

面向异步通信机制的无线传感器网络及其 MAC 协议研究

胡玉鹏¹⁾ 林亚平¹⁾ 周四望¹⁾ 刘永和^{1),2)}

¹⁾(湖南省“可信系统与网络”重点实验室, 湖南大学信息科学与工程学院 长沙 410082)

²⁾(德州大学阿灵顿分校计算机科学与工程系 美国 阿灵顿)

摘 要 无线传感器网络的底层通信主要依赖于节点间的协同睡眠/唤醒机制,且仍然在链路层沿袭或扩展传统 802.11 协议. 对于节点密集、网络规模较大的传感器网络而言,传统 802.11 协议在网络能耗与吞吐量等方面并不是有效的. 基于传感器网络在多数应用场景中的链路动态性,文中提出一种面向弱连接的异步通信机制. 有别于传统的 RTC/CTS 握手机制,它允许发送节点直接向“睡眠”的接收节点上的低功耗异步模块写入数据,因此,无需同步机制,单个节点只需按照自身的时间唤醒并进行数据通信,形成一种缓存-唤醒-转发的异步通信模式. 文中首先阐述了异步通信机制的关键设计因素,针对不同的应用背景提出两种新的 MAC 协议. 然后,基于扩散近似理论建立开放式排队网络模型,对异步通信机制的性能进行理论分析,得出其网络吞吐量为 $O\left(\frac{W}{\sqrt{n/\log n}}\right)$. 理论分析与实验结果表明,与传统同步通信相比,异步通信能在很大程度上延长了网络的生存周期,提高了网络吞吐量.

关键词 无线传感器网络;异步通信机制;MAC 协议;能量有效性;网络吞吐量

中图法分类号 TP391

DOI 号: 10.3724/SP.J.1016.2011.01463

Asynchronous Communication Mechanism Oriented Wireless Sensor Networks and MAC Protocols

HU Yu-Peng¹⁾ LIN Ya-Ping¹⁾ ZHOU Si-Wang¹⁾ LIU Yong-He^{1),2)}

¹⁾(Hunan Provincial Key Laboratory of Dependable System and Network,

Information Science and Engineering College, Hunan University, Changsha 410082)

²⁾(Department of Computer Science and Engineering, University of Texas at Arlington, Arlington, USA)

Abstract Underlying communication of wireless sensor networks is mainly depending on coordinated sleep/wakeup mechanisms, and is still basing the link layer protocols upon the traditional 802.11. For wireless sensor networks usually having high node density and large scale, 802.11 protocol is prone to be not efficient in energy consumption, network throughput etc. Basing on the dynamic links in a large portion of monitoring applications of wireless sensor networks, this paper proposes a kind of weak connection-oriented asynchronous communication mechanism (ACM). Differential from traditional RTS/CTS handshaking mechanism, ACM allows transmitter directly write the data into the low power asynchronous module on receiver while it is sleep. In this way, each node can schedule its own transmission without demanding network synchronization. The result is a store-wakeup-forward, asynchronous communication mode in the network. This paper describes the key factors of ACM and proposes two kinds of MAC protocols for differ-

收稿日期:2009-06-18;最终修改稿收到日期:2011-06-27. 本课题得到国家自然科学基金(60973031,60973127)、湖南省自然科学基金(10JJ4042)以及中央高校基本科研业务费资助. 胡玉鹏,男,1981年生,博士,副教授,中国计算机学会会员,主要研究方向为传感器网络、社会网络计算. E-mail: yphu@hnu.edu.cn. 林亚平,男,1955年生,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为通信网络、机器学习. 周四望,男,1971年生,博士,副教授,主要研究方向为传感器网络中的信号处理、小波分析. 刘永和,男,1974年生,博士,副教授,主要研究方向为无线网络.

ent applications. Moreover, the diffusion approximation based open queuing model is established to analyze the performance of ACM, proving the throughput of ACM is $O(W/(n/\log n)^{0.5})$. Analytical and experimental results show that, compared to synchronous communication mechanism, ACM is able to prolong network lifetime and improve the throughput.

Keywords wireless sensor networks; asynchronous communication mechanism; MAC protocol; energy efficiency; network throughput

1 引 言

无线传感器网络在诸多领域潜在的广泛应用前景(如战场监视、环境和交通监测、灾难救助等),吸引了众多研究者对其进行研究,并且取得了较为丰富的研究成果.与传统网络相比,无线传感器网络资源有限,且通常部署在野外环境,其链路往往呈现出较强的动态性^[1-5].目前无线传感器网络的底层通信协议主要依赖于节点间的协同唤醒/睡眠机制.特别是物理层和链路层协议仍然是沿袭传统 IEEE802.11 无线协议的扩展技术.虽然 IEEE802.11 协议对于规模较大、节点较密集的无线传感器网络而言,在能量有效性与网络吞吐量等方面并不是有效的^[6-9],但目前提出的大多 MAC 协议,包括 S-MAC^[10]、T-MAC^[11]、B-MAC^[12]、P-MAC^[13]、SCP-MAC^[14]、RI-MAC^[15]和 CCP-MAC^[16-17]等,均沿袭 802.11 协议的 RTS/CTS 握手机制与随机时间片竞争机制.在这些 MAC 协议中,仍然采用传统的载波侦听和基于随机退避机制的冲突避免方法作为底层的信道管理机制;而能量有效性则依赖于节点间协同的睡眠/唤醒机制.因此,除节点间建立稳定链路所需的同步开销外,将节点间的通信限制在狭窄的通信窗口内不可避免地会增加冲突概率和无关的数据侦听^[18-19].实际上,无线传感器网络物理层和链路层的瓶颈已经成为阻碍其迈向应用的重要因素之一.

此外,研究者针对无线传感器网络节能的要求,通过改进底层硬件模块探索一些新的通信方案,主要有 PicoRadio^[20-21]、Radio-triggered^[22]、STEM^[23-24]和 Wake-up radio^[25]及 Wake-on-Wireless^[26].这些方案主要是研究在节点上嵌入额外的低功耗唤醒 Radio/模块,用于检测唤醒信号以唤醒睡眠节点,然后再依靠主 Radio 接收数据,以减少不必要的空闲侦听.但是此类唤醒 Radio/模块均不是用于数据接收/缓存,且唤醒 Radio/模块本身需要周期性地唤

醒,并接收/发送唤醒信号,从而消耗额外的能量.因此,目前该类研究大多停留在探索阶段.

本文基于低功耗的通信模块和缓存-唤醒-转发思想,提出一种面向弱连接的适合无线传感器网络的异步通信机制(Asynchronous Communication Mechanism, ACM).无需节点间同步的睡眠/唤醒与 RTS/CTS 机制,ACM 允许单个节点独立地进行唤醒与数据传输,它允许发送节点直接向睡眠中的接收节点发送数据,接收节点通过特定的低功耗模块半被动式(Semi-passive)地接收并缓存数据,从而使节点保持一种缓存-唤醒-转发的异步工作模式.因此,无需同步机制,单个节点仍然可以正常工作,节省了节点同步与链路建立的能耗.由于 ACM 利用传统协议通常忽略的睡眠时间作为一种“额外”的网络资源,且采用短的唤醒期,故可以很大程度上减少冲突和无效的信道侦听,从而提高网络吞吐量,降低系统能耗.

因此,这种新的异步通信机制需要特殊的软硬件支持,如低功耗的被动式接收模块、MAC 协议及上层数据处理算法等.本文在阐述异步通信机制原理的基础上,将主要讨论低功耗接收模块及底层 MAC 协议的设计.首先,本文基于目前传感器元件的工艺水平,采用半被动式 RFID 来设计低功耗接收模块,在半被动式状态下,该模块能以很低的功耗接收数据.然后,在分析了异步通信模式特性的基础上,提出了两种不同的解决方案:协同式的随机唤醒机制(Coordinated Random Wakeup Schedule, CRW)和交错唤醒机制(Interleaved Wakeup Schedule, IWS),以满足不同的应用需求.为了从理论上对 ACM 进行分析,本文建立了通用排队网络模型 GI/GI/1-FCFS,对 ACM 的多个性能指标进行分析与比较,包括网络吞吐量、传输延时及单字节传输能耗等,比如,分析表明 ACM 中的网络吞吐量可达 $O\left(\frac{W}{\sqrt{n/\log n}}\right)$.理论分析与实验结果表明,与同步通信相比,异步通信能在很大程度上延长网络的生存

周期、提高网络吞吐量。

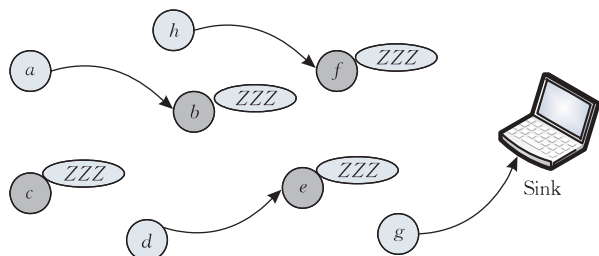
本文第 2 节对异步通信机制与主要原理进行阐述;第 3 节讨论异步 MAC 协议;第 4、5 节建立通用排队网络模型并进行理论分析;第 6 节进行性能比较与实验验证;最后总结全文并展望下一步工作。

