

## 异步多信道无线传感器网络 MAC 协议<sup>\*</sup>

张德升<sup>1,2+</sup>, 李金宝<sup>1,2</sup>, 郭龙江<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>(黑龙江大学 计算机科学技术学院, 黑龙江 哈尔滨 150080)

<sup>2</sup>(黑龙江省数据库与并行计算重点实验室, 黑龙江 哈尔滨 150080)

### Asynchronous Multi-Channel MAC Protocol for WSNs

ZHANG De-Sheng<sup>1,2+</sup>, LI Jin-Bao<sup>1,2</sup>, GUO Long-Jiang<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>(School of Computer Science and Technology, Heilongjiang University, Harbin 150080, China)

<sup>2</sup>(Key Laboratory of Database and Parallel Computing of Heilongjiang Province, Harbin 150080, China)

+ Corresponding author: E-mail: zhang.de.sheng@qq.com

Zhang DS, Li JB, Guo LJ. Asynchronous multi-channel MAC protocol for WSNs. *Journal of Software*, 2012, 23(3): 613–628. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3984.htm>

**Abstract:** To tackle control channel saturation and triple hidden terminal problems, this paper proposes RIM, a receiver-initiated multi-channel MAC protocol with duty cycling for WSNs. By adopting a receiver-initiated transmission scheme and probability-based random channel selection, RIM effectively alleviates, if not completely eliminates, control channel saturation and triple hidden terminal problems. In addition, RIM exploits a simple but reliable asynchronous broadcast scheme to solve the problem of broadcast data loss with reliable broadcast-intensive applications. More importantly, RIM is fully distributed with no requirements of time synchronization or multi-radio. Therefore, RIM is very easily implemented in resource-constrained sensor nodes. Via the theoretical analysis, the optimal duty cycle are obtained, respectively. The simulation and real testbed experimental results show that RIM achieves significant improvement in energy efficiency with increasing benefit when the number of channels and traffic loads increase, while maintaining higher throughput. Moreover, RIM exhibits a prominent ability to enhance its broadcast reliability.

**Key words:** WSN; multi-channel MAC protocol; multi-hop terminal; multi-channel terminal; sleep hidden terminal; control channel saturation

**摘要:** 针对无线传感器网络中控制信道饱和问题以及三重隐终端问题,提出了一种异步多信道 MAC 协议——RIM(receiver-initiated MAC)。RIM 利用接收端开始的传输机制有效地解决了控制信道饱和问题,同时采用了基于概率的随机信道选择机制避免了三重隐终端问题。而且,RIM 支持一种简单且可靠的异步广播机制。通过基于马尔可夫链的理论分析,得到了 RIM 中节点的最优占空比。为验证 RIM 的实际性能,进行了模拟和真实实验。实验结果表明,与其他多信道 MAC 协议相比,随着信道数及网络负载的增加,RIM 增加了网络吞吐量,降低了传输所消耗的能量,同

\* 基金项目: 国家自然科学基金(61070193, 60803015); 黑龙江省科技攻关项目(GC09A109); 中国博士后基金(20080430902); 黑龙江省博士后基金(LRB08-021); 黑龙江省教育厅重点项目(1154Z1001)

收稿时间: 2010-09-09; 定稿时间: 2011-01-05

CNKI 网络优先出版: 2011-05-12 11:47, <http://www.cnki.net/kcms/detail/11.2560.TP.20110512.1147.001.html>

时也提高了广播的可靠性,达到了能量有效的目的.

**关键词:** 无线传感器网络;多信道 MAC 协议;多跳隐终端;多信道隐终端;睡眠隐终端;控制信道饱和

**中图法分类号:** TP393      **文献标识码:** A

近年来,针对单信道 MAC 协议存在的一系列问题,研究人员相继提出了一些基于多信道的 MAC 协议 (mcMAC)用于支持无线传感器网络(WSN)的应用,如 MMSN<sup>[1]</sup>,Y-MAC<sup>[2]</sup>,PMC<sup>[3]</sup>,HyMAC<sup>[4]</sup>和 TFMAC<sup>[5]</sup>.相对于单信道 MAC 协议,大部分 mcMAC 具有如下优点:(1) 利用一个控制信道(control channel,简称 CC)发送控制信息,利用多个数据信道(data channel,简称 DC)发送数据,从而提高了整体信道利用率;(2) 利用不同正交信道上的并行传输降低了传输延迟,同时增加了网络吞吐量;(3) 利用 Radio 的动态信道切换功能进行单 Radio 多信道数据传输,但并没有产生额外硬件(如多 radio)开销.

大部分 mcMAC 由信道选择和介质访问两部分组成:信道选择决定如何为全网节点选择相应的信道,以保证最佳的网络性能;而介质访问则控制节点如何访问已分配完毕的信道,从而避免数据包冲突.通常,信道选择机制分为静态和动态信道选择;而介质访问根据节点之间是否同步分为 TDMA 和 CSMA 两类.部分 mcMAC 还支持占空比机制,该机制通过周期性地开启及关闭节点的 Radio 使节点处于睡眠状态,减少空闲监听的时间,从而节省能量,延长 WSN 的生存周期.

相对于静态信道选择,动态信道选择需要的正交信道较少<sup>[3]</sup>,而 CSMA 则避免了 TDMA 需要的全网时间同步<sup>[3]</sup>,所以动态信道选择、CSMA 及占空比的联合机制更加适用于 WSN.但是由于以下两个原因,上述联合机制难以提供高效的网络性能:(1) 控制信道饱和问题(control channel saturation,简称 CCS)和三重隐终端问题(triple hidden terminals,简称 THT,即多跳隐终端、多信道隐终端及睡眠隐终端,详细定义见第 2 节).CCS 和 THT 通常会导致大量的数据包冲突,而数据包冲突则会导致严重的能量浪费,极大地缩短了 WSN 的生存周期;(2) 大部分现存异步 mcMAC 没有提供单跳广播支持.

针对 CCS 和 THT,本文提出了一种基于占空比机制的 mcMAC——RIM(receiver-initiated MAC).RIM 利用一种基于接收端开始的传输机制缓解了 CCS,并利用随机信道选择机制避免了 THT.同时,RIM 支持一种简单而可靠的单跳广播机制,而且无需时间同步.本文首次定义了 WSN 中控制信道饱和以及三重隐终端问题,并分别利用基于接收端开始的传输机制和随机信道选择解决了上述问题,进而避免了由它们导致的能量消耗,延长了 WSN 的生存周期;提出了一种基于占空比的异步 mcMAC——RIM,并且 RIM 中的节点在每次进入睡眠周期前,根据实时网络参数动态地调整其占空比,选择最优睡眠时间,从而达到能量有效;分析了 RIM 的性能,并利用概率论和马尔可夫链模型得到了 RIM 中节点的最优睡眠时间,并利用该最优睡眠时间得到了最优占空比;通过与其他 4 种 MAC 协议进行模拟对比实验验证了 RIM 的性能,并且在真正的传感器网络平台下实现了 RIM 并验证了其在真实环境中的性能.

本文第 1 节介绍相关工作.第 2 节给出控制信道饱和以及三重隐终端的定义.第 3 节设计 RIM 协议.第 4 节对 RIM 进行理论分析.第 5 节介绍 RIM 模拟和真实实验的结果及其分析.最后给出本文的结论.

## 1 相关工作

文献[1]提出了针对 WSN 特点而设计的 mcMAC——MMSN.MMSN 利用 4 种静态信道选择策略为全网节点分配信道,当发送节点有数据需要发送时,它首先切换到相应接收节点的信道,然后再向其发送数据.文献[2]针对 WSN 提出了 Y-MAC 协议,该协议调度网络中的接收节点以达到能量有效的目的.文献[4]针对 WSN 提出了一种由基站集中式地为全网节点分配时槽和信道的 mcMAC——HyMAC.针对 HyMAC 存在的问题,文献[5]提出了一种由节点本身(非基站)为全网节点分配信道的 mcMAC——TFMAC.文献[6]针对 ad hoc 网络提出一种采用固定长度时槽的 mcMAC——MMAC.在每个时槽的前半部分,MMAC 中的所有节点在 CC 上交换信道预约信息来预约 DC;而在每个时槽的后半部分,每对通信节点分别切换到各自自己预约过的 DC 上进行通信.上述 5 种 mcMAC 均需要时间同步的支持,控制信息可以在所有节点都已知的时槽或信道发送.但是到目前为止,针

对大规模 WSN、精准的全网时间同步还没有一个高效的解决办法.最常见的时间同步方法是周期性地发送时间同步控制包,但这些控制包引入了大量的控制开销.这些开销不但耗费了节点较多的能量,而且降低了信道利用率和网络吞吐量.

