

# 一种适用于宽带无线 IP 网络的分组调度算法

纪 阳,李迎阳,邓 钢,胡健栋,张 平

(北京邮电大学无线新技术研究室,北京 100876)

**摘 要:** 自适应调制技术在许多新型的无线分组网络如 WCDMA、HSDPA、HiperLAN/2 中得到广泛采用。本文在充分考虑自适应调制系统链路带宽随时隙呈不均匀分布特点的基础上,提出一种全新的调度算法,自适应区分补偿公平队列(ADCFQ)。该算法采用了基于工作量的分析方法,设计了不同功能的多个子队列,可以为系统所有待发流提供基本的 QoS 保证,为各个流公平共享剩余带宽,并能够通过合理的补偿机制克服无线环境中突发错误影响。分析和仿真结果表明,这一算法可以满足目标要求。此外,仿真中,针对自适应链路的特点,本文还提出了一种基于多状态 Markov 链的信道建模方法。

**关键词:** 无线 IP; 服务质量; 调度; 自适应调制; 公平性

**中图分类号:** TN915. 2 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2003) 05-0742-05

## ADCFQ: A Novel Packet Scheduling Algorithm for Broadband Wireless IP Network

Ji Yang, Li Ying-yang, Deng Gang, Hu Jian-dong, Zhang Ping

(Wireless Technology Innovation Laboratory, Beijing University of Posts & Telecommunications 92 #, Beijing 100876, China)

**Abstract:** Adaptive modulation has been widely adopted by some newly developed wireless packet networks such as WCDMA, HSDPA (Wideband Code Division Multi-Access High Speed Downlink Packet Access) and HiperLAN/2, etc. With careful consideration on the attribute of link bandwidth uneven distribution with time slots in the adaptive modulation system, here a novel packet scheduling algorithm, Adaptive Differentiated Compensation Fair Queuing, is proposed. In this algorithm, an analytical scheme based on workload is used, and several sub-queues are involved. It can provide QoS guarantee to all backlogged flows, fair residual bandwidth sharing, and rational compensation mechanism to conquer the burst error in wireless environments. Besides the algorithm, in order to simulate the adaptive modulation system, a new channel model based on multi-state Markov chain is proposed in this paper.

**Key words:** wireless IP; QoS; scheduling; AMC; fairness

### 1 引言

未来的互联网上,基于分组的多媒体业务将得以蓬勃发展。为了适应这种应用需求,保证实时的、非实时的、高速的、低速的不同业务的 QoS,并同时无线资源加以优化使用,需采用流量控制技术,结合无线链路特性,对分组进行调度。因此,国内外众多研究人员开始对无线分组调度算法产生兴趣。

与有线信道下的分组调度算法相比,无线分组调度算法需要结合无线链路的特点对调度策略进行调整。文[1~3]研究了在无线信道突发错误环境下的调度算法。这些调度算法主要在调度补偿机制上有所区别。此外,他们研究的无线信道也较简单,只有突发错误,没有链路自适应技术引入的功率或吞吐量的优化问题。信道模型一般采用 Gilbert-Elliott 模型(又称两态 ON-OFF 模型)来模拟信道状态,较为简单。文[4]研究了采用自适应调制的无线系统中多个分组业务源共享链路带

宽时可能采用的两种调度算法,基于最大 C/I 的调度算法和基于 Round Robin 的调度算法。从机理上讲,这两种算法都相对简单,具有一定的局限性。此外,虽然文献中给出了一些仿真结果,但是没有指出所使用的信道模型。本文在总结前人研究成果的基础上,提出了一种新的多目标调度算法——自适应区分补偿公平队列(ADCFQ, Adaptive Differentiated Compensation Fair Queuing),旨在解决自适应链路速率这种较为复杂的情况下产生的一类新的调度问题。

### 2 自适应调制系统

在无线通信系统中,由于基站和移动台之间的距离变化、障碍物以及系统内的自干扰,使得信道状态呈现时变特性及位置相关特性,表现在接收器可能在不同时间不同地点,接收信号的 SINR(信号干扰噪声比)差异巨大。这样一来,对接收信号 SINR 差的移动台只能采用低阶的调制方式才能保证数