2 异步通信机制

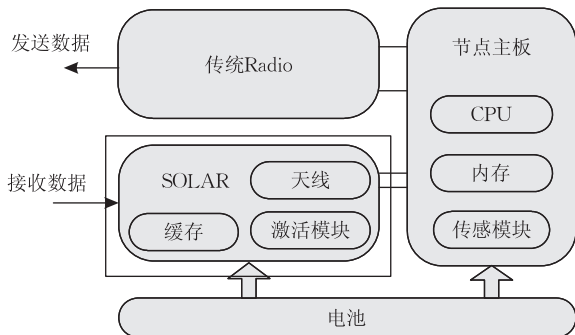
2.1 总体设计

本文提出的异步通信机制 ACM 是允许节点在近似睡眠的低功耗状态下,正确接收数据(注:本文提出的异步通信概念与文献[27]中的异步唤醒是两个不同的概念,区别于其基于节点时钟偏移的同、异步定义)。异步通信实现的关键在于额外增加的异步模块,即一种半被动式、开放的低功耗异步射频模块(Semi-passive Open Low-power Asynchronous Radio module, SOLAR)的实现。若用 SOLAR 模块承担传统传感器节点(如 Mica2)的无线接收功能,则节点可以通过 SOLAR 模块接收邻居节点发送的数据包,并将数据包放入 SOLAR 模块缓存中等待节点进入激活状态处理。SOLAR 模块的另外一个优点是可以向后兼容,即可以在关闭后,采用传统的通信方式进行数据传输。

图 1(a)显示了异步通信状态下的传感器网络,图 1(b)显示了配置了 SOLAR 模块的节点的内部结构。在该异步架构中,某节点 a 可以根据自己的唤



(a) 异步网络的通信模式($b/c/e/f$ 节点处于睡眠状态)



(b) 带有异步模块 SOLAR 的节点

图 1 异步通信机制总体原理

醒时间进行唤醒,然后发送传感数据到接收节点 b 的 SOLAR 模块。当节点 b 唤醒后则可以收集缓存在 SOLAR 模块的数据,然后通过发送 Radio 转发数据到下一跳节点。从而形成一种缓存-唤醒-转发的多跳异步通信模式。除了 Radio-SOLAR 通信方式,传统的 Radio-Radio 通信方式可以作为异步通信的补充模式。

因此,在这种异步通信模式中,无需传统 MAC 层的载波侦听与冲突避免机制(CSMA/CA)。因为节点充分利用了全部的通信时间,不再限制在狭窄的传统唤醒时间段内进行通信(如 S-MAC 通常采用 1%~10% 的占空比进行数据侦听,而剩余 90% 的时间处于休眠状态),故无线冲突概率很低,这样单个节点在唤醒后即可发送数据,简化了发送与接收数据的过程,从而提高了能量有效性。本节提出的基于异步通信架构的无线传感器网络适合于环境监控等基于概率事件的应用场景,如精细农业作业中的温度和湿度数据采集。与传统网络相比,在这些应用场景中,数据包长度较短,一般有效负载约为 30~40 字节,从而满足下面将要阐述的 SOLAR 模块的特性及异步环境下低冲突概率的特性。

2.2 SOLAR 模块

SOLAR 模块是该异步通信机制的关键组成部分。本文基于目前传感器元件的工艺发展水平,利用现有的低功耗 Radio 和激活逻辑电路(activation logic)技术设计 SOLAR 模块,使其能在低功耗状态下半被动式地接收数据。

目前一些项目也已经对能量有效的唤醒 Radio/模块进行了初步的研究^[20-26],所采用的方法主要是通过额外的唤醒 Radio/模块对信号进行检测以唤醒主 Radio 进行通信,由于均不是用于数据接收/缓存,因此这些模块并不能直接用于构建 SOLAR。

当前硬件技术的发展,尤其是当前的低功耗的无线射频识别(Radio Frequency Identification, RFID)标签(tags)的广泛使用,使得异步无线接收模块 SOLAR 的设计具有可实践性^[28-29]。RFID 的基本原理是利用射频信号和电磁耦合,实现对标签识别码和内存数据的读取或写入操作,但如果采用全被动式的 RFID 标签,需要从发送节点的电磁耦合吸收全部能量,发送节点需要使用较高的发送功率。对于无线传感器网络而言,这一点难以满足。而主动式(active)的 RFID 标签,则与传统节点的 Radio 工作方式基本相同,完全依靠节点自带的电

池供电进行数据接收和发送,达不到节能目标.因此,基于 SOLAR 的低功耗需求,半被动式的 RFID 标签是一种很好的选择.

目前, SOLAR 模块采用的半被动式的 RFID 标签与全被动式的 RFID 标签的主要区别在于:无需从全部射频信号获取能量,节点内装有电池,电池仅对标签内要求供电维持数据的电路或标签芯片工作所需的电压作辅助支持,而标签电路本身耗电很少.标签在未进入工作状态前,一直处于休眠状态,当进入干扰范围时,受到节点发出的射频能量激励,进入工作状态,结合自身电池的能量接收数据.

采用半被动式 RFID 标签的另外一个优点是增加了节点 Radio 感应灵敏度,延长了发送距离.因为半被动式的 RFID 标签采用一个电池供电的直流放大器,很大程度上提高了标签本身的灵敏度,降低对发送功率的要求,因此提高了有效通信距离.

目前作为畅销产品的半被动式 RFID 标签很容易获取如 IntelleFlex (www.intelleflex.com) 标签具有近 64 K 字节的读写容量,且依靠薄膜电池供电,使用寿命长达几年之久.按照目前 Mica2 的发送能力,在 10 mW 的发送功率下, IntelleFlex 公司的半被动式标签的有效通信距离可以达到约 50 英尺,足以满足大多数传感器网络的应用要求(放大器的本身功率是很小的,目前 Texas 仪器公司提供的放大器的本身功率约为毫微瓦).此外, SOLAR 模块与一般 RFID 标签的一个重要不同之处在于不需要 Radio 进行读操作,即从 SOLAR 内部读取数据,这样进一步降低了 SOLAR 模块本身设计的复杂度.

图 2 是基于 IntelleFlex 公司的半被动式 RFID 标签设计的 SOLAR 模块.该 RFID 标签提供了单独的射频收发芯片,能满足目前 SOLAR 模块在低功耗状态下接收数据的要求.目前主要是基于 IntelleFlex 公司 Tags 系列产品所采用的 XC3 Technology 架构,以及其遵循的底层 RFID 数据标准,进行二次开发,包括接口连接控制和通信方式定制.为了与 RFID 标签无缝整合,节点可以采用 Texas 仪器公司的 CC1110 芯片,可以与 IntelleFlex 公司的 RFID 标签工作在同一个频率(如 900 MHz 左右).如图 2 所示,节点上 CC1110 的 SI 接口与处理器 Atmega128L 的 MOSI 接口相连,进行数据发送;而原来与发射芯片相连的 MISO 接口则变为与 SOLAR 模块的输出接口相连,将 SOLAR 接收的数据载入 Atmega128L 进行处理.因硬件设计不是本

文重点,故在此不再详细描述.

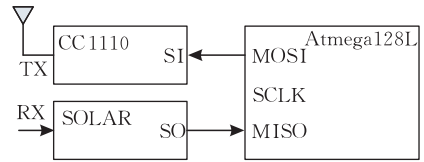


图 2 收发模块的内部结构设计

2.3 异步通信网络基本操作与状态

异步传感器网络包含几个重要的网络操作和状态.

初始化操作. 节点部署后,首先节点将采用 Radio-Radio 或 Radio-SOLAR 通信方式进行网络的初始化操作,此过程类似于传统网络的初始化,包括参数设置、建立邻居表、路由建立、成簇和定位等等.

传感与信息采集. 初始化后,每个节点将从 $[0, T_f]$ 时间段内随机选择一个初始唤醒时间 t , T_f 代表一轮的工作周期.每个节点将进行周期性的唤醒,每隔一定时间进行一次数据汇报. SOLAR 模块接收数据后,节点在唤醒后对数据进行相应的处理(如数据融合)并交给主模块进行转发.

数据传输操作. 节点在睡眠期间,可以通过 SOLAR 模块将对接收的数据进行缓存.由于 SOLAR 模块的接收带宽有限(只有几十 Kb/s),采用 FIFO 队列机制对数据进行缓存,避免数据覆盖.节点在睡眠期间,可能已经从邻居节点接收了数据,当节点按照自身的时间表唤醒后,首先从 SOLAR 模块收集数据并存储到主内存,对数据进行相应的处理后进行数据转发.与传统通信机制不同,节点唤醒后所进行的“侦听”与传统侦听不同,其无需利用 Radio 进行载波侦听和冲突避免,而是利用 CPU 和 SOLAR 模块工作,对 SOLAR 模块缓存队列的数据进行检查,根据 MAC 包头地址,若在“侦听”阶段没有发现需要转发的数据包(包括“侦听”阶段收到的数据)即转入睡眠,否则进行数据处理,并以突发(burst)的方式发送数据.由于节点充分利用了全部的通信时间,不再限制在狭窄的传统唤醒时间段内进行通信,正如下面分析的一致,信道的无线冲突概率将很低,结合低的占空比 Duty Cycle(本文指“侦听”时间与“侦听”/睡眠周期的时间比),以减少无效的信道侦听.与传统的 MAC 协议(如 802.11, S-MAC)相比,节点的状态要简化了很多,可以进一步提高能量有效性.异步通信下的多跳路由操作可以结合现有的多种路由协议,包括能量有效的层次路由协议或平

面路由协议,如 LEACH^[30]、定向扩散^[31]。

异步 ACK 机制. 虽然冲突概率已经很低,但考虑到在一些重要应用中需要确保数据的传输质量,本文针对异步通信的特性采用一种新的应答(ACK)机制,提高数据传输的可靠性.传统的 RTS/CTS/DATA/ACK 机制中,节点接收数据后要额外发送一个 ACK 帧,新的异步 ACK 机制与此不同,该机制在发送的数据包中搭载额外的 ACK 标识字段表示是否需要接收节点返回一个 ACK.接收节点收到 ACK 标识字段为 true 的数据包后需要进行确认,返回一个 ACK 给发送节点.而这种 DATA-ACK 确认机制同样采用一种异步的方式:即接收节点在唤醒后进行 ACK 确认,通过搭载机制将 ACK 确认和应答地址附带在转发的数据包中.若节点连续没有收到 ACK 应答(包括重发包的应答),认为冲突发生,则再次选择一个新的随机唤醒时间点进行下一轮的数据发送。

