

一种支持实时性业务的多信道 MAC 协议^{*}

王叶群, 杨 峰, 叶向阳, 黄国策, 张衡阳

(空军工程大学 电讯工程学院, 西安 710077)

摘 要: 为满足军事航空通信中实时性业务对时延的要求, 提出一种基于 Turbo 编码的多信道 MAC 协议——Turbo_MAC。Turbo 编码技术和多信道机制的使用, 使得协议在不采用反馈确认机制的情况下仍能确保分组的高可靠性和系统的高吞吐量, 同时达到降低分组端到端时延的目的。运用排队模型、组合理论和离散 Laplace 变换得到分组成功传输概率、系统吞吐量和分组端到端时延均值性能指标。仿真结果表明, 理论分析与仿真结果一致, 且 Turbo_MAC 协议的时延性能优于 TDMA 和 IEEE 802.11b 多信道 MAC 协议。

关键词: 军事航空通信; 实时性; Turbo 编码; 多信道; 媒体接入控制

中图分类号: TP393 **文献标志码:** A **文章编号:** 1001-3695(2012)08-3098-05

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2012.08.078

Multi-channel media access control protocol for real-time traffic

WANG Ye-qun, YANG Feng, YE Xiang-yang, HUANG Guo-ce, ZHANG Heng-yang

(Institute of Telecommunication Engineering, Air Force Engineering University, Xi'an 710077, China)

Abstract: This paper proposed a multi-channel media access control protocol based on Turbo (Turbo_MAC) to decrease the time delay for real-time traffic in military aeronautical communication. Without feedback control mechanism, using the technique of Turbo and mechanism of multi-channel, the new protocol could make sure the reliability of packets and the throughput of system, and also decrease the time delay of packets. It introduced queuing model, combination theory and Laplace transformation to work out the expression of system performance, such as successful probability of packets, throughput and time delay. The results show that the theoretic analysis is in accordance with the simulation, and the time delay performance of Turbo_MAC is better than that of other multi-channel media access control protocols, such as time division multiple access and IEEE 802.11b.

Key words: military aeronautical communication; real-time; Turbo; multi-channel; media access control(MAC)

为提高航空作战中制导武器对快速机动目标(如敌机)精确打击的能力, 需要建立一个连接预警系统、指控系统和武器系统的高速、可靠的信息传输网络, 在确保信息高可靠性的同时缩短从发现目标到摧毁目标的时间^[1]。

媒体接入控制协议(MAC)是影响分组时延的重要因素^[2], 这里的时延是指分组的端到端时延, 包括分组的排队等待时间、传输和传播时延, 忽略设备的处理时间。武器系统信息传输的时延要求为毫秒级^[3]($< 5\text{ ms}$), 而现有航空通信网络采用的轮询机制^[4]、时分多址接入机制(time division multiple access, TDMA)^[4], 决定了分组在接入信道前需要花费很长时间等待本节点的发送时隙, 从而无法为武器控制指令提供毫秒级的时延保障。

对于地面无线通信网络, 与轮询机制和 TDMA 机制相比, IEEE 802.11b^[5]协议因为不需要为各节点事先分配时隙, 所以更能对分组提供较低的时延。在 IEEE 802.11b 协议基础上, 为进一步提高实时性业务的时延性能, 目前采用的改进方法主要有两种: a) 在二进制指数退避算法(binary exponential back-off, BEB)^[5]基础上引入时隙预约机制^[6], 通过降低分组碰撞

概率来减小重传次数, 以达到降低时延的目的; b) 采用多信道机制^[7], 将控制信道和业务信道分离, 通过控制信道中控制帧的交互来预约业务信道中的时隙, 以达到降低时延的目的。

这两种方法在为实时性业务提供低时延和高可靠性保障时, 都采取了信道预约和分组反馈确认机制。而对于航空通信, 传播时延在分组端到端时延中所占的比重很大, 信道预约中的控制帧和分组反馈确认帧的传输都无法忽略传播时延的影响, 例如, 对于相距 300 km 的两个节点, 若需要传输的分组长度为 400 bit, 传输速率为 1 Mbps, 则传输时延为 0.4 ms, 传播时延为 1 ms, 传播时延比传输时延还要大。如果能提供一种既不需要信道预约、也不需要分组反馈机制, 同时又可确保分组低时延和高可靠性的机制, 就能为航空通信中实时性业务的传输提供支持。

