

DLD-MAC: 一种区分服务的低时延传感器网络 MAC 协议

舒俊浩¹ 白光伟^{1,2} 沈航³

(南京工业大学计算机科学与技术系 南京 210009)¹

(南京大学计算机软件新技术国家重点实验室 南京 210093)²

(南京理工大学计算机科学与技术学院 南京 210094)³

摘要 针对现有无线传感器网络 MAC 协议不能提供区分服务和传输时延较大的问题,在经典多跳传输协议 DW-MAC 的基础上,提出了一种具有区分服务功能的低时延 MAC 协议—DLD-MAC(Diffserv-based Low-Delay MAC)。其基本思路是让高优先级数据选择更小的竞争窗口,以降低时延和能耗。Markov 建模分析表明,DLD-MAC 能对不同优先级的业务流进行很好的服务区分,而且相较于传统的无线传感器网络 MAC 协议,其在时延性能上有显著优势,能更有效地保障服务质量。

关键词 无线传感器网络,MAC,区分服务,马尔科夫链,低时延

中图分类号 TP391.9 **文献标识码** A

DLD-MAC: A Diffserv-based Low-delay MAC Protocol for WSNs

SHU Jun-hao¹ BAI Guang-wei^{1,2} SHEN Hang³

(Department of Computer Science and Technology, Nanjing University of Technology, Nanjing 210009, China)¹

(State Key Laboratory of Novel Software Technology, Nanjing University, Nanjing 210093, China)²

(College of Computer Science and Technology, Nanjing University of Science and Technology, Nanjing 210094, China)³

Abstract Considering that most of the existing MAC protocols in wireless sensor networks do not support any priority scheme, this paper proposed a novel, Diffserv-based low-delay MAC mechanism (DLD-MAC), on the basis of the existing DW-MAC protocol. The main idea is that, by introducing differentiated services, the high priority data chooses smaller back-off window, so that it can achieve much more chance to be delivered, and its packet transmission latency and energy consumption can be reduced significantly compared with low priority data. On the other hand, a Markov chain model was designed in this work, to analyze and evaluate the mechanism performance. Our analytical analyses show that the proposed DLD-MAC can effectively make the high priority data achieve higher QoS over the low priority data, and achieve much lower transmission latency than traditional MAC protocol as well, which is adequate to serve delay-sensitive data flow.

Keywords WSNs, MAC, Diffserv service, Markov chain, Low-delay

1 引言

近年来,无线传感器网络在多媒体信息传送以及反恐抗灾等对数据传输的服务质量有较高要求领域的应用不断增加。如何为这些新型业务提供有效的服务质量(QoS, Quality of Service)支持,近年来引起了学术界和工业界的广泛关注^[1]。

介质访问控制协议(MAC, Medium Access Control)位于无线传感器网络通信协议栈的底层,直接控制着节点数据包的发送和接收工作,负责协调网络中节点接入共享无线信道的时机和方式。MAC 协议能否高效地使用无线信道,对保证

无线传感器网络服务质量起着至关重要的作用。因此,研究传感器网络 MAC 层协议实现区分服务和 QoS 保障机制,具有重要的理论意义和实际应用价值。

然而,传统无线传感器网络 MAC 协议大多以降低能耗为首要设计目标,对如何提供 QoS 保障不仅不够重视,相反以牺牲服务质量为代价来换取能耗的最大化。如最典型的 S-MAC^[2] 协议,它提出的周期性休眠机制虽然有效地减少了空闲侦听的时间,降低了能耗,但因其存在较长的休眠期,数据包不能及时转发,导致了很大的传输时延。这种时延在传递普通数据时是可以容忍的,但在传递多媒体或火情信息等对时延敏感的数据时根本满足不了应用需求。

到稿日期:2011-07-10 返修日期:2011-09-30 本文受国家自然科学基金项目(60673185, 61073197),江苏省自然科学基金项目(BK2010548),南京大学计算机软件新技术国家重点实验室开放课题(KFKT2010B08)资助。

舒俊浩(1986—),男,硕士生,主要研究方向为无线传感器网络 MAC 协议, E-mail: junhaoshu@yahoo.com.cn; 白光伟(1961—),男,博士,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究方向为无线传感器网络、无线移动自组织网络、多媒体网络 QoS、网络系统性能分析和评价等; 沈航(1984—),男,博士生,主要研究方向为无线传感器网络。

