

W-CDMA/UMTS 下一种解决 TCP 有效性和公平性的跨层方案

王晓利 G. B 纪红 乐光新
(北京邮电大学电信工程学院 北京 100876)

摘要 在 UMTS 系统中, 由于 MAC 层的包调度引入了用户间的竞争, 带来了传输层 TCP 有效性和公平性问题, 为了解决这个问题, 该文提出了一种主动 ACK 包转发控制策略(AAFC), 它的基本思想是在基站处嵌入 AAFC 模块, 通过 MAC 层和传输层之间的消息传递来控制基站处 ACK 包的转发, 以此来保证用户间 TCP 流的公平性以及链路层无线资源的最充分利用。仿真结果证明了 AAFC 方案的有效性。

关键词 TCP, UMTS, 包调度, 公平性, 有效性

中图分类号: TN929.53

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2006)11-2081-05

A Cross-layer Scheme to Make Effectiveness and Fairness Tradeoff for TCP in W-CDMA/UMTS

Wang Xiao-li G. B Ji Hong Yue Guang-xin

(School of Telecommunication Engineering, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract This article presents an Active ACK segments Forwarding Control (AAFC) scheme to make efficiency and fairness tradeoff for TCP over UMTS. One important MAC issue in UMTS is the packet scheduling and a rather detailed simulation model evaluates the performance of TCP over UMTS. It shows that efficiency requirements and fairness requirements are difficult to guarantee at the same time only by proper packet scheduling in MAC-layer. So a cross-layer scheme AAFC is presented, which communicate between MAC-layer and Transport-layer. The basic idea of AAFC is to control the transmission of ACK segments at base station in such a way that the all the users have fair TCP throughput and the maximization of resource utilization in link-layer is guaranteed. Simulation results demonstrate effectiveness of the AAFC scheme.

Key words TCP, UMTS, Packet scheduling, Fairness, Effectiveness

1 引言

在无线通信系统和 Internet 融合的趋势下, TCP 在无线网络(WLAN、蜂窝网)中的性能越来越成为无线通信中的研究重点。对于 UMTS 系统来说, 由于其本身的工作方式(接入控制、包调度、切换等等)对 TCP 的性能产生了各种影响。本文着重讨论 MAC 层的包调度对 TCP 公平性和有效性的影响。研究问题包括: (1)怎样把 MAC 层包调度的优化表现扩展到传输层; (2)怎样在传输层满足 TCP 有效性和公平性的要求。

包调度策略的设计需要平衡一些互相矛盾的指标, 比如最大化链路吞吐量、尽可能满足所有用户的QoS要求以及低复杂性等。最大化链路吞吐量意味着要达到高的无线资源利用率, 对于有限的无线带宽而言, 系统资源不可能时时满足所有接入用户的要求, 总有一些包不得不等待甚至丢弃。为了支持更多用户的QoS要求, 在各用户间公平共享带宽是非常必要的。如何平衡调度策略中这些互相矛盾的指标, 人们在包调度器的设计上已经进行了大量的研究工作^[1-4], 然而, 这种设计只考虑了MAC层本身的问题, 忽略了各层之间的相

互影响(比如TCP闭环拥塞控制对TCP流量的影响), 从而导致包调度器的设计越来越复杂, 而且这种单层的设计并不能保证MAC层的优化性能一定能在传输层得到很好的延伸。

本文提出在 WCDMA/UMTS 系统中采用 AAFC 策略, 它一方面保证 MAC 层的包调度策略最大化无线资源的利用, 同时又保证 TCP 的有效性和公平性要求。所谓 AAFC(Active ACK Forwarding Control), 就是在基站处主动控制 ACK 分组转发的一种策略。它的主要思想是通过在 MAC 层和 TCP 层之间交互调度信息来克服由于多用户竞争信道而造成的公平性和有效性问题。当一个用户比其他用户得到了更多的吞吐量时, 基站通过控制 TCP 反向 ACK 包的转发来控制 TCP 的吞吐量, 从而实现用户间的公平性。