Turbo_MAC 协议通过两种技术来保证实时性业务的低时延和高可靠性: a) 采用 Turbo 编码技术^[8]为分组增加冗余信息, 提高收端解码的能力; b) 采用多信道机制, 节点在发送分组前无须进行信道预约, 在保证分组高可靠性的同时, 降低了分组的端到端时延。

收稿日期: 2012-01-11; **修回日期:** 2012-02-12 **基金项目:** 航空科学基金资助项目(20095596016); 空军工程大学电讯工程学院博士创新基金资助项目(200901)

作者简介: 王叶群(1985-), 男, 安徽安庆人, 博士研究生, 主要研究方向为军事航空通信(wangyequnhao@163.com); 杨峰(1975-), 男, 陕西西安人, 副教授, 博士, 主要研究方向为军事航空通信; 叶向阳(1969-), 男, 湖北黄冈人, 副教授, 博士, 主要研究方向为军事航空通信; 黄国策(1962-), 男, 陕西西安人, 教授, 博士, 主要研究方向为军事航空通信; 张衡阳(1977-), 男, 湖南衡阳人, 讲师, 博士, 主要研究方向为航空自组织网络。

借鉴无线局域网 MAC 协议的研究方法,在研究 Turbo-MAC 协议时,利用 Markov 建模^[9,10]、排队理论^[11,12]和组合理论^[13]获取系统各项性能指标的表达式,并将其与 TDMA 和 IEEE 802.11b 协议进行比较。

1 假设条件及相关参数

1.1 假设条件

- 所有节点在 $L \times L \times H$ (km) 范围内组成一个单跳自组织网络,其中 L 为长度和宽度, H 为高度;
- 各节点对等,且分组到达服从泊松分布;
- 每个节点的收发信机由 1 个发射通道和与信道数相等的接收通道组成,发送分组时接收通道不阻塞;
- 节点在发送分组前,从所规划的信道中随机选择传输通道;
- 分组在接入信道前进行效率为 1/3 的 Turbo 编码,按照编码原理,若收端成功接收一半以上信息,即可解析出完整分组;
- 各节点缓冲区中的分组按照 FIFO 的顺序排队,当发送缓冲区满时,自动丢弃新到的分组;
- 信道理想,不考虑信道误码和捕获效应的影响。

1.2 相关参数

- n 为节点数量;
- L_{packet} 为分组长度,单位 bit;
- λ 为单个节点分组到达率,单位 packets/s;
- V_{packet} 为分组传输速率,单位 bps;
- $N_{\text{frequency}}$ 为信道数量;
- N_{burst} 为每个分组拆分为 N_{burst} 个突发进行传输;
- K 为发送缓冲区大小;
- T_{packet} 为分组服务时间,取值 $T_{\text{packet}} = L_{\text{packet}} / V_{\text{packet}}$,单位 s。
- T_{burst} 为单个突发的持续时间,取值 $T_{\text{burst}} = T_{\text{packet}} / N_{\text{burst}}$,单位 s。

2 单节点的分组排队模型

对于单个节点,如果将从上层到达节点的分组看做系统的顾客,节点处理数据分组看做排队系统的服务台为顾客提供服务,那么该过程就是一个典型的排队系统。由于分组到达服从泊松分布,分组服务时间服从常数分布,服务台数量为 1,发送缓冲区大小为 K ,可用 M/G/1/K 排队模型进行求解。

定义 a_k 为在一个分组的服务过程中从上层到达 k 个分组的概率, p_k 为稳态情况下发送缓冲区有 k 个分组(包括排队等待的分组和正在接收服务的分组)的概率, η_k 为稳态情况下有一个分组离开发送缓冲区时缓冲区中有 k 个分组的概率, X_k 为第 k 个分组离开缓冲区时系统中的分组个数,则随机过程 X_k 构成一个离散时间马尔可夫链,状态转移过程如图 1 所示。