文献[7]提出了一种双 Radio ad hoc 网络中的 mcMAC——DCA,该协议利用一个 Radio 进行控制信息交换,利用另一个 Radio 进行数据传输.文献[8]针对无线网络提出了一种 mcMAC——MUP,该机制允许两个 Radio 交替发送控制信息和数据,从而解决了 DCA 中两个 Radio 利用不均衡的问题.上述两种协议基于多 Radio 机制而设计,将一个 Radio 固定在 CC 上可以连续地监听控制信息交换,在较大程度上减少协议设计的复杂性.但多 Radio 机制面临节点体积较大、潜在能量消耗增加以及网络部署成本增大等一系列问题.

文献[9]针对 ad hoc 网络提出了一种基于分布式信息共享机制的 mcMAC——CAM-MAC.在该协议中,当一对通信节点在 CC 上发送 DC 预约信息时,它们的邻居节点根据自己的信道使用信息决定是否发送“失效”合作包,避免了这对通信节点选择正在被其他节点占用的 DC.文献[10]针对水下 WSN 提出了一种利用合作机制解决信道冲突问题的 mcMAC,但是该协议需要一种特殊的硬件来发送合作信息.以上两种协议在信道选择中利用了节点之间的合作机制来降低信道冲突的概率,但在每次信道预约中,一对通信节点的所有空闲邻居可能会同时发送“失效”合作包,这通常会造成功能包之间、合作包与预约包之间的冲突.所以,这种机制在部署密度较大的 WSN 中可能会损失较多的能量.

文献[3]针对 WSN 提出了一种基于控制论的 mcMAC——PMC,该协议以分布式的方式自适应地逐步增加可用信道,从而保证在多个信道上的并行数据传输.在 PMC 中,节点利用 CSMA 机制工作在当前可用信道,根据一组与当前信道利用率有关的参数决定是否切换到下一可用信道.但这些参数的获取方式和计算方法还需进一步研究.

无论是基于时间同步还是基于多 Radio 机制,或是基于节点合作机制,上述协议都存在引入较大额外开销的问题.因此,本文针对这些问题设计并实现了一种针对 WSN 的 MAC 协议 RIM.RIM 无需时间同步及多 Radio 机制,也不涉及复杂计算和特殊硬件支持,而且一对通信节点只根据自身信息做出信道选择,不涉及其他节点,从而避免了由合作机制所引入的能量消耗,延长了 WSN 的生存周期.

## 2 控制信道饱和问题以及三重隐终端问题

### 2.1 控制信道饱和问题

控制信道饱和问题描述了在 WSN 较为繁忙的情况下,CC 上同时传输的控制包较多,造成 CC 上的大量控制包冲突,从而导致所有 DC 不能被完全利用,进而导致网络吞吐量下降.因此,CC 成为网络性能的瓶颈.图 1 给出了当网络负载和信道数增大时,对网络吞吐量进行分析的模拟实验结果(模拟环境以及相关细节见第 5 节).

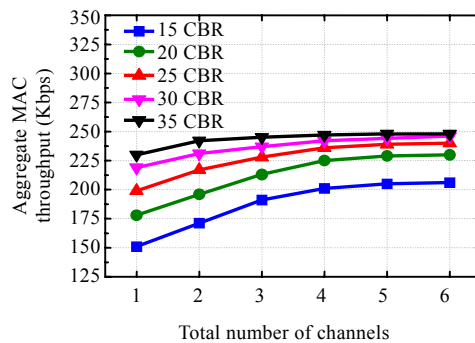


Fig.1 Control channel saturation problem

图 1 控制信道瓶颈问题

当信道数大于 4 以及负载大于 25 时,网络吞吐量的上升趋势逐渐放缓,这种现象是由在 CC 上的大量控制

包冲突所导致的.在真实的 WSN 环境下,由于节点部署较为密集且突发负载较为频繁(如事件监测应用),以上现象可能会变得更加严重.本文提出的 RIM 利用一种接收端开始的传输机制有效地缓解了 CCS,该传输机制最小化节点对在每次通信时需要在 CC 上传输的数据量.

## 2.2 三重隐终端问题

三重隐终端是指以下 3 种隐终端:(1) 多跳无线网络中的多跳隐终端;(2) 多信道无线网络中的多信道隐终端<sup>[6]</sup>;(3) 基于占空比无线网络中的睡眠隐终端.由于 WSN 是一种基于占空比的多跳多信道无线网络,所以 3 种隐终端都存在于 WSN 中并且影响其性能.多跳隐终端即传统基于距离的隐终端,本节主要介绍其他两种隐终端.

在如图 2 所示的网络中,包括一个 CC 和两个 DC,节点  $a, b, i$  和  $j$  处于非睡眠状态,而  $k$  处于睡眠状态.当  $v$  有数据给  $i$  发送时, $v$  随机地选择一个空闲的 DC,如  $DC_1$ ,然后把预约信息(节点号、信道号和通信时长等信息)装入  $RTS$  控制包发送给  $i$ . $i$  收到该  $RTS$  后,发送  $CTS$  对其进行确认.然后, $v$  和  $i$  在时刻  $t_1$ (此处,时刻  $t_1$  为方便理解而设,并不意味着节点之间的时间同步)附近切换到  $DC_1$  上进行通信. $v$  和  $i$  在上 CC 的非睡眠邻居(如  $a, b$  和  $j$ ) 通过监听  $v$  和  $i$  在 CC 上的预约信息来更新自身的信道使用信息;而睡眠邻居(如  $k$ ) 由于没有监听到该预约信息,仍然假设  $DC_1$  为空闲信道.在  $(t_1, t_2)$  期间, $a$  有数据要发送给  $b$ , $a$  随机地选择一个空闲 DC,如  $DC_2$ ,然后与  $b$  在握手之后一起切换到  $DC_2$ .由于  $v, i$  和  $k$  在  $(t_1, t_2)$  期间没有在 CC 行监听,所以它们仍然认为  $DC_2$  空闲.在时刻  $t_3$ ,两种情况可能引发在  $a, b$  处的数据包冲突:(1) 当  $v$  完成与  $i$  的通信, $v$  继续与  $j$  进行通信.如果  $v$  选择  $a$  和  $b$  正在占用的  $DC_1$ ,那么  $v$  就会与  $a$  或  $b$  产生冲突.在这种情况下,定义  $v$  为  $a$  或  $b$  的多信道隐终端;(2) 当  $k$  被唤醒后, $k$  与  $j$  进行通信.如果  $k$  选择  $a$  和  $b$  正在占用的  $DC_2$ ,那么  $k$  就会与  $a$  或  $b$  产生冲突.在这种情况下,定义  $k$  为  $a$  或  $b$  的睡眠隐终端.

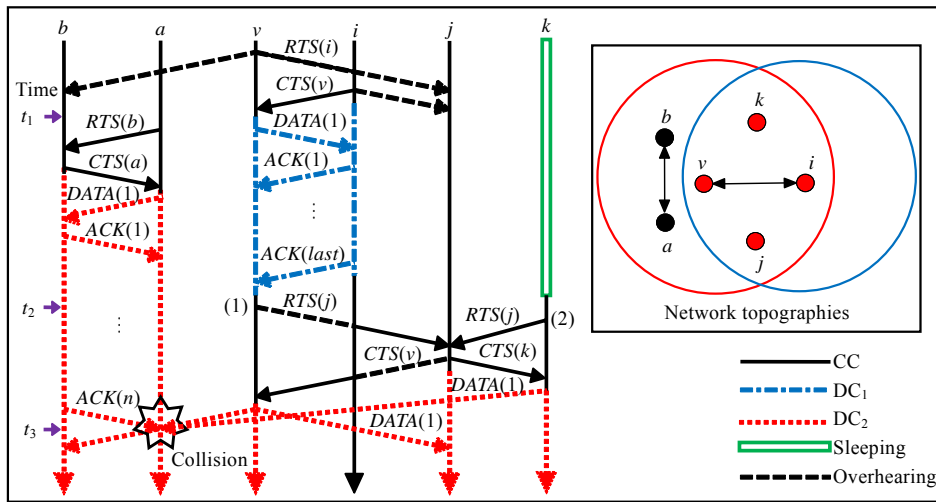


Fig.2 Triple hidden terminals problem

图 2 三重隐终端问题

多信道隐终端和睡眠隐终端通常会导致大量数据包冲突,尤其是在节点部署密度较为密集的 WSN 中.它们产生的根本原因是,由于节点在 DC 上的数据通信和周期性睡眠机制,从而导致了节点本身的信道使用信息并不完整.如果节点直接利用这些不完整的信道使用信息进行信道选择,可能会错误地选择正在被其他节点占用的 DC,从而导致在该 DC 上的数据包冲突.本文提出的 RIM 利用随机信道选择机制有效地解决了包括两种新的隐终端在内的 THT,从而避免了由其产生的数据包冲突,减少了能量消耗,进而延长 WSN 的生存周期.

### 3 RIM 协议设计

在 RIM 中,无线带宽被等分为彼此正交的一个控制信道和  $k$  个数据信道.第 3.1 节及第 3.2 节分别介绍 RIM 中的单播通信和广播通信.