后来的 T-MAC、B-MAC 等协议尽管在 S-MAC 基础上做了改进,但依然只是在降低能耗上做文章,无区分服务、时延大的缺点依然存在,不能满足应用要求。K. Hoon 等人提出的 PQMAC^[3] 协议虽然引入了区分服务机制,让高优先级数据流比低优先级数据流有更高的吞吐量和更低的时延,但它终究还是在以牺牲服务质量来换取能耗高效的 S-MAC 的基础上做出改进,所以即使是 PQMAC 中的高优先级的业务流,在时延方面的性能表现也未能让人满意。

为满足服务质量尤其是时延方面的要求,本文在 DW-MAC^[4] 的基础上展开进一步深入的研究和改进,提出一种带区分服务的低时延 MAC 协议机制,即 DLD-MAC(Diffserv-based Low-Delay MAC)。DW-MAC 协议是一种能利用休眠期传输数据包的低时延无线传感器 MAC 协议,它在保证节能效率不低于 S-MAC 的同时,显著减小传输时延。在 DW-MAC 的基础上,改进了退避机制,不仅能使高优先级的业务流在时延性能上更上一层楼,而且对不同优先级业务流在吞吐量、时延和能耗等各方面性能都起了很好的区分服务作用。

本文的主要贡献在于:

- (1) 提出了一种具有区分服务功能的低时延的无线传感器网络 MAC 协议。
- (2) 对该协议进行了 Markov 建模分析,推导出了周期性 MAC 协议的饱和吞吐量、时延和能耗的计算公式,并对其进行了性能分析验证。
- (3) 对协议的参数选择进行了分析讨论。

本文第 2 节简单讨论 DW-MAC 协议的主要思路;第 3 节提出 DLD-MAC 协议,并采用 Markov 模型对其建模描述,推导出业务流的饱和吞吐量、平均时延和平均能耗等 3 项性能指标的计算公式;第 4 节利用第 3 节提出的模型对 DLD-MAC 的性能进行分析和评价;最后总结全文。

2 DW-MAC 简介

DW-MAC^[4] 在 S-MAC 周期性休眠机制的基础上改进了发送时序,允许在 DATA 和 SLEEP 阶段都发包。如图 1 所示,DW-MAC 在 DATA 阶段只发送预约控制包 RF(Reserve Frame),在 SLEEP 阶段才根据 RF 预约的时间按需苏醒过来,收发实际数据包。

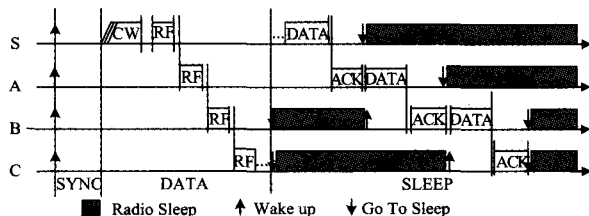


图 1 DW-MAC 发送时序

由于 RF 长度较短,因此它能在 DATA 阶段内传递多跳距离,对应着实际数据包能在一周期内通过多跳距离。相较于一周期内数据包只能传递一跳距离的 S-MAC, DW-MAC 的这种多跳预约发送方式能显著减小传输时延,极大地满足了应用对实时性的要求。

DW-MAC 虽然允许节点在 SLEEP 阶段参与工作,但并未因此损害周期性休眠机制而发挥节能作用。原因在于只有它在 DATA 阶段预约成功的少量节点才在 SLEEP 阶段的必要时刻苏醒,其它时刻以及其它未参与预约或预约失败的节

点将在整个 SLEEP 阶段一直处于睡眠状态,避免了不必要的能量消耗。

此外, DW-MAC 还具有控制开销小的优点。如图 1 所示,数据包从节点 S 传输到节点 C,通过 3 跳距离,只需消耗 4 个 RF 控制包和 3 个 ACK 控制包。也就是说,在 DW-MAC 中如果要保证数据包通过 m 跳距离,则需消耗 $m+1$ 个 RF 控制包和 m 个 ACK 包,即数据包平均通过单跳距离消耗 $(m+1)/m$ 个 RF 控制包和 1 个 ACK 控制包。而 S-MAC 无论传递多远距离,平均一个数据包都要 2 个预约控制包(RTS 和 CTS)和 1 个 ACK 包。DW-MAC 这种控制开销小的特点也为网络降低了一定的能耗,减小了传输时延。