据的可靠接收,而对接收信号 SINR 好的移动台则可以采用高阶的调制方案就可以保证同样的误码率.根据对信道预测的结果,动态调整调制方式以及前向纠错编码方式的技术称为自适应调制.与为所有用户提供同样的调制阶数以及 FEC(前向纠错编码)方案的传统技术相比,采用自适应调制技术可以获得更高的带宽效率和系统容量,因此在许多宽带无线 IP 网络中都采用了这种技术<sup>[5,6]</sup>.

自适应调制方式支持的 TDM(时分复用)系统与传统系统在实际净荷比特速率的支持能力上有一些差异,这对调度器的设计将产生影响.具体的说,传统调制方式的系统中,带宽不随时隙变化而变化,呈均匀分布;而在自适应调制系统中,带宽随时隙将会呈现非均匀分布.这种只有在自适应调制方式支持的 TDM 系统才具有的特征,称之为带宽随时隙不均匀分布特性(BUDTS, Bandwidth Uneven Distribution with Time Slot).有线链路和不采用自适应调制技术的无线链路都不存在 BUDTS 现象,为这类系统设计的公平调度算法,如 GPS (Generalized Processor Sharing, 通用处理机共享)类的调度算法一般都隐含假设带宽随时隙均匀分布,故而不能直接将其结果照搬到自适应系统中.因此,为了在自适应调制的无线系统中实现公平调度,需要设计新的算法.

前面提到,在文献[4]中,作者研究了两种适用于自适应调制环境下的调度算法.其中,最大 C/I 调度算法是在每次成帧的时候,对所有待服务移动台依据各自 C/I 预测值进行排序,并按照从大到小的顺序进行发送.显然,最大 C/I 的方法可以获得系统的最大容量.但是在这种方式下,具有较低 C/I 值的流只有等所有 C/I 值大于它的流都将队列清空,才可以获得发送机会.在这样的机制下,不同流之间的公平性以及不同实时/非实时业务的需求显然都无法得到满足.

基于 Round Robin 的调度方案是指所有待发业务流循环依次进行发送.由于各个业务流之间能够获得同样的发送机会,故在一定程度上保证了公平性.但是,由于各个用户所处的链路状态各不相同,所以这种公平性只是一种不充分的尽力公平,而非结果公平<sup>[2]</sup>.同样,它无法处理不同业务流对速率、时延和抖动的需求.

为了满足未来具有自适应能力的移动多媒体系统对流量管理的需求,本文提出的目标为:(1)为系统中积压的业务流提供公平的带宽共享;(2)为实时业务流提供时延/抖动保证;(3)为从信道差错突发状态中恢复传输的业务流提供了补偿机制;4)充分考虑 BUDTS 现象对调度算法的各个方面带来的影响.下面介绍 ADCFQ 的基本原理.

### 3 ADCFQ 算法的基本原理

下面以下行共享信道的调度控制为例,介绍 ADCFQ 的调度策略.调度器位于基站.

#### 3.1 系统概述

ADCFQ 调度器的结构如图 1 所示.基于 IP 的多媒体业务流从多个输入链路进入基站.分组经过业务分类和业务合同管理模块 CTCM(Classification and Traffic Contract Management)之后,它的 QoS 需求成为已知参量,此时可以进入调度器进行排

队. CTCE 中具体的处理过程有分类算法和接纳控制算法(CAC)算法保证,这里不作详细说明.