#### 3.1 单播通信

RIM 通过一种接收端开始的传输机制来预约 DC,从而缓解 CCS 问题.该机制的核心思想为最小化一对节点占用 CC 的时间以及在 CC 上传输的负载.为节省能量,当一次数据传输开始后,发送节点在已经预约的 DC 上利用数据包+确认包的方式发送属于一个报文(message)的所有数据包(packet).这表明发送节点也需要接收 ACK 确认包,所以预约的 DC 必须在发送端和接收端都处于空闲状态.这就导致了只考虑接收端信噪比检测的信道选择机制效率较低,而本文提出的信道选择方法则有效地解决了这一问题.

##### 3.1.1 介质访问机制

如图 3 所示,一次数据传输包括以下 5 个步骤:

- (1) 当处于睡眠周期的发送节点  $S$  有数据要发送给接收节点  $R$  时, $S$  开启自身的 Radio,然后在 CC 上监听;
- (2) 当  $R$  睡眠时间到达后, $R$  通过在 CC 送一个声明消息包  $ANC$ (announcement)来开始一个潜在的数据传输,该  $ANC$  包含一个由  $R$  选择 DC 序号,例如  $n$ (选择方法见第 3.1.2 节).然后  $R$  切换到  $DC_n$  进行监听;
- (3)  $S$  在 CC 上收到  $R$  发送的  $ANC$  以后, $S$  立即切换到  $DC_n$ ,然后随机退避一段时间后发送一个  $RTS$  控制包.该随机退避的时间用于避免多个发送节点同时发送  $RTS$  而导致的控制包冲突;
- (4) 当  $R$  收到  $RTS$  后, $R$  发送一个  $CTS$  控制包来确认这次预约;
- (5) 当  $S$  收到  $CTS$  后, $S$  利用  $DATA&ACK$  的方式与  $R$  进行数据传输.当传输完毕后,它们切换回 CC,然后进入睡眠周期.

当  $S$  在 CC 上监听一段时间  $T$  但仍然没有收到  $R$  发送的  $ANC$  时, $S$  主动在 CC 上发送一个  $ANC$ ,以避免由于  $R$  在 CC 上等待  $S$  发送  $ANC$  而导致的死锁问题.当  $R$  切换到 DC 后,如果没有来自其他节点的  $RTS$ , $R$  则根据自己的占空比切换回 CC,然后进入睡眠周期.

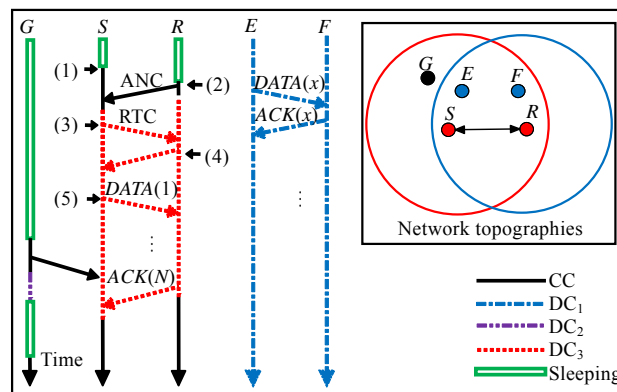


Fig.3 Unicast scheme

图 3 RIM 单播机制

##### 3.1.2 信道选择机制

在 RIM 中,当  $R$  睡眠时间到达后, $R$  选择一个 DC,然后把该 DC 的序号放入  $ANC$  中广播给自己的邻居.在现存的大部分 mcMAC 中,节点几乎都是基于监听到的信道使用信息(channel usage information,简称 CUI)来选择一个空闲的 DC.但下列问题使这种基于监听的信道选择机制效率较低且不适用于 RIM:(1) 由于 RIM 基于单 Radio,当节点在某个 DC 上通信时,它无法监听到在 CC 上传输的 CUI.这是多信道隐终端的产生原因;(2) 由于

RIM 基于占空比,所以当节点睡眠时,它无法监听到 CUI.这是睡眠隐终端的产生原因;(3) 为缓解 CCS,RIM 在真正数据传输之前执行跨信道的握手机制.其中,空闲节点(潜在的接收节点)在 CC 发送一个 ANC 之后立即切换到某个 DC 上,所以只有在 CC 上等待 ANC 的发送节点才能监听到在 CC 上传输的 CUI,而在 DC 上的空闲节点无法监听到在 CC 上传输的 CUI;(4) 即使所有节点都能监听到在 CC 上传输的 ANC,但由于空闲节点发送一个 ANC 只代表该节点可能使用,并不一定使用 ANC 中所包含的 DC,所以该方法效率仍较低.基于以上原因,RIM 利用一种基于概率的随机方法来进行信道选择.当空闲节点的睡眠时间到达时,它以概率  $p$  在所有 DC 中随机地选择一个 DC,而以概率  $1-p$  继续睡眠以节省能量. $p$  定义为平均可用 DC 数  $A$  与总 DC 数  $K$  之比. $K$  可由协议设计确定;  $A=K-\lambda \times (1/p)$ ,其中  $\lambda$  为报文到达速率, $p$  为报文长度服从分布的参数.详细证明过程见文献[11].

### 3.1.3 控制信道饱和问题和三重隐终端问题的解决方案

利用接收端开始的传输机制和基于概率的随机信道选择,RIM 能够较好地缓解和避免 CCS 与 THT.由于多跳隐终端可以较为容易地利用 RTS 和 CTS 握手解决,本节主要讨论 CCS 和其他两种隐终端的解决方案.对于 CCS,在每次数据传输中,只有一个控制包 ANC 在 CC 上传输,这极大地缓解了由于 CC 上控制包传输过多而造成的瓶颈问题,从而解决了 CCS.而对于 THT,RIM 采用基于概率的随机信道选择而非基于监听确定信道选择,所以 RIM 从根本上解决了由于监听而导致多信道隐终端和睡眠隐终端.在 RIM 中,当  $R$  和  $S$  从 CC 切换到某个随机选择的 DC 时,如果  $R$  或  $S$  监听到该 DC 上有数据传输时,那么这个 DC 已经被其他节点对占用.只要有邻居节点在该 DC 上传输数据,无论它是属于  $R$  的邻居还是属于  $S$  的邻居,该节点都会干扰本次数据传输.这是由于 RIM 采用了 ACK 机制,发送节点也需要接收 ACK 确认包.在这种状况下, $R$  和  $S$  首先通过干扰节点数据包中的信息得知干扰节点的剩余通信时间,然后在该 DC 上通过一个控制包 NTF(notification)来通知对方,在该 DC 上有干扰节点存在及干扰时间.最后, $R$  和  $S$  关闭各自的 Radio 进入睡眠周期.当干扰节点的通信结束后,它们直接发送数据包(DATA&ACK)进行数据通信.

## 3.2 广播通信

在 WSN 中,单跳广播是一种非常重要的通信模式,许多上层协议都依赖于 MAC 层提供的单跳广播传输模式.所以在 mcMAC 的设计中,广播就显得尤为重要.但是在异步多信道的环境下,当广播发送节点有广播数据要

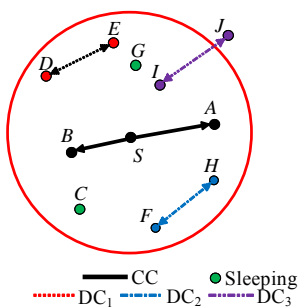


Fig.4 Broadcast issue

图 4 广播问题

发送时,只有部分邻居节点与广播发送节点在同一个信道上,这就导致了一般的单跳广播机制较难保证所有的邻居节点都能正确地收到广播数据.而且在基于占空比的 WSN 中,处于睡眠周期的邻居节点也无法收到广播数据.图 4 描述了单跳广播数据丢失问题.在广播发送节点  $S$  的所有邻居中,由于节点  $D, E, F, H$  和  $I$  不与  $S$  在同一个信道上,且  $C$  和  $G$  正处于它们的睡眠周期,所以只有  $A$  和  $B$  能够接收到广播数据包.对于这个问题,一种较为常见的解决方案是把一个广播变为多个单播,但是这会导致较长时延和较高的能量消耗.在基于占空比的 WSN 中,异步多信道单跳广播机制的研究较为少见.最近,研究人员提出了两种针对 WSN 的多跳广播协议<sup>[12,13]</sup>,但它们都是针对 WSN 的单信道多跳广播协议.而本文提出的 RIM 在保证简单性和可靠性的前提下,对广播数据产生的延迟与发送广播数据所消耗的能量做出平衡.通过调整所有潜在的

广播接收者,RIM 利用一种简单且可靠的单跳广播机制提高广播可靠性.