DW-MAC 采用了映射函数(Mapping Function)来确定实际数据包发送时间。它将 DATA 阶段和 SLEEP 阶段的时间成比例映射,根据这种映射,节点能根据在 DATA 阶段收发 RF 包的时间自动确定在 SLEEP 阶段收发实际数据包的时间。这种方法不仅能节省确定苏醒时间的控制开销,还能完全避免实际数据包之间的碰撞。只让帧长度更小的 RF 包承担碰撞的风险,能有效降低能耗和减小时延。

总之,正是 DW-MAC 这种巨大的时延优势和高效节能的特点,使其尤其适合做区分服务的改进并能有效满足时延敏感业务对实时性的要求。

3 基于区分服务的低时延 MAC 协议(DLD-MAC)

本节首先给出数据流的优先级定义,然后对 DLD-MAC 协议的退避算法进行建模分析,并推导出饱和吞吐量、平均时延和平均能耗的计算公式。

考虑两种类型的数据业务:高优先级的实时数据业务(Real-Time, RT)和低优先级的尽力而为数据业务(Best-Effort, BE)。RT 业务可以用来传输多媒体和灾情等对时延敏感的信息;而 BE 业务用于普通的数据传输,这些信息对时延精度的要求不高。

3.1 区分算法描述

DLD-MAC 区分机制的核心思想是为不同优先级的业务流提供不同的竞争窗口值。高优先级的业务流 RT 选择较小的竞争窗口 W_0 ,低优先级的 BE 业务流选择较大的竞争窗口 W_1 。为了不影响节点的休眠同步,DLD-MAC 中无论节点经历多少轮退避,RT 流和 BE 流的竞争窗口始终固定为 W_0 和 W_1 。同时,为了降低 BE 业务与 RT 流的初始退避值相同的概率,协议规定 BE 流在竞争信道失败后,在重新选择退避值时,只能在竞争窗口后半段,即 $(W_1/2, W_1 - 1)$ 内选取退避值,而 RT 流则可以选取 $(0, W_0 - 1)$ 内的任意值,这能为 RT 流更早接入信道赢取更大的优势。

3.2 Markov Chain 建模分析

本文基于和文献[5]同样的假设:①理想信道,即不考虑误码,且只有冲突才引起丢包;②各站点均处于饱和状态,即每个站点始终都有数据包等待发送;③节点数固定,假设为 n 。

为便于分析,定义 i 为数据业务的优先级类别,取值为 0 或 1,其中 0 表示高优先级的 RT 业务,1 代表低优先级的 BF 业务。

对于传输第 i 类数据包的站点,令 $b(i, t)$ 为随机进程,表示站点在时间 t 所处的退避计数器的值。 $b(i, t)$ 构成了一个

离散马尔可夫链模型。图 2 和图 3 分别表示数据流 0 和数据流 1 的 Markov Chain 模型。

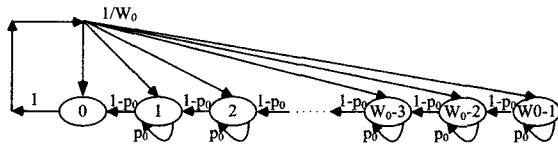


图 2 RT 流的 Markov 模型

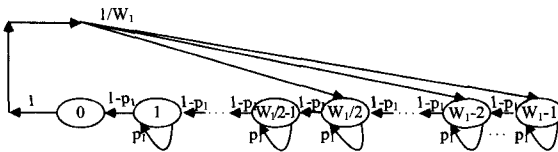


图 3 BE 流的 Markov 模型

由图 2 可知 RT 流的单步状态转移概率为:

$$\begin{cases} p\{k|k\} = p_0, & k \in (1, W_0 - 1) \\ p\{k|k+1\} = 1 - p_0, & k \in (1, W_0 - 1) \\ p\{k|0\} = 1/W_0, & k \in (0, W_0 - 1) \end{cases} \quad (1)$$