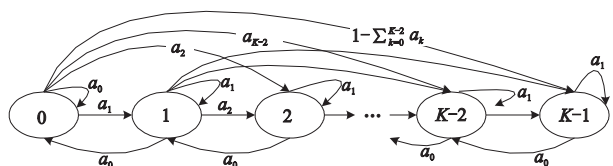


图1 马尔可夫过程 X_k 的状态转移

K 维状态转移矩阵 P 可表示如下:

$$P = \begin{bmatrix} a_0 & a_1 & a_2 & \cdots & a_{K-2} & 1 - \sum_{k=0}^{K-2} a_k \\ a_0 & a_1 & a_2 & \cdots & a_{K-2} & 1 - \sum_{k=0}^{K-2} a_k \\ 0 & a_0 & a_1 & \cdots & a_{K-3} & 1 - \sum_{k=0}^{K-3} a_k \\ \vdots & \vdots & \vdots & & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & a_0 & 1 - a_0 \end{bmatrix} \quad (1)$$

设矢量 $\eta = [\eta_0 \quad \eta_1 \quad \cdots \quad \eta_{K-1}]$, 有

$$\eta \cdot P = \eta \quad (2)$$

$$\sum_{k=0}^{K-1} \eta_k = 1 \quad (3)$$

由式(2)(3)可求得 $\eta_i, i \in [0, K-1]$ 的值,根据 M/G/1/K 排队理论,有

$$p_k = \begin{cases} \eta_k / (\eta_0 + \rho) & k \in [0, K-1] \\ 1 - 1 / (\eta_0 + \rho) & k = K \end{cases} \quad (4)$$

ρ 为业务强度:

$$\rho = \lambda \cdot T_{\text{packet}} \quad (5)$$

a_k 表示一个分组的服务过程中从上层到达 k 个分组的概率,由于服务时间固定为 T_{packet} ,可得 a_k 的表达式为

$$a_k = \frac{e^{-\lambda \cdot T_{\text{packet}}} \cdot (\lambda \cdot T_{\text{packet}})^k}{k!} \quad k \in [0, K-2] \quad (6)$$

由式(4)~(6)可得 $a_0, a_1, \cdots, a_{K-2}, p_0, p_1, \cdots, p_K, \rho$ 共 $2K+1$ 个参数构成的 $2K+1$ 个非线性方程,它们的值可通过数值计算方法获得。

定义 p_{block} 为分组阻塞概率,等于缓冲区溢出导致分组丢失的数量占源端总分组数量的比例,其值为

$$p_{\text{block}} = p_K \quad (7)$$

3 信道中的分组排队模型和组合理论

从第2章的式(7)可知,单位时间单个节点接入信道分组数量的期望值为 $\lambda \cdot (1 - p_K)$ 。若节点数量为 n ,则单位时间所有节点接入信道分组数量的期望值为 $n \cdot \lambda \cdot (1 - p_K)$ 。

由于 Turbo-MAC 协议没有采用信道预约机制,所以各节点接入信道的分组会发生时间交叠、信道重合的问题,从而影响分组的解码成功率,以下通过分析求解信道中分组受干扰突发数量的概率密度函数。

节点在发送分组时从所规划的 $N_{\text{frequency}}$ 个信道中随机选取通信频率,则单个信道单位时间分组数量的期望值为 $n \cdot \lambda \cdot (1 - p_K) / N_{\text{frequency}}$;假设单个信道中分组在时间间隔上服从负指数分布,则参数为

$$\lambda' = n \cdot \lambda \cdot (1 - p_K) / N_{\text{frequency}} \quad (8)$$

分组间隔时间的概率密度函数可表示为

$$f_1(t) = \lambda' \cdot e^{-\lambda' \cdot t} \quad t \in [0, \infty) \quad (9)$$

取信道中任一分组为当前分组,该分组可能与同信道之前和之后若干分组在时间上交叠,从而受到干扰,分组交叠示意图如图2所示。

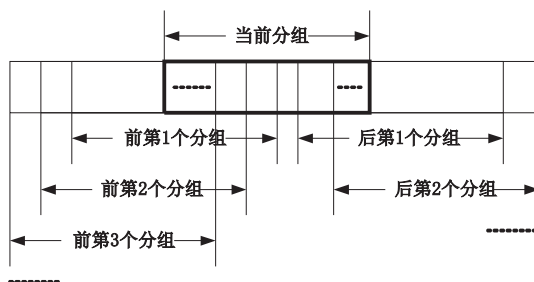


图2 分组交叠示意图

a) 求解当前分组之后(或之前)的第 1 个分组对当前分组的影响。

当前分组与之后(或之前)第 1 个分组时间间隔的概率密度函数与式(8)相同。

两分组间隔时间是 $[0, T_{burst}]$ 的概率为 $1 - e^{-\lambda' \cdot T_{burst}}$, 此时当前分组有 N_{burst} 个突发与之后(或之前)第 1 个分组交叠在一起, 其中有 k 个突发出错的概率为 $\delta(k - N_{burst})$;