本文主要贡献在于详细仿真分析了 WCDMA/UMTS 系统中, 不同调度策略对 TCP 性能的影响, 指出了单独在 MAC 层进行算法改进的不足, 进而提出了跨层设计方案 AAFC。我们集中在单小区系统中说明 AAFC 方案的实现。

2 仿真模型

本文使用的仿真器是 OPNET(版本号 10.0), 所考虑的网络拓扑如图 1 所示, TCP 数据流从固定站点通过基站中转发往无线网络的移动站点。基站为所有 TCP 流的数据分组建立

相应的队列并对小区内的用户进行调度, 动态分配信道资源。本文主要考虑无线接入部分对 TCP 性能的影响, 因此假设有线网络产生的影响可以忽略。仿真中有线链路带宽为 100Mbps, 延时为 100ms, 且有线链路均无差错。

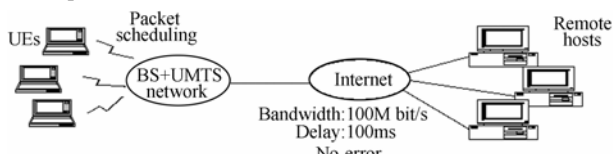


图1 仿真模型

Fig.1 Simulation model

2.1 MAC 层的调度模型

UTRAN 标准设计了包传输的 3 种模式: (1)在 RACH 上传输不频繁的、比较短的数据; (2)在共享信道上(例如 DSCH)上通过调度技术传送不频繁的、长的数据; (3)在 DCH 上传输块数据。我们重点考虑第 2 种模式。

大多数的包调度策略都从有线网络引伸过来, 比如 GPS(Generalized Processor Sharing)^[5], 它按照用户的权重按比例分配带宽的使用。为了适应无线链路特征, 人们已经提出了大量的改进算法^[6]。其中一类主要针对公平性问题, 它的衡量尺度是 max-min fairness 和 minimum potential delay。还有另一类, 它们的主要目标是有效性问题, 确保总的瞬时吞吐量最大, 即优先考虑占用无线资源的有效性。它的衡量尺度包括 maximum throughput 和 proportional fairness^[7]。在本文的仿真中, 我们采用各种分集调度策略, 分别使用不同的衡量尺度作为调度算法的代价函数, 以此来评价 TCP 的性能以及对无线资源的利用情况。

2.2 传输模型

仿真中考虑经典的 TCP 版本 Reno, 仿真试验设计如下: 每一个 UE 和 RH 都有一个 FTP 应用, 下载一个 1Mbyte 的文件, 这个文件被分成 1024 个块, 每一块 1004 个字节, 作为净载荷封装成一个 1024 字节的 TCP 分组。反向的 ACK 分组不携带数据, 所以对对应着一个 40 字节的 IP 包。仿真中, UEs 同时开始下载文件。

2.3 传播环境

仿真中的具体设置如下: 热噪声功率 P_n 为 -99dBm, 基站的最大功率为 20W, 全部用来传送数据; 业务信道(DSCH)的目标 E_b/N_0 为 4dB, 相关的信令信道(低比特率DCH)的目标 E_b/N_0 为 9dB。仿真中, 用户以 15km/h 的速度移动。

3 调度对 TCP 公平性和有效性的影响

多用户分集调度是物理层和链路层的互相协作, 链路层利用物理层的信息完成信道分配, 使得链路层达到某种指标的最优化。从系统的角度来看, 在每个调度时隙挑选信道状态最好的用户传输数据可以提高资源的利用效率, 然而从用户的角度来看, 调度带来的负面效应使用户的传输速率成为时间变量, 某些用户无法得到公平的服务。本节仿真的目的

就在于研究 MAC 层调度对 TCP 有效性和公平性的影响。我们使用下面 3 个参数来评判系统性能: (1) p , 无线资源的利用率; (2) TH, TCP 吞吐量; (3) T_{\max} , UEs 完成整个文件传输 (1Mbyte) 需要的时间。