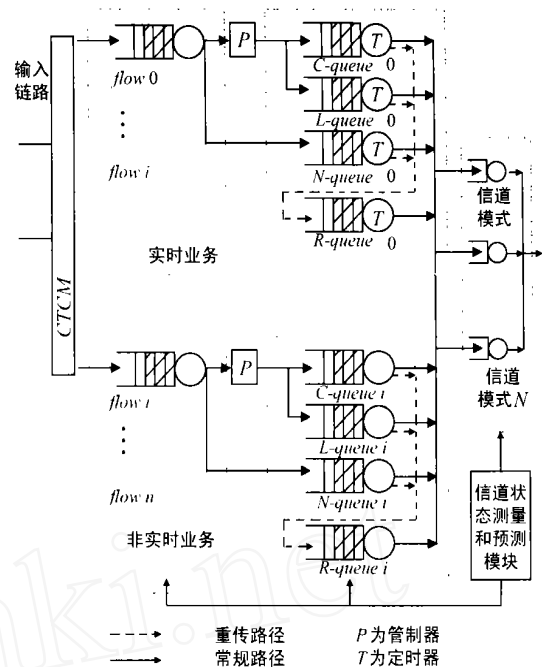


图 1 ADCFQ 算法模型

在自适应调制系统中,某一时刻对某一用户服务所采用的信道模式是根据 SINR 的预测值来确定的,在图 1 中,这个处理过程用信道状态测量与预测器 CSMP(Channel State Metering and Prediction)来实现.预测器需要依据前几帧反馈回来的测量值来对当前帧内某用户所占信道 SINR 作出预测.预测算法也是影响系统性能好坏的关键因素之一.具体参见文[4].本文由于将研究重点确立为调度算法,故假定系统能够对信道 SINR 作出理想预测.

经过 CTCM 模块后,业务流的 QoS 需求信息已经为基站所了解.这时可以使用管制器,利用简单的令牌漏桶算法<sup>[7]</sup>,标记出业务合同量和超额业务量,方便进行后续处理.

由于基于速率的调度算法存在带宽和时延耦合的问题<sup>[8]</sup>,且比较难以实现,所以在 ADCFQ 中采用了基于业务量的分析方法.通过维护一系列计数器使得硬件设计容易进行.

ADCFQ 为每个业务流维护四个子队列: R. Queue、C. Queue、N. Queue 和 L. Queue.其中, R. Queue 用于缓存那些已经进行发送但没有被正确接收因而需要进行重传的分组,优先级最高. C. Queue 用来缓存每个刷新周期内为满足业务量合同必须被发送的业务量. L. Queue 用来缓存由于信道质量不可用,本应该进行发送,但无法发送的业务量.优先级低于 R. Queue,但是高于 C. Queue. N. Queue 优先级最低,用于缓存可以进行剩余时隙共享的分组.

ADCFQ 算法将根据 CSCM 的信道信息对链路的时隙资源进行公平划分,并且将被服务的业务量送入不同信道模式的队列中进行缓存,最终输出至发送模块进行编码、调制等处理.

系统中最小时间单位是时隙,同时它还是传输的最小单

位和资源分配的最小单位。刷新周期是 ADCFQ 中另一个重要的时间单位。刷新周期最小可以是发送一帧所需要的时间(仿真中使用的刷新周期为 2ms,帧长也为 2ms)。