式中, p_0 表示属于数据流 0 (即 RT 流) 的数据分组发送时产生冲突的概率, W_0 为 RT 流的竞争窗口值 (固定值)。在式 (1) 中, 第一个等式表明, 当信道忙时退避计数器冻结; 第二个等式表明, 当站点监测到信道空闲时, 退避时间减 1; 第三个等式表明, 当节点退避值到达零时发送数据, 无论发送成功或失败, 节点将重新在竞争窗口 $(0, W_0 - 1)$ 内随机、均匀选择下一轮退避值。

由图 3 可得 BE 流的单步状态转移概率:

$$\begin{cases} p\{k|k\} = p_1, & k \in (1, W_1 - 1) \\ p\{k|k+1\} = 1 - p_1, & k \in (1, W_1 - 1) \\ p\{k|0\} = 1/W_1, & k \in (W_1/2, W_1 - 1) \end{cases} \quad (2)$$

式中, p_1 表示属于数据流 1 (即 BE 流) 的数据分组发送时产生冲突的概率, W_1 为 BE 流的竞争窗口值 (固定值)。在式 (2) 中, 前两个等式的意义和式 (1) 中相似; 第三个等式是图 1 和图 2 的最主要区别, 它表明, 当节点退避值到达零时并发送数据后, 在重新开始退避时只能在竞争窗口的后半段, 即 $(W_1/2, W_1 - 1)$ 内选择退避值。这种通过将新退避值限制在后半段的方式能更有效地降低 BE 流的竞争能力, 保证 RT 流的接入优势。

通过式 (1), 推导出 RT 流站点处于任一状态 $b_{0,k}$ 的概率:

$$b_{0,k} = \frac{W_0 - k}{W_0} \frac{1}{1 - p_0} b_{0,0}, k \in (1, W_0 - 1) \quad (3)$$

又因为站点必处于图 2 中某一状态, 故有:

$$\sum_{k=0}^{W_0-1} b_{0,k} = 1 \quad (4)$$

由式 (3)、式 (4) 求得 RT 流站点处于 $b_{0,0}$ 的概率:

$$b_{0,0} = \frac{2(1 - p_0)}{2(1 - p_0) + (W_0 - 1)} \quad (5)$$

即 RT 流的发送概率为:

$$\tau_0 = b_{0,0} = \frac{2(1 - p_0)}{2(1 - p_0) + (W_0 - 1)} \quad (6)$$

同理, 由式 (2) 求得 BE 流站点处于任一状态 $b_{1,k}$ 的概率:

$$b_{1,k} = \begin{cases} \frac{1}{1 - p_1} b_{1,0}, & k \in (1, \frac{W_1}{2} - 1) \\ \frac{W_1 - k}{W_1/2} \frac{1}{1 - p_1} b_{1,0}, & k \in (\frac{W_1}{2}, W_1 - 1) \end{cases} \quad (7)$$

而

$$\sum_{k=0}^{W_1-1} b_{1,k} = 1 \quad (8)$$

由式 (7) 和式 (8) 得 BE 流站点处于 $b_{1,0}$ 的概率:

$$b_{1,0} = \frac{4(1 - p_1)}{3W_1 - 4p_1 + 2} \quad (9)$$

即 BE 流的发送概率为:

$$\tau_1 = b_{1,0} = \frac{4(1 - p_1)}{3W_1 - 4p_1 + 2} \quad (10)$$

设发送属于数据流 i 的数据分组的节点个数为 n_i ($i=0, 1$), 在本模型中, 分组发生冲突只可能是剩余的 $(n_0 + n_1 - 1)$ 个节点中至少有一个节点也在同一时隙内发送了分组。因此, p_0 和 p_1 可用下面两个式子表示:

$$p_0 = 1 - (1 - \tau_0)^{n_0 - 1} (1 - \tau_1)^{n_1} \quad (11)$$

$$p_1 = 1 - (1 - \tau_0)^{n_0} (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} \quad (12)$$