3 异步 MAC 协议

底层通信模式的改变将导致上层协议发生根本的变化.首先,异步的唤醒和多跳通信模式会导致额外的通信延时,包括排队延时和唤醒延时.异步通信环境下,由于异步唤醒以及多跳通信模式造成的通信延迟,传感器汇聚节点收集到的数据将呈现出不规则的时间模式。

因此,下面提出两种适合异步通信的 MAC 协议缓解以上问题:如果网内处理技术可以将数据进行有效的融合,则采用协同的随机唤醒机制(Coordinated Random Wakeup scheme,CRW);如果具体应用中未使用网内数据处理,或网内数据处理失效,则采用交错的唤醒机制(Interleaved Wakeup Scheme,IWS),使得节点能够较频繁地唤醒,进行数据转发。

3.1 协同的随机唤醒机制 CRW

如果网内的数据融合能有效地减少数据量,采用协同的随机唤醒机制 CRW 将节点的唤醒时间进行规则化,从而缓解时间不规则性,保持数据传输的有序性,使数据包能连续有序地向前传输.其主要原理是:根据节点与 Sink 的跳数来安排唤醒顺序,数据传输路径上距离 Sink 越远的节点越早唤醒,并通过数据融合技术有效地对传感数据进行融合,避免单个节点产生大量消息数据,可将数据的传输延时限制在一轮时间周期 T 内.在某个时间周期内只要节

点比它的前一跳节点晚唤醒则能够保持传感数据的有序传输.然而,关键是如何协调分布密集的节点之间的唤醒顺序,同时保持异步通信的特点,所以本文采用的方法是根据节点与 Sink 的距离为其分配时间段,离 Sink 越远的节点,越早唤醒.为了避免邻居节点间的冲突,允许节点在相应的时间段内随机地选择唤醒时间点.如果节点通过 ACK 丢失发现冲突,则重新选择一个新的唤醒时间点进行下一轮的数据发送。

CRW 中具体定义的唤醒时间选择如下:设节点到 Sink 的跳数为 $d(d \geq 0)$,每一轮的时间周期为 T ,节点 A 随机地选择它的唤醒时间为 t_w , t_w 均匀分布于

$$t_w = U \left[2T \left(1 - \frac{1}{1 + e^{-\alpha(d+1)}} \right), 2T \left(1 - \frac{1}{1 + e^{-\alpha d}} \right) \right],$$

其中 $\alpha > 0$,是与具体应用相关的网络参数.由上式可见,离 Sink 越远的节点越早唤醒,而 Sink 附近的节点后唤醒.不同跳数的节点所分配的时间段/帧表示为

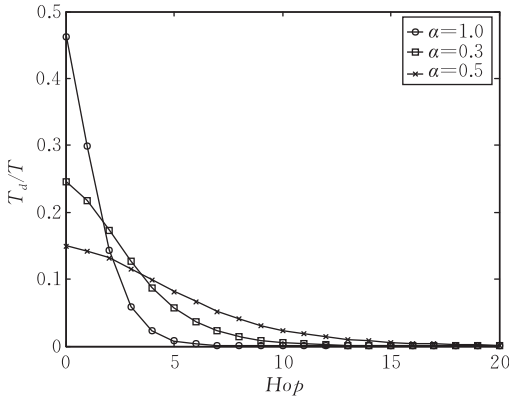
$$T_d = 2T \left(\frac{1}{1 + e^{-\alpha(d+1)}} - \frac{1}{1 + e^{-\alpha d}} \right).$$

而且,为了计算节点与 Sink 节点的跳数 d ,Sink 节点可以通过在网络的初始化阶段发送一个广播数据包,携带一个计算距离的字段,初始值设定为 0,每被中转节点转发一次,该字段加 1,直到遍历整个网络.图 3(a)描述了 α 对时间段分配的影响.Y 轴表示规一化的时间段比例 T_d/T ,X 轴表示节点与 Sink 的跳数(Hop).图 3(a)中离 Sink 越近的节点分配的时间段越长,这是由于 Sink 附近的数据流量通常比较大,离 Sink 越远的节点分配的时间段则相对较短.随着 α 的缩小,离 Sink 越远的节点所分配的时间会变长,而离 Sink 越近的节点分配的时间段缩短,从而可以很好地控制冲突概率.反之,如图 3(b)所示,根据具体的网络分布和流量情况,可以选择给离 Sink 远的节点分配较长的时间段。

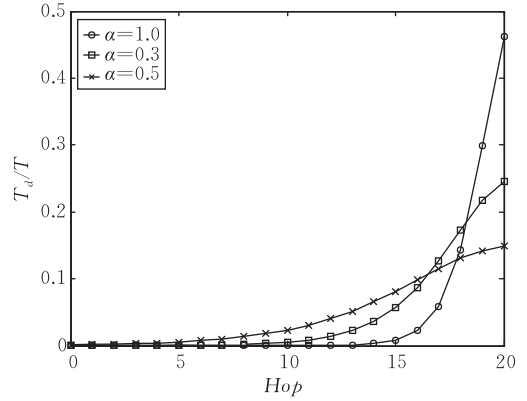
3.2 交错的唤醒机制 IWS

如果网内数据处理不能有效地降低网络通信负荷,那么 CRW 机制将会造成大量数据积压在 Sink 周围节点.为解决数据包积压,本文提出一种交错的唤醒机制 IWS,采用数据包交错的逐跳的转发模式。

该 IWS 机制的主要思想是:让节点更频繁地唤醒来缓解 Sink 点周围的拥塞状况,且利用频谱空间的交替使用以降低冲突概率.与 CRW 机制相似的



(a) Sink附近节点时间段长



(b) Sink附近节点时间段短

图 3 参数 α 对时间段分配的影响

是,每个节点从一个时间周期中随机选择一个时间点作为初始唤醒点,然后进行周期性的调度.关键的不同之处在于,CRW 机制中所有节点共享一个时间周期 T ,而交错的唤醒机制 IWS 只有相邻的一组节点才共享一个时间周期.该机制的具体内容为:将路由上的所有节点分成不同的虚拟组,每个组包含 G 个节点,共享一个时间周期 T_c .在单个组中,根据该节点到 Sink 点的跳数,每个节点会被赋值一个不同但连续的唤醒时间窗口 T_c/G ,在时间段 T_c/G 内均匀随机地选择一个唤醒时间点,进行唤醒和数据发送,传输路径后面的其它分组则采用相同的调度方法.

IWS 利用频谱空间的复用及 G 的大小所控制的唤醒频率来降低冲突概率.设一个唤醒-睡眠周期设置为 T_c , u_i 表示传感器节点 u 到 Sink 点的跳数为 i (节点到 Sink 跳数的计算方法与 CRW 机制相同),节点 u_i 在 $t_i(n)$ 唤醒,定义为

$$t_i(n) = \begin{cases} U\left[0, \frac{T_c}{G}\right] + (G - (i \bmod G)) \frac{T_c}{G} + (n-1)T_c, & i \bmod G \neq 0, \\ U\left[0, \frac{T_c}{G}\right] + (n-1)T_c, & \text{其它} \end{cases}$$

其中 $n=1,2,\dots$ 表示数据采集的周期数,为了说明上式的含义,就如如图 4(a) 所示,假设 $G=2$,离 Sink 节点为偶数跳的节点将在任意的 $T_c/2$ 的时间随机醒来,而奇数跳的节点将在剩下的 $T_c/2$ 的时间随机醒来.即唤醒序列为 $[(u_2, u_4, u_6 \dots), (u_1, u_3, u_5 \dots)]$.图 4(b) 显示的是 $G=3$ 时的情况,相同颜色的节点在相同的时间窗中唤醒,唤醒序列为 $[(u_3, u_6, u_9 \dots), (u_2, u_5, u_8 \dots), (u_1, u_4, u_7 \dots)]$.因此,通过调节周期时间 T_c 和组大小 G 能有效控制节点唤醒频率.假设

极端情况下,若每个节点独立成组, $G=1$ 时,网络转入没有调度机制的状态;若所有路由节点属于一个虚拟组,则转入与 CRW 机制相似的状态,CRW 为 IWS 的一种特殊情况.所以无论组大小为多少,一个时间周期内数据包在组内每个节点仅中转一次.

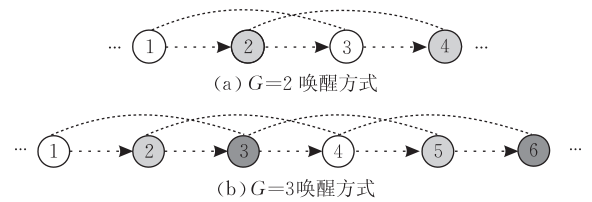


图 4 IWS 机制:相同颜色的节点在同一个时间窗口进行唤醒

4 通用排队网络模型

本节首先描述基本网络参数与相关预备知识,然后基于排队论^[32]与扩散近似理论^[33]建立通用排队网络模型,对异步通信进行分析比较.

设传感器网络由 n 个静止的传感器节点组成(不包含 Sink),设每个节点的通信半径均为 R , R_{ij} 表示节点 i 与 j 之间的距离. $N(i)$ 表示节点 i 的邻居节点集合, $N(i)$ 非空, $\forall i$. i 的邻居节点集中在以 i 为圆心的面积为 $\hat{A}(n) = \pi R^2$ 的圆形区域内(注:对于异步通信而言,其通信半径由于基于 RFID 的 SOLAR 模块的原因,接收范围比较短,设通信面积为 $A(n)$,且 $A(n) < \hat{A}(n)$).设节点的发送速率均为 W .