### 3.2 符号说明

$\{i_i^{\max}, i, \phi_i\}$  在 ADCFQ 中,采用了 Leaky-Bucket 方案来控制算法应该保障的最小服务量,采用业务参数集  $\{i_i^{\max}, i, \phi_i\}$  来表达结点与业务量之间的合约。其中,  $i_i^{\max}$  为最大突发流量,相当于管制器(Policer)漏桶算法的最大桶深;  $i_i^n$  为在第  $n$  个刷新周期时刻,管制器漏桶算法的瞬时桶深;  $i_i$  为业务流  $i$  的平均流速,为漏桶算法标号产生速率;  $\phi_i$  为各个流的共享带宽权重,表示流分享剩余带宽的比例;  $T$  为刷新周期的长度;  $t_n$  为第  $n$  个刷新周期的起始时间,  $t_n = t_{n-1} + T, n = 1, 2, \dots$ ;  $V_{REF}$  为参考比特速率,当使用鲁棒性最好的调制方式/纠错方式时的信息比特速率;  $V_i^n$  为业务流  $i$  在第  $n$  个刷新周期内的实际信息比特速率;  $f_i^n$  为使用自适应调制之后的信息比特速率增益因子,  $f_i = V_i^n / V_{REF}$ ;  $A_i(t_n, t_{n+1})$  为在时间段  $(t_n, t_{n+1}]$  内,业务流  $i$  到达的业务量;  $u_{iR}^n$  在第  $n$  个刷新周期内,业务流的  $C$ . Queue 所服务的业务量。相似的,安排给  $R$ . Queue、 $N$ . Queue 和  $L$ . Queue 的工作量为  $u_{iR}^n, u_{iN}^n$  和  $u_{iL}^n$ ;  $R_i^n$  为在第  $n$  个刷新周期开始时观察到的,流  $i$  在上一个周期中未被调度的业务量;  $B$  为信道状态可用的流的集合;  $\bar{B}$  为信道状态不可用的流的集合;  $B$  为所有待发数据流的集合;  $N_n$  为在第  $n$  个刷新周期内,分配给下行共享链路的总时隙个数。这些时隙将被系统中所有待发的业务流所共享。假定是分配给所有  $R$ . Queue、 $L$ . Queue、 $C$ . Queue 和  $N$ . Queue 的时隙数,那么有

$$N_n = N_n^R + N_n^L + N_n^C + N_n^N \quad (1)$$

$C_n$  为第  $n$  个刷新周期在下行链路中被服务的业务量的总和。假定  $C_n^C, C_n^R, C_n^L$  和  $C_n^N$  为所有  $C$ . Queue、 $R$ . Queue、 $L$ . Queue 和  $N$ . Queue 服务的业务量,则有

$$C_n = C_n^C + C_n^R + C_n^L + C_n^N \quad (2)$$

### 3.3 使用 $C$ . Queue 实现最小带宽保证

根据漏桶算法,第  $n$  个刷新周期内,算法保障的最小服务量是

$$\min\{A_i(t_n, t_{n+1}) + R_i^n, \frac{i_i + iT}{f_i^n}\} \quad (3)$$

由于 BUDTS 现象的影响,这些保证业务量所占用的时隙  $N_n^C$  与业务量  $C_n^C$  不成比例。 $N_n^C$  可以由下式得到:

$$N_n^C = \sum_{i \in B_n} \frac{u_{iC}^n}{V_i^n} = \frac{1}{V_{REF}} \sum_{i \in B_n} \frac{\min\{A_i(t_n, t_{n+1}) + R_i^n, \frac{i_i + iT}{f_i^n}\}}{f_i^n} \quad (4)$$

### 3.4 使用 $R$ . Queue 实现重传机制

无线环境中的突发错误对于 TCP 的性能非常不利,因为网络协议很可能将突发错误误判为网络拥塞而引发误操作。为了改善 TCP 应用的传输,在链路层引入重传机制是一种很有效的办法,对此,作以下假设:

RLC 层具有信息是否被正确接收的确认机制。

分组只有当被确认为正确接收后,才将它们从发送端的缓冲区内清空。

自适应调制以及前向纠错机制能够保证系统误码率较低。这样需要被重传的业务量很少,可以在一个刷新周期内处理完

毕,不至于对其他流或者其他队列产生很大影响。

基于这样的假设,在第  $n$  个刷新周期内,业务流  $i$  的重传业务量  $u_{iR}^n$  可以在底层传输机制的支持下,一次从重传队列中清空。于是系统中所有由重传业务量占用的时隙为:

$$N_n^R = \sum_{i \in \bar{B}_n} \frac{u_{iR}^n}{V_i^n} = \frac{1}{V_{REF}} \sum_{i \in \bar{B}_n} \frac{u_{iR}^n}{f_i^n}, T_n = \{i | u_{iR}^n > 0, i \in \bar{B}_n\} \quad (5)$$