两分组间隔时间是 $[iT_{burst}, (i+1) \cdot T_{burst}]$, $i \in [1, N_{burst} - 1]$ 的概率为 $e^{-\lambda' \cdot i \cdot T_{burst}} - e^{-\lambda' \cdot (i+1) \cdot T_{burst}}$, 此时当前分组有 $N_{burst} - i$ 个突发与之后(或之前)第 1 个分组交叠在一起, 其中有 k 个突发出错的概率为 $\delta(k - (N_{burst} - i))$;

两分组间隔时间是 (T_{packet}, ∞) 的概率为 $e^{-\lambda' \cdot T_{packet}}$, 此时当前分组有 0 个突发与之后(或之前)第 1 个分组交叠在一起, 其中有 k 个突发出错的概率为 $\delta(k)$ 。

综上所述, 由于受之后(或之前)第 1 个分组的影响, 当前分组被干扰突发数量的概率密度函数为

$$I_1(k) = \sum_{i=0}^{N_{burst}-1} (e^{-\lambda' \cdot i \cdot T_{burst}} - e^{-\lambda' \cdot (i+1) \cdot T_{burst}}) \cdot \delta(k - (N_{burst} - i)) + e^{-\lambda' \cdot T_{packet}} \cdot \delta(k) \quad k \in [0, N_{burst}] \quad (10)$$

b) 求解当前分组之后(或之前)的第 j 个分组对当前分组的影响。

当前分组与之后(或之前)第 j 个分组时间间隔的概率密度函数为

$$f_j(t) = \lambda' / j \cdot e^{-\lambda' / j \cdot t} \quad t \in [0, \infty) \quad (11)$$

同步步骤 a) 的推导过程, 由于受之后(或之前)第 j 个分组的影响, 当前分组被干扰突发数量的概率密度函数为

$$I_j(k) = \sum_{i=0}^{N_{burst}-1} (e^{-\lambda' / j \cdot i \cdot T_{burst}} - e^{-\lambda' / j \cdot (i+1) \cdot T_{burst}}) \cdot \delta(k - (N_{burst} - i)) + e^{-\lambda' / j \cdot T_{packet}} \cdot \delta(k), k \in [0, N_{burst}] \quad (12)$$

c) j 的最大值 j_{max} 的选取。

为准确计算当前分组之后(或之前)若干分组对当前分组的影响, 在此考虑与当前分组交叠可能性大于 0.01 的分组。即 j 的取值需要满足 $1 - e^{-\lambda' \cdot T_{packet} / j} \geq 0.01$, 由此可得 j_{max} 的表达式为

$$j_{max} = \lfloor -\lambda' \cdot T_{packet} / \ln 0.99 \rfloor \quad (13)$$

其中: $\lfloor x \rfloor$ 表示小于等于 x 的最大整数, 如 $\lfloor 7.6 \rfloor = 7$ 。

d) 当前分组之后和之前共 $2j_{max}$ 个分组对当前分组的影响。

定理 1 对于由 N_{burst} 个突发组成的分组, 若分组 A 由于受分组 B、C 的影响, 被干扰突发数量的概率分布函数分别为 $I_1(k)$ 、 $I_2(k)$, 则分组 A 受分组 B 和分组 C 影响的并集为

$$\begin{aligned} I_{1-2}(k) &= \sum_{i=\lfloor k/2 \rfloor + 1}^k \sum_{j=k-i}^{i-1} P\{I_1(k) = i\} \cdot P\{I_2(k) = j\} \cdot C_{N_{burst}-i}^{i+j-k} / C_{N_{burst}}^j + \sum_{i=\lfloor k/2 \rfloor + 1}^k \sum_{j=k-i}^{i-1} P\{I_2(k) = i\} \cdot P\{I_1(k) = j\} \cdot C_{N_{burst}-i}^{i+j-k} / C_{N_{burst}}^j + \\ &\sum_{i=\lfloor k/2 \rfloor}^k P\{I_1(k) = i\} \cdot P\{I_2(k) = i\} \cdot C_{N_{burst}-i}^{2i-k} / C_{N_{burst}}^i \end{aligned} \quad k \in [0, N_{burst}] \quad (14)$$