本文的通信干扰模型如式(1),只要节点 i 为 j 的邻居节点,且其它同时向 j 发送数据的节点 k 均不在通信范围内,节点 i 就可以成功发送一个数据包给节点 j .

$$R_{ij} \leq R, R_{kj} > R, k \neq i, j \quad (1)$$

定义 1. 干扰邻居. 基于式(1),若两个节点的

距离在 $2R$ 内, 则有可能相互干扰对方的数据发送, 故称它们互相为“干扰邻居”。

4.1 相关预备知识

扩散近似可以用来分析复杂的排队网络模型, 已经被广泛认可为既能降低复杂度, 又能获取较高精确度的一种方法^[34]. 当节点从邻居接收到一个数据包时将以概率 $(1-p(n))$ 对数据包进行转发, 或以概率 $p(n)$ 接收并不进行转发. 当节点转发数据包时, 周围的邻居均能以相等的概率接收该数据包.

设采样数据到达传感器网络的时间间隔服从均值为 $1/\lambda$ 、变异平方系数 SCV 为 c_A^2 的一般分布. $c_{A_i}^2$ 表示数据到达某节点 i 的 SCV. 单个数据包在节点 i 的处理时间服从均值和 SCV 分别为 $1/\mu$ 和 $c_{B_i}^2$ 的一般分布.

单个节点的访问率 e_i 定义为: 单个数据包在网络中的处理完成离开前, 被该节点处理的平均次数. 基于扩散近似理论得知^[32]:

$$e_i = p_{0i}(n) + \sum_{j=1}^n p_{ji}(n)e_j \quad (2)$$

其中, p_{0i} 表示数据包从节点 i 进入网络的概率; p_{ij} 表示从节点 i 进入节点 j 的概率. 从式(2)可以发现有两种不同类型的数据包进入某节点 i : 一类是直接由节点 i 进入的; 另一类是从其它节点转发过来的. 因此, 有效到达率 λ_i 定义为

$$\lambda_i = \lambda_e e_i \quad (3)$$

节点 i 的利用率/服务强度表示为 $\rho_i = (\lambda_i/\mu_i) < 1$. 根据式(2)和(3), $c_{A_i}^2$ 可以近似为

$$c_{A_i}^2 \approx 1 + \sum_{j=0}^n (c_{B_j}^2 - 1) p_{ji}^2 e_j e_i^{-1} \quad (4)$$

且 $c_{B_0}^2 = c_A^2$. 根据扩散近似理论的结论, 节点 i 中的数据包包数为 k 的概率是

$$\hat{\theta}_i(k) = \begin{cases} 1 - \rho_i, & k = 0 \\ \rho_i (1 - \bar{\rho}_i) \bar{\rho}_i^{(k-1)}, & k > 0 \end{cases} \quad (5)$$

其中,

$$\bar{\rho}_i = \exp\left(-\frac{2(1-\rho_i)}{c_{A_i}^2 \rho_i + c_{B_i}^2}\right) \quad (6)$$

从而可以得出节点 i 中的平均顾客数量为

$$\bar{K}_i = \sum_{k=0}^{\infty} \hat{\theta}_i(k) k = \frac{\rho_i}{1 - \bar{\rho}_i} \quad (7)$$

基于扩散近似理论可获取便于应用的闭合分析结果, 同时保证较好的精确度.

4.2 通用排队网络模型

与 Gupta-Kumar^[33] 模型及其它模型不同^[35-36], 本文建立的开放排队网络模型 GI/GI/1-FCFS (如

图 5 所示) 并不是针对单跳网络场景, 或理想的 MAC 协议 (如 TDMA). 第 5 节的分析中将考虑多跳的传感器网络及 MAC 协议中的多种性能影响因子, 从细节上刻画 MAC 协议的特性. 本节将利用扩散近似方法建立开放式的排队网络模型 GI/GI/1-FCFS (GI 表示数据包的到达和服务时间均为独立的一般分布, 数据包按照先进先处理的方式, 且最终会离开网络发往 Sink), 为便于分析, 理论分析时设定通信半径 $R = \sqrt{\log n/n}$, 这与文献[33]的条件相同 (实际比较时, 异步半径比传统同步要短).

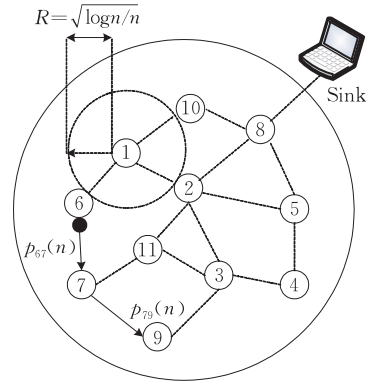


图 5 通用排队网络模型 GI/GI/1-FCFS ($p_{ij}(n)$ 表示数据包从 i 发往 j 的概率, j 以概率 $p(n)$ 接收)

引理 1. 数据包从节点 i 发往节点 j 的概率 (以下分析结果均为平均值, 即指各种网络拓扑、各种网络规模下的所有数据包的平均值) $\bar{p}_{ij}(n)$ 为

$$\bar{p}_{ij}(n) = \begin{cases} \frac{1-p(n)}{n-1} (1 - (1-A(n))^{n-1}), & i \neq j \\ 0, & i = j \end{cases} \quad (8)$$

证明. 令 $P[i \rightarrow j]$ 表示数据包从节点 i 发往节点 j 的概率. 首先定义几个重要参数:

$$\beta_{i \rightarrow j}^{i,k} \triangleq P[i \rightarrow j | j \in N(i), |N(i)| = k],$$

$$\alpha_i^{i,k} \triangleq P[|N(i)| = k | j \in N(i)],$$

$$\beta_{i \rightarrow j}^j \triangleq P[i \rightarrow j | j \in N(i)].$$

因此, 可以推出

$$\beta_{i \rightarrow j}^{i,k} = \frac{1}{k} (1 - P[i \text{ 接收且不转发数据包}]) = \frac{1-p(n)}{k}.$$

由于节点随机独立地分布于单位面积的圆形区域内, 节点 i 为节点 j 的邻居平均概率为 $A(n)$, 则有 $P[j \in N(i)] = A(n)$, 进而可以得出

$$\alpha_i^{i,k} = \binom{n-2}{k-1} (1-A(n))^{n-k-1} A(n)^{k-1}.$$

根据全概率原理有

$$\begin{aligned}\bar{p}_{ij}(n)\beta_{i \rightarrow j}^j &= \sum_{k=1}^{n-1} (\beta_{i \rightarrow j}^{j,k} \alpha_i^{j,k}) \\ &= \frac{(1-p(n))(1-(1-A(n))^{n-1})}{(n-1)A(n)}.\end{aligned}$$

由于只有当节点 j 为节点 i 的邻居时, 节点 i 才会将数据包转发给节点 j , 因此, $P[i \rightarrow j \notin N(i)] = 0$. 因此, 代入 $\bar{p}_{ij}(n)$, 可以推出 $\beta_{i \rightarrow j}^j$ 为

$$\begin{aligned}\bar{p}_{ij}(n) &= P[i \rightarrow j | j \in N(i)] P[j \in N(i)] \\ &= \beta_{i \rightarrow j}^j P[j \in N(i)] \\ &= \frac{1-p(n)}{n-1} (1-(1-A(n))^{n-1}).\end{aligned}$$

从而引理 1 得证.

证毕.

当 $(1-A(n))^{n-1} \rightarrow 0$ 时, 即 $A(n)$ 使得网络中几乎没有孤立节点时, 基于扩散近似理论, 节点 i 的访问率如式(2)所示, 在两端同时取平均值可以得到

$$\bar{e}_i = \frac{1}{n} + \sum_{j=1}^n \bar{p}_{ji}(n) \bar{e}_j.$$

由于网络中节点性质相同, 根据对称性有 $\bar{e}_i = \bar{e}_j$, $\forall i, j$. 且当 $(1-A(n))^{n-1} \rightarrow 0$ 时, $\bar{p}_{ji}(n) \approx \frac{1-p(n)}{n-1}$.

因此, \bar{e}_i 可化为

$$\bar{e}_i = \frac{1}{n} + \sum_{j=1, j \neq i}^n \frac{1-p(n)}{n-1} \bar{e}_i.$$

则节点 i 的平均访问率 \bar{e}_i (即数据包在被处理完之前, 在网络中传输时被节点 i 转发的平均次数) 为

$$\bar{e}_i = \frac{1}{np(n)}, \quad \forall i.$$

然后, 令 h 表示数据包从源节点到目的节点所经过的跳数, 则易知

$$P[h=k] = (1-p(n))^{k-1} p(n),$$

其中 $k > 0$. 于是可以推出

$$\bar{h} = E[h] = \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p(n))^{k-1} p(n) = \frac{1}{p(n)} \quad (9)$$

因此有, 数据包在到达目标节点之前的平均跳数为 $\bar{h} = 1/p(n)$.

5 建模与性能分析

本节将对异步与传统 MAC 协议的各项性能进行建模分析, 包括传输延时、吞吐量及单字节传输能耗.

5.1 异步通信建模与分析

在分析之前, 本节首先计算一些重要的网络参数, 包括数据包有效到达率、平均“干扰邻居”数量等. 设节点处于唤醒状态的时间为指数分布, 均值为

$1/\mu_S$; 处于睡眠状态的时间为均值为 $1/\mu_A$ 的指数分布. 节点间的状态相互独立, 且在睡眠状态不进行数据采样. 则易知节点处于唤醒和睡眠状态的概率, 即处于唤醒/睡眠时间占总时间的比例, P_A, P_S 分别为

$$P_A = \frac{\mu_A}{\mu_A + \mu_S}, \quad P_S = \frac{\mu_S}{\mu_A + \mu_S}.$$

且对于异步 MAC 协议 IWS 而言, $P_A \propto 1/G$.