### 3.2.1 广播机制

RIM 利用一个固定的 DC 作为广播信道(broadcast channel,简称 BC)来发送广播数据.当一个广播发送节点  $S$  有数据要发送时, $S$  切换到 BC,然后监听 BC.如果 BC 空闲, $S$  在  $M$  个时槽内连续发送  $M$  个相同的数据包,该时槽长度定义为节点发送一个广播数据包的平均时间.尽管节点之间处于异步状态,但是每个节点(包括睡眠节点)在  $M-1$  每个时槽内都切换到 BC 上来接收可能发送的广播包.从而  $S$  的每个邻居都可以在  $M$  个时槽内接收到广播数据.如图 5 所示,当  $S$  有数据要发送时, $S$  首先切换到 BC 上,然后在  $M=5$  个时槽内重复发送广播数据包.每  $M-1=4$  个时槽内,邻居节点如  $A$  和  $B$ ,切换到 BC 上来接收广播数据包,从而所有邻居都可以在  $M=5$  个时槽内

接收到广播数据.这种广播机制较为直观且可靠性较高,并在时延和能量之间能够做到很好的折中.

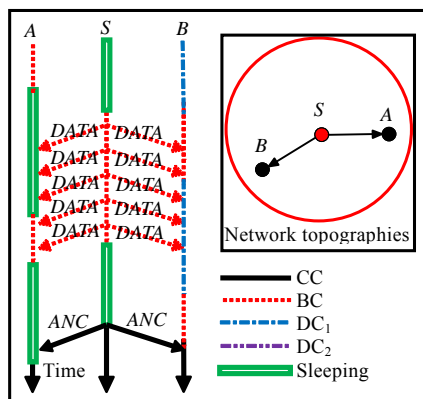


Fig.5 Broadcast scheme

图 5 RIM 广播机制

### 3.2.2 广播参数

参数  $M$  的值对于 RIM 的广播性能影响较大.当  $M$  较大时, $S$  花费较长的时间来发送同一个广播包,这就导致  $S$  耗能量较多而且广播数据的延迟较大.但是当  $M$  较大时,接收节点切换信道的频率较小,从而接收节点消耗的能量较小.参数  $M$  值也可以动态地调整来满足不同 WSN 的 QoS 需求.例如,如果 WSN 的设计目标是尽可能地最小化延迟,那么  $M$  以设置为 2,每个时槽之后,所有节点都切换到 BC 收广播数据.由于 WSN 的应用种类繁多,所以  $M$  最优值也不尽相同.在 RIM 中,为了平衡广播发送者和广播接收者的能量消耗, $M$  设置为节点的平均邻居数.

## 4 理论分析

占空比机制是一种用于减少节点空闲监听时间的节能机制,节点根据自身的占空比周期性地打开或关闭自身的 Radio 来节省能量.在大部分 MAC 协议中,占空比  $r$  影响协议性能的重要参数. $r$  定义为节点唤醒的时间与节点唤醒时间和睡眠时间之和的比值.但在一般情况下, $r$  的最优值  $r^*$  较难得到.直观上,节点的睡眠时间越长,其消耗的能量越少,但是能量有效并非与睡眠时间成简单的正比关系.本文从另一个角度把求解最优占空比转化为在固定唤醒时间的情况下求解最优睡眠时间  $S^*$ .第 4.1 节利用节点状态转换图以及马尔可夫模型来分析节点在 RIM 下的执行过程.第 4.2 节给出了该马尔可夫链的稳态分布和衡量能量有效的表达式.最后,第 4.3 节通过最大化能量有效的表达式求出了最优睡眠时间  $S^*$ ,进而求出最优占空比  $r^*$ .

### 4.1 状态转移图

本节基于的假设如下:(1) 网络由一跳范围内的  $x$  个静态传感器节点构成,即每个节点都具有  $x-1$  个邻居.数据传输全部为一跳内单播通信;(2) 时间被划分为多个时槽,每个时槽的长度  $y$  等于一个数据包在 MAC 层传输的时间长度;(3) 报文从路由层根据泊松过程以速率  $\lambda$  到达 MAC 层;(4) 在节点传输数据之前,首先利用一个时槽进行载波监听,如果该信道空闲,则在下一个时槽内进行数据传输;否则,该节点连续监听,直到最大监听时槽数到达.

节点的状态转移图如图 6 所示.所有的状态分为 5 类,即睡眠状态(sleeping state,简称 SS)、传输状态(transmitting state,简称 TS)、接收状态(receiving state,简称 RS)、切换状态(hop state,简称 HS)和监听状态(listening state,简称 LS).而 LS 又分为 7 类子状态,即 TryA state(TA):节点尝试发送 ANC;TryR state(TR):节点尝试发送 RTS;Back-Off state(BO):节点发送数据之前进行退避;WaitA state(WA):节点等待接收 ANC;Waking state(WS):节点在 DC 上等待 RTS;SLU:由于多跳隐终端问题,发送节点监听 DC 两个时槽;RLU:由于多跳隐终端问题,接收节点监

听 DC 两个时槽.

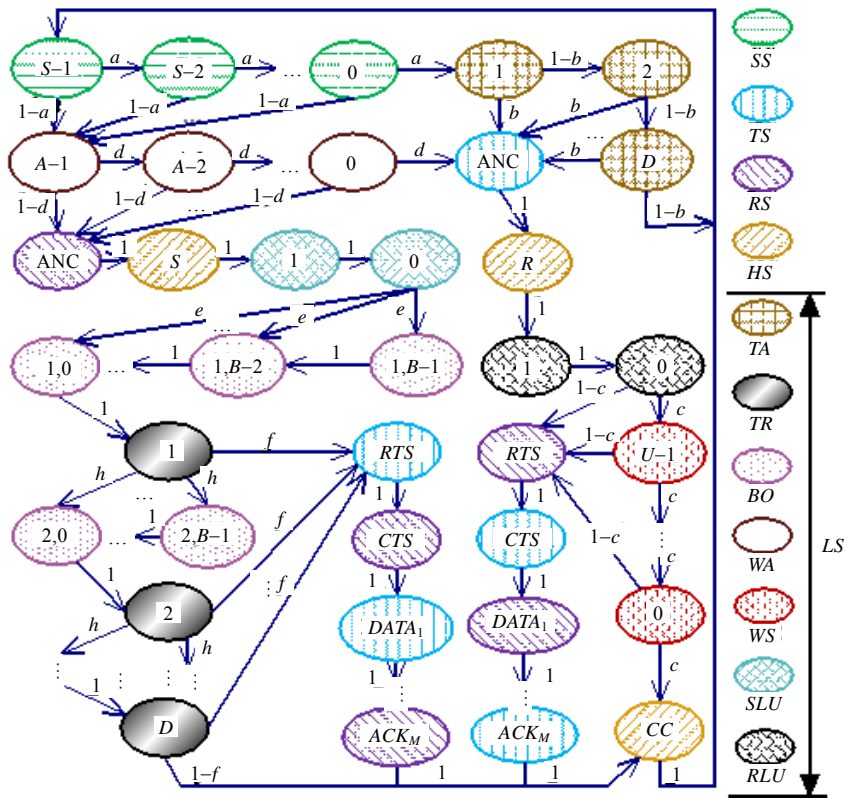


Fig.6 Node state diagram

图 6 节点状态转移图

所有状态符号见表 1,节点处于一个状态的时间长度由时槽长度  $y$  决定.图 6 中的所有时间长度由  $y$  的倍数表示.同一状态的不同时槽利用[状态名,时槽号]表示.例如,SS 的所有时槽表示为[SS,SS- $i$ ], $1 \leq i \leq S$ ,其中,  $S$  是最大睡眠时槽数.

Table 1 Symbols table

表 1 符号表

Symbols	Meanings
$S$	Maximum number of sleep slots
$A$	Maximum number of wait slots for an ANC
$D$	Maximum time of resend
$U$	Maximum number of wake-up slots
$B$	Maximum number of back off slots
DC	Data channel
CC	Control channel
$tryA$	Try to transmit an ANC
$tryR$	Try to transmit a RTS
ANC	Announcement packet
RTS	Require to send control packet
CTS	Clear to send control packet
$DATA_1$	1st DATA packet
$ACK_M$	$M$ th ACK packet
$M$	Average number of packets in a message

图 6 中,小写字母(如  $a$ )表示状态之间的转移概率. $P([A,B][C,D])$ 表示节点上一时刻处于  $C$  状态的  $D$  时槽,



而下一时刻转换到  $A$  状态的  $B$  时槽的概率.一个节点在图 6 中的各个状态之间的转移概率推导如下:

公式(1)分别给出了节点没有消息到达的概率(即退避计数器递增的概率)和有消息到达的概率,公式(2)表示睡眠时间到达后节点尝试发送  $ANC$  的概率.

$$\left. \begin{aligned} P([SS, S-i-1] | [SS, S-i]) &= a = e^{-\lambda y}, 1 \leq i < S \\ P([WA, A-1] | [SS, S-i]) &= 1-a = 1-e^{-\lambda y}, 1 \leq i < S \end{aligned} \right\} \quad (1)$$

$$P([TA, 1] | [SS, 0]) = a = e^{-\lambda y} \quad (2)$$

公式(3)分别表示在时间间隔  $y$  内只有一个或多个节点尝试发送一个数据包的概率,公式(4)给出了最大重传次数到达的概率.