定理 1 的证明忽略。由定理 1 可知, 采用递推方法, 可计算所有 $2j_{max}$ 个分组对当前分组的影响为

$$I(k) = f(I_1, I_1, I_2, I_2, \dots, I_{j_{max}}, I_{j_{max}}) \quad k \in [0, N_{burst}] \quad (15)$$

接入信道中的任一分组由于受其他分组的影响, 被干扰突发数量的概率密度函数均可以通过式(15)表示。

4 性能分析

4.1 分组成功传输概率

定义 P_{right} 为收端正确接收的分组数量占源端总分组数量

的比例。

根据 Turbo 编码原理, 当编码效率为 1/3 时, 接收端正确接收一半以上突发时即可解码出完整分组, 由此可得接入信道的分组成功传输的概率为 $\sum_{k=0}^{\lfloor N_{burst}/2 \rfloor} I(k)$, 考虑各节点排队丢弃分组的影响, 分组成功传输概率为

$$P_{right} = (1 - p_{block}) \cdot \sum_{k=0}^{\lfloor N_{burst}/2 \rfloor} I(k) \quad (16)$$

4.2 系统吞吐量

定义 S_{total} 为单位时间内信道传输的正确分组比特数。

单位时间内所有节点产生的分组数量为 $n \cdot \lambda$, 其中成功传输的概率为 P_{right} , 则系统吞吐量为

$$S_{total} = n \cdot \lambda \cdot L_{packet} \cdot P_{right} \quad (17)$$

4.3 分组端到端时延均值

分组端到端时延均值是指从分组到达缓冲区开始, 到分组被接收方正确接收为止, 所消耗时间的均值。仅考虑排队等待时间、传输时延和传播时延。此处不包括因缓冲区溢出而丢弃的分组, 以及因错误突发数量太多而无法解码的分组。

当缓冲区队列长度为 0 时, 新到达分组排队等待时间的概率密度函数可近似表示为

$$f_0(i) = \begin{cases} 1 & i=0 \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \quad (18)$$

其中: i 表示排队等待时间为 $i \cdot T_{burst}$ 。

排队等待时间的概率生成函数 PGF 为

$$F_0(z) = \sum_{i=0}^{\infty} f_0(i) z^{-i} = 1 \quad (19)$$

当缓冲区队列长度为 1 时, 新到达分组排队等待时间的概率密度函数可近似为

$$f_1(i) = 1/N_{burst} \quad i \in [0, N_{burst} - 1] \quad (20)$$

排队等待时间的概率生成函数 PGF 为

$$F_1(z) = \sum_{i=0}^{N_{burst}-1} f_1(i) z^{-i} = \sum_{i=0}^{N_{burst}-1} 1/N_{burst} \cdot z^{-i} = 1/N_{burst} \cdot [1 - (z^{-1})^{N_{burst}}] / (1 - z^{-1}) \quad z \in (1, \infty) \quad (21)$$

当缓冲区队列长度为 k 时, 新到达分组排队等待时间的概率密度函数可近似为

$$f_k(i) = 1/N_{burst} \quad i \in [(k-1) \cdot N_{burst}, k \cdot N_{burst} - 1] \quad (22)$$

排队等待时间的概率生成函数 PGF 为

$$F_k(z) = \sum_{i=(k-1) \cdot N_{burst}}^{k \cdot N_{burst}-1} f_k(i) z^{-i} = \sum_{i=(k-1) \cdot N_{burst}}^{k \cdot N_{burst}-1} 1/N_{burst} \cdot z^{-i} = 1/N_{burst} \cdot [1 - (z^{-1})^{N_{burst}}] / (1 - z^{-1}) \cdot z^{-(k-1) \cdot N_{burst}} \quad z \in (1, \infty) \quad (23)$$