设单个节点的采样率为 λ packets/s, 则数据包在节点 i 的有效到达率 λ_i 为 $\lambda_i = \lambda P_A / p(n)$. 由于节点采样生成数据包的过程为相互独立的泊松过程, 该过程的平均到达率为 λP_A . 故对整个网络而言, 外部数据的到达率为 $\lambda_e = n \lambda P_A$, 然后, 根据式(3), 即可得出. 设 X_i 表示节点 i 的“干扰邻居”的数量, 则 X_i 为 $E[X_i] = 4(n-1)A(n)$. 由于某节点为节点 i 的“干扰邻居”的概率为 $\pi(2R)^2 = 4A(n)$, 因此

$$P[X_i = q] = \binom{n-1}{q} (4A(n))^q (1-4A(n))^{n-q-1}.$$

可见 X_i 为二项式分布, 故 $E[X_i]$ 即为二项式分布的一阶矩.

引理 2. 设 X_i 为节点 i 的“干扰邻居”中有数据包需要发送的节点数, ρ 为节点的利用率, 则在稳定状态时 X_i 为

$$E[X_i] = 4\rho P_A (n-1)A(n).$$

证明. 设 $U_j = 1 (1 \leq j \leq X_i)$ 为节点 j 的随机变量, 用于表示稳定状态下, 节点 j 是否有数据需要发送. $U_j = 1$ 表示节点为唤醒状态且有数据需要发送; $U_j = 0$ 则表示节点没有数据需要发送. 根据式(5), 可推出 $P[U_j = 1] = \rho_j P_A$, 其中 ρ_j 表示节点 j 的利用率. 因此, $E[U_j] = \rho_j P_A$. 根据对称性, $\rho_j = \rho$,

$\forall j$, 则 $X_i = \sum_{j=1}^{X_i} U_j$, 从而可以得出

$$E[X_i] = E\left[\sum_{j=1}^{X_i} U_j\right] = \rho_j P_A E[X_i].$$

然后将 $E[X_i]$ 代入, 即可证明引理 2.

证毕.

延时与网络吞吐量

对于异步 MAC 协议, 发送节点 i 每一次的数据包传输的时间 S_i 将包括两个部分: (1) 检查 SOLAR 模块的时间; (2) 成功发送数据包的时间. 则不使用异步 ACK 机制时, $S_i = \bar{t}_{\text{lis}} + L/W$; 若使用异步 ACK 机制, 则节点只有等到下一次唤醒后才知道是否要重发, 故 $S_i = \bar{t}_{\text{lis}} + T_c + L/W$, T_c 为一个唤醒/睡眠周期的长度.

由于信道冲突, 成功的数据包传输可能需要多次发送. 当节点 i 发送数据包给节点 j 时, 节点 i 的

任意“干扰邻居”(包括节点 j 本身)若刚好在 j 的通信范围内,且有数据包需要发送,则会造成节点 j 的数据接收失败. 设 p_c 为独立的随机变量,用于表明 MAC 层平均冲突概率. 故可以推出:

$$\begin{aligned} p_c &= 1 - \left(1 - 2 \frac{L/W}{T_c/G}\right)^{E[X_i]A(n)} \\ &\leq 1 - \exp\left(-\frac{8\rho LGP_A(n-1)(A(n))^2}{T_c W - 1}\right) \\ &= 1 - \exp(-(n-1)(A(n))^2 \phi_1) \\ &= O(1 - \exp(-(n-1)(A(n))^2)) \quad (10) \end{aligned}$$

其中, G 为 IWS 协议中组大小; $\phi_1 > 0$, 且为不依赖于 n 的常数. 从式(10)可见, p_c 最后不依赖于具体的协议参数.

设 S_i 为数据包的处理/服务时间(即从数据包准备开始发送直到成功发送完毕), a_i 为发送次数, 且由于数据到达发送模块时节点可能处于睡眠, 则整个的处理时间为 $S_i = a_i \cdot S_i / P_A$. 下面将分别计算 $E[a_i]$ 和 $E[S_i]$. 本文将采用“Random-look”原则^[37], 在稳定状态时, 节点周围的唤醒“干扰邻居”节点数在整个处理时间内不变. 则数据包第 1 次发送成功的概率为 $1 - p_c$; 第 2 次成功的概率为 $p_c(1 - p_c)$; 依次类推, 可以得到 $P(a_i = k) = (p_c)^{k-1}(1 - p_c)$, $k > 0$, 故有

$$\begin{cases} E[a_i] = \sum_{k=1}^{\infty} k (p_c)^{k-1} (1 - p_c) = \frac{1}{1 - p_c}, \\ E[a_i^2] = \sum_{k=1}^{\infty} k^2 (p_c)^{k-1} (1 - p_c) = \frac{1 + p_c}{(1 - p_c)^2} \end{cases} \quad (11)$$

引理 3. 设 \bar{S}_i, \bar{S}_i^2 分别表示节点 i 的数据包处理时间的一阶矩、二阶矩, 则

$$\bar{S}_i = \frac{E[S_i]}{P_A(1 - p_c)}, \quad \bar{S}_i^2 = E[S_i]^2 \frac{1 + p_c}{P_A^2(1 - p_c)^2},$$

其中 $E[S_i] = (\bar{t}_{lis} + L/W)$ 或 $(\bar{t}_{lis} + T_c + L/W)$, 当分别不使用或使用 ACK 机制时. 在 $S_i = a_i \cdot S_i / P_A$ 两边同时取期望值, 代入 $E[a_i]$ 或 $E[a_i^2]$ 即可得.

证毕.

设某节点 i 数据包处理时间的 SCV 为 $c_{B_i}^2$, 且 $c_{B_i}^2 = \sigma_{S_i}^2 / \bar{S}_i = p_c$. 根据式(4)可知, $c_{B_0}^2 = c_B^2 = 1$, 因此, 数据包的到达时间间隔的 SCV 为

$$\begin{aligned} c_{A_i}^2 &= 1 + \sum_{j=1, j \neq i}^n (c_{B_j}^2 - 1)(\bar{p}_{ji}(n))^2 \\ &\approx 1 - (1 - p_c) \frac{(1 - p(n))^2}{n-1}. \end{aligned}$$

然后, 根据式(6), 代入 $c_{A_i}^2, c_{B_i}^2$ 和 ρ 可以求出 $\bar{\rho}$.

定理 1. 异步通信下的平均的端到端的传输延时为

$$D(n)_{\text{async}} = \frac{\bar{S}_i \bar{h}}{1 - \exp\left[-\frac{2(1 - \rho)}{p_c + \rho\left(1 - \frac{(1 - p_c)(1 - p(n))^2}{n-1}\right)}\right]},$$

其中, $\rho = \lambda_i \bar{S}_i = \frac{\lambda P_A \bar{S}_i}{p(n)}$, \bar{S}_i 见引理 3.

证明. 设 \bar{D}_i 表示在节点 i 的平均延时, 根据 Little 定理^[38], $\bar{D}_i = \bar{K}_i / \lambda_i = \frac{\rho_i}{\lambda_i(1 - \bar{\rho}_i)}$. 根据对称性, 每个节点的平均延时相同, 因此, 总延时为 $D(n)_{\text{async}} = (\bar{D}_i \cdot \bar{h})$. 证毕.

定理 2. 异步通信下的网络吞吐量 $T(n)$ 为

$$T(n) = O\left(\frac{W}{\sqrt{n/\log n}}\right).$$

证明. 为使数据包的传输延时不趋向于 ∞ , 排队论有 $\rho_i = \lambda_i \bar{S}_i = \frac{\lambda P_A \bar{S}_i}{p(n)} < 1$. 则异步通信下的最大采样率 λ_{async} 为

$$\lambda_{\text{async}} = \frac{p(n) \exp(-(n-1)(A(n))^2)}{E[S_i]}.$$

根据吞吐量的定义, 如果从一个较长的时间段 $t < \infty$ 而言, 按照输入输出对称性, 发送到目的地的数据量与采样数据量相等. 由于节点睡眠状态不采集数据, 则有

$$T(n) = \lambda_{\text{async}} \cdot P_A = \frac{p(n) \exp(-(n-1)(A(n))^2) P_A}{E[S_i]} \quad (12)$$

取 Gupta-Kumar 模型相同的条件, 保持网络连通时, 平均跳数为 $\bar{h} = \sqrt{n/\log n}$, 根据式(9)可知 $p(n) = \sqrt{\log n/n}$, 且 $A(n) = \pi \log n/n$, 代入 $T(n)$ 可得

$$\begin{aligned} T(n) &= O\left(\frac{W}{L} \cdot \sqrt{\log n/n} \cdot \exp\left(-\frac{(n-1)\log^2 n}{n^2}\right)\right) \\ &= O(W \cdot \sqrt{\log n/n} \cdot 1) \\ &= O\left(\frac{W}{\sqrt{n/\log n}}\right) \quad (13) \end{aligned}$$

证毕.

与 Gupta-Kumar 模型的吞吐量公式相比, 式(12)不仅仅体现了 $T(n)$ 与节点数目/密度的关系, 还体现了 P_A 的影响. 同时体现了发送距离对网络吞吐量的影响: 发送半径越大, $A(n)$ 越大, 吞吐量越小. 这是因为发送半径越大, 干扰可能性越大, 冲突概率越高, 导致网络吞吐量下降.

网络能耗

网络能耗是传感器网络关注的重要因素. 本文

通过单字节传输能耗 ECT (Energy Consumption per successful Transmission for a data byte) 来评价网络能耗, 并忽略无数据包时的睡眠能耗. 异步通信中, 能耗主要来源于发送节点与其周围的邻居节点, “侦听”能耗很少. 除去需要对数据包进行接收的节点, 周围的其它邻居节点(如睡眠状态中)同样可以通过 SOLAR 模块接收到数据包, 并消耗能量. 由于节点 i 的平均邻居数量为 $(n-1)A(n)$, 且在一个数据包发送过程中, 周围的各个邻居节点处于睡眠状态的平均时间为 $L(1-P_A)/W$.

