受到网络 T_{ww} 的影响,在 T_{ww} 一定的情况下,随着 ANN 的进一步增加, T_{SN_i} 逐渐减少,且在 $NP \geq 4$ 的情况下,随着 NP 的进一步增加, T_{SN_i} 的减少量逐渐变小,在 NP 增大到足够大时, T_{SN_i} 又逐渐增大.所以,根据网络应用要求,在首先确定 T_{ww} 后,可根据上述数字化方法确定最佳的 NP, ANN 参数.

4.4 网络节点的归一化平均能量消耗 E_{REEGF}

根据假设条件,网络节点在 t 时间内的平均能量消耗 E_{tot} 等于整个网络节点在每个网络侦听周期的平均能量消耗和执行网络侦听周期的个数的乘积,而网络节点在每个周期 T_{ww} 消耗的平均能量等于处于空载的网络节点消耗的能量 E_{el} 与传递报文的节点消耗的能量之和.每个周期 T_{ww} 空载节点的 $E_{el} = P_{1,s} \cdot T_{ww} + P_2 \cdot T_{wl} + P_{2,s} \cdot (T_{ww} - T_{wl})$,传递报文的节点消耗能量等于传递报文的平均个数 N_t 与 E_{hop} 的乘积.若整个网络的节点数为 N ,则在网络负载较低即 $\lambda \cdot NN \cdot T_D \ll 1$ 的情况下,每个周期 T_{ww} 的 N_t 为 $\lambda \cdot N \cdot T_{ww}$.所以,节点经历 t 时间的 E_{tot} 及归一化平均能量消耗 E_{REEGF} 分别为

$$E_{tot} = \left((N - 2N_t) \cdot E_{el} + N_t \cdot \frac{E_{hop-s} + E_{hop-r}}{2} \right) \cdot \frac{t}{T_{ww}}, E_{REEGF} = \frac{E_{tot}}{N \cdot (P_1 + P_2) \cdot t} = \frac{N \cdot E_{el} + N_t \cdot (E_{hop-s} + E_{hop-r}) / 2}{N \cdot T_{ww} \cdot (P_1 + P_2)} \quad (22)$$

4.5 GeRaF协议的性能

为了比较 REEGF 的性能,根据文献[6],按照类似方法分析了 GeRaF 的性能.若用 \overline{hd}_{GeRaF} , $h_{SN_i}^{GeRaF}$, T_{setup}^{GeRaF} , $T_{SN_i}^{GeRaF}$, E_{hop}^{GeRaF} 分别表示从源节点到 SINK 节点传递报文平均的每跳前进距离、跳数、每跳链路建立时延、多跳数据传递时延、每跳能量消耗, E_{GeRaF} 表示网络节点的归一化平均能量消耗,则有如下结果:

$$\overline{hd}_{GeRaF} = \sum_{j=1}^{NP} \overline{hd}_{A_j}^i \left(e^{(NN/\pi R^2) \cdot WFS_i / NP} - 1 \right) e^{-j(NN/\pi R^2) \cdot WFS_i / NP} \quad (23)$$

$$h_{SN_i}^{GeRaF} = l_{NP}^i / \overline{hd}_{GeRaF}, T_{setup}^{GeRaF} = ((1 + 2NP) / (e^{d \cdot WFS_i \cdot NN / (\pi R^2)} - 1) + 2x) T_{SIG} \quad (24)$$

$$T_{SN_i}^{GeRaF} = [(1 - e^{-d \cdot \lambda \cdot NN \cdot T_i}) \cdot \lambda \cdot d \cdot NN \cdot T_i \cdot (T_i / d) / 2 + (T_{setup}^{GeRaF} + T_D + T_{ACK})] \cdot h_{SN_i}^{GeRaF} \quad (25)$$

$$\left. \begin{aligned} E_{hop}^{GeRaF} &= 2P_1 \cdot (((e^{d \cdot WFS_i \cdot NN / (\pi R^2)} - 1)^{-1} \cdot (1 + 2NP) + 2x + 1) T_{SIG} + T_D) + \\ &P_2 \cdot (((e^{d \cdot WFS_i \cdot NN / (\pi R^2)} - 1)^{-1} \cdot (2NP + 1) + 2x + 1) \cdot T_{SIG} + T_D) + \\ &P_1 \cdot (\pi R^2 - WFS_i) \pi R^2 \cdot NN \cdot d \cdot 3T_{SIG} + \sum_{i=1}^{NP} (P_1 + 0.5P_2) \cdot (0.5x \cdot (1 - e^{-A_0}) e^{-(i-1)A_0} + i \cdot e^{-iA_0}) \cdot 2T_{SIG} \cdot A_0 \end{aligned} \right\} \quad (26)$$

$$E_{GeRaF} = [(P_1 \cdot T_i + P_{1,s} \cdot (T_i / d - T_i) + P_{2,s} \cdot T_i / d) \cdot d / T_i + E_{hop}^{GeRaF} \cdot \lambda] / (P_1 + P_2) \quad (27)$$