### 3.5 使用 $L$ . Queue 实现补偿机制

如前所述,在某些情况下,受突发错误影响,信道对于某些待发业务流呈现不可用状态。此时,即使是对于该业务流的保证业务量也不能得到发送,原来分配给这些流的时隙应当由其他业务流来共享,而这就会造成所谓的“滞后”现象,即受突发错误影响的流所受的服务落后于其他流。

在 ADCFQ 中,使用  $L$ . Queue 来区分滞后工作量和其他工作量。一旦信道从不可用状态回到可用状态,滞后的业务流就应当得到额外的补偿服务。

如果在第  $m$  个刷新周期,预测业务流  $i$  的信道状态为不可用,则  $L$ . Queue 的队列正增量为

$$L_i^{m+} = \min\{A_i(t_m, t_{m+1}) + R_i^m, \frac{i_i + iT}{f_i^m}\} - i B_m \quad (6)$$

$$L_i^{m+1} = L_i^m + L_i^{m+} - i B_m \quad (7)$$

当业务流  $i$  的信道状态在第  $n$  个刷新周期内恢复正常,  $L$ . Queue 停止增加长度,补偿机制开始起作用,  $L$ . Queue 队列渐渐被清空。如果突发错误持续时间较长,  $L$ . Queue 中将会积累大量的滞后分组。由于  $L$ . Queue 的优先级高于  $C$ . Queue,所以在一个刷新周期内对该用户的补偿有可能造成其他业务流的保证业务量得不到正常发送,这就产生了所谓的隔离性问题,即不正常的业务流会对正常业务流所应获得的服务产生干扰。

一方面希望滞后的业务流尽快得到补偿,但又不希望影响其他正常的业务流。所以为了提高算法的鲁棒性,在 ADCFQ 中引入了补偿隔离度(CSI, Compensation Separation Index)机制,来控制在一个刷新周期内为滞后队列补偿的最大业务量。

$$CSI = \frac{C_n^C + C_n^R + C_n^L}{N_n V_{REF}} \quad (8)$$

若  $CSI < 1$ ,认为各流之间隔离度好,补偿工作可在一个刷新周期内完毕;若  $CSI > 1$ ,认为各流之间隔离度差,这时启动慢补偿机制,每次补偿最小保证业务量的  $k$  倍( $k$  为补偿因子)。

可得在第  $n$  个刷新周期内业务流中  $L$ . Queue 的负增量为:

$$L_i^n = u_{iL}^n = \begin{cases} L_i^n & i \in B_n, \text{ if } CSI < 1 \\ \min\{L_i^n, k(i_i^{\max} + iT)\} & i \in \bar{B}_n, \text{ if } CSI > 1 \end{cases} \quad (9)$$

式中  $\bar{B}_n = \{j | L_j^n > 0, j \in \bar{B}\}$ ,  $L$ . Queue 剩余的业务量为

$$L_i^{n+1} = L_i^n - L_i^n = \begin{cases} 0, & i \in B_n, \text{ if } CSI < 1 \\ L_i^n - \min\{L_i^n, k(i_i^{\max} + iT)\}, & i \in \bar{B}_n, \text{ if } CSI > 1 \end{cases} \quad (10)$$

算法为系统中所有  $L_n$  Queue 安排的时隙数为:

$$N_n^L = \begin{cases} \frac{1}{V_{REF_j} \tau_n} \frac{L_n^n}{f_j^n}, & \text{if CSI} < 1 \\ \frac{1}{V_{REF_j} \tau_n} \frac{\min(L_n^n, k(\frac{\max}{j} + jT))}{f_j^n}, & \text{if CSI} > 1 \end{cases} \quad (11)$$

### 3.6 使用 $N_n$ Queue 实现剩余带宽共享

通常,调度算法的公平标准是通过“业务公平指数”(SFI, Service Fairness Index)来定义的:

$$SFI(t_1, t_2) = \max_{i,j \in B(t_1, t_2)} \left| \frac{w_i(t_1, t_2)}{\phi_i} - \frac{w_j(t_1, t_2)}{\phi_j} \right| \quad (12)$$