定理 3. 设 P_{tx} , P_{rx} , P_{lis} 分别表示发送/接收/侦听功率, 数据包长度为 L , 则异步通信的 ECT 为 $ECT_{\text{async}} =$

$$\frac{1}{W} \cdot \left(\frac{Wt_{\text{lis}}P_{\text{lis}}/L + P_{\text{tx}} + (n-1)A(n)(1-P_A)P_{\text{rx}}}{\rho(n)\exp(-(n-1)(A(n))^2)} \right).$$

证明. 发送一个长度为 L 字节的数据包的能耗为 $P_{tx}L/W$, 侦听能耗为 $\bar{t}_{\text{lis}}P_{\text{lis}}$; 而周围节点接收到数据包所消耗的能耗为 $(L(n-1)A(n)(1-P_A)P_{\text{rx}})/W$, 平均传输的跳数为 $\bar{h} = 1/\rho(n)$, 每跳平均发送次数为 $1/(1-p_c)$, 故有

$$ECT_{\text{async}} = \left[\bar{t}_{\text{lis}}P_{\text{lis}} + \frac{L}{W}P_{\text{tx}} + \frac{L}{W}(n-1)A(n)(1-P_A)P_{\text{rx}} \right] \frac{\bar{h}}{(1-p_c)L}.$$

代入其它参数, 即可得到 ECT_{async} . 证毕.

5.2 传统通信建模与分析

而传统通信模式中, 以 S-MAC、T-MAC 为代表的 MAC 协议采用协同的周期性唤醒/睡眠, 从而进行同步通信. 为与异步通信区别, 设传统同步通信中数据包长为 $\hat{L} = L + L_{\text{sync}}/r$, 其中 L_{sync} 表示同步包 SYNC 长度, r 表示发送 SYNC 的频率. 故发送一个数据包的时间为 $\hat{L}/W + T_0$, T_0 表示用于 RTS/CTS 及 ACK 发送的时间, 可以忽略不计. 由于同步传感器网络通信范围比异步要大, 用 $\hat{p}(n)$ 、 $\hat{A}(n)$ 分别表示吸收概率和通信范围面积.

设 Y_i 为节点 i 的“干扰邻居”数目, 则有

$$E[Y_i] = 4(n-1)\hat{A}(n),$$

$$E[Y_i^2] = 4(n-1)\hat{A}(n)(1+4(n-2)\hat{A}(n)).$$

设 Y_i 为节点 i 周围处于唤醒状态且有数据包需要发送的“干扰邻居”的数目, 则有

$$E[Y_i] = 4\rho(n-1)P_A\hat{A}(n),$$

$$E[Y_i^2] = 4(n-1)\hat{A}(n)[\rho^2 P_A^2 4(n-2)\hat{A}(n) + \rho P_A].$$

对同步 MAC 协议而言, 在成功发送数据的过

程中, 信道冲突会引起数据重传. 每一次数据传输包括 3 个部分: (1) 计时器退避时间, 该计时器为均值为 $1/\epsilon$ 的指数分布; (2) 计时器暂停时间间隔; (3) 发送数据包时间. 其中计时器退避时间由平均退避时间与计时器暂停次数决定. 在信道侦听过程中, 若节点通过 RTS/CTS 发现“干扰邻居”在进行通信, 则暂停该计时器, 且每次暂停的时间为 \hat{L}/W . 当退避计时器中止时, 节点将发送数据包, 而其它“干扰邻居”节点将暂停计时器, 暂时转入睡眠状态直到数据发送完毕, 当数据包发送完后, 计时器继续计时.

设 T_i 表示稳定状态时, 节点 i 一次数据包传输的时间, 则有 $T_i = t + Z_i\hat{L}/W + \hat{L}/W$. 设 T_i 为整个数据包的服务时间, \hat{a}_i 为平均发送次数. 因此有 $T_i = \hat{a}_i T_i / P_A$. 设 \hat{p}_c 为冲突概率, 并假设重发次数不限, 则有

$$E[\hat{a}_i] = \frac{1}{1-\hat{p}_c}, \quad E[\hat{a}_i^2] = \frac{1+\hat{p}_c}{(1-\hat{p}_c)^2}.$$

当节点 i 发送数据包给节点 j 时, 节点 i 的任意“干扰邻居”(包括节点 j 本身)若刚好在 j 的通信范围内, 且有数据包需要发送, 则会造成节点 j 的数据接收失败. 由于节点同步唤醒, 假设节点计时器的平均退避时间窗口大小为 CW , 节点选择同一个时槽的概率为 $1/CW$, 则冲突概率为

$$\begin{aligned} \hat{p}_c &= 1 - (1 - \frac{1}{CW})^{E[Y_i]\hat{A}(n)} \\ &\leq 1 - \exp\left(-\frac{4\rho P_A(n-1)(\hat{A}(n))^2}{CW-1}\right) \\ &= O(1 - \exp(-(n-1)(\hat{A}(n))^2)). \end{aligned}$$

由于 $\hat{A}(n) > A(n)$, 故异步网络下的冲突概率要低.

引理 4. 设 Z_i 表示稳定状态时, 在一次数据包发送过程中节点 i 计时器暂停的次数, 则有

$$E[Z_i] = 4\rho(n-1)\hat{A}(n)P_A.$$

定理 4. 同步通信模式的平均延时为

$$D(n)_{\text{sync}} =$$

$$\frac{\bar{T}_i \bar{h}^*}{1 - \exp\left[-\frac{2(1-\rho)}{c_{Bi}^2 + \rho\left(1 - \frac{(1-c_{Bi}^2)(1-\hat{p}(n))^2}{n-1}\right)} \right]},$$

其中, $c_{Bi}^2 = \frac{\delta_{T_i}^2}{E[T_i]^2} = \frac{E[T_i^2] - E[T_i]^2}{E[T_i]^2}$, 类似异步,

$E[T_i^2]$ 和 $E[T_i]^2$ 可由 T_i 和 T_i 共同求出.

定理 5. 同步通信模式的网络吞吐量 $\hat{T}(n)$ 为

$$\hat{T}(n) = \frac{\hat{p}(n) \exp(-(n-1)(\hat{A}(n))^2)}{\frac{1}{P_A} \left(\frac{1}{\epsilon} + \frac{\hat{L}}{W} \right) + \frac{4\hat{L}(n-1)\hat{A}(n)}{W}}$$

$$= O(W/\sqrt{n \log n}),$$

其中, $\hat{A}(n) = \pi \log n/n$.

定理 5 表明分析的吞吐量与 Gupta-Kumar 模型的结果是一致的, 从而验证了通用排队网络模型的正确性.

定理 6. 设 $P_{tx}, P_{rx}, P_{sleep}, P_{lis}$ 分别表示发送、接收、睡眠、和空闲侦听功率, 则同步通信的 ECT 为

$$ECT_{sync} = \frac{1}{WL} \cdot$$

$$\left[\frac{WP_{lis} + \hat{L}(P_{tx} + P_{rx}) + \hat{L}E[\mathbf{Y}_i]P_{lis} + \hat{L}E[\mathbf{Y}_i]P_{sleep}}{\hat{p}(n) \exp(-(n-1)(\hat{A}(n))^2)} \right].$$

其中, \hat{L} 表示 MAC 报头和 RTS 或前导码的平均长度.

6 性能比较与验证

6.1 实验场景及参数

设传感器网络随机部署在单位面积的圆形区域内, 异步与同步实验时节点数相同, 而同步环境下的通信范围比异步要大, 故异步环境下源节点至目的节点的平均传输跳数要稍长, $\bar{h} > \bar{h}^*$, 则 $\rho(n) < \hat{p}(n)$. 使用与 Gupta-Kumar 模型相同的条件, 保持网络均连通时, 异步环境下的平均跳数为 $\bar{h} = \sqrt{n/\log n}$, 同步环境下为 $\bar{h}^* = \bar{h}/(\sqrt{\hat{A}(n)/A(n)})$.

本文基于 OMNet++ 平台^[39], 开发异步通信模拟系统, 主要模拟异步协议及随机网络拓扑, 从源节点发送数据包到随机的目的节点, 统计各个数据包的平均值, 包括平均延时、能耗等, 每次实验重复 10 次, 以最后的平均值为实验结果. 所设定的具体实验参数如表 1 所示, 其中 S-MAC 协议参数参照文献[10], 其占空比(duty-cycle)为 1%~10%; 数据

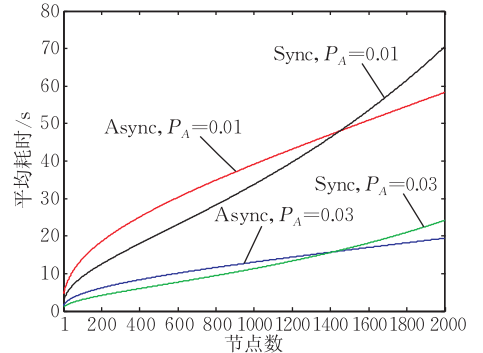
表 1 实验参数列表

参数说明	值	参数说明	值
W	20 Kbps	L_{sync}/r	0.1 Byte
P_{tx}	38 mW	\hat{L}	36.1 Byte
$P_{rx} \& P_{lis}$	25 mW	ACK 包长度	2 Byte
P_{rx} (SOLAR)	0.5 mW	$A(n)$	0.01
P_{lis} (SOLAR&CPU)	15 mW	$\hat{A}(n)$	0.02
P_{sleep}	0.05 mW	$1/\epsilon$	0.003 s
$\bar{\tau}_{lis}$ (SOLAR)	0.005 s	采样频率 λ	变量
L	36 Byte	Duty-cycle	变量(1%~10%)
区域面积 S	1	T_c	变量
\hat{L}	8 Byte	P_A	变量

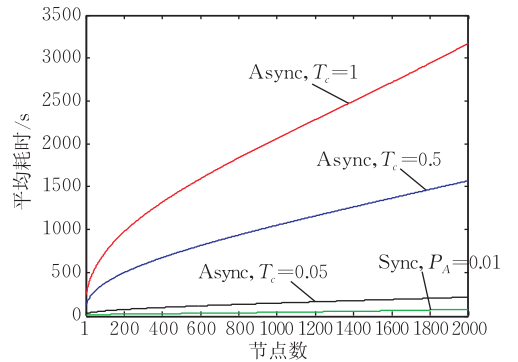
包长度为 36 Byte; ACK 长度为 2 Byte; overhead 的平均长度为 8 Byte; 其中节点能耗、速率等性能参数以 Mica2 节点作为参照, 如传输速率为 20 Kbps, 以接近 SOLAR 模块的性能参数. 所有参数设置的前提是要保证节点的利用率 $\rho < 1$.