$$\left. \begin{aligned} P([TS, ANC] | [TA, i]) &= b = x(1-e^{-\lambda y})e^{-\lambda y(x-1)}, 1 \leq i \leq D \\ P([TA, i-1] | [TA, i]) &= 1-x(1-e^{-\lambda y})e^{-\lambda y(x-1)}, 1 \leq i \leq D \end{aligned} \right\} \quad (3)$$

$$P([SS, SS-1] | [TA, D]) = 1-b = 1-x(1-e^{-\lambda y})e^{-\lambda y(x-1)} \quad (4)$$

公式(5)描述了一个接收节点切换到某个 DC 后,为解决多跳隐终端问题监听该 DC 两个时槽的过程.

$$\left. \begin{aligned} P([HS, R] | [TS, ANC]) &= 1 \\ P([RLU, 1] | [HS, R]) &= 1 \\ P([RLU, 0] | [RLU, 1]) &= 1 \end{aligned} \right\} \quad (5)$$

公式(6)分别给出了一个或多个发送节点尝试在同一个时槽内发送  $RTS$  的概率,其中,  $c$  可以根据公式(7)得到.即只有一个发送节点选择了最小退避时槽的概率(表示为  $f$ ).其中,  $m$  表示接收节点个数的期望值.假设所有发送节点均匀地选择接收节点,公式(8)给出了  $m$  的期望值.其中,  $w$  为长程意义下在 CC 上的节点数.由于文献[11]已经得到了平均占用 DC 数,所以公式(9)给出了  $w$  在长程意义下的求解方法.其中,  $r$  为占空比,  $x$  为节点的平均邻居数,均为已知.

$$\left. \begin{aligned} P([RS, RTS] | [RLU, 0]) &= 1-c \\ P([WS, U-1] | [RLU, 0]) &= c \end{aligned} \right\} \quad (6)$$

$$f = 1-c = \sum_{i=1}^B \{B^{-1} \cdot [(B-i)/B]^{m-1}\} \quad (7)$$

$$m = \sum_{i=0}^w \{(x-1)^{-i} \cdot [x-2/x-1]^{w-i}\} \quad (8)$$

$$w = r \cdot (x-2k-1) \quad (9)$$

公式(10)分别给出了在 DC 上监听一个时槽后,节点成功接收到一个  $RTS$  或继续监听的概率.公式(11)具体描述了在节点本次唤醒周期内,没有其他节点向本节点发送数据,节点切换回 CC 进入下一个睡眠周期的过程.

$$\left. \begin{aligned} P([RS, RTS] | [WS, i]) &= 1-c, 0 \leq i \leq U-1 \\ P([WS, i-1] | [WS, i]) &= c, 0 \leq i \leq U-1 \end{aligned} \right\} \quad (10)$$

$$\left. \begin{aligned} P([HS, CC] | [WS, 0]) &= c \\ P([SS, S-1] | [HS, CC]) &= 1 \end{aligned} \right\} \quad (11)$$

当节点处于状态  $[RS, RTS]$  时,表示该节点已经得知有发送节点需要给它发送数据.基于本文假设,从这一个时槽开始,这次数据传输已经不再受其他节点的影响.所以,该节点进入状态  $[TS, CTS]$ ,发送一个  $CTS$ ,然后进入状态  $[RS, DATA_1]$  来接收第 1 个数据包,然后进入状态  $[TS, ACK_1]$  发送第 1 个  $ACK$ ,直到发送完毕最后一个  $ACK$ .公式(12)描述了该过程.

$$\left. \begin{aligned} P([TS, CTS] | [RS, RTS]) &= 1 \\ P([RS, DATA_1] | [TS, CTS]) &= 1 \\ P([TS, ACK_1] | [RS, DATA_1]) &= 1 \\ P([HS, CC] | [TS, ACKM]) &= 1 \end{aligned} \right\} \quad (12)$$

公式(13)分别给出了等待接收  $ANC$  的节点接收到  $ANC$  或继续等待的概率,公式(14)给出了节点为防止死锁而进入状态  $[TS, ANC]$  的概率.其中,  $d$  为接收节点不发送  $ANC$  的概率.设  $p_{[TS, ANC]}$  为状态  $[TS, ANC]$  的稳态概率,那么

$$d=1-p_{[TS,ANC]}$$

$$\left. \begin{aligned} P([RS,ANC]||[WA,A-i]) &= 1-d, 1 \leq i \leq A \\ P([WA,A-i-1]||[WA,A-i]) &= d, 1 \leq i \leq A \end{aligned} \right\} \quad (13)$$

$$P([TS,ANC]||[WA,0])=1-d \quad (14)$$

公式(15)描述了发送节点收到接收节点的 ANC 后,切换到某个 DC 上监听两个时槽的过程.

$$\left. \begin{aligned} P([HS,S]||[RS,ANC]) &= 1 \\ P([SLU,1]||[HS,S]) &= 1 \\ P([SLU,0]||[SLU,1]) &= 1 \end{aligned} \right\} \quad (15)$$

公式(16)给出了节点第 1 次随机退避的概率,状态[BO,1,B-i]表示第 1 次退避时,节点随机选择退避 B-i 个时槽.公式(17)描述了退避计数器递减的过程,而公式(18)则给出了节点第 1 次尝试发送 RTS 的概率.

$$P([BO,1,B-i]||[SLU,0])=e=1/B, 1 \leq i \leq B \quad (16)$$

$$P([BO,1,B-i-1]||[BO,1,B-i])=1, 1 \leq i \leq B \quad (17)$$

$$P([TR,1]||[BO,1,0])=1 \quad (18)$$

公式(19)给出了节点成功发送 RTS 的概率;公式(20)描述了节点第 i 次退避的过程;公式(21)描述了最大退避次数达到后,发送节点切换回 CC 进入睡眠周期的过程.

$$P([TS,RTS]||[TR,i])=f=1-c, 1 \leq i \leq D \quad (19)$$

$$P([BO,i+1,B-j]||[TR,i])=(1-f)/B, 1 \leq i \leq D, 1 \leq j \leq B \quad (20)$$

$$P([HS,CC]||[TR,D])=1-f \quad (21)$$

如果一个节点成功发送 RTS,那么根据假设,从此刻起,该对通信节点不再受网络中其他节点的干扰.公式(22)分别给出了发送节点发送 RTS 后收到相应 CTS 的过程;发送节点收到 CTS 后发送第 1 个数据包的过程;发送节点发送第 1 个数据包后,该节点接收到第一个 ACK 的过程以及发送节点收到最后一个 ACK 后,切换回 CC 的过程.公式(22)从发送节点的角度描述了与公式(12)相对应的过程.

$$\left. \begin{aligned} P([RS,CTS]||[TS,RTS]) &= 1 \\ P([TS,DATA1]||[RS,CTS]) &= 1 \\ P([RS,ACK1]||[TS,DATA1]) &= 1 \\ P([HS,CC]||[RS,ACKM]) &= 1 \end{aligned} \right\} \quad (22)$$

## 4.2 稳态概率

如图 6 所示,节点未来的状态由节点现在的状态决定且与节点过去的状态无关.所以,节点的状态转换图是一个嵌入式的马尔可夫链.根据马尔可夫链的性质和第 4.1 节求出的转移概率,所有状态的稳态概率都可以求解.设  $p_{[SS,SS-1]}$  为状态[SS,SS-1]的稳态概率.如果设  $p_{[SS,S-1]}$  为  $Y$ ,所有稳态概率都可以由  $Y$  和转移概率表示.状态[A,B]的前驱定义为可以转换到状态[A,B]的状态.例如,状态[SS,SS-1]拥有唯一的前驱[SS,SS-2].状态[A,B]的稳态概率可以通过所有前驱的稳态概率分别乘以它们各自转换到状态[A,B]的转移概率而得到.同时,一个状态的前驱可以通过转移概率表示为这个状态的函数.例如,因为[SS,SS-2]只有一个前驱,所以  $p_{[SS,S-1]}=p_{[SS,S-2]} \cdot a$ ; [WA,A-1]有 S 个前驱,所以  $P[WA,A-1]=\sum_{i=1}^S \{p_{[SS,S-1]} \cdot (1-a)\}=(1-a^S) \cdot Y$ .同理,其他状态也可以利用此方法表示为转移概率和  $Y$  的函数.因为所有转移概率已知,所以所有稳态概率都能够表示成含有唯一变量  $Y$  的函数.从而利用所有稳态概率的和为 1 的性质, $Y$  可解,进而所有稳态概率都可解.

