

基于多信道预约的传感器网络 MAC 协议研究

张德升^{1,2}, 李金宝^{1,2}, 郭龙江^{1,2}

(1. 黑龙江大学 计算机科学技术学院, 黑龙江 哈尔滨 150080; 2. 黑龙江省数据库与并行计算重点实验室, 黑龙江 哈尔滨 150080)

摘 要: 针对传感器网络中三重隐终端问题, 提出了一种基于自适应占空比的多信道 MAC 协议—MCR, MCR 通过多信道预约机制高效地解决了该问题。在理论分析中, 通过最小化节点平均信道切换次数的下界得出了节点的最优占空比。为验证 MCR 中多信道预约和自适应占空比机制的性能, 进行了模拟和真实实验, 实验结果表明, 与其他 MAC 协议相比, 随着信道数及网络负载的增加, MCR 提高了网络吞吐量, 降低了传输所消耗的能量。

关键词: 无线传感器网络; 多信道 MAC 协议; 多跳; 多信道; 睡眠隐终端; 最优占空比

中图分类号: TP393

文献标识码: B

文章编号: 1000-436X(2011)04-0126-12

Study on multi-channel reservation based MAC protocol for sensor networks

ZHANG De-sheng^{1,2}, LI Jin-bao^{1,2}, GUO Long-jiang^{1,2}

(1. School of Computer Science and Technology, Heilongjiang University, Harbin 150080, China;

2. Key Laboratory of Database and Parallel Computing of Heilongjiang Province, Harbin 150080, China)

Abstract: Aiming at triple hidden terminal problems in wireless sensor networks, an adaptive duty cycle based multi-channel MAC protocol was proposed, called MCR. MCR efficiently handled triple hidden terminal problems with multiple channel reservation. By minimizing the lower bound of average times of channel switching in MCR, the optimal duty cycle in theoretical analysis was obtained. To investigate values of multiple channel reservation and dynamic duty cycling in MCR, extensive simulation and real testbed experiments were conducted. The results show that compared with other protocols, when the number of channels is larger or loads are heavy, M-cube improves throughput and energy efficiency significantly.

Key words: WSN; multi-channel MAC protocol; multi-hop; multi-channel; sleep hidden terminals; optimal duty cycle

收稿日期: 2010-06-17; 修回日期: 2010-10-22

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61070193, 60803015); 黑龙江省科技攻关基金资助项目(GC09A109); 中国博士后基金资助项目(20080430902); 黑龙江省教育厅重点基金资助项目(1154Z1001); 黑龙江省博士后基金资助项目(LRB08-021); 哈尔滨市青年科技创新人才研究专项基金资助项目(2008RFQXG107); 黑龙江大学杰出青年基金资助项目(OYS2080735); 学生学术创新及创新实验室基金资助项目(208SIR0735)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61070193, 60803015); The Key Scientific and Technological Research Project of Heilongjiang Province (GC09A109); The Postdoctoral Foundation of China (20080430902); The Science and Technology Research of Heilongjiang Educational Committee (1154Z1001); The Postdoctoral Foundation of Heilongjiang Province (LRB08-021); The Science and Technology Innovation Project of Harbin (2008RFQXG107); The Heilongjiang University Foundation for Outstanding Young Scholar(OYS2080735); The Student Innovative Research Project and Innovative Laboratory Project(208SIR0735)

1 引言

近年来,针对单信道介质访问控制(MAC, media access control)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, multi-channel MAC)用来提高无线传感器网络(WSN, wireless sensor network)的性能,如 MMSN^[1], Y-MAC^[2]和 PMC^[3]。大部分 mcMAC 由信道分配和介质访问 2 部分组成。信道分配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,以避免数据分组冲突。通常,信道分配机制分为静态和动态信道分配;而介质访问根据节点之间是否同步分为 TDMA 和 CSMA 2 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以节省能量,延长 WSN 的生存周期。

相对于静态信道分配,动态信道分配需要的正交信道较少^[3],而 CSMA 则避免了 TDMA 需要的全网时间同步^[3],所以动态信道分配、CSMA 及占空比的联合机制更加适用于 WSN。但是由于三重隐终端问题(THT, triple hidden terminals, 即多跳,多信道及睡眠隐终端,详细定义见第 2 节),该联合机制难以提供高效的网络性能。THT 通常会大量的数据分组冲突,而数据分组冲突极大地缩短了网络生存周期。

针对 THT,本文提出了一种基于多信道预约的自适应占空比 MAC 协议——MCR (multi-channel reservations)。在 MCR 中,发送和接收节点共同决定一组可能空闲的信道,然后在其中选择一个真正空闲的信道进行通信。该机制有效地避免了由三重隐终端引起的数据分组冲突问题。本文贡献总结如下:

1) 本文首次定义了基于占空比机制的多信道 WSN 中三重隐终端问题,并利用多信道预约机制解决了该问题,进而避免了由其导致的能量消耗,延长了 WSN 的生存周期;

2) 本文提出了一个基于自适应占空比的 mcMAC——MCR,该协议无需时间同步,并且 MCR 中的节点在每次睡眠前根据实时网络参数自适应地调整其占空比,从而达到能量有效;

3) 本文分析了 MCR 的性能,得到了 MCR 中节点切换信道次数的下界,并通过最小化该下界得到了最优占空比,该最优占空比能够最大程度地降

低信道切换次数的下界,从而减少由信道切换产生的能量消耗和延迟;

4) 本文通过模拟实验验证了 MCR 的性能,并且在真正的传感器网络平台下,实现了 MCR 并验证了其在真实环境中的性能。

本文后续部分组织如下:第 2 节介绍了相关工作;第 3 节给出了三重隐终端的定义;第 4 节设计了 MCR 协议;第 5 节对其进行了理论分析;第 6 节介绍了 MCR 模拟和真实实验的结果及其分析;第 7 节是结束语。

2 相关工作

文献[1]提出了第一个针对 WSN 特点而设计的 mcMAC——MMSN。MMSN 利用 4 种静态信道分配策略为全网节点分配信道,当发送节点有数据要发送时,它首先切换到相应接收节点的信道,然后向其发送数据。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已预约过的 DC 上进行通信。文献[7]针对 ad hoc 网络提出了一种采用可变长度时槽的 mcMAC,该协议避免了 MMAC 中数据时槽必须按最大数据分组长度设置的问题。文献[8]针对 ad hoc 网络提出了一种基于连续跳频机制的 mcMAC——CHAT,在 CHAT 中,所有节点使用统一跳频序列进行跳频,当 2 个节点需要进行通信时,它们停止与其他节点继续跳频,停留在当前信道上进行通信。文献[9]针对 ad hoc 网络提出了一种采用多重跳频序列的 mcMAC,该协议解决了在 CHAT 中当前信道负载过重的问题。文献[10]针对无线网络提出了一种基于跳频机制的 mcMAC——RICH-DP,该机制的主要特点在于其采用了一种接收节点开始的冲突避免机制,有效地解决了在上述由发送节点开始的数据传输中数据分组冲突较大的问题。