设 $f(i)$ 表示分组排队等待时间为 $i \cdot T_{burst}$ 的概率, 则 $f(i)$ 的概率密度函数 PGF 为

$$F(z) = \sum_{k=0}^{K-1} (p_k' \cdot F_k(z)) = p_0 / (1 - p_K) + \sum_{k=1}^{K-1} (p_k / (1 - p_K) \cdot F_k(z)) \quad z \in (1, \infty) \quad (24)$$

分组排队等待时间概率密度部分和 $g(i)$ 的概率生成函数 PGF 为

$$G(z) = z / (z - 1) \cdot F(z) \quad z \in (1, \infty) \quad (25)$$

根据离散 Laplace 反变换, 分组排队等待时间的分布函数为

$$W_q(t) = \frac{1}{2\pi i} \oint_C G(z) z^{\lfloor t/T_{burst} \rfloor - 1} dz \quad t \in (0, (K-1) \cdot T_{packet}) \quad (26)$$

分组排队等待时间的均值为

$$E[W_q] = \sum_{j=0}^{(K-1) \cdot N_{burst}} (j \cdot T_{burst}) \cdot \frac{1}{2\pi i} \oint_C F(z) z^{j-1} dz \quad (27)$$

由于分组长度和传输速率固定, 则传输时延的大小固定为 $T_{transmit} = L_{packet} / V_{packet}$ (s); 各节点在 $L \times L \times H$ (km) 的范围内随机分布, 易知节点之间距离的期望值约为 $L/2$ (km), 则传播时

延的期望值为 $T_{\text{propa}} = 10^3 \cdot L/2/c = 1/6 \cdot L \cdot 10^{-5} (\text{s})$ 。

分组端到端时延的均值为

$$E[W] = \sum_{j=0}^{(K-1) \cdot N_{\text{burst}}} (j \cdot T_{\text{burst}}) \cdot \frac{1}{2\pi i} \oint_c F(z) z^{j-1} dz + T_{\text{transmit}} + T_{\text{propa}} \quad (28)$$

5 仿真分析

采用 OPNET 网络仿真工具,验证两方面内容:a) Turbo_MAC 协议各项性能表达式的理论计算结果与 OPNET 仿真数据统计结果是否一致;b) Turbo_MAC 协议与 TDMA、IEEE 802.11b 协议在性能上的比较。

仿真条件: n 个对等节点在 $200 \times 200 \times 20 (\text{km})$ 范围内随机分布,且构成一个全连通网络;各节点的分组到达服从泊松分布,分组长度固定;节点发送缓冲区的分组按照 FIFO 顺序排队;信道理想无误码。

Turbo_MAC、IEEE 802.11b 和 TDMA 三种协议共用的仿真参数如表 1 所示。

表 1 仿真参数

参数	数值	参数	数值
节点数量(n)	20, 40	分组长度(L_{packet})	400 bit
分组到达率(λ)	1 ~ 1000 packets/s	信道数量($N_{\text{frequency}}$)	5, 10
发送缓冲区大小(K)	5		

三种协议不同的仿真参数和仿真条件包括:

Turbo_MAC 协议的传输速率为 1 (Mbps), N_{burst} 取值为 25。

IEEE 802.11b 标准定义了两种分组接入方式:2 次握手的基本接入方式和 4 次握手的 RTS/CTS (request to send/clear to send) 方式。根据标准规定,RTS/CTS 方式中 RTS 和 CTS 帧的服务时间要大于节点间最大传播时延,这显然是不合理的,所以此处选用 2 次握手的基本接入方式。初始竞争窗口大小为 15,最大竞争窗口大小为 255,分组最大重传次数为 4。由于 Turbo_MAC 协议采用了效率为 1/3 的 Turbo 编码,所以信道速率实际为 3 (Mbps),在此设定不采用 Turbo 机制的 IEEE 802.11b 协议传输速率为 3 (Mbps)。

TDMA 协议的时隙大小为 1.08 ms (仅考虑最大传播时延和分组传输时延),各节点均匀分配所有时隙;传输速率为 3 (Mbps)。

5.1 分组成功传输概率

定义业务负载为所有节点分组到达率之和,单位为 packets/s。

节点数量为 20、信道数量为 5,对于 IEEE 802.11b 协议,业务负载超过 500 packets/s 时,分组成功传输概率将低于 27%,Turbo_MAC 协议和 TDMA 协议的分组传输概率分布如图 3(a) 所示。