## 4.3 最优占比

根据定义,所有状态可分为 5 类,每一类代表一种已知的能量消耗模型,分别表示为  $E_{sleep}, E_{transmit}, E_{recv}, E_{hop}$  和  $E_{listen}$ .这 5 类状态的稳态概率分别表示为  $p_{sleep}, p_{transmit}, p_{recv}, p_{hop}$  和  $p_{listen}$ ,其中,

$$\begin{aligned}
P_{sleep} &= \sum_{i=1}^S P_{[SS,S-1]}, \\
P_{transmit} &= \sum_{j=ANT,RTS,CTS} P_{[TS,j]} + \sum_{i=1}^M \{P_{[TS,ANK_i]} \cdot P_{[TS,DATA_i]}\}, \\
P_{recv} &= \sum_{j=ANC,RTS,CTS} P_{[RS,j]} + \sum_{i=1}^M \{P_{[RS,ANK_i]} \cdot P_{[RS,DATA_i]}\}, \\
P_{hop} &= P_{[HS,R]} + P_{[HS,CC]} + P_{[HS,S]}, \\
P_{listen} &= \sum_{i=1}^A P_{[WA,i]} + \sum_{i=1}^B \{P_{[TA,i]} + P_{[TR,i]}\} + \sum_{i=1}^D \sum_{j=1}^B P_{[BO,i,B-j]} + \sum_{i=1}^U P_{[WS,U-i]}.
\end{aligned}$$

从而,RIM 中的节点在一个时槽内的期望能量消耗  $E(e)$  可通过  $E(e) = \sum_{i=sleep,transmit,recv,hop,listen} \{E_i \cdot P_i\}$  得到.

同理,如果假设一个消息的平均长度为  $E(m)$ ,那么节点在一个时槽内传输数据的期望  $E(d)$  可由  $E(d) = \sum_{i=1}^M \{P_{[TS,ACK_i]} \cdot (E(m)/M)\}$  得到.

本文利用  $E(d)$  与  $E(e)$  的比值  $EE$  代表协议能量有效的衡量标准.假设表 1 中除  $S$ (最大睡眠时槽数)以外的所有参数(如  $A,D,B,U$ )都已知,那么当  $S$  逐渐变化时, $EE$  也逐渐随之变化.其中,得到最大  $EE$  值的  $S$  定义为最佳睡眠时槽数  $S^*$ .从而,RIM 中节点的最优占空比  $r^* = U/(S^* + U)$  可以根据  $S^*$  和  $U$  得到.

## 5 实验与分析

为评估 RIM 的性能以及分析各种网络参数对 RIM 性能的影响,本节对 RIM 和其他具有代表性的 mcMAC 进行了模拟对比实验.同时,在真实传感器节点平台上实现了 RIM,以进一步验证 RIM 在真实环境中的性能.

### 5.1 模拟实验

模拟环境为由 C++ 实现的自编模拟器,其设置为将 289 个节点均匀分布在  $200 \times 200(m^2)$  的网络中,节点随机地选择任一邻居节点进行单播传输.数据负载为 32Bytes,传输比特率为 250Kbps,传输半径为 40m.

为了检验接收端开始的传输机制和基于概率的随机信道选择的真实性能,本节将 RIM 与以下 4 个协议进行了比较:(1) RI-MAC<sup>[14]</sup>:经典的接收端开始的单信道 MAC 协议;(2) MMSN<sup>[11]</sup>:针对 WSN 采用静态信道选择的同步 mcMAC;(3) PMC<sup>[3]</sup>:针对 WSN 采用动态信道选择的异步 mcMAC;(4) CAM-MAC<sup>[15]</sup>:采用动态信道选择的异步 mcMAC.为验证理论分析中得到的动态占空比,RIM 与以下两种协议进行对比:(1) RIM-25%:RIM 的简化版本,采用固定占空比  $q=25\%$ ;(2) RIM-50%:RIM 的简化版本,采用固定占空比  $q=50\%$ .

本节共进行 4 组模拟实验,分别验证单播网络吞吐量、单播传输延迟、单播能量消耗和广播可靠性.在每组单播实验中,分别考虑不同的总信道数(total number of channels,简称 TNC)和网络负载.其中,网络负载的变化通过改变网络中的 CBR(constant bit rate)数据流的个数(number of CBR,简称 NCBR)来实现.在 3 组单播实验中:当 NCBR 变化时,TNC 设置为 4;而当 TNC 变化时,NCBR 设置为 30.而广播实验主要考虑不同的广播包到达率(broadcast packet arrival rate,简称 PAR)以及广播节点数(number of broadcast node,简称 NBN).

#### 5.1.1 单播网络吞吐量

吞吐量定义为单位时间内网络中成功传输的数据量,吞吐量随 TNC 增加而变化的趋势如图 7(a)所示.当 TNC 较小时,RIM 的吞吐量略低于其他机制的吞吐量.这主要是由于 RIM 的随机信道选择机制在信道数较少的情况下效率较低以及 RIM 执行睡眠机制.而当 TNC 逐渐增大时,RIM,CAM-MAC 和 PMC 的吞吐量逐渐超过 MMSN,这是由于它们采用动态信道选择机制,提高了网络吞吐量.当 TNC 继续增大时,RIM 的吞吐量超过了其他协议.这是因为由于 CCS 和 THT,其他协议吞吐量的增加趋势有所减慢.在 CAM-MAC 中,合作包的冲突增大,CCS 加剧;PMC 没有考虑 THT,其 DC 上的冲突较大. RIM 不但解决了 CCS 和 THT,而且没有引入大规模的控制包传输.在 TNC 较大的情况下,RIM 与 RIM-25%和 RIM-50%相比,其吞吐量相差不大,这表明动态占空比并未提高 RIM 的吞吐量.图 7(b)给出了吞吐量随 NCBR 增加而变化的趋势.所有吞吐量都随 NCBR 增加而增加,这是由于 NCBR 增加意味着更多节点进行并行传输,从而增加了吞吐量.在负载较轻时,RIM 的吞吐量低于其他协议;但当负载逐渐变大时,RIM,RIM-25%和 RIM-50%的吞吐量却逐渐超过其他协议.这表明 RIM 由于其接收端开始的传输机制和随机信道选择比其他 mcMAC 更适用于负载较重的网络.

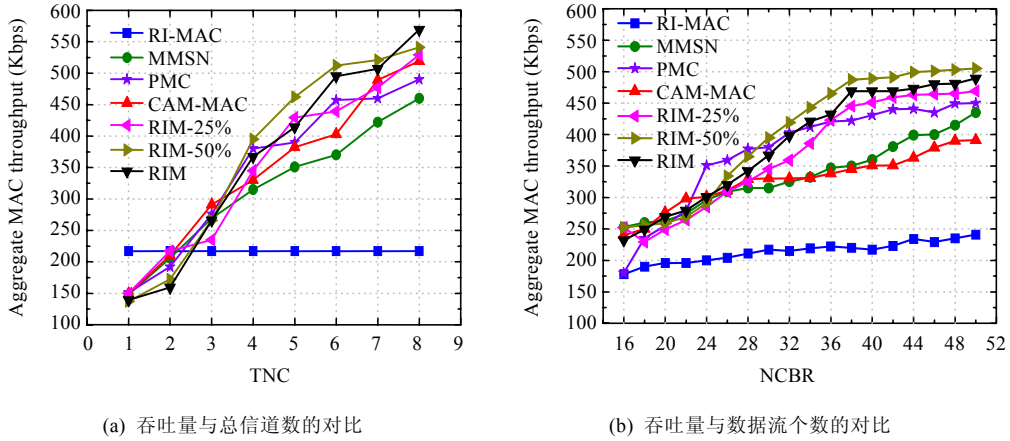


Fig.7 Throughput evaluation

图7 单播吞吐量模拟实验

5.1.2 单播传输延迟

传输延迟定义为从数据包到达节点 MAC 层开始直到该包被成功接收的时间间隔.图 8(a)和图 8(b)分别给出了延迟随 TNC 和 NCBR 增大而变化的趋势.RIM 在 TNC 和 NCBR 较小的情况下具有较大延迟,这主要是由其占空比机制和随机信道选择机制引起的.但随着 TNC 和 NCBR 的继续增加,RIM 与其他机制的差距逐渐缩小.这主要是因为 CCS 和 THT 的严重程度随着 TNC 和 NCBR 的增加而增加.而在其他协议中,CCS 和 THT 导致了大量的数据包重传,从而增加了这些协议的延迟;而 RIM 较好地解决了 CCS 和 THT,受其影响较小.