综合式 (6)、式 (10) - (12) 可求得 τ_0 、 τ_1 、 p_0 和 p_1 的值。

设 p_r 表示在一个随机选择的时隙内网络中至少有一站传输数据分组的概率, $p_{i,s}$ 表示在一个随机选择的时隙中成功发送一个属于数据流 i 的数据分组的概率; p_s 表示在一个随机选择的时隙中成功发送一个任何一种数据分组的概率, 则有以下结论:

$$p_r = 1 - (1 - \tau_0)^{n_0} (1 - \tau_1)^{n_1} \quad (13)$$

$$p_{0,s} = n_0 \tau_0 (1 - \tau_0)^{n_0 - 1} (1 - \tau_1)^{n_1} \quad (14)$$

$$p_{1,s} = n_1 \tau_1 (1 - \tau_0)^{n_0} (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} \quad (15)$$

$$p_s = p_{0,s} + p_{1,s} \quad (16)$$

3.3 性能公式推导

本节将在上述 Markov 模型的基础上推导出饱和吞吐量、平均时延和平均能耗的计算公式。据了解, 以往的研究对周期性 MAC 协议的 Markov 建模分析一般只停留在协议描述上。如文献 [6, 7] 都仅用 Markov 模型求出了发送概率 τ 和碰撞概率 p 的计算公式, 却并未在此基础上推导出协议具体性能的分析方法。因此, 本文对周期性工作的 DLD-MAC 协议的 3 项基本性能公式的推导具有一定开创性。

3.3.1 饱和吞吐量

设 S 为归一化系统饱和吞吐量, 其定义为成功传送有效载荷的信道时间在总的信道时间中所占的份额, 则有:

$$S = \frac{E[\text{在一个时隙内发送的有效载荷}]}{E[\text{时隙长度}]}$$

则第 i 类数据流的饱和吞吐量为:

$$S_i = \frac{p_{i,s} E[P_i]}{(1 - p_r) \sigma + p_i T_s + (p_r - p_i) T_c} \quad (17)$$

系统总吞吐量为:

$$S = S_0 + S_1 \quad (18)$$

式中, $E[P_i]$ 表示数据流 i 的平均有效载荷, σ 表示空闲时隙的持续时间, T_s 表示因为一个分组发送成功而使信道检测为忙的时间, T_c 表示因为一个分组冲突而使信道检测为忙的时间。这里 $E[P_i]$ 、 σ 、 T_s 、 T_c 的值具有相同的单位。本文假设 MAC 层数据分组大小恒定, 所以有 $E[P_0] = E[P_1]$ 。

设分组头部为 H (即 $H + E[P_i]$) 为一整个 DATA 数据包的大小, 参照图 1 所示的发送时序图, 有:

$$\begin{cases} T_s = RF \cdot \frac{m+1}{m} + SIFS \cdot \frac{m}{m} + H + E[P] + \\ SIFS \cdot \frac{m+1}{m} + ACK \\ T_c = RF + DIFS \end{cases} \quad (19)$$

式中, RF 和 SIFS 的参数 $(m+1)/m$ 表明, 数据包通过单跳距离平均需要消耗 $(m+1)/m$ 个 RF 控制包和经过 $(m+1)/m$ 个 SIFS 间隔的时延。

3.3.2 平均时延

根据 DLD-MAC 的映射机制, RF 包在 DATA 阶段能成功地传递 m 跳就意味着实际数据包能在本周期内传递 m 跳 (见图 1)。所以为了分析方便, 可以通过考察 DATA 阶段 RF 包的传输时延情况来考察实际数据包的时延。

因此, 这里所定义的平均时延是指 RF 控制包从开始发送到成功被下一跳节点接收 (并预约好在 SLEEP 阶段苏醒时间) 的期望时间, 用符号 $E(D_i)$ ($i=0, 1$) 表示。它主要包括退避时延、重传时延和成功传输的时延。

其中退避时延包括退避计数器减数时延和退避冻结时延这两部分。因为退避值的选择服从均匀分布, 所以两种业务的平均退避时隙个数为:

$$E(X_0) = \frac{W_0 - 1}{2} \quad (20)$$

$$E(X_1) = \frac{W_1/2 + W_1 - 1}{2} = \frac{3W_1 - 2}{4} \quad (21)$$

冻结的时隙个数为^[8]:

$$E(B_i) = \frac{E(X_i)}{(1-p_i)} p_i \quad (22)$$

因为节点成功发送的概率为 $1-p_i$, 则由几何分布的性质可知, 要成功传输一次数据包平均需尝试 $1/(1-p_i)$ 次, 故一个数据分组在成功发送时所需要的平均重传次数为:

$$E(N_{i, \text{retry}}) = \left(\frac{1}{1-p_i} - 1 \right) \quad (23)$$

则 $E(D_i)$ 可表示如下:

$$E(D_i) = E(X_i)\sigma + E(B_i) \left[\frac{p_s}{p_r} T_{sd} + \frac{p_r + p_s}{p_r} T_{ad} \right] + E(N_{i, \text{retry}}) T_{ad} + T_{ad} \quad (24)$$