6.2 传输延时

图 6(a) 显示了节点数 $n=1 \sim 2000$ 时, 采样频率 $\lambda=1/120$ packets/s 时的延时比较. 当没有采用异步 ACK 机制, 总体上异步 MAC 机制的延时比同步的要长. 但是当节点数超过约 1500 时, 同步 MAC 的延时比异步要增长的更快, 其主要原因是节点密度过大时, 由于同步的通信范围要大, 导致冲突概率增大, 此时过多的重发次数使得传输延时迅速增加. 同时, 当唤醒概率越小时, 数据包积压越多, 延时越大, 如图所示, $P_A=0.01$ 比 $P_A=0.03$ 的传输延时要大. 图 6(b) 显示了 $P_A=0.01$, 采用异步 ACK 机制时, 与同步机制的比较. 可见使用异步 ACK 机制时, 由于只有等到下一次唤醒方可进行重传, 异步的传输延时增长速度比较快.



(a) 采样频率 $\lambda=1/120$ 时的传输延时比较



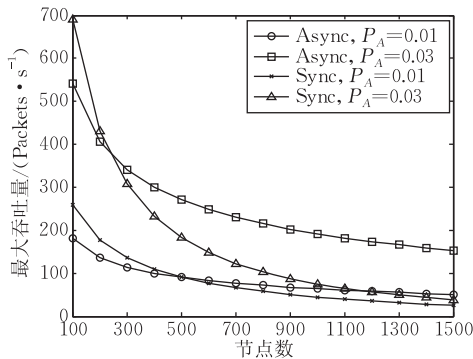
(b) 采用异步 ACK 机制时的传输延时比较

图 6 传输延时比较 (Async/Sync 表示异步/同步通信)

6.3 网络吞吐量

根据定理 2 和 5, 图 7(a) 描述了不同唤醒概率时的网络最大吞吐量比较. 可以发现当节点数增加到一定程度时, 异步通信的吞吐量要大于同步通信,

主要有两个原因:一是由于同步通信的通信半径比较大,则更容易导致通信干扰增多,因此吞吐量下降更快;二是异步通信的主要特点是在睡眠时接收数据,这使得网络可以容纳更多的数据量,故吞吐量更大.这意味着从一个比较长的时间段来看,异步通信的接收率比同步通信要高.图 7(a)同时表明唤醒概率较高时,网络的吞吐量越高.图 7(b)进一步描述了 $n=1000$ 时,唤醒概率对吞吐量的影响.可见,当 P_A 增大时,异步通信的吞吐量成线性增长,比同步通信要大许多.其中,异步通信采用 ACK 机制时的网络吞吐量比不用时要稍低,主要是因为传输时间延长导致.



(a) 不同网络规模时的吞吐量比较

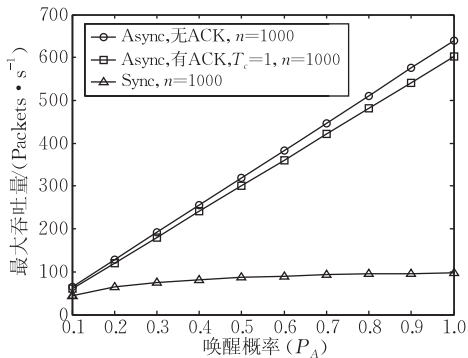
(b) 唤醒概率 P_A 对网络吞吐量的影响

图 7 网络吞吐量分析比较

6.4 传输能耗

能量有效性与降低网络通信能耗是异步通信的主要目标之一. 根据定理 3 和 6, 图 8(a) 比较了 $P_A=0.01$ 时, $n=10\sim 2000$ 时, ECT 随节点数增长时的变化. 可见, 同步网络中的 ECT 明显比异步通信要大, 约为 2~3 倍左右, 且随 n 增长其增长速度比异步要快. 图 8(b) 进一步显示了当节点数量达到 $n=5000$ 时, 采样频率不同时, ECT 的变化情况. 由于网络规模进一步加大, 当 $n>3000$ 时, ECT_{sync}/ECT_{async} 已经超过 4~5. 当采样频率越高时, 网络流量加大, 参与信道竞争的节点增多时, 故 $ECT_{sync}/$

ECT_{async} 还有所提高. 实际中, 同步通信中节点在退避或接收 RTS 数据包前, 还需要侦听信道状态, 将消耗更多的能量.

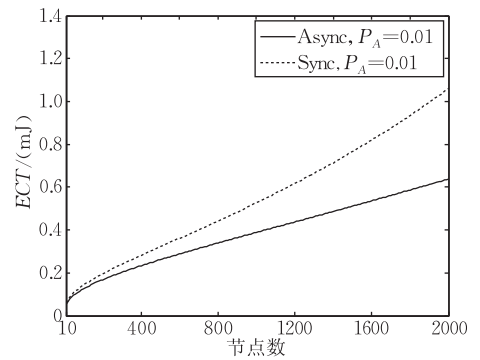
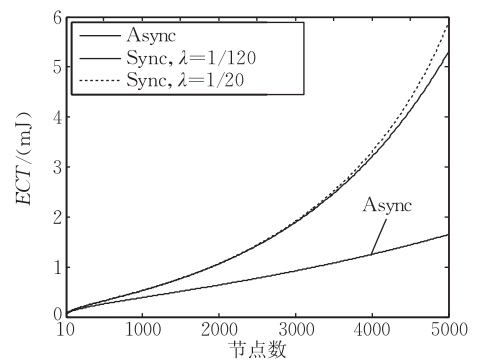
(a) $P_A=0.01$ 时传输能耗对比: ECT_{sync} 与 ECT_{async} (b) 大规模网络下的传输能耗对比: ECT_{sync} 与 ECT_{async}

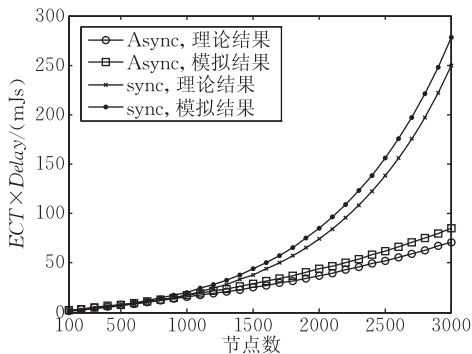
图 8 网络能耗对比

6.5 综合性能比较与验证

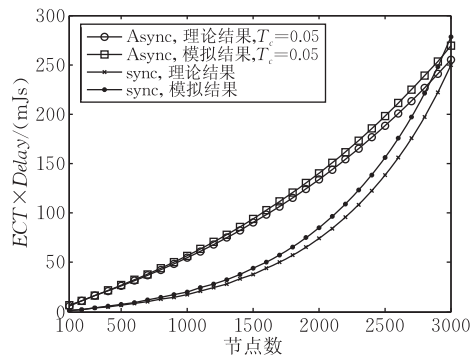
图 9(a) 显示了当 $P_A=0.01$ 时, $\lambda=1/120$, $n=100\sim 3000$ 时的综合性能, 即能耗与延时的乘积: $ECT \times Delay$. 可见, 网络规模比较小时, 异步通信的开销与同步通信相差不多, 而随着网络规模大于 1500 个节点时, 异步通信的总开销要比同步通信约低 3~5 倍. 虽然在传输延时方面性能不如同步, 但是异步在总的开销上要远比同步通信低. 图 9(b) 则显示了采用异步 ACK 机制时的综合性能对比. 异步机制此时的总的开销比同步要高, 主要原因是异步 ACK 机制导致延时迅速增加, ACK 机制对传输能耗的影响很小, 基本可以忽略. 虽然如此, 但当网络规模比较大时, $n=3000$ 时, 同步通信的总开销基本赶上异步.

同时, 为了对分析结果进行验证, 实验模拟随机的网络拓扑. 同步通信模拟 S-MAC 协议, 忽略其自适应侦听和长数据包等机制. 异步模拟 IWS 机制, 且组大小 $G=1\sim 5$. 基本保持节点的唤醒概率为 $P_A=0.01$, 在同样的条件下进行实验, 最后的模拟平均值如以下两个图中所描述. 由图 9(a) 可见, 模

拟结果比分析值均要高出 3% 左右, 这是因为 ECT 没有考虑节点睡眠状态的能耗及多余的信道侦听能耗. 另外, 采用异步 ACK 机制时, 节点需要重发数据包, 网络流量会比分析值要大, 从而导致网络总开销偏大, 因此, 图 9(b) 中的模拟结果也比分析值要大. 但模拟结果总的趋势与理论分析值基本保持一致.