式中  $[t_1, t_2]$  是满足待发业务流集合  $B(t_1, t_2)$  不变的任意一段时间.理想情况下,每个流获得的服务量满足:

$$SFI(t_1, t_2) = \left| \frac{w_i(t_1, t_2)}{\phi_i} - \frac{w_j(t_1, t_2)}{\phi_j} \right| = 0 \quad \forall i, j \in B(t_1, t_2) \quad (13)$$

在自适应调制系统中,由于带宽随时隙分布的不均匀性,则第  $n$  个刷新周期内为业务流  $i$  分配的剩余带宽  $w_i(t_n, t_{n+1})$  为:

$$w_i(t_n, t_{n+1}) = S_{iN}^n V_i^n = S_{iN}^n f_i^n V_{REF} \quad (14)$$

由式(12),可以得出在一个刷新周期内,共享剩余带宽的服务公平指数为:

$$SFI(t_n, t_{n+1}) = \max_{i,j \in B_n} \left| \frac{f_i^n S_{iN}^n}{\phi_i} - \frac{f_j^n S_{jN}^n}{\phi_j} \right| \quad (15)$$

SFI 越小,算法的公平性越好.

在理想公平的情况下,  $SFI = 0$ . 于是,有:

$$\frac{f_i^n S_{iN}^n}{\phi_i} - \frac{f_j^n S_{jN}^n}{\phi_j} = 0, \quad \forall i, j \in B_n$$

此条件下分配给业务流的时隙为:

$$S_{iN}^n = \frac{\phi_i / f_i^n}{\sum_{j \in B_n} \phi_j / f_j^n} N_n^L \quad i, j \in B_n \quad (16)$$

上式,可得出此时剩余时隙所能提供的带宽容量为:

$$C_n^L = \sum_{i \in B_n} V_i^n S_{iN}^n = \frac{N_n^L V_{REF} \sum_{i \in B_n} \phi_i}{\sum_{i \in B_n} \phi_i / f_i^n} \quad (17)$$

### 3.7 时延/抖动特性

对于实时业务流,ADCFQ 为维护一个到期定时器.定时器的值通过解析上层应用协议而得出.定时器到期控制仅能够将时延/抖动限制在一定的时延/抖动界内.这个界一般是 ADCFQ 刷新周期的  $K$  倍.用  $J$  表示抖动界,则在 ADCFQ 中,有  $2T \leq J \leq KT$  ( $K$  为整数).这对于大多数应用来说已经足够了,因为刷新周期一般非常短(通常小于 5ms).

## 4 仿真

在本节中,使用仿真试验来了解和评价算法的性能.仿真平台使用 OPNET.

### 4.1 信道模型

前面提到,对于简单的无线信道,传统的无线分组调度算法一般使用 Gilbert-Elliott 模型(又称两态 ON-OFF 模型)来模拟

信道状态,参见图 2.但在自适应调制系统中,由于表征信道质量的参数如 SINR 已经被量化成若干阶,分别对应不同的信道速率,因此采用两态 ON-OFF 模型已经无法充分反映移动台信道状态转移.在 ADCFQ 中的仿真试验中,我们提出了一种新的基于多状态马尔可夫链的信道模型来模拟实际系统.

如图 3 所示,系统在每一帧到来之前进行状态更新.状态 0 代表移动用户无法正常通信的信道状态,也即不可用信道状态或坏状态;状态 1 到状态  $N$  表示由不同调制方式和 FEC 组合所表征

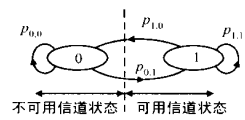


图 2 两态 ON-OFF 无线信道模型

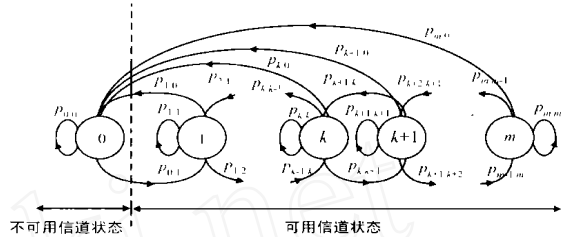


图 3 ADCFQ 中使用的多状态马尔可夫链模型

的信道状态.由于无线系统信道的变化情况主要受复杂环境影响,故基本可以认为将来的状态转移仅与当前的状态有关,而过去的状态不起任何作用,即具有无后效性,可以用马尔可夫链来近似表示.表 1 给出了输出业务流的参数.