上述 mcMAC^[1,2,4-10]均需要时间同步的支持,

从而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较多的能量而且降低了信道利用率和网络吞吐量。

文献[11]针对 ad hoc 网络提出了一种双 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[12]针对无线网络提出 MUP,该机制允许 2 个 Radio 交替发送控制信息和数据,从而解决了 DCA 中 2 个 Radio 利用不均衡的问题。

上述 2 种协议^[11,12]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,从而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问题。

文献[13]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,从而避免这对通信节点选择正在被其他节点占用的 DC。文献[14]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 2 种协议^[13,14]在信道选择中利用了节点之间的合作机制来降低了信道冲突的概率。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,这通常会造成合作包之间和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,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 MCR。MCR 无

需时间同步及多 Radio 机制,也不涉及复杂的参数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。

3 三重隐终端问题(THT)

本节引入三重隐终端的定义并介绍其产生的原因。三重隐终端(THT)包括以下 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^[6];3)基于占空比无线网络中的睡眠隐终端。本文首次给出了睡眠隐终端的定义。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 中并且影响该网络的性能。多跳隐终端即传统基于距离的隐终端,所以本节主要介绍其他 2 种新的隐终端。

在图 1 的网络中,包括一个 CC 和 2 个 DC,节点 a, b, v, 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_2 ,然后把预约信息(节点号、信道号和通信时长等信息)装入 RTS 控制分组,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 CC 上的非睡眠邻居(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 上进行监听,所以它们仍然认为 DC_2 空闲。在时刻 t_3 ,2 种情况可能引发在 a 或 b 处的数据分组冲突: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_2 ,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。

多信道隐终端和睡眠隐终端通常会导致大量数据分组冲突,尤其是在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导致了节点本身的信道

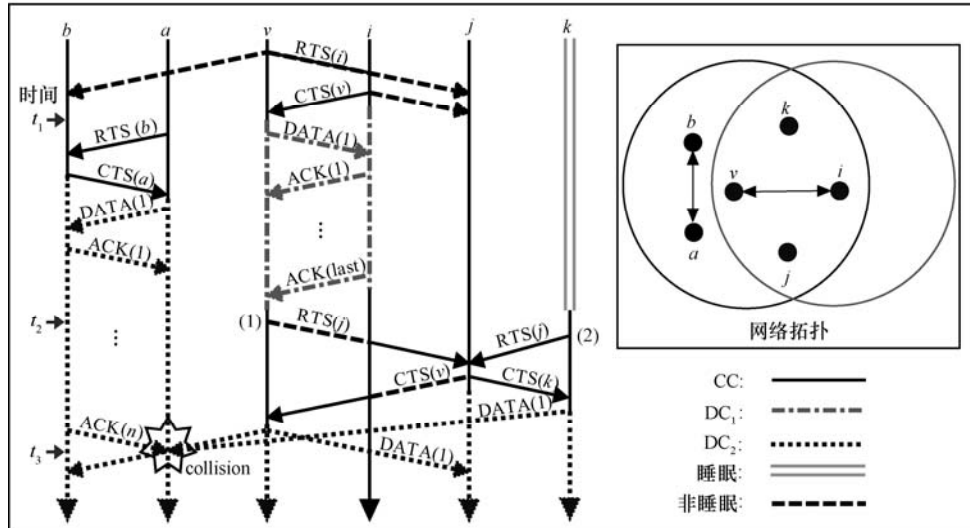


图 1 三重隐终端问题

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 上的数据分组冲突。本文提出的 MCR 利用多信道预约机制高效地解决了包括 2 种新的隐终端在内的 THT，从而避免了由其产生的数据分组冲突，减少了能量消耗，进而延长 WSN 的生存周期。

4 MCR 协议设计

在 MCR 中，无线带宽被等分为彼此正交的一个控制信道(CC)和 K 个数据信道(DC)。MCR 是一种基于自适应占空比的异步 mcMAC，利用多信道预约机制进行信道选择。MCR 具有以下 3 个特点：1) 在 MCR 中发送节点根据其自适应最优占空比(AODC, adaptive optimal duty cycle)利用多个连续的 RTS 来唤醒接收节点，而空闲节点则根据 AODC 周期性地关闭和开启 Radio 来节省能量；2)网络中每个节点根据网络的参数独立地更新其 AODC，即 MCR 采用异步占空比机制；3)在 MCR 的信道预约中，一对通信节点根据信道使用信息(CUI, channel usage information)选择多个(而不是一个)可能空闲的信道，并在其中一个真正空闲的信道上进行通信。定义假设空闲 DC(AIDC, assumptive idle DC)为 CUI 标记为空闲而实际上可能为非空闲的 DC。

在 MCR 中，所有节点循环执行以下 4 种动作：监听，预约，通信和占空比调度。具体执行过程如下：监听：当一个非睡眠的节点没有数据发送时，它通过在 CC 上监听控制信息来更新其 CUI 该 CUI

用于节点通信前选择信道；预约：当一个节点有数据要发送时，该节点利用握手机制与其相应的接收节点在 CC 上协商一组公共的 AIDC；通信：在预约该组 AIDC 之后，发送节点和接收节点利用 DATAs / ACK 机制在其中一条真正空闲的信道上进行数据传输；占空比调度：当一个非睡眠节点的空闲时间超过其 AODC 所规定的时间后，该节点关闭其 Radio 进入睡眠状态，而睡眠的时间长度也由其 AODC 决定。

4.1 MCR 信道选择机制

大部分 mcMAC 试图实时地更新节点的 CUI，但这会引入大量控制分组开销或多 Radio 硬件开销，本文从另一个角度解决 THT。与大部分 mcMAC 不同，MCR 并不保证节点 CUI 的完整性，而是通过合理地利用这些不完整的 CUI 来解决 THT。这些 CUI 具有以下特点：若 CUI 显示一个 DC 空闲(即 AIDC)，则该 DC 未必空闲；但若 CUI 显示一个 DC 非空闲，则该 DC 一定非空闲。

本文利用上述性质提出了一种多信道预约机制来解决 THT，其具体策略如下：1) 当一个发送节点 S 有数据要发送时， S 利用该性质得到一组 AIDC，然后 S 把这组 AIDC 整理成随机顺序的 AIDC 表(AIDCL, AIDC list)，并利用 RTS 发送给接收节点 R ；2) R 也根据该性质得到自己的 AIDCL，并与 S 的 AIDCL 做交运算，进而得到最终公共的 AIDCL (FAIDCL, final AIDCL)，并将其装入 CTS 发送回 S ；3) S 和 R 根据 FAIDCL 中信道的顺序依次切换到每一个 AIDC 上进行监听，直到它们发现一个真正空闲