节点数量为 40、信道数量为 10,对于 IEEE 802.11b 协议,业务负载超过 2 000 packets/s 时,分组成功传输概率将低于 20%,Turbo_MAC 协议和 TDMA 协议的分组传输概率分布如图 3(b) 所示。

从图 3 以及 IEEE 802.11b 协议的仿真结果可以得出两方面结论:

a) Turbo_MAC 协议分组成功传输概率的实验值与理论值基本一致,验证了分组成功传输概率数学表达式的近似准确性;

b) 采用 Turbo_MAC 协议时,分组成功传输概率要略低于 TDMA 协议,但远高于 IEEE 802.11b 协议。

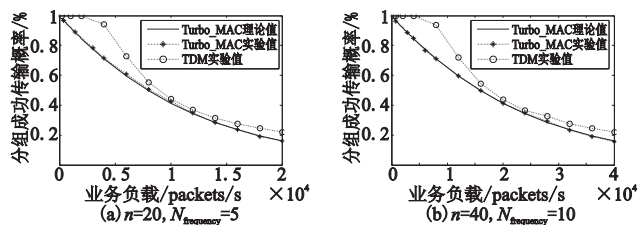


图 3 不同业务负载时的分组成功传输概率

5.2 系统吞吐量

节点数量为 20、信道数量为 5,对于 IEEE 802.11b 协议,系统最大吞吐量为 5.8×10^4 ,Turbo_MAC 协议和 TDMA 协议的系统吞吐量分布如图 4(a) 所示。

节点数量为 40、信道数量为 10,对于 IEEE 802.11b 协议,系统最大吞吐量为 1.8×10^5 ,Turbo_MAC 协议和 TDMA 协议的系统吞吐量分布如图 4(b) 所示。

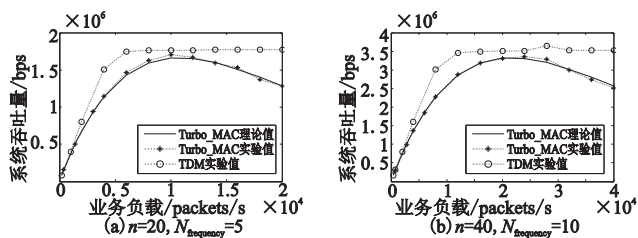


图 4 不同业务负载时的系统吞吐量

从图 4 以及 IEEE 802.11b 协议的仿真结果可以得出两方面结论:

a) Turbo_MAC 协议系统吞吐量的实验值与理论值基本一致,验证了系统吞吐量数学表达式的近似准确性;

b) 采用 Turbo_MAC 协议时,系统吞吐量要略低于 TDMA 协议,但远高于 IEEE 802.11b 协议。

5.3 分组端到端时延均值

节点数量为 20、信道数量为 5,对于 IEEE 802.11b 协议,业务负载超过 40 packets/s 时,分组端到端时延均值将大于 40 ms,Turbo_MAC 协议和 TDMA 协议的分组端到端时延均值分布如图 5(a) (b) 所示。

节点数量为 40、信道数量为 10,对于 IEEE 802.11b 协议,业务负载超过 120 packets/s 时,分组端到端时延均值将大于 41 ms,Turbo_MAC 协议和 TDMA 协议的分组端到端时延均值分布如图 5(c) (d) 所示。

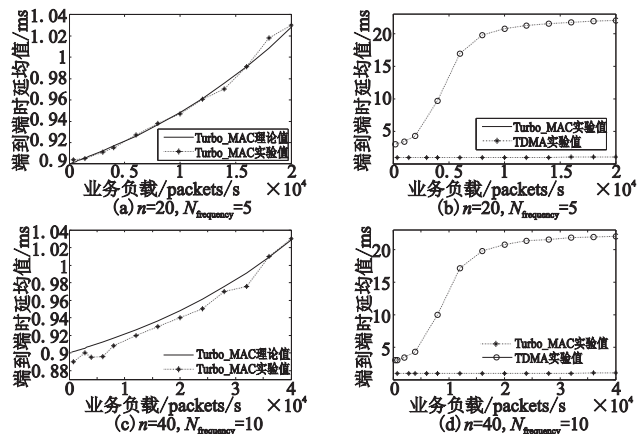


图 5 不同业务负载时的分组端到端时延均值

从图 5(a) (c) 可以看出,Turbo_MAC 协议分组端到端时延均值的实验值与理论值基本一致,验证了分组端到端时延均值数学表达式的近似准确性;从(b) (d) 以及 IEEE 802.11b 协议的仿真结果可以看出,采用 Turbo_MAC 协议时,分组端到端时