上述公式中, d 为 GeRaF 的网络节点周期侦听/睡眠占空比, T_{SIG} 为执行 RTS/CTS 控制信息交换的时隙大小, T_i 为节点每个周期的侦听时间,其他参数与 REEGF 中的表示相同.

5 REEGF 协议的性能仿真评价

为了评价 REEGF 的性能,利用 C++ 语言建立了模拟 REEGF 和 GeRaF 的仿真平台.仿真实验中采用的 WSNs 节点能量模型、各控制消息大小与第 4.3 节的相同,模拟 GeRaF 的参数设置是:节点周期侦听/睡眠的占空比 $d=0.0384$ ($TC=10ms$), $T_i=0.384ms$, $T_{SIG}=0.128ms$.仿真环境如图 1 所示,其他仿真参数及变化范围设置见表 2.

在表 2 参数设置下,着重评价 T_{ww} , NN 和 ANN 参数对 REEGF 的能效性和数据传递多跳时延的影响.由于网络负载由节点的平均报文到达率 λ 、网络节点数 N 和数据报文的长度 T_D 决定,在 N 和 T_D 不变的情况下,网络负载直接由节点的 λ 决定.所以,仿真结果直接给出了节点的能量消耗、延时性能随 λ 变化的关系.仿真结果如图 9~图 13 所示,图中也给出了对应理论分析的结果.

Table 2 Simulation parameters

表 2 仿真参数列表

Parameter	Value
Network size	100×100m ²
Sink position	(100,50)
Node transmission range (R)	10m
Data channel bandwidth	500kbps
Average number of neighbor nodes (NN)	5, 50
Average number of active neighbor nodes (ANN)	5, 20, 50
Number of priority regions (NP)	4
Initial energy (J)	2
Simulation time (s)	1 000
Average packet arrival rate per node (λ)	0.000 01~0.1

图 9 为网络节点密度 $NN=5, ANN=5, T_{ww}$ 分别取值 5ms, 10ms 和 20ms 情况下网络节点的归一化能量消耗随 λ 的变化情况示意. 图中实线表示两种协议在不同参数取值时的理论结果, 虚线表示仿真结果, 每种仿真结果都是在 10 种不同的拓扑布置情况下得到的实验数据平均数, 以下相同. 图 10 为与图 9 对应的报文传递多跳时延随 λ 的变化情况示意.