的 AIDC; 4) 当它们发现该 AIDC 后, S 和 R 首先需要切换回 CC 上发送一个 DC 声明包(ANC, announcement), 该包用于通知所有在 CC 上监听的空闲邻居该 DC 已经被占用。此时, 所有空闲邻居就可以根据这个 ANC 来更新各自的 CUI。为避免 ANC 与其他控制包的冲突, MCR 通过为 ANC 分配最短的发送帧间间隔来提高 ANC 的发送优先级。

在 MCR 中, 每对通信节点一次预约多个(非一个) AIDC, 这主要是因为如果每个节点对只预约一个 AIDC 且该 AIDC 正在被其他邻居占用, 那么这对节点不得不回到 CC 上重新预约一个 AIDC, 但是该 AIDC 还有可能正在被占用。所以, 一次只预约一个 AIDC 可能会导致一次数据通信需要在 CC 上进行多次握手预约, 而这些握手信息在部署相对密集的 WSN 中可能会导致严重的控制包冲突, 降低 CC 利用率, 从而降低网络吞吐量。

4.2 MCR 介质访问机制

MCR 的介质访问控制由算法 1 给出, 其中, S 和 R 代表发送和接收节点。在介质访问机制中, 节点根据 AODC 进行占空比调度。MCR 引入 3 种控制分组: 1) CSC(continue to switch DC): S(或 R)用该包通知 R(或 S)在其通信范围内有其他节点正在当前 DC 上通信, 这时 S 和 R 需要继续根据 FAIDCL 切换其当前 DC; 2) DII(DC is idle): S(或 R)用该包通知 R(或 S)在其的通信范围内当前 DC 空闲; 3) ANC (announcement): S 和 R 用该包通知邻居节点此次通信节点所使用的 DC 的具体序号。在 MCR 中, S 和 R 首先执行握手机制(RTS/CTS), 然后执行信道声明机制(DII or CSC/ANC), 最后进行数据通信(DATAs/ ACK)。其中, 握手机制用于 S 和 R 之间协商一组公共的 AIDC,

而信道声明机制则是在这组 AIDC 中选择一个真正空闲的 AIDC, 并通知邻居节点该 AIDC 的具体序号, 从而协助邻居更新各自的 CUI。

算法 1 MCR 介质访问

```

If (上层报文到达) {把报文放入消息队列;}
If (睡眠定时器中断到达) { 关闭 Radio;根据 AODC 设置唤醒定时器;}
If (唤醒定时器中断到达) { 开启 Radio;根据 AODC 设置睡眠定时器;}
If (发送定时器中断到达){
通过 CUI 检查 R 是否在 DC 上;利用 CCA 监听 CC;
If (R 在 DC 上||CC 忙){
退避一段时间后再次尝试;}
Else {通过 CUI 得到 AIDCL;利用 RTS 发送 AIDCL 到 R;}
};
If (接收到一个数据分组){
If (数据分组是 RTS){ // 作为接收节点
通过 CUI 得到 AIDCL;进而得到 FAIDCL;利用 CTS 发送 FAIDCL 到 S;
While (切换到 FAIDCL 中的下一个 DC){
监听这个 DC 共 2T 时间长度(后文详述);
If (这个 DC 忙){
If (占据这个 DC 的节点不是 S 的邻居){
发送 CSC 告知 S 再次切换信道;}}
Else If (接收到 S 的 DII 包){
在此 DC 发送 DII 到 S; 切换到 CC;
利用 ANC 通知邻居本节点占用 DC;
切换回 DC; 等待 DATA 分组; 然后发送 ACK;}}

```

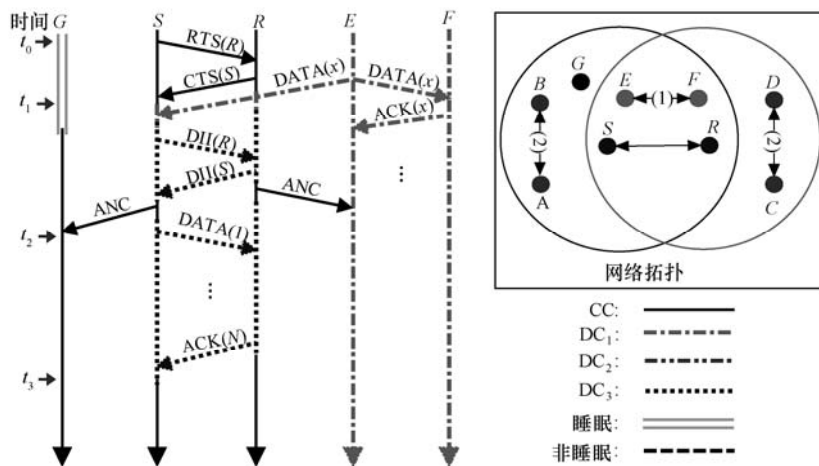


图 2 MCR 实例

```

Else If (接收到 CSC){continue;}}
}
If (数据分组是 CTS){ // 作为发送节点
While (切换到 FAIDCL 中下一个 DC){
监听这个 DC 共 T 时间长度;
If (这个 DC 忙){
If (占据这个 DC 的节点不是 R 的邻居){
发送 CSC 告知 S 再次切换信道;}}
Else { 在此 DC 上发送 DII 分组给;
If (接收到 DII) {
切换到 CC; 利用 ANC 通知邻居本节点占用
DC 号;
切换回 DC; 发送 DATA 分组到 R;}
Else if (接收到 CSC) {continue;}}}}
}
If (数据分组是 ANC){ 更新 CUI;}// 作为邻居
节点
If (数据分组是 ACK){ 发送下一个 DATA 分
组;};
};

```

4.3 MCR 实例

图 2 给出了一个 MCR 的具体实例。假设图中网络存在一个 CC 和 3 个 DC。3 对节点 AB, CD 和 EF 分别在 DC₂, DC₂ 和 DC₁ 上通信。G 是 S 的邻居, 该节点正处于睡眠状态, 而随后根据其 AODC 醒来。S 和 R 监听到了 AB 和 CD 的信道声明信息, 即 ANC, 但却错过了 EF 的 ANC。当 S 给 R 发送数据时, S 和 R 需要经历以下 3 个步骤来完成一次成功的数据通信。

1) 握手阶段 $[t_0, t_1]$: S 基于自身的 CUI 计算 AIDCL, 并将其装入 RTS 发送给 R。当 R 收到该 RTS 后, R 计算其自身的 AIDCL, 进而计算 FAIDCL, 然后将其装入 CTS 发送回 S。