式中, $\left[\frac{p_s}{p_r} T_{sd} + \frac{p_r + p_s}{p_r} T_{ad} \right]$ 表示信道忙持续的时间 (包括发送成功和冲突情况), T_{ad} 表示由于 RF 包冲突所造成的时延, T_{sd} 表示成功传输 RF 包的时延, 有:

$$T_{ad} = RF + DIFS \quad (25)$$

$$T_{sd} = RF \cdot \frac{m+1}{m} + SIFS \cdot \frac{m}{m} \quad (26)$$

3.3.3 平均能耗

本文分析的平均能耗是指单个数据包平均传递一跳距离网络所消耗的期望能量, 用符号 E 表示。它主要由 3 部分组成: 成功传输过程中收发数据消耗的能量 E_T 、发送尝试失败所浪费的能量 E_{TC} 以及退避过程中节点处于侦听状态的能耗 E_B 。

所以 E 可以表示为:

$$E = E_T + E_{TC} + E_B \quad (27)$$

式中, E_T 主要包括发送和接收 RF 包、DATA 包和 ACK 包的能耗, 以及数据发送过程中 SIFS 帧间隔期空闲侦听的能耗, 用公式表示如下:

$$\begin{aligned} E_T &= E_{\text{send}} + E_{\text{recv}} \\ &= (P_{\text{send}} + P_{\text{recv}}) \cdot \left(\frac{m+1}{m} RF + \text{DATA} + \text{ACK} \right) + P_{\text{idle}} \\ &\quad \left(T_s - \frac{m+1}{m} RF - \text{DATA} - \text{ACK} \right) \end{aligned} \quad (28)$$

式中, P_{send} 和 P_{recv} 分别表示节点的发送和接收功率。参数 $(m+1)/m$ 表明将数据包传递一跳平均需消耗 $(m+1)/m$ 个 RF 控制包。

1) m 表明将数据包传递一跳平均需消耗 $(m+1)/m$ 个 RF 控制包。

E_{TC} 包括 $E(N_{i, \text{retry}})$ 次失败传输, 其中每次传输包含发送 RF 包的能耗和空闲侦听 DIFS 时间的能耗这两部分:

$$E_{TC} = E(N_{i, \text{retry}}) (P_{\text{send}} RF + P_{\text{idle}} DIFS) \quad (29)$$

E_B 主要包括退避减数能耗和退避冻结能耗这两部分, 表示如下:

$$E_B = P_{\text{idle}} E(X_i) \sigma + P_{\text{idle}} E(B_i) \left(\frac{p_s}{p_r} T_{sd} + \frac{p_r + p_s}{p_r} T_{ad} \right) \quad (30)$$

4 DLD-MAC 协议性能研究

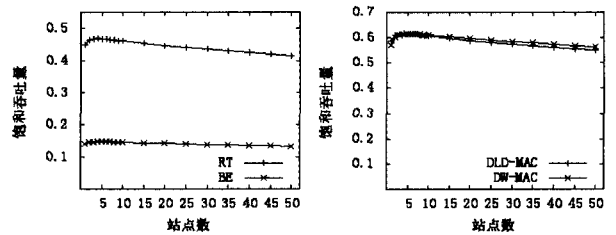
4.1 基本性能的分析与评价

为验证 DLD-MAC 区分服务机制的有效性, 本文通过饱和吞吐量和平均时延和平均能耗这 3 项基本性能来考察 RT 流和 BE 流的区分度, 并通过与原 DW-MAC 和 S-MAC 做比较来考察性能改善程度。实验假设 MAC 层发送的数据分组大小恒定, 且有 $n_0 = n_1 = n$ (n_0 为发送 RT 分组的站点的数量, n_1 为发送 BF 分组的站点的数量)。实验中采用的参数如表 1 所列。