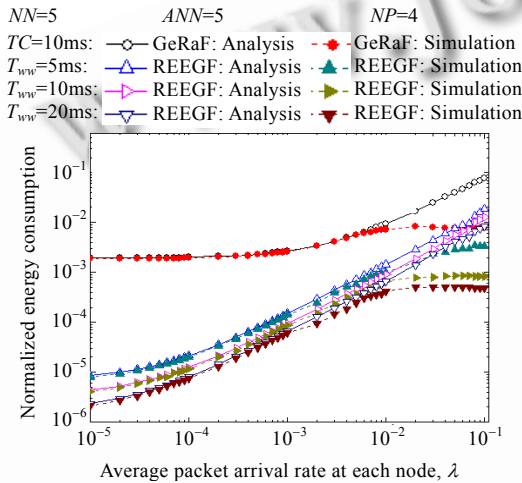


Fig.9 Normalized energy consumption of node versus λ

图 9 节点的归一化能量消耗与 λ

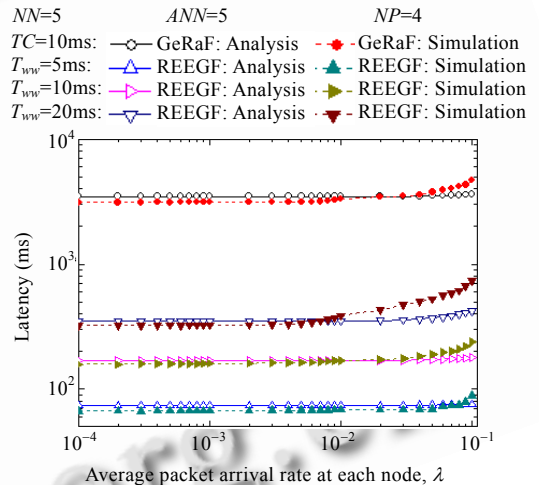


Fig.10 Packet delivery latency versus λ

图 10 报文传递时延与 λ

这里, 报文传递多跳时延是指将位于坐标 (0,0), (0,10), (10,10), (10,0) 覆盖区域内的网络节点作为数据源节点时, 传递报文到 SINK 节点经历的时间, 以下相同. 图 11 为网络节点密度 $NN=50, T_{ww}$ 分别在取值 5ms, 10ms 和 20ms 的情况下, 网络节点的归一化能量消耗随 λ 的变化. 图 12 为与图 11 对应的报文传递多跳时延随 λ 的变化. 根据上述的 REEGF 参数数字优化结果, 在图 11 和图 12 中给出了 T_{ww} 取 3 种不同值时, ANN 分别为 20, 50 的网络节点归一化能量消耗和对应的报文传递多跳时延随 λ 的变化. 图 13 是网络节点密度 $NN=50, T_{ww}=10ms, ANN=20, \lambda=0.0001$ 时, 分别运行 REEGF 和 GeRaF 仿真相同时间后, 从网络中随机抽取 100 个节点的归一化剩余能量分布.

图 9 和图 11 的结果表明, REEGF 与 GeRaF 相比, 在网络侦听周期相同情况下, 节点的归一化能量消耗显著减少. 原因在于 REEGF 的网络节点采用唤醒信道周期侦听, 极大地减小了 GeRaF 采用主信道周期侦听的占空比; 对于 REEGF, 参数调整具有自适应性, 能够根据节点的局部密度和剩余能量自动调整 ANN , 且节点的归一化能量消耗随 T_{ww} 的减小近似成正比线性增大, 在网络布置密度足够大时, 减小 ANN 能够进一步减少网络节点的能量消耗, 增加网络的寿命. 但 GeRaF 不具有这种自适应性, 随着网络节点密度的变化, 节点的能量消耗并没有显著变化, 原因在于 REEGF 能够根据节点的密度自动调整节点的周期激活概率, 而 GeRaF 的节点周期活动是固

定的;仿真与理论分析结果在网络负载较轻的情况下均比较吻合,且随着 λ 的增大,GeRaF 的仿真与理论结果均变化很小,而对 REEGF 均近似成线性增加.但当 λ 增大到一定程度,网络负载变得较重,即 $\lambda \cdot NN \cdot T_D > 0.1$ (图 9 中, λ 增大到 0.01 时 $\lambda \cdot NN \cdot T_D = 0.1$;图 11 中, λ 增大到 0.001 时 $\lambda \cdot NN \cdot T_D = 0.1$)时,两者的仿真与理论结果均出现偏差,且随 λ 的增加差别逐渐增大,直至网络饱和时能量消耗分别趋于稳定.这主要是由于理论分析假定网络处于轻负载,且 GeRaF 的节点周期睡眠/唤醒是随机的,REEGF 是以一定的概率维持网络同步唤醒的,能够确保局部节点密度稳定.之所以在轻负载时,REEGF 的节点归一化能量消耗随 λ 的增大近似成线性增加,而 GeRaF 的变化很小,原因在于 REEGF 中对报文的每跳传输,其发送节点 2 跳范围内的邻域节点都可能被唤醒,且随着 λ 的增加,被唤醒的节点数越多,而在 GeRaF 中节点主信道的侦听活动是不变的,报文的每跳传递仅与 1 跳的邻节点数有关,且只有当前激活的邻节点才参与数据链路的建立过程.