2) 信道声明阶段 $[t_1, t_2]$: 设 DC₁ 是 FAIDCL 中第一个 DC, S 和 R 首先一起切换到 DC₁ 上, 分别监听时间 T 和 2T (T 根据一个最长数据分组发送时间设置)。由于 EF 正在占用 DC₁, S 和 R 都会收到在 DC₁ 上传输的数据分组。这表明 DC₁ 正在被其他节点占用, 所以 S 和 R 需要继续切换到下一个在 FAIDCL 中的 DC, 如 DC₃。因为 S 和 R 都知道 EF 是它们的公共邻居节点, 所以 S 和 R 无需向彼此发送 CSC, 直接切换到 DC₃。经过在 DC₃ 上的监听后, S 和 R 交换 DII 来确认 DC₃ 在通信双方的通信范围

内都空闲来避免多跳隐终端问题。然后, S 和 R 切换到 CC 上, 按顺序分别发送各自 ANC, 从而协助它们的空闲邻居(如 G)更新它们的 CUI。

3) 数据通信阶段 $[t_2, t_3]$: S 和 R 从 CC 切换回 DC₃, 然后通过 DATA_s / ACK 机制进行通信。当通信完成后, S 和 R 再次切换回 CC, 并通过监听其他邻居发送的 ANC 来更新自身的 CUI。

5 理论分析

在 MCR 的一次数据通信中, 节点对的平均 DC 切换的次数决定了由这些 DC 切换而产生延迟和能量消耗。本节对 MCR 进行分析, 首先求出在该 DC 切换次数的下界 \bar{x} , 然后将 \bar{x} 表示为占空比 q 的函数, 最后通过改变 q 来最小化 \bar{x} , 进而得到 MCR 的最优占空比 q^* 。分析中所使用的符号如表 1 所示。

表 1 所使用的符号

名称	符号	意义	值	
概率	P_c	一个节点在任意时刻处于 CC 的概率		
	P_{sn}	一个节点在任意时刻睡眠的概率		
	P_{mc}	一个 MC 被创建的概率		
	P_{cv}	一个节点作为接收者切换到 DC 的概率		
事件	MCC	一个 MC 被创建		
	MAN_i	v 错过一个来自邻居的 ANC(如 i)		
	IIS	i 是一个发送节点		
	$OOC_v(t)$	v 时刻 t 在 CC 上		
	$NSC_v(T_{ia})$	在时间 T_{ia} 内, v 没有在 CC 上发送信息		
	$NIC_v(T_{ia})$	在时间 T_{ia} 内, v 没有在 CC 上干扰其他节点		
	$BTC(T_{ia})$	在时间 T_{ia} 内, u 切换回 CC		
	$SLP_u(T_{ia})$	在时间 T_{ia} 内, u 处于睡眠状态		
	其他	MC	一个实际被占用的 AIDC	
		q, q^*	占空比; 最优占空比	
N		每 r^2 面积的平均节点数(密度)	10	
λ		一个节点的平均数据到达率	200packet/s	
AVG		属于一个报文的平均数据包数	10	
T_{wk}		一个空闲节点的最长空闲时间	$q \times 1s$	
T_{sp}		一个空闲节点的最长睡眠时间	$(1-q) \times 1s$	
T_{AN}		2 个节点发送 ANC 包的时间间隔	4ms	
T_{DC}		在一个 DC 上的报文通信时间长度	20ms	
$N_i, N_v, N_{i \cap v}$		i 的邻居节点集; $N_i \cap N_v$;		
	$N_{i \cap v} = N_i \setminus N_v \setminus \{v\}$			

设 x 为节点根据 FAIDCL 进行信道切换直到找到一个真正空闲的 AIDC 所经历的 DC 切换的次数, 那么 x 服从参数为 p 的几何分布。其中, 参数 p 表示一个 FAIDCL 中任意一个 AIDC 为非空闲的概率。

那么根据几何随机变量的期望公式,

$$\bar{x} = \frac{1}{p} \quad (1)$$

5.1 求解 p

设 v 是网络中的任意一个节点, 根据全概率公式,

$$p = \Pr[MCC | \overline{MAN}] \cdot \Pr[\overline{MAN}] + \Pr[MCC | MAN] \cdot \Pr[MAN] \quad (2)$$

式(2)可以通过式(3), 式(4)和 5.2 节中的式(9)求解。

在 MCR 中, 一个 MC 产生的唯一原因是由于 v 错过了邻居节点发送的 ANC, 因此

$$\Pr[MCC | \overline{MAN}] = 0 \quad (3)$$

设 i 为 v 的任意一个邻居, 那么 $\Pr[MAN]$ 等于 $\Pr[MAN_i]$ 。设 j 为与 i 通信的任意一个邻居, 那么 $\Pr[MCC | MAN_i] = \Pr[MCC | MAN_i | j \in N_{iv}] \Pr[j \in N_{iv}] + \Pr[MCC | MAN_i | j \in N_{iv}] \Pr[j \in N_{iv}]$ (4)

5.1.1 求解 $\Pr[j \in N_{iv}]$ 和 $\Pr[j \in N_{iv}]$

设 i 均匀地与它的每一个邻居通信, 那么 $\Pr[j \in N_{iv}]$ 近似地等于 2 个节点通信范围的交集与 1 个节点通信范围的比例。如果假设通信范围是半径为 r 的圆形且所有节点根据二维随机泊松点过程部署于网络内, 根据文献[13]。

$$\Pr[j \in N_{iv}] \approx 1.84/3.14, \quad \Pr[j \in N_{iv}] \approx 1.30/3.14 \quad (5)$$

5.1.2 求解 $\Pr[MCC | MAN_i | j \in N_{iv}]$

如果 $j \in N_{iv}$ 且 v 错过了 i 发送的 ANC, 那么 v 错过了唯一得知该 DC 被 i 和 j 占用的机会, 所以 MCC 以概率 1 发生, 即

$$\Pr[MCC | MAN_i | j \in N_{iv}] = 1 \quad (6)$$

5.1.3 求解 $\Pr[MCC | MAN_i | j \in N_{iv}]$

如果 $j \in N_{iv}$ 且 v 错过了 i 发送的 ANC, 那么 MCC 发生当且仅当 MAN_j 发生。这是由于 v 还有一次通过监听 j 的 ANC 得知该 DC 被占用 i 和 j 的机会, 因此 $\Pr[MCC | MAN_i | j \in N_{iv}] = \Pr[MAN_j | MAN_i | j \in N_{iv}]$ (7)

$\Pr[MAN_j | MAN_i | j \in N_{iv}]$ 等于 v 不但错过了 i 发送的 ANC 而且错过了 j 发送的 ANC 的概率, 所以, 根据文献[13]

$$\Pr[MAN_j | MAN_i | j \in N_{iv}] < q + (1 - q)(T_{DC} - T_{AN})/T_{DC} \quad (8)$$