表 1 网络参数表

Tx Power	0.3 W	W_0	32
Rx Power	0.185 W	W_1	64
Idle Power	0.066 W	RF Tx Latency	12 ms
Sleep Power	0 W	Data header latency	7 ms
Slot time	1 ms	E(p) Tx Latency	81 ms
SIFS	5 ms	Data Tx Latency	88 ms
DIFS	10 ms	ACK Tx Latency	11 ms
M	4		

图 4 是 DLD-MAC 在吞吐量性能上的表现。其中图 4(a) 为 RT 流和 BE 饱和吞吐量的对比图。从图 4(a) 中可以看出 RT 的饱和吞吐量明显高于 BE 流, 将近是 BE 流的 3 倍。这主要得益于 RT 流较小的竞争窗口使其接入信道的概率远大于 BE 流, 因而发送成功概率更大, 空闲时间更短, 所以其用于传输有效载荷的时间占总传输时间的比例更大, 吞吐量更大。



(a) RT 流和 BE 流饱和吞吐量比较 (b) 改进前后总饱和吞吐量比较

图 4 饱和吞吐量

图 4(b) 是 DLD-MAC 的总吞吐量和原 DW-MAC 吞吐量的比较。从图 4(b) 中可以看出两条性能曲线几乎重合, 说明 DLD-MAC 在实现 RT 流和 BE 流吞吐量的区分服务的同时, 并没有损害系统总吞吐量的性能。

图 5 显示了 DLD-MAC 在平均时延性能上的表现。从图 5 中可以看出 DLD-MAC 区分服务的退避机制效果非常显著, RT 流的平均时延远小于 BE 流。同时 RT 流的时延性能相比原 DW-MAC 也有很明显的提升, 能更好地满足应用的实时性要求。

实验中还将其与 S-MAC 的时延性能做了比较。从图 5 中可以看到,即使是 DLD-MAC 中时延最大的 BE 流,与 S-MAC 相比也有很大的优势。可见 DLD-MAC(从 DW-MAC 中继承)的多跳预约和在 SLEE 阶段传输数据的方式对提升时延性能非常有效。它能很好地满足对实时性要求很高的业务的时延需求。

图 6 显示了 DLD-MAC 在平均能耗方面的表现。从图 6 中可以看出 RT 流的平均能耗明显低于 BE 流。其原因主要在于,节点在退避过程中消耗的侦听能量 E_B 在数据包平均传输单跳距离所消耗的总能量 E 中占了很大的比重,因此平均能耗的大小和退避时间的长短成正相关关系。所以 DLD-MAC 的区分服务的退避机制在保障 RT 流有较小时延的同时,也能促使 RT 流的平均能耗更小。

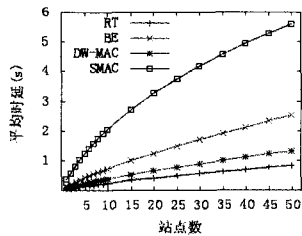


图 5 平均时延

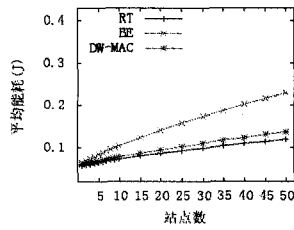


图 6 平均能耗

4.2 区分参数选择

虽然上述分析中将 W_1 设为 64, W_0 设为 32,但 DLD-MAC 中 W_1 和 W_0 的值并不是唯一固定的。相反,可以通过选择不同的竞争窗口值来实现不同程度的区分服务。因此本小节考察协议在不同参数下的区分能力,为不同应用提供参考。

实验中 m 设定为 4, $n_0 = n_1 = 15$ 。考虑到周期同步的需要,将 W_1 固定为 64,主要通过调节 W_0 的大小来实现不同的区分度。

图 7 是 RT 流和 BE 流饱和吞吐量的对比图。从图 7 中可以看出,当 W_0 越小时,两种业务流的区分度越大。当 W_0 为 8 时,RT 流的饱和吞吐量将近 BE 流的 12 倍;而当 W_0 为 56 时,RT 流的饱和吞吐量仅比 BE 流多出一半左右。