模型主要试图反映两种类型的状态迁移:(1)由于突发错误造成从信道可用状态向信道不可用状态的迁移.(2)由于移动台信道状态受多径快衰造成的各种调制编码方式组合之间的状态迁移.

表 1 输入业务流的仿真参数配置

$i$	$i$ (bits)	$i$ (kb/s)	$\phi_i$	时延界 (ms)	包长均值 (bits) [注]	间隔时间 (ms)	业务速率 (kb/s)
0	16000	8000	6	13	800(E)	0.08	10000
1	4000	2000	6	13	800(E)	0.32	2500
2	80	14.4	1	7	288(C)	20	14.4
3	4000	4000	2	N.A.	4000(E)	0.2	20000
4	2000	2000	2	N.A.	4000(E)	0.4	10000
5	4000	2000	6	13	800(E)	0.32	2500
6	2000	2000	2	N.A.	4000(E)	0.4	10000

注: C(常数分布) E(指数分布)

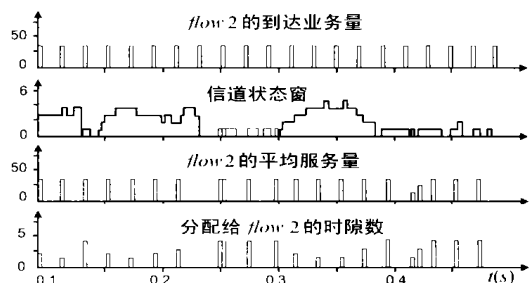


图 4 flow 2(实时、低速业务流)的仿真结果

### 4.2 ADFCQ 的仿真结果

在仿真实验中,模拟了低速实时业务(业务流 2)、高速实时业务(业务流 0,1,5)以及高速非实时业务(业务流 3,4,6).业务流 2 的仿真结果清晰地刻画了 BUDTS 现象,到达业务量为常数分布,但是分配的时隙数目却呈现随机的时变特性.而且,从图 4 还可看出,长时间的信道错误还引入了抖动.

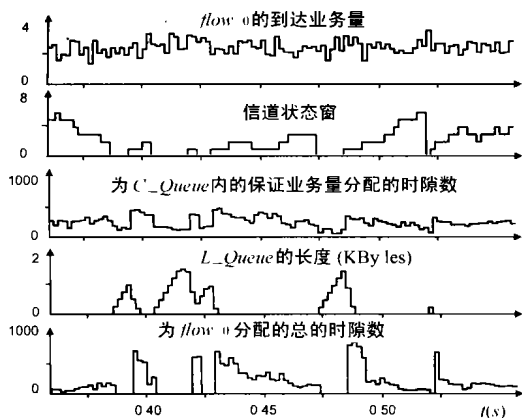


图 5 flow 0(实时、高速业务流)的仿真结果

图 5 显示了 BUDTS 现象和突发信道错误如何影响高速实时业务流 flow0 的实际带宽分配.可以看到,调度算法可以保证业务流在从突发错误中恢复之后,很快地得到补偿.图 5 中,在信道状态窗第二次呈现 0 状态时,可以观察到 L-Queue 中有丢包现象(由于丢包,在 0.4s 至 0.42s 之间,虽然信道状态仍然不可用,但是 L-Queue 队列却不再线性增长).

图 6 显示了高速非实时业务流 flow3 的情况,与 flow0 不同,我们可以看到在信道不可用期间,在 flow3 的 L-Queue 中不存在业务量丢弃情况.