5.2 求解 $\Pr[MAN]$

由于 $\Pr[MAN]$ 等于 $\Pr[MAN_i]$, 且

$$\Pr[MAN_i] = 1 - \Pr[\overline{MAN_i}] \quad (9)$$

因此本节通过 $\Pr[\overline{MAN_i}]$ 求解 $\Pr[MAN]$ 。而根据全概率公式,

$$\Pr[\overline{MAN_i}] = \Pr[\overline{MAN_i} | IIS] \Pr[IIS] + \Pr[\overline{MAN_i} | \overline{IIS}] \Pr[\overline{IIS}] \quad (10)$$

式(10)可以通过式(11)和式(12)求解。

5.2.1 求解 $\Pr[IIS]$ 和 $\Pr[\overline{IIS}]$

基于假设, i 是 v 的任意一个邻居, 所以在长程的意义下,

$$\Pr[IIS] \approx \Pr[\overline{IIS}] \approx 1/2 \quad (11)$$

5.2.2 求解 $\Pr[\overline{MAN_i} | IIS]$ 和 $\Pr[\overline{MAN_i} | \overline{IIS}]$

在 MCR 中, 如果 i 为发送节点, 那么 $\overline{MAN_i}$ 发生当且仅当以下 3 个条件满足: 1) 当 i 开始发送其 ANC 时(设该时刻为 t_{iA}), v 在 CC 上监听, 即 $OCC_v(t_{iA})$ 发生; 2) 在 i 发送其 ANC 的时间段内(设该时间段为 T_{iA} , 即 $(t_{iA}, t_{iA} + T_{AN})$), v 不在 CC 上发送数据, 即 $NSC_v(T_{iA})$ 发生; 3) v 除 i 以外的所有邻居都不影响 v 在 CC 上的监听, 即 $\bigcap_{u \in N_v \setminus \{i\}} NIC_u(T_{iA})$ 发生。所以

$$\Pr[\overline{MAN_i} | IIS] = \Pr[OCC_v(t_{iA}) \cap NSC_v(T_{iA}) \cap \bigcap_{u \in N_v \setminus \{i\}} NIC_u(T_{iA})] \quad (12)$$

同理, 如果 i 是接收节点, 那么

$$\Pr[\overline{MAN_i} | \overline{IIS}] = \Pr[OCC_v(t'_{iA}) \cap NSC_v(T'_{iA}) \cap \bigcap_{u \in N_v \setminus \{i\}} NIC_u(T'_{iA})] \quad (13)$$

由于版面限制原因以及式(12)与式(13)的相似性, 本节剩余部分只通过式(14)求解式(12), 式(13)同理可得。

在 MCR 中, 如果 v 在时刻 t_{iA} 在 CC 上监听, 即 $OCC_v(t_{iA})$ 发生, 那么 $NSC_v(T_{iA})$ 以概率 1 发生。这是由于当邻居节点发送数据时, MAC 协议不允许节点发送数据, 以免造成数据分组冲突。设 $OCC_v(t_{iA})$ 与 $NIC_u(T_{iA})$ 相互独立, 那么

$$\Pr[\overline{MAN_i} | IIS] \approx \Pr[OCC_v(t_{iA})] \Pr[\bigcap_{u \in N_v \setminus \{i\}} NIC_u(T_{iA})] \quad (14)$$

式(14)可以通过式(15)和式(17)求解。

5.2.3 求解 $\Pr[OCC_v(t_{i,A})]$

对于 v , $t_{i,A}$ 是一个任意时刻, 所以

$$\Pr[OCC_v(t_{i,A})] = p_{cc} \quad (15)$$

设 T_0 为一足够长的时间段, 那么在 T_0 期间, 每个节点到达的消息数等于 $\lambda T_0 / AVG$, 从而一个节点发送这些消息所用的时间为 $T_{DC} \lambda T_0 / AVG$; 而其他节点接收这些消息所用的时间为 $p_{rcv}(1 - p_{cc} - p_{sip})$ 。在网络稳定的条件下, 一个节点发送这些消息所用的时间应该等于其他节点接收这些消息所用的时间。在长程的意义下, $p_{rcv} \approx 1/2$, 那么根据 $p_{cc} / p_{sip} > q$,

$$p_{cc} > (1 - 2\lambda T_{DC} / AVG)(1 + 1/q) \quad (16)$$

5.2.4 求解 $\Pr[\bigcap_{u \in N_v \setminus \{i\}} NIC_u(T_{iA})]$

在时刻 $t_{i,A}$, 无论 u 在哪个信道, MCR 都不允许 u 在其同信道的邻居正在发送消息期间发送 u 的消息。所以, 如果 $u \in N_{vi}$, 那么 $NIC_u(T_{iA})$ 以概率 1 发生。进而, 根据式(5), 得

$$\begin{aligned} \Pr[\bigcap_{u \in N_v \setminus \{i\}} NIC_u(T_{iA})] &= 1 \cdot \Pr[NIC_u(T_{iA})]^{N_{vi}} \\ &= \Pr[NIC(T_{iA})]^{1.3N} \end{aligned} \quad (17)$$

其中,

$$\begin{aligned} \Pr[NIC_u(T_{iA})] &= \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{vi}] \Pr[u \in N_{vi}] + \\ &\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}}] \Pr[u \in N_{v\bar{i}}] \end{aligned} \quad (18)$$

式(18)可以通过式(5), 式(19)和式(20)求解。

5.2.5 求解 $\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{vi}]$ 和

$$\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}}]$$

如果 $u \in N_{vi}$, 基于与式(17)相同的原因,

$$\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{vi}] = 1 \quad (19)$$

而根据全概率公式,

$$\begin{aligned} \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}}] &= \\ \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | SLP_u(T_{iA})] \Pr[SLP_u(T_{iA})] + \\ \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})}] \Pr[\overline{SLP_u(T_{iA})}] \end{aligned} \quad (20)$$

式(20)可以利用式(21), 式(22)和式(23)求解。

5.2.6 求解 $\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}}]$

在长程意义下, 通过文献[13]可得

$$\Pr[SLP_u(T_{iA})] = \frac{T_{sp} - |T_{iA}|}{T_{wk} + T_{sp}} = \frac{T_{sp} - T_{AN}}{T_{wk} + T_{sp}} \quad (21)$$

如果 $SLP_u(t_{i,A})$ 发生, 那么由于睡眠节点不影响其他节点, 则有

$$\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | SLP_u(T_{iA})] = 1 \quad (22)$$

如果 $\overline{SLP_u(T_{iA})}$ 发生, 那么根据全概率公式

$$\begin{aligned} \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})}] &= \\ \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | OCC_u(t_{i,A})] \Pr[OCC_u(t_{i,A})] + \\ \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})}] \Pr[\overline{OCC_u(t_{i,A})}] \end{aligned} \quad (23)$$

式(23)可以由式(15), 式(24)和式(25)求解。

5.2.7 求解 $\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})}]$

u 不影响 v 监听 i 的 ANC 当且仅当 $(t_{i,A} - T_{AN}, t_{i,A} + T_{AN})$ 期间 u 不发送数据, 即没有数据到达 u 。所以, 根据泊松到达过程,

$$\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | OCC_u(t_{i,A})] = e^{-2\lambda T_{AN}} \quad (24)$$