图 8 是 RT 流和 BE 流平均时延的对比图。从图 8 中可以看到, W_0 越小,协议的区分能力越强。如当 W_0 为 8 时,RT 流的平均时延将近是 BE 流平均时延的 1/20;而当 W_0 为 56 时,RT 流的平均时延是 BE 流的 2/3 左右。当 W_0 较小时,RT 流本身的平均时延也比 W_0 较大时还小,因此当应用对时延高度敏感时,可选择较小的 W_0 值来达到要求。另一方面,随着 W_0 的增加,时延区分程度变小,BE 流的时延明显减小,而 RT 流的时延只略微增加,因此当应用对两种业务流都有较高时延要求时,可考虑选择较大的 W_0 值。

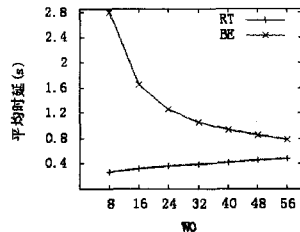
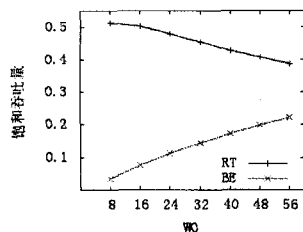


图 7 饱和吞吐量的不同区分度 图 8 平均时延的不同区分度

图 9 是 RT 流和 BE 流平均能耗的对比图。可以看到,当 W_0 较小时,BE 流为保障 RT 流的性能做出了很大牺牲,其能

耗很大。随着 W_0 的变大,RT 流的平均能耗增加很小,而 BE 流的平均能耗明显减小,所以一般为了降低能耗,延长网络寿命,在能满足区分度、为 RT 流提供足够的 QoS 保障的前提下,应尽量选择较大的 W_0 值。

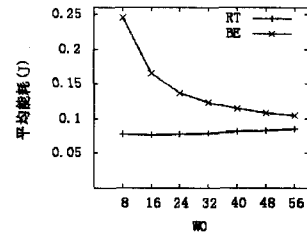


图 9 平均能耗的不同区分度

结束语 本文针对传统无线传感器网络 MAC 协议不能提供区分服务,且时延较大不能满足传输实时性要求的问题,在经典的多跳传输协议 DW-MAC 的基础上,提出了具有区分服务功能的低时延 MAC 协议 DLD-MAC。Markov 理论的建模分析表明,DLD-MAC 协议不仅能对不同优先级的业务流进行很好的 QoS 区分,而且其高优先级业务流的各项性能都优于原 DW-MAC 协议。DLD-MAC 低时延的突出优点,能很好地满足时延敏感业务流的实时性要求。最后还分析了协议参数对区分服务质量的影响,表明应根据不同应用需求来选择恰当的区分参数值。

下一步将在本文的基础上,进一步研究区分参数选择的问题,使协议能根据网络状况和业务需求的变化自适应地选择最优的参数值,以更好地利用网络资源,提升性能。

参考文献

- [1] Akyildiz I F, Melodia T, Chowdhury K R. A Survey on Wireless Multimedia Sensor Networks [J]. Computer Networks (Elsevier), 2007, 51(4): 921-960
- [2] Ye W, Heidemann J, Estrin D. An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks [C] // Proc. of IEEE INFOCOM. New York, USA, June 2002: 1567-1576
- [3] Hoon K, Sung-Gi M. Priority-based QoS MAC protocol for wireless sensor networks [C] // Proc. of IEEE International Symposium on Parallel & Distributed Processing. Rome, Italy, May 2009: 1-8
- [4] Sun Y, Du S, Gurewitz O, et al. DW-MAC: a low latency, energy efficient demand wakeup MAC protocol for wireless sensor networks [C] // Proc. of ACM International Symposium on Mobile Ad hoc Networking and Computing (MobiHoc). HongKong, China, May 2008, 53-62
- [5] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE802. 11 distributed coordination function [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535-547
- [6] Zhang Ye, He Chen, Jiang Ling-ge. Modeling the S-MAC Protocol in Single-hop Wireless Sensor Networks [C] // Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC). Beijing, China, 2008, 317-321
- [7] 何剑, 白光伟, 曹磊. DQ-MAC: 一种基于区分服务的 WSN 信道访问机制 [J]. 计算机科学, 2010, 37(12): 30-34
- [8] Yang Xiao, Yi Pan. Differentiation QoS guarantee and optimization for real-time traffic over one-hop ad hoc networks [J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2005, 16(6): 538-549