延均值要远低于 TDMA 协议和 IEEE 802.11b 协议。

从仿真结果可以得出以下结论:

a) 对于时延要求为毫秒级 ($< 5\text{ms}$) 的实时性业务, 与 TDMA 协议相比, Turbo_MAC 通过牺牲稍许分组成功传输概率和系统吞吐量为代价, 提供了更为严格的时延要求;

b) Turbo_MAC 协议的分组成功传输概率、系统吞吐量、分组端到端时延均值的数学表达式能够近似准确地反映系统的各项性能。

6 结束语

根据航空通信中实时性业务对时延的特殊要求, 以及传播时延不可忽略的属性, 提出一种基于 Turbo_MAC 编码的信道接入协议; 通过排队模型、组合理论和离散 Laplace 变换得到分组成功传输概率、系统吞吐量和分组端到端时延均值的数学表达式; 最后通过仿真验证了数学表达式的近似正确性, 以及 Turbo_MAC 协议在时延性能方面的优势。

参考文献:

- [1] COLLINS R. Tactical targeting network technology (TTNT) communicating at the speed of battle[EB/OL]. (2006-04-26) [2010-10-15]. <http://www.rockwellcollins.com/content/pdf/pdf.7501.pdf>.
- [2] FATEH B, GOVINDARASU M. Energy-aware adaptive MAC protocol for real-time sensor networks[C]//Proc of International Conference on Communications. [S. l.]: IEEE Press, 2011: 1-5.
- [3] ROBERT J F, CARLEN R W, SCOTT J Z, *et al.* Tactical targeting network technology small form factor user system: USA, US7970947B1[P]. 2011-07-28.
- [4] 骆光明, 杨斌, 邱致和, 等. 数据链——信息系统连接武器系统的捷径[M]. 北京: 国防工业出版社, 2010.
- [5] IEEE 802.11-2011, wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications[S]. 2011.
- [6] LIN J S, FENG Kai-ten. QoS-based adaptive contention/reservation medium access control for wireless local area networks[J]. *IEEE Trans on Mobile Computing*, 2011, 10(12): 1785-1803.
- [7] LI Fang-min, MA Xiao-lin, HU Fei, *et al.* Synchronization-based multi-channel multi-interface medium access scheme in Ad hoc network[J]. *IET Communications*, 2011, 5(14): 2082-2090.
- [8] HANZO L, LIEW T, YEAP B, *et al.* Turbo coding, turbo equalization and space-time coding: exit-chart-aided near-capacity designs for wireless channels[M]. [S. l.]: Wiley-IEEE Press, 2011: 385-463.
- [9] CHEN Hong-yuan. Revisit of the Markov model of IEEE 802.11 DCF for an error-prone channel[J]. *IEEE Communications Letters*, 2011, 15(12): 1278-1280.
- [10] ZHAO Q L, TSANG D H K, SAKURAI T. Modeling nonsaturated IEEE 802.11 DCF networks utilizing an arbitrary buffer size[J]. *IEEE Trans on Mobile Computing*, 2011, 10(9): 1248-1263.
- [11] KLIASOVICH D, GOMES P H, GRANELLI F, *et al.* Queue management mechanism for 802.11 base stations[J]. *IEEE Communications Letters*, 2011, 15(7): 827-730.
- [12] KUMAR A, ALTMAN E, MIORANDI D, *et al.* New insights from a fixed point analysis of single cell IEEE 802.11 WLANs[J]. *IEEE/ACM Trans on Networking*, 2007, 15(3): 588-601.
- [13] 周炜. 组合数学[M]. 北京: 清华大学出版社, 2011.