如果 $u \in N_{v\bar{i}}$, 那么根据全概率公式,

$$\begin{aligned} \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})}] &= \\ \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})} | \\ BTC(T_{iA})] \Pr[BTC(T_{iA})] + \\ \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})} | \\ \overline{BTC(T_{iA})}] \Pr[\overline{BTC(T_{iA})}] \end{aligned} \quad (25)$$

式(25)可以通过式(26), 式(27)和式(28)求解。

5.2.8 求解 $\Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})}]$

因为 u 切换到 DC 的时间未知, 所以 u 切换回 CC 的时间均匀地分布在区间 T_{iA} 上, 从而

$$\Pr[BTC(T_{iA})] = T_{iA} / T_{DC} = T_{AN} / T_{DC} \quad (26)$$

由于在区间 $(t_{i,A}, t_{i,A} + T_{DC})$ 内 u 不会切换回 CC, 因此 u 不会干扰任何在 CC 上的节点, 进而

$$\begin{aligned} \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})} | \\ BTC(T_{iA})] \Pr[BTC(T_{iA})] = 1 \end{aligned} \quad (27)$$

设 u 切换回 CC 后在 CC 上监听的时间长度为 Δt 。那么基于与式(26)相同的原因, Δt 均匀地分布在区间 $(0, T_{AN})$ 上, 所以

$$\begin{aligned} \Pr[NIC_u(T_{iA}) | u \in N_{v\bar{i}} | \overline{SLP_u(T_{iA})} | \overline{OCC_u(t_{i,A})} | \\ BTC(T_{iA})] \cdot \Pr[BTC(T_{iA})] &= E[e^{-\lambda \Delta t}] \\ &= \int_0^{T_{AN}} \frac{e^{-\lambda t}}{T_{AN}} dt = \frac{1 - e^{-\lambda T_{AN}}}{\lambda T_{AN}} \end{aligned} \quad (28)$$

6 实验与分析

为评估 MCR 的性能以及分析各种网络参数对

MCR 性能的影响, 本节利用 C++对 MCR 和其他具有代表性的 mcMAC 进行了模拟对比试验。同时在真实传感器节点平台上实现了 MCR, 以期进一步验证 MCR 在真实环境中的性能。

6.1 模拟实验

模拟环境设置如下: 289 个节点均匀分布在 200m×200m 网络中, 节点随机地选择任一邻居进行单播。数据负载为 32byte; 传输比特率为 250kbit/s; 传输半径为 40m。

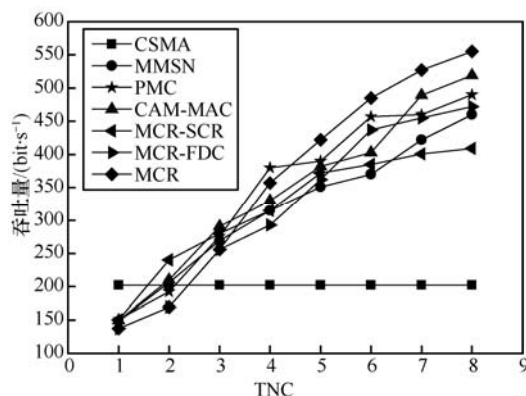
为了检验多信道预约机制和自适应占空比机制的真实性能, 本节将 MCR 与以下 6 个协议进行了比较。1) CSMA/CA: 经典的单信道 MAC 协议; 2) MMSN^[1]: 针对 WSN 采用静态信道分配的同步 mcMAC; 3) PMC^[3]: 针对 WSN 采用动态信道分配的异步 mcMAC; 4) CAM-MAC: 针对 ad hoc 网络采用动态信道分配的异步 mcMAC; 5) MCR-FDC: MCR 的简化版本, 采用固定占空比 $q=25\%$; 6) MCR-SCR: MCR 的简化版本, 采用单信道预约, 即每次只预约一个 DC。

本节共进行 3 组模拟实验, 分别验证网络吞吐量, 传输延迟和能量消耗。在每组实验中, 分别考虑不同的总信道数(TNC, total number of channels)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(NCBR, number of CBR)来实现。在 3 组实验中, 当 NCBR 变化时, TNC 设置为 4; 而当 TNC 变化时, NCBR 设置为 30。

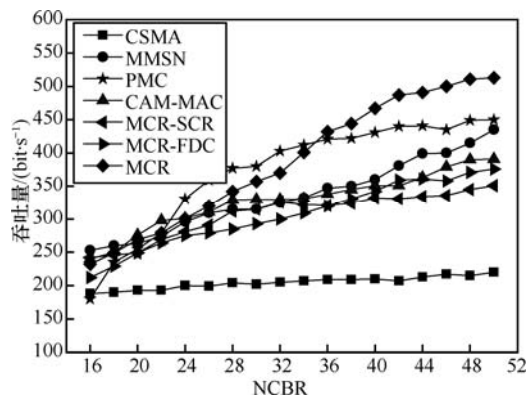
6.1.1 网络吞吐量

网络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 3(a)所示。当 TNC 较小时, MCR 的吞吐量略低于其他 mcMAC 的吞吐量。这主要是由于两方面原因: 一方面, MCR 执行占空比睡眠机制; 另一方面, MCR 的多信道预约机制在信道数较少的情况下效率较低。而当 TNC 逐渐增大时, MCR, 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分配机制, 提高了网络吞吐量。当 TNC 继续增大时, MCR 的吞吐量超过了其他 mcMAC。这是因为其他协议吞吐量的增加由于冲突有所放缓。在 CAM-MAC 中, 合作分组的冲突增大; PMC 没有考虑 THT, 其数据信道上的冲突较大。而 MCR 不但解决了 THT, 而且没有引入大规模的控制分组传输。在 TNC 较大的情况下,

MCR 与 MCR-FDC 和 MCR-SCR 相比, 其吞吐量较大, 这说明了自适应占空比和多信道预约提高了 MCR 的吞吐量。图 3(b)给出了吞吐量随 NCBR 增加而变化的趋势。如图所示, 所有协议的吞吐量都随 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。在负载较轻的情况下, MCR 的吞吐量低于其他协议; 但当负载逐渐变大时, MCR 的吞吐量却逐渐超过其他协议, 包括 MCR-SCR 和 MCR-FDC。这说明 MCR 由于其自适应占空比和多信道预约机制比其他 mcMAC 更适用于负载较重的网络。