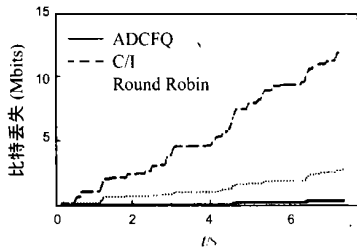


图 7 ADFCQ 与其他算法的比较

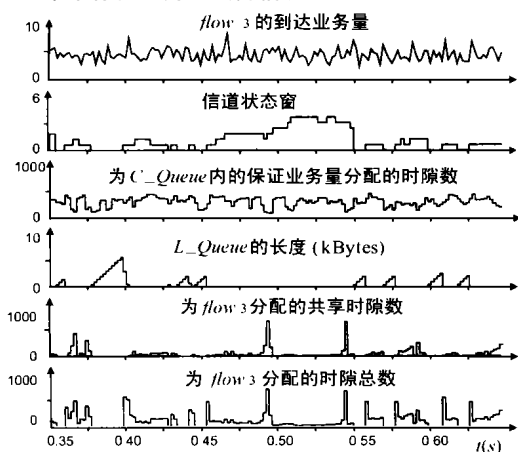


图 6 flow 3(非实时、高速业务流)的仿真结果

### 4.3 ADFCQ 与其他算法之间的仿真比较

为了进一步说明 ADFCQ 的性能,在相同的业务源模型和信道模型条件下,对 ADFCQ、Round Robin 和基于 C/I 的方法在实时分组超时丢弃性能进行了仿真比较试验.仿真结果证明,ADFCQ 具有优于其他算法的性能.这主要是 ADFCQ 中引入了业务区分机制,将实时业务流和非实时业务流分别进行服务,从根本上满足了多媒体业务在实时性方面的要求.

## 5 结论

本文的主要贡献在于指出了自适应调制技术对无线分组调度算法产生影响的根本原因——带宽随时隙分配不均匀分布现象.并在此基础上,结合宽带无线 IP 多媒体通信系统对调度算法的要求,提出一种可提供 QoS 和公平性保证的一种全新的算法 ADFCQ.此外在分析信道状态转移时,提出了一种新的基于多状态 Markov 链的信道状态转移模型.

分析和仿真试验表明,ADFCQ 可以解决上述系统环境中存在的带宽分布不均匀问题.另外,如无线环境中的突发信道错误,在算法中也有考虑.

### 参考文献:

- [ 1 ] Vaduvur B, et al. Fair queuing in wireless networks: issues and approaches [J]. IEEE Personal Communications, 1999, 6(1): 44 - 53.
- [ 2 ] David A Eckhardt, P Steenkiste. Effort-limited Fair (ELF) scheduling for wireless networks [A]. Proceedings of INFOCOM [C]. Tel-Aviv, Israel, Mar 2000.
- [ 3 ] Fu-Ming Tsou, et al. The design of an efficient traffic scheduler with fair bandwidth-sharing for wireless multimedia services [A]. ICC2001 [C]. Helsinki, Finland, Jun 2001.
- [ 4 ] Nilo Casimiro. Adaptive modulation and scheduling of IP traffic over fading channels [A]. VTC 99 [C]. Amsterdam, The Netherlands, Sep 1999.
- [ 5 ] Air interface for fixed broadband wireless access systems [S]. IEEE 802.16. 2001.
- [ 6 ] High Speed Downlink Packet Access [S]. 3GPP TR25. 848 V4. 0. 0, Mar 2001.
- [ 7 ] Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN [S]. I. 371. ITU-T, 1996.
- [ 8 ] A K Parekh, R G Gallager. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking June 1993, 1(3): 344 - 357.

### 作者简介:



纪 阳 男,1972 年出生于内蒙古呼和浩特,1993 年毕业于北京邮电大学电信工程系,1997 年在北京邮电大学攻读硕士学位,并于 1999 年提前攻读博士学位,目前研究方向为宽带无线 IP 网络、第三代移动通信系统、ATM 和 IP 网络中的 QoS 问题.