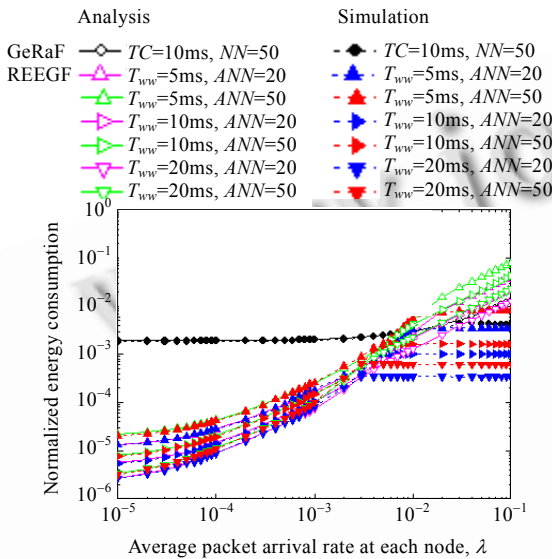


Fig. 11 Normalized energy consumption of node versus λ
图 11 节点的归一化能量消耗与 λ

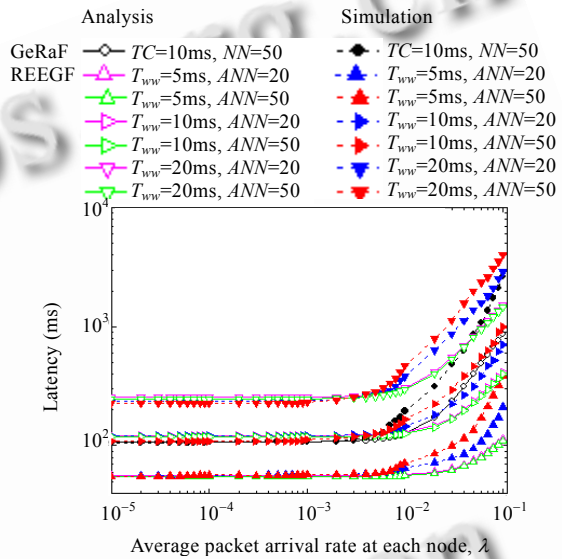


Fig. 12 Packet delivery latency versus λ
图 12 报文传递时延与 λ

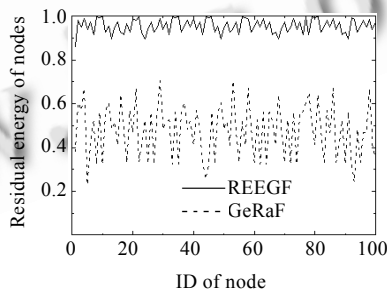


Fig. 13 Residual energy distribution of nodes
图 13 节点剩余能量分布

图 10 和图 12 的结果表明,对于 REEGF 和 GeRaF,在 λ 较低时,报文传递多跳时延的理论分析与仿真结果基本一致,在 λ 增大到使网络负载较重时,仿真比理论分析的结果显著增大;REEGF 能适应网络密度的变化,其数据传递的多跳时延主要由 T_{ww} 决定,即使在网络节点密度较低的情况下,也能够通过控制 T_{ww} 满足时延的要求.而 GeRaF 不具有这种适应性,其报文传递的多跳时延主要受网络节点的布置密度控制,且在侦听周期一定时,为满

足时延要求,网络必须具有足够高的布置密度;对 REEGF,在网络布置密度足够大时,采用基于多跳能量消耗最小所确定的 ANN 与采用邻节点完全唤醒侦听即 $ANN=NN$ 相比,报文传递的多跳时延并没有显著变化,但节点的能量消耗却大为减少.造成上述结果的原因与前面的相似.

图 13 的结果进一步表明,与 GeRaF 相比,REEGF 的能效性得到显著地改善,节点的能量消耗更加均衡,能极大地延长网络的寿命.原因在于 REEGF 利用唤醒信道执行侦听,节点在每个网络侦听周期以一定的概率发生侦听与否,概率的大小由节点的邻节点数 NN , ANN 及节点前一轮的能量消耗决定,能够确保网络的局部连通度,并且自调整局部节点的能量消耗;而 GeRaF 利用主信道周期侦听,节点周期侦听的占空比大小受到报文传递时延约束,且与 REEGF 相比往往很大,节点空闲侦听消耗了大量的能量.另外,GeRaF 中节点的周期侦听活动不具有自调整能力,存在某些热点区域的节点能量很快耗尽的情况,易造成网络分割.

6 结论和进一步的工作

本文提出了一种适用于监测应用的高效节能 WSNs 数据收集协议——REEGF.通过节点主信道和唤醒信道的有效协作,采用按轮的工作方式维护网络节点的同步和更新局部信息,REEGF 实现了路由、MAC 和拓扑控制的集成,且具有参数自适应能力,极大地减少了控制开销及节点空闲侦听的能量消耗,节省节点的内存.理论分析和实验结果均表明,与 GeRaF 相比,REEGF 显著地延长了网络的寿命,其对网络布置密度的要求没有限制,即使在低密度的情况下,REEGF 比 GeRaF 的能效性、数据传递的多跳时延及报文递送率都有显著的改善,节点的能量消耗更加均衡.