(a) 吞吐量随信道数变化



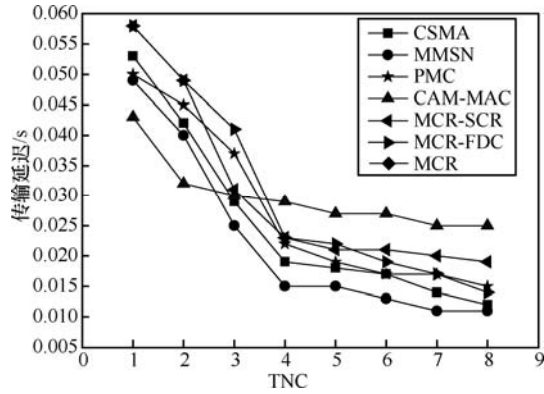
(b) 吞吐量随负载变化

图 3 吞吐量模拟实验结果

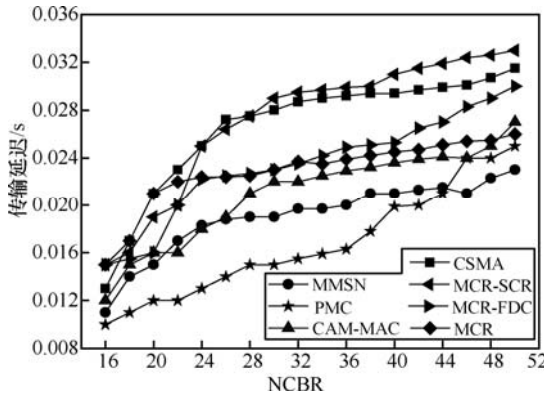
6.1.2 传输延迟

传输延迟定义为数据分组从到达节点 MAC 层开始直到该分组被接收成功的时间间隔。图 4(a)和图 4(b)分别给出了延迟随 TNC 和 NCBR 增大而变化的趋势。MCR 在 TNC 和 NCBR 较小情况下具有较大延迟。这主要是由其占空比机制和多信道预约中的多次信道切换引起的。但随着 TNC 和 NCBR 的继续增加, MCR 与其他机制的差距逐渐缩小。

这主要是因为 THT 的严重程度随着 TNC 和 NCBR 的增加而增加，而在其他协议中 THT 引起的冲突导致了大量的数据分组重传，这就增加了这些协议的延迟，而 MCR 较好地解决了 THT，受其影响较小。



(a) 传输延迟随信道数变化



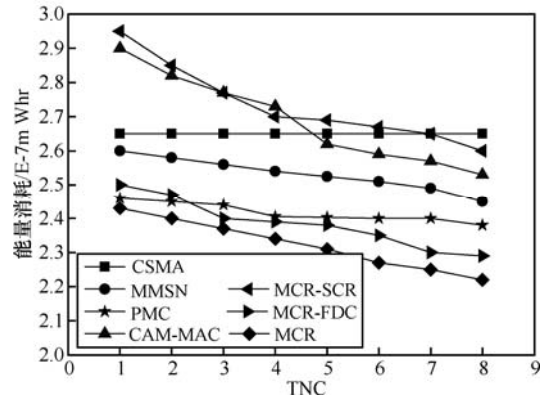
(b) 传输延迟随负载变化

图4 传输延迟模拟实验结果

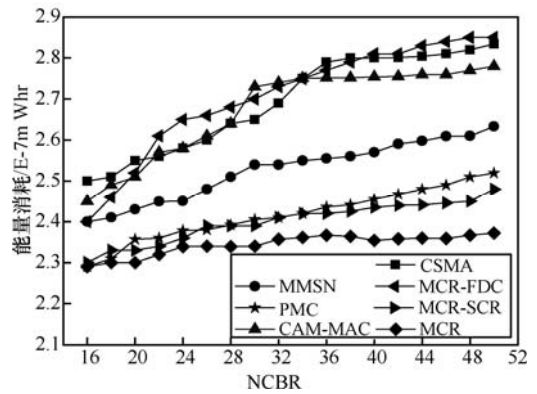
6.1.3 能量消耗

能量消耗定义为成功传输的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 5(a)和图 5(b)所示。其中，能量消耗随 TNC 的增加而减少，随 NCBR 的增加而增加。但 MCR 的能量消耗一直都是所有协议中能量消耗最小值，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 由于合作分组与预约分组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。MCR 相对于 MCR-SCR 节省了较多能量，这主要是因为单信道预约机制并没有高效地解决 THT。而 MCR 与 MCR-FDC 的能量消耗相近，但随着负载的增加它们能量消耗相差的趋

势有增大的迹象。这表明 MCR 的自适应占空比机制在负载较重的网络中效率较高。



(a) 能量消耗随信道数变化



(b) 能量消耗随负载变化

图5 能量消耗模拟实验结果

6.2 真实实验

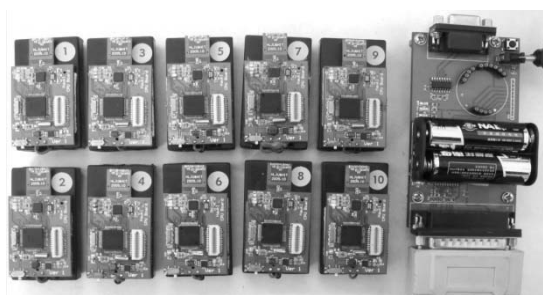
本节测试 MCR 在真实环境中的性能。本文利用 $\mu C/OS$ 和 Hawk 节点实现了 MCR。Hawk 节点是黑龙江大学自主研发的传感器节点。Hawk 节点装配 nRF905 Radio 和 MSP430 处理器，利用串口连接到计算机进行数据传输，如图 6(a)所示。由于 MMSN 需要的精准时间同步和 PMC 需要的连续跳频在节点上实现较为复杂，因此本节只实现了 MCR-SCR，MCR-FDC 和 CAM-MAC，利用它们与 MCR 进行吞吐量对比。

实验环境如图 6(b)所示。共 10 个 Hawk 节点放置于一跳范围内，从而每个节点都有 9 个邻居。数据分组的大小为 32byte，节点的数据传输率为 100kbit/s，通信模式为节点随机地选择一个邻居作为接收节点进行单播。实验一共重复 10 次，每次 1min，最终实验结果为 10 组实验结果的平均值。每次实验结束后，所有节点把本次实验中收到的数

据量按顺序发送回 Sink。如图 6(b)所示, Sink 直接连接到计算机, 用于收集所有节点的通信数据量。本节实验中, 当 TNC 变化时, NCBR 设置为 5; 而当 NCBR 变化时, TNC 设置为 5。