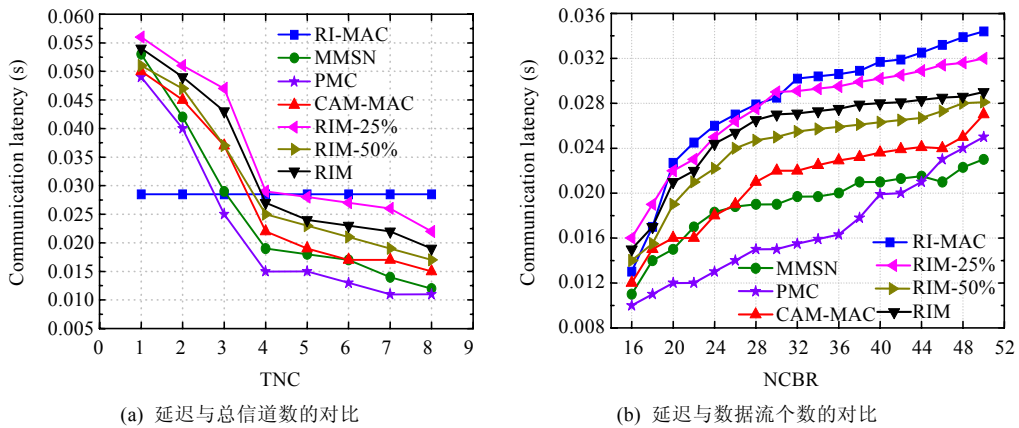


Fig.8 Latency evaluation

图8 单播时延模拟实验

5.1.3 单播能量消耗

能量消耗定义为成功传输一个字节所消耗的能量.能量消耗随 TNC 和 NCBR 的变化趋势如图9(a)和图9(b)所示.其中,能量消耗随 TNC 的增加而减少,但随 NCBR 的增加而增加. RIM 的能量消耗一直都是所有协议中能量消耗的最小值,这是因为其他协议都存在较大开销:MMSN 消耗较多能量用于保持节点之间的时间同步;CAM-MAC 由于 CCS 导致的合作包与预约包之间的冲突消耗了较多能量;而 PMC 的能量主要消耗在其节点多次连续跳频和由 TNT 导致的重传上.RIM 相对于 RIM-25%和 RIM-50%较为节能,这表明 RIM 的最优占空比机制在信道较多或负载较重的网络中效率较高.

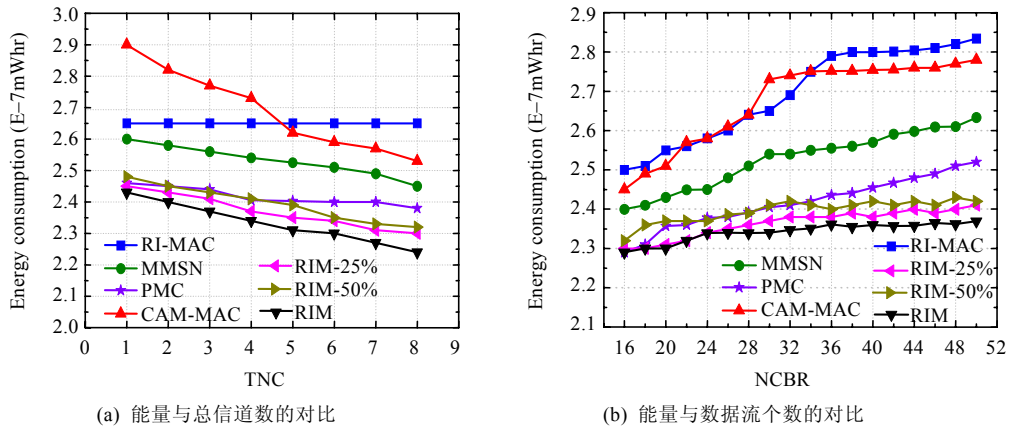


Fig.9 Energy consumption evaluation

图 9 单播能量模拟实验

5.1.4 广播可靠性

广播可靠性定义为广播节点邻居的平均接收包数与广播节点的发送包数之比.由于广播不涉及占空比机制且 PMC 不支持广播通信,所以 RIM 只与剩余协议进行了比较.图 10(a)给出了当 NBN=35 且 PAR 变化时,广播可靠性的变化趋势.所有广播可靠性随着 PAR 的增加而减小.但是,当 PAR>20 时,RIM 的可靠性超过了其他协议.这表明 RIM 的广播机制在负载较大时效率较高.图 10(b)给出了当 PAR=25 且 NBN 变化时,广播可靠性的变化趋势.当 NBN 增加时,所有协议的广播可靠性逐渐降低.但是,当 NBN>30 时,RIM 具有最高的广播可靠性.这也是由于 RIM 的广播机制较为简单有效,网络负载对其影响较小.

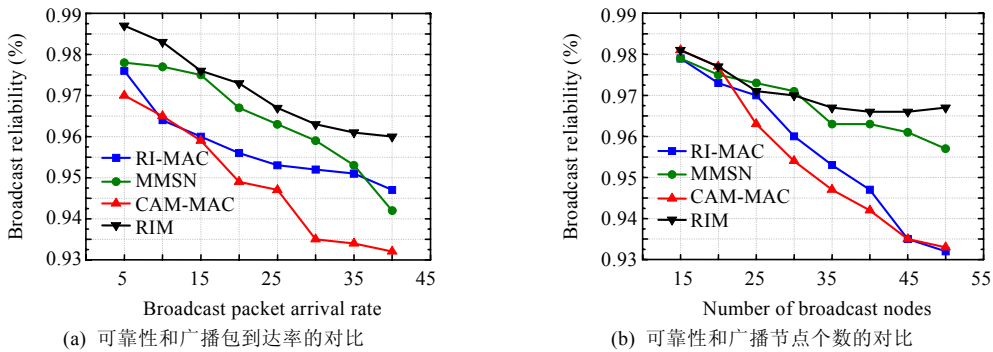


Fig.10 Reliability evaluation

图 10 广播可靠性模拟实验

5.2 真实实验

本文利用 C/OS 和 Hawk 节点实现了 RIM.如图 11 所示,Hawk 是黑龙江大学自主研发的传感器节点,其装配 nRF905 Radio 和 MSP430 处理器.本文采用多任务调度机制实现 RIM.当上层数据包到达 MAC 层时,RIM 的发送线程打开节点 Radio 进行监听.当 ANC 接收中断到达时,中断处理程序将进行信道切换,然后中断返回到发送线程利用握手控制包进行数据传输.而当睡眠唤醒中断到达时,节点进入接收线程,在发送 ANC 和切换信道后等待接收中断,当 RTS 接收中断到达时,接收线程发送 CTS 然后进行数据传输.

由于 MMSN 需要的精准时间同步和 PMC 需要的连续跳频在节点上实现较为复杂,所以本节只实现了 RIM-25%,RIM-50%和 CAM-MAC 的单播机制,利用它们与 RIM 进行单播吞吐量对比;同时实现了 RI-MAC 和

CAM-MAC 的广播机制,利用它们与 RIM 进行广播可靠性对比.尽管最优占空比机制在理论分析中可以通过数值方法求解,但是目前传感器节点的计算能力不足以支持这类数值运算.较为精确的近似方法作为本文的未来工作.在本次实验中,每个节点的最优占空比都是由计算机通过数值方法求解,然后发送给每个节点.

实验环境如图 12 所示.共 10 个 Hawk 节点放置于一跳范围内,每个节点都有 9 个邻居.数据包的大小为 32 字节,节点的数据传输率为 100Kbps.实验一共重复 10 次,每次 1 分钟,最终实验结果为 10 组实验结果的平均值.所有节点把实验中收到的数据量按顺序发送回 Sink.本节实验中,当 TNC 变化时,NCBR 设置为 5;而当 NCBR 变化时,TNC 也设置为 5.



Fig.11 Hawk nodes

图 11 Hawk 节点

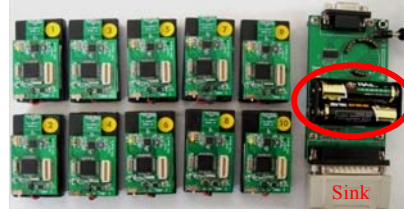
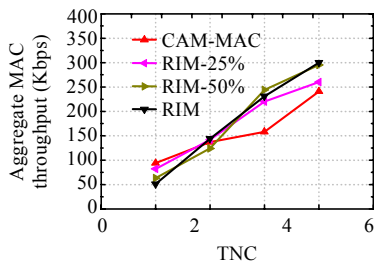


Fig.12 Experiment setup

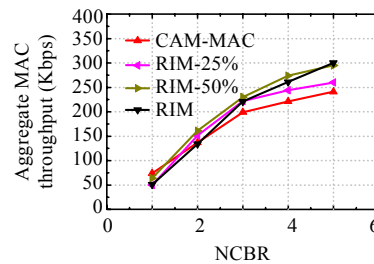
图 12 真实实验场景

### 5.2.1 单播吞吐量

吞吐量随 TNC 增加而变化的趋势如图 13(a)所示,当 TNC 逐渐增加时,所有吞吐量都逐渐增加.当 TNC 较小时,如 TNC=2 时,RIM 的吞吐量小于 CAM-MAC;而当 TNC 逐渐变大时,如 TNC=4 时,RIM 的吞吐量逐渐超过 CAM-MAC.这主要是因为当 TNC 变大时,CAM-MAC 中由 CCS 和 THT 引起的合作包与预约包的冲突逐渐增大,从而导致其吞吐量的上升趋势变得逐渐平稳;而 RIM 则利用接收端开始的传输机制和随机信道选择较好地解决了 CCS 和 THT,进而 RIM 吞吐量的上升趋势基本保持不变.与 RIM-25%和 RIM-50%相比,在 TNC 较大时,RIM 的吞吐量大于 RIM-25%而小于 RIM-50%.而且,尽管真实实验与模拟实验的实验设置不同,但它们结果的变化趋势基本吻合.图 13(b)给出了吞吐量随 NCBR 变化的趋势.当 NCBR<3 时,RIM 的吞吐量略小于 CAM-MAC 的吞吐量;但当 NCBR $\geq$ 3 时,RIM 的吞吐量逐渐超过 CAM-MAC.而且,吞吐量的差值随 NCBR 增加而增加.这主要是因为 CAM-MAC 吞吐量增长趋势由于 CCS 和 THT 导致的冲突有所放缓;而 RIM 则利用接收端开始的传输机制解决了 CCS 导致的控制包冲突,同时利用随机信道选择解决了由 THT 导致的数据包冲突.RIM-25%和 RIM 在高负载下的吞吐量仍然小于 RIM-50%,这也进一步验证了模拟实验中 RIM-50%比 RIM-25%和 RIM 在吞吐量方面更加适用于负载较重网络的特性.