我们的下一步工作是解决 REEGF 在 WSNs 应用中同步的具体融合实现,及监测工作阶段节点的同步误差对网络能效性和多跳传递的可靠性影响问题,尽可能地降低 REEGF 对节点同步的要求,减少周期维护的节点能量消耗,同时又不影响其能效性和报文传递的多跳时延性能.

References:

- [1] Akyildiz IF, Su W, Sankarasubramanian Y, Cayirci E. A survey on sensor networks. *IEEE Communications Magazine*, 2002,40(8): 102–114. [doi: 10.1109/MCOM.2002.1024422]
- [2] Heinzelman WR, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy-Efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In: *Proc. of the Hawaii Int'l Conf. on System Sciences*. San Francisco: IEEE Computer Society, 2000. 3005–3014.
- [3] Karp B, Kung HT. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: *Proc. of the 6th ACM/IEEE Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*. New York: ACM Press, 2000. 243–254.
- [4] Karim S, Zuniga M, Helmy A, Krishnamachari B. Energy-Efficient forwarding strategies for geographic routing in lossy wireless sensor networks. In: *Proc. of the 2nd Int'l Conf. on Embedded Networked Sensor Systems*. New York: ACM Press, 2004. 108–121.
- [5] Blum BM, He T, Son S, Stankovic JA. IGF: A state-free robust communication protocol for sensor networks. Technical Report, CS-2003-11, CS Department, University of Virginia, 2003.
- [6] Zorzi M, Rao RR. Geographic random forwarding (GeRaF) for ad hoc and sensor networks: Multihop performance. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2003,2(4):337–348. [doi: 10.1109/TMC.2003.1255648]
- [7] Zorzi M, Rao RR. Geographic random forwarding (GeRaF) for ad hoc and sensor networks: Energy and latency performance. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2003,2(4):349–365. [doi: 10.1109/TMC.2003.1255650]
- [8] Jung J, Park T, Kim C. A forwarding scheme for reliable and energy-efficient data delivery in cluster-based sensor networks. *IEEE Communications Letters*, 2005,9(2):112–114. [doi: 10.1109/LCOMM.2005.02023]
- [9] Ye F, Zhong G, Lu S, Zhang L. GRADient broadcast: A robust data delivery protocol for large scale sensor networks. *ACM Wireless Networks*, 2005,11(3):285–298. [doi: 10.1007/s11276-005-6612-9]
- [10] Ye W, Heidemann J, Estrin D. An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks. In: *Proc. of the INFOCOM 2002*. New York: IEEE Communications Society, 2002. 1567–1576.

- [11] Dhanaraj M, Manoj BS, Siva RMC. A new energy efficient protocol for minimizing multi-hop latency in wireless sensor networks. In: Proc. of the 3rd IEEE Int'l Conf. on Pervasive Computing and Communications (PerCom 2005). Kauai Island: IEEE Computer Society, 2005. 117–126.
- [12] Skraba P, Aghajan H, Bahai A. Cross-Layer optimization for high density sensor networks: Distributed passive routing decisions. In: Nikolaidis I, ed. Proc. of the 3rd Int'l Conf. on ADHOC-NOW 2004. Heidelberg: Springer-Verlag, 2004. 266–279.
- [13] Matthew JM, Nitin HV. A MAC protocol to reduce sensor network energy consumption using a wakeup radio. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2005,4(3):228–242. [doi: 10.1109/TMC.2005.31]
- [14] Schurgers C, Tsiatsis V, Ganiwal S, Srivastava M. Optimizing sensor networks in the energy-latency-density design space. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2002,1(1):70–80. [doi: 10.1109/TMC.2002.1011060]
- [15] Ganiwal S, Kumar R, Srivastava MB. Timing-Sync protocol for sensor network. In: Proc. of the 1st Int'l Conf. on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys 2003). LosAngeles: ACM Press, 2003. 138–149.
- [16] Su WL, Ian FA. Time-Diffusion synchronization protocol for wireless sensor networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2005, 13(2):384–397. [doi: 10.1109/TNET.2004.842228]



郑国强(1965—),男,河南温县人,博士生,副教授,主要研究领域为无线网络,移动通信技术.



周志立(1957—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为网络化车辆监测与控制技术.



李建东(1962—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为个人通信,移动通信网,分组无线网,自组织网络,软件无线电,宽带无线 IP 技术.