(a) Hawk 节点

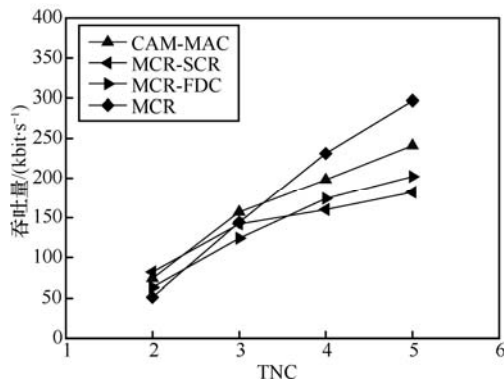


(b) 实验设置

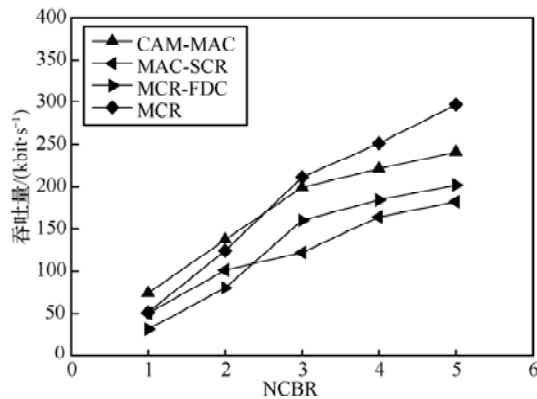
图 6 真实实验节点

吞吐量随 TNC 增加而变化的趋势如图 7(a)所示, 当 TNC 逐渐增加时, 所有协议的吞吐量逐渐增加。当 TNC 较小时, 如 $TNC=2$ 或 $TNC=3$ 时, MCR 的吞吐量小于 CAM-MAC; 而当 TNC 逐渐变大时, 如 $TNC=4$ 或 $TNC=5$ 时, MCR 的吞吐量逐渐超过 CAM-MAC 的吞吐量。这主要是因为当 TNC 变大时, CAM-MAC 中合作分组与预约分组的冲突逐渐增大, 从而导致其吞吐量的上升趋势变得逐渐平稳; 而 MCR 的多信道预约机制在 TNC 较大的情况下, 较好地解决了 THT, 进而 MCR 的吞吐量的上升趋势基本保持不变。与 MCR-SCR 和 MCR-FDC 相比, 在 TNC 较大时, MCR 的吞吐量优势较为明显。从图 7(a)与图 3(a)可以看出, 真实实验结果的变化趋势与模拟实验结果的变化趋势基本吻合。图 7(b)给出了吞吐量随 NCBR 变化的趋势。如图所示, 当 NCBR 小于 3 时, MCR 的吞吐量略小于 CAM-MAC 的吞吐量; 但当 NCBR 大于或等于 3 时, MCR 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合作分组之间存

在的冲突有所放缓; 而 MCR 则利用多信道预约机制解决了 THT 所导致的数据分组冲突问题。MCR-SCR 和 MCR-FDC 在高负载下的吞吐量仍然小于 MCR, 这也进一步验证了模拟实验中 MCR 比 MCR-SCR 和 MCR-FDC 更加适用于负载较重网络的特性。



(a) 吞吐量随信道数变化



(b) 吞吐量随负载变化

图 7 吞吐量真实实验结果

7 结束语

在基于占空比的多信道 WSN 中, 三重隐终端问题通常会导致大量数据分组冲突。本文提出了一种基于自适应占空比的多信道 MAC 协议—MCR。MCR 利用多信道预约机制解决了该问题, 从而避免了由其引发的数据分组冲突, 减少了能量消耗。而且, MCR 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。通过概率论分析, 本文得到了节点在通信中信道切换次数的下界, 并通过最小化该下界得到了最优占空比。为验证 MCR 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 MCR。实验结果表明: MCR 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，从而达到能量有效的目的。

参考文献：

- [1] ZHOU G, HUANG C, YAN T, *et al.* MMSN: multi-frequency media access control for wireless sensor networks[A]. Proceedings of INFOCOM[C]. Barcelona, Catalunya, Spain, 2006.
- [2] KIM Y, SHIN H. Y-MAC: an energy-efficient multi-channel MAC protocol for dense wireless sensor networks[A]. Proceedings of IPSN[C]. St. Louis, Missouri, USA, 2008.
- [3] LE H K, HENRIKSSON D. A practical multi-channel media access control protocol for wireless sensor networks[A]. Proceedings of IPSN[C]. St. Louis, Missouri, USA, 2008.
- [4] SALAJEGHEH M. HyMAC: hybrid TDMA/FDMA medium access control protocol for wireless sensor networks[A]. Proceedings of PIMRC[C]. Athens, Greece, 2007.
- [5] JOVANOVIĆ M, DJORDJEVIĆ G. TFMAC: multi-channel MAC protocol for wireless sensor networks[A]. Proceedings of TELSIS[C]. Nis, Serbia, 2007.
- [6] SO J, VAIDYA N. Multi-channel MAC for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver[A]. Proceedings of Mobihoc[C]. Roppongi Hills, Tokyo, Japan, 2004.
- [7] CHEN J, SHEU S, YANG C. A new multichannel access protocol for IEEE 802.11 ad hoc wireless LANs[A]. Proceedings of PIMRC[C]. Beijing, China, 2003.
- [8] TZAMALOUKAS A, GARCIA-LUNA-ACEVES J. Channel-hopping multiple access with packet trains for ad hoc networks[A]. Proceedings of MoMuC[C]. Tokyo, Japan, 2000.
- [9] BAHL P, CHANDRA R, DUNAGAN J. SSCH: slotted seeded channel hopping for capacity improvement in IEEE 802.11 ad-hoc wireless networks[A]. Proceedings of Mobicom[C]. Philadelphia, PA, USA, 2004.
- [10] TZAMALOUKAS A, GARCIA-LUNA-ACEVES J. A receiver-initiated collision-avoidance protocol for multi-channel networks[A]. Proceedings of INFOCOM[C]. Anchorage, Alaska, USA, 2001.
- [11] WU S L, LIN C Y, TSENG Y C, *et al.* A new multi-channel MAC protocol with on-demand channel assignment for multi-hop mobile ad hoc networks[A]. Proceedings of ISPAN[C]. Dallas/Richardson, TX, USA, 2000.
- [12] ADYA A, BAHL P, PADHYE J, *et al.* A multi-radio unification protocol for IEEE 802.11 wireless networks[A]. Proceedings of BROADNETS[C]. San Jose, California, USA, 2004.
- [13] LUO T, MOTANI M, VRINIVASAN S. Cooperative asynchronous multichannel MAC: design, analysis, and implementation[J]. Proceedings of IEEE Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(3): 338-352.
- [14] ZHOU Z, PENG Z, CUI J H, *et al.* Handling triple hidden terminal problems for multi-channel MAC in long-delay underwater sensor networks[A]. Proceedings of IEEE Computer Communication[C]. Washington, USA, 2010.

作者简介：



张德升（1985-），男，黑龙江哈尔滨人，黑龙江大学硕士生，主要研究方向为无线传感器网络。



李金宝（1969-），男，黑龙江庆安人，黑龙江大学教授，主要研究方向为无线传感器网络、数据库原理、移动计算和并行计算。



郭龙江（1973-），男，河北丰宁人，黑龙江大学教授，主要研究方向为无线传感器网络和数据挖掘。