(a) 不采用异步ACK机制时综合性能($ECT \times Delay$)对比



(b) 采用异步ACK机制时综合性能($ECT \times Delay$)对比

图 9 综合性能 $ECT \times Delay$ 对比

7 结论与展望

本文提出了一种适合传感器网络的异步通信机制, 针对其特性设计了相应的 MAC 协议, 并进行了建模分析与模拟实验. 理论分析与实验结果表明, 异步通信机制 ACM 能很大程度上提供网络吞吐量、延长网络生命周期. ACM 对于资源有限、链路动态性比较强的传感器网络而言, 是一个重要的发展方向, 其中还存在许多新的研究课题, 下一步的工作将主要集中在异步模块编码及 MAC 协议优化方面.

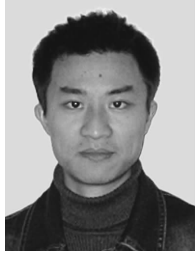
参 考 文 献

[1] Estrin D, Govindan R, Heideman J et al. Next century challenges: Scalable coordination in sensor networks//Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking. Seattle, USA, 1999;

263-270

- [2] Akyildiz I F. Wireless sensor networks: A survey. Computer Networks, 2002, 38(4): 393-422
- [3] Ren Feng-Yuan, Huang Hai-Ning, Lin Chuang. Wireless sensor networks. Journal of Software, 2003, 14(7): 1282-1291(in Chinese)
(任丰原, 黄海宁, 林闯. 无线传感器网络. 软件学报, 2003, 14(7): 1282-1291)
- [4] Li Jian-Zhong, Li Jin-Bao, Shi Sheng-Fei. Concepts, issues and advance of sensor networks and data management of sensor networks. Journal of Software, 2003, 14(10): 1717-1727(in Chinese)
(李建中, 李金宝, 石胜飞. 传感器网络及其数据管理的概念、问题与进展. 软件学报, 2003, 14(10): 1717-1727)
- [5] Cui Li, Ju Hai-ling, Miao Yong et al. Overview of wireless sensor networks. Journal of Computer Research and Development. 2005, 42(1): 163-174(in Chinese)
(崔莉, 鞠海玲, 苗勇等. 无线传感器网络研究进展. 计算机研究与发展, 2005, 42(1): 163-174)
- [6] Xu S, Saadawi T. Revealing the problems with 802.11 medium access control protocol in multi-hop wireless ad hoc networks. Computer Networks, 2002, 38(14): 531-548
- [7] Kherani A, Shorey R. Throughput analysis of TCP in multi-hop wireless networks with IEEE 802.11 MAC//Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference. Atlanta, USA, 2004: 237-242
- [8] Kanodia V, Li C, Sabharwal A, Sadeghi B, Knightly E. Distributed multi-hop scheduling and medium access with delay and throughput constraints//Proceedings of the 7th annual International Conference on Mobile Computing and Networking. Rome, Italy, 2001: 200-209
- [9] Chandra A, Gummalla V, Limb J O. Wireless medium access control protocols. IEEE Communications Surveys and Tutorials, 2000, 3(2): 2-15
- [10] Ye W, Heidemann J, Estrin D. Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2004, 12(3): 493-506
- [11] Dam T V, Langendoen K. An adaptive energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks//Proceedings of the 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. Los Angeles, USA, 2003: 65-72
- [12] Polastre J, Hill J, Culler D. Versatile low power media access for wireless sensor networks//Proceedings of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. Baltimore, USA, 2004: 95-107
- [13] Zheng T, Radhakrishnan S, Sarangan V. PMAC: An adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks//Proceedings of the 19th IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium. Denver, USA, 2005: 8

- [14] Ye Wei, Silva Fabio, Heidemann John. Ultra-Low duty cycle MAC with scheduled channel polling//Proceedings of the 3rd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. Boulder, USA, 2006: 321-334
- [15] Sun Yanjun, Gurewitz Omer, Johnson David B. RI-MAC: A receiver-initiated asynchronous duty cycle MAC protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks//Proceedings of the 5th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems. Raleigh, USA, 2008: 1-14
- [16] Hu Yu-Peng, Lin Ya-Ping, Jiang Hong-Yan, Li Xiao-Long, Zhou Si-Wang. MAC protocol for wireless sensor networks via collaborative compression. *Journal of Software*, 2009, 20(9): 2483-2494(in Chinese)
(胡玉鹏, 林亚平, 蒋红艳, 李小龙, 周四望. 无线传感器网络中基于协同压缩方法的 MAC 协议. *软件学报*, 2009, 20(9): 2483-2494)
- [17] Hu Yu-Peng, Li R, Zhou Si-Wang, Lin Ya-Ping. CCS-MAC: Exploiting the overheard data for compression in wireless sensor networks. *Computer Communications*, 2011, doi: 10.1016/j.comcom.2011.03.010
- [18] Demirkol I, Ersoy C, Alagoz F. MAC protocols for wireless sensor networks: A survey. *IEEE Communications Magazine*, 2006, 44(4): 115-121
- [19] Ali Muneeb, Umar Saif, Dunkels et al. Medium access control issues in sensor networks. *ACM SIGCOMM Computer Communications Review*, 2006, 36(2): 33-36
- [20] Rabaey J M et al. PicoRadios for wireless sensor networks: The next challenge in ultra-low-power design//Proceedings of the IEEE International Solid-State Circuits Conference. San Francisco, USA, 2002: 200-201
- [21] Rabaey J M et al. PicoRadio supports ad hoc ultra-low power wireless networking. *IEEE Computer*, 2000, 33(7): 42-48
- [22] Gu L, Stankovic J. . Radio-triggered wake-up capability for sensor networks//Proceedings of the 10th IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium. Toronto, Canada, 2004: 27-36
- [23] Schurgers C, Tsiatsis V, Ganeriwal S, Srivastava M. Optimizing sensor networks in the energy-latency-density design space. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2002, 1(1): 70-80
- [24] Schurgers C, Tsiatsis V, Ganeriwal S, Srivastava M. Topology management for sensor networks: Exploiting latency and density//Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing. Lausanne, Switzerland, 2002: 135-145
- [25] Miller Matthew J, Vaidya N H. A MAC protocol to reduce sensor network energy consumption using a wakeup radio. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2005, 4(3): 228-242
- [26] Shih E, Bahl P, Sinclair M J. Wake on wireless: An event driven energy saving strategy for battery operated devices//Proceedings of the 8th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking. Atlanta, USA, 2002: 160-171
- [27] Zheng Rong et al. Optimal block design for asynchronous wake-up schedules and its applications in multihop wireless networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2006, 5(9): 1228-1241
- [28] Finkenzeller K, RFID Handbook: Fundamentals and Applications in Contactless Smartcards and Identification. 2nd Edition. Chichester: John Wiley and Sons, 2003: 1-20
- [29] Liu Hai, Bolic Miodrag, Nayak Amiya, Stojmenovic Ivan. Taxonomy and challenges of integration of RFID and wireless sensor networks. *IEEE Network*, 2008, 22(6): 26-32
- [30] Heinzelman W, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy efficient communication protocol for wireless microsensor networks//Proceedings of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences. Maui, USA, 2000: 3005-3014
- [31] Intanagonwiwat C, Govindan R, Estrin D. Directed diffusion: A scalable and robust communication paradigm for sensor networks//Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking. Boston, USA, 2000: 56-67
- [32] Reiser M, Kobayashi H. Accuracy of the diffusion approximation for some queuing systems. *IBM Journal of Research and Development*, 1974, 18(2): 110-124
- [33] Gupta P, Kumar P R. Capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2000, 46(2): 388-404
- [34] Kendall D G. Some problems in the theory of queues. *Journal of the Royal Statistical Society, B*, 1951, 8(2): 151-185
- [35] Gamal A E, Mammen J, Prabhakar B et al. Throughput-delay trade-off in wireless networks//Proceedings of the 23rd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Hong Kong, China, 2004: 464-475
- [36] Li J, Blake C, Couto D S D, Lee H I. Capacity of ad hoc wireless networks//Proceedings of the 7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking. Rome, Italy, USA, 2001: 61-69
- [37] Ray S, Carruthers J B, Starobinski D. Evaluation of the masked node problem in ad-hoc wireless lans. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2005, 4(5): 430-442
- [38] Little J D. A proof of the queuing formula $L = \lambda W$. *Operation Research*, 1961, 9(3): 383-387
- [39] Varga A. The OMNeT++ discrete event simulation system//Proceedings of the 15th European Simulation Multiconference, Prague, Czech Republic, 2001: 319-324



HU Yu-Peng, born in 1981, Ph. D. , associate professor. His research interests include wireless sensor network and social network computing.

LIN Ya-Ping, born in 1955, Ph. D. , professor, Ph. D. supervisor. His research interests include computer network and machine learning.

ZHOU Si-Wang, born in 1971, Ph. D. , associate professor. His research interests include signal and information processing in wireless sensor network, wavelet analysis.

LIU Yong-He, born in 1974, Ph. D. , associate professor. His research interests focus on wireless networking.

Background

Fundamental communication of wireless sensor networks is mainly depending on coordinated sleep/wakeup mechanisms, and is still basing the link layer protocols upon the traditional 802.11. For wireless sensor networks usually having high node density and large scale, 802.11 protocol has tended to be not efficient in energy consumption, network throughput etc. Motivated by the dynamic links in a large portion of monitoring applications of wireless sensor networks, this paper proposes a kind of weak connection-oriented asynchronous communication mechanism (ACM), in

which the throughput and the energy efficiency can be dramatically improved. Before establishing the general queuing model GI/GI/1-FCFS, this paper introduces two MAC protocols for different applications.

This work is partially supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos. 60973127, 60973031; the Hunan Provincial Natural Science Foundation of China under Grant No. 10JJ4042; the Chinese Central University Basic Research Foundation.