(a) 吞吐量和广播包到达率的对比



(b) 吞吐量和广播节点个数的对比

Fig.13 Throughput evaluation

图 13 单播吞吐量真实实验

### 5.2.2 广播可靠性

当 NBN=4 时,广播可靠性随不同 PAR 的变化趋势如图 14(a)所示.当 PAR 增加时,所有可靠性都呈下降趋势.这是由于随着 PAR 的增加,节点需要发送更多的广播包,从而导致较多的广播包冲突.其中,RIM 的可靠性一直

高于 RI-MAC 和 CAM-MAC.真实实验结果与模拟实验结果的趋势基本上吻合.图 14(b)给出了当 PAR 设置为 20 时,可靠性随 NBN 变化的趋势.所有可靠性都随 NBN 的增加而减少.这是由于当 NBN 较大时,网络负载较高,从而导致较高的广播包冲突率.但与其他协议相比,RIM 具有较高可靠性.而且,当  $NBN \geq 3$  时,RIM 和其他协议的可靠性差距逐渐扩大,这表明 RIM 更适合于负载较高的网络.

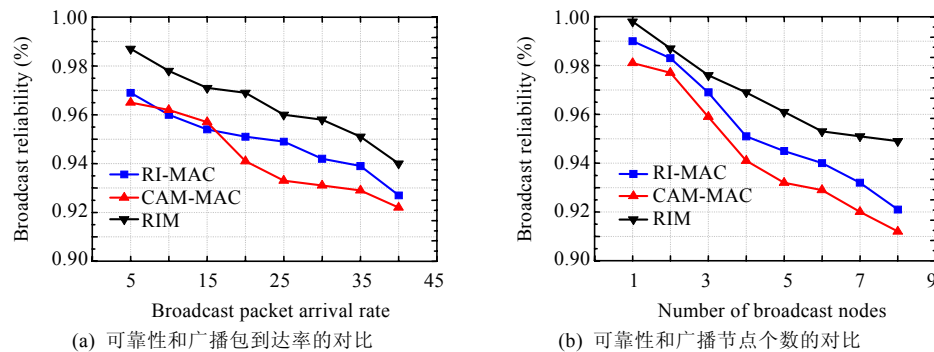


Fig.14 Reliability evaluation

图 14 广播可靠性真实实验

## 6 结论

在基于占空比的多跳多信道 WSN 中,控制信道饱和问题和三重隐终端问题通常会导致严重的能量浪费.本文提出了一种异步多信道 MAC 协议 RIM,该协议分别利用接收端开始的传输机制和基于概率的随机信道选择机制解决了上述两个问题.而且,RIM 为完全分布式机制且无需全网时间同步,所以该协议适用于资源受限的大规模 WSN.同时,RIM 利用一种简单且可靠的广播机制解决了广播数据丢失问题.通过概率论和马尔可夫链分析,本文得到了 RIM 中节点的最优占空比.为验证 RIM 的性能,本文进行了模拟对比实验,并且利用真实传感器节点平台实现了 RIM.模拟和真实实验结果表明,RIM 在信道数较大和网络负载较重的情况下,显著地提高了网络吞吐量,并且保持较低的能量消耗,既达到了能量有效,又保持了较高的广播可靠性.

## References:

- [1] Zhou G, Huang CD, Yan T, He T, Stankovic JA, Abdelzaher TF. MMSN: Multi-frequency media access control for wireless sensor networks. In: Domingo-Pascual J, ed. Proc. of the 25th Conf. on Computer Communications. Washington: IEEE Press, 2006. 7–19.
- [2] Kim Y, Shin H, Cha H. Y-MAC: An energy-efficient multi-Channel MAC protocol for dense wireless sensor networks. In: Kaiser B, ed. Proc. of the 7th Int'l Conf. on Information Processing in Sensor Networks. Washington: IEEE Press, 2008. 53–63. [doi: 10.1109/IPSNS.2008.27]
- [3] Le HK, Henriksson D, Abdelzaher T. A practical multi-channel media access control protocol for wireless sensor networks. In: Kaiser B, ed. Proc. of the 7th Int'l Conf. on Information Processing in Sensor Networks. Washington: IEEE Press, 2008. 70–81. [doi: 10.1109/IPSNS.2008.43]
- [4] Salajegheh M, Soroush H, Kalis A. HyMAC: Hybrid TDMA/FDMA medium access control protocol for wireless sensor networks. In: Protonotarios E, ed. Proc. of the 18th IEEE Int'l Symp. on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications. Washington: IEEE Press, 2007. 1–5. [doi: 10.1109/PIMRC.2007.4394374]
- [5] Jovanovic MD, Djordjevic GL. TFMAC: Multi-channel MAC protocol for wireless sensor networks. In: Milovanović B, ed. Proc. of the 8th Int'l Conf. on Telecommunications in Modern Satellite, Cable, and Broadcasting Services. Washington: IEEE Press, 2007. 23–26. [doi: 10.1109/TELSKS.2007.4375929]
- [6] So JM, Vaidya NH. Multi-Channel MAC for ad hoc networks: Handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver. In: Murai J, ed. Proc. of the 5th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. New York: ACM Press, 2004. 222–233. [doi: 10.1145/989459.989487]

- [7] Wu SL, Lin CY, Tseng YC, Sheu JP. A new multi-channel MAC protocol with on-demand channel assignment for multi-hop mobile ad hoc networks. In: Sudborough H, ed. Proc. of the 5th Int'l Symp. on Parallel Architectures, Algorithms, and Networks. Washington: IEEE Press, 2000. 232–237. [doi: 10.1109/ISpan.2000.900290]
- [8] Adya A, Bahl P, Padhye J, Wolman A. A multi-radio unification protocol for IEEE 802.11 wireless networks. In: Jain DR, ed. Proc. of the 1st Int'l Conf. on Broadband Networks. Washington: IEEE Press, 2004. 344–354. [doi: 10.1109/BROADNETS.2004.8]
- [9] Luo T, Motani M, Srinivasan V. Cooperative asynchronous multichannel MAC: Design, analysis, and implementation. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2009,8(3):338–352. [doi: 10.1109/TMC.2008.109]
- [10] Zhou Z, Pengt Z, Cui JH, Jiang ZH. Handling triple hidden terminal problems for multi-channel MAC in long-delay underwater sensor networks. In: Mandyam G, ed. Proc. of the IEEE Computer Communication. Washington: IEEE Press, 2010. 371–375. [doi: 10.1109/INFCOM.2010.5462209]
- [11] Zhang DS, Li JB, Guo LJ, Ji SL, Wang Y. HM-MAC: A multi-channel MAC protocol for sensor network with broadcast supporting. Journal of Computer Research and Development, 2009, 46(12):2024-2032 (in Chinese with English abstract).
- [12] Guo S, Gu Y, Jiang B, He T. Opportunistic flooding in low-duty-cycle wireless, sensor networks with unreliable links. In: Shin KG, ed. Proc. of the 15th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking. New York: ACM Press, 2009. 133–144. [doi: 10.1145/1614320.1614336]
- [13] Wang F, Liu JC. Duty-Cycle-Aware broadcast in wireless sensor networks. In: Roberto Boisson de Marca J, ed. Proc. of the IEEE Computer Communication. Washington: IEEE Press, 2009. 468–476. [doi: 10.1109/INFCOM.2009.5061952]
- [14] Sun YJ, Gurewitz O, Johnson DB. RI-MAC: A receiver initiated asynchronous duty cycle MAC protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks. In: Abdelzaher T, ed. Proc. of the 6th ACM Conf. on Embedded Network Sensor Systems. New York: ACM Press, 2008. 456–469. [doi: 10.1145/1460412.1460414]

#### 附中文参考文献:

- [11] 张德升,李金宝,郭龙江,纪守领,王宇.HM-MAC:一种支持广播的多信道传感器网络 MAC 协议.计算机研究与发展,2009,46(12):2024–2032.



张德升(1985—),男,黑龙江哈尔滨人,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络.



郭龙江(1971—),男,博士,教授,主要研究领域为无线传感器网络.



李金宝(1969—),男,博士,教授,主要研究领域为无线传感器网络.