首先我们评价不同调度策略下的 TCP 吞吐量。仿真中 24 个用户同时从不同的 RH 开始下载文件。图 2 给出了移动用户的 TCP 吞吐量累计分布函数曲线, 该曲线可以同时反映出不同调度策略对 TCP 吞吐量的平均值和偏差的影响。仿真结果表明, 有效性策略 maximum throughput 和 proportional fairness 的平均吞吐量大于公平性策略(maximum throughput 曲线在高吞吐量的地方分布更多, 而 Max-min fairness 曲线在低吞吐量处分布多), 但同时它也使得多个用户间的 TCP 吞吐量差异很大(比如 maximum throughput 曲线, 用户的吞吐量从 25kbps 到 300kbps 都有分布)。相反, 公平性策略 minimum potential 和 max-min fairness 带来的用户间 TCP 吞吐量差异小(比如 max-min fairness 曲线, 吞吐量只在 50kbps 到 150kbps 间分布), 但是平均吞吐量却比较低。图 3 给出了 T_{\max} 随用户数的变化曲线, 结果表明有效性策略需要的传输时间明显小于公平性策略需要的传输时间。最后, 我们评价了几种调度策略在无线资源利用率上的表现, maximum throughput 占有的无线资源利用率最高。因为以 maximum throughput 作为调度策略的衡量指标时, 只要选择处在好状态下的用户占用信道即可, 而随着用户数的增加, 总有一个用户处于好状态的概率增加了。因此, 有效性策略在用户数多时, 会有更好的表现, 当然这是以牺牲公平性为代价的。

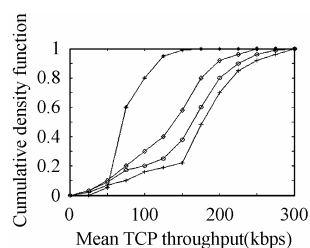


图2 平均吞吐量的累计分布函数曲线

Fig.2 Mean throughput cumulative density function

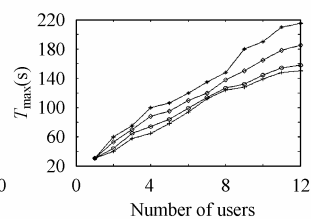


图3 不同调度策略的 T_{\max} 比较

Fig.3 T_{\max} for different scheduling policy

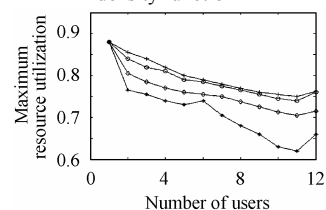


图4 不同调度策略的最大资源利用率比较

Fig.4 Maximum resource utilization for different scheduling policy

以上仿真结果表明, 在无线环境下严格保证公平性不是

一个高效的办法。在无线接入部分,公平性意味着有相同 QoS 要求的用户需要得到相同的吞吐量,可是如果一个移动用户恰好处在恶劣的环境下,为了让他获得和别人相同的吞吐量就必须给他分配更高比例的资源(功率或者时间),这样必然导致整个系统的低效。

4 AAFC 策略

前一节我们分析了多用户分集调度对 TCP 性能的影响,仿真结果说明在无线移动环境下,单独改进包调度策略来同时保证用户间的公平性和系统的有效性非常困难。事实上,这个问题和很多因素紧密相关,比如物理信道的特性、MAC 层的包调度策略、TCP 基于 ACK 的闭环拥塞控制机制等等。本文提出的 AAFC 策略就是综合考虑这些因素的一种跨层设计方案。它的目标就是保证多个用户间的公平性,同时最大化无线资源的利用率使得系统可以同时支持更多的用户。AAFC 策略的实施位置是有线网络和无线网络的交接点基站,在协议层次方面,该策略位置介于传输层和链路层之间,这样基站才能利用链路层上的调度信息对传输层的 TCP 流进行管理。该策略在网络的分布位置上和协议层次上都与无线 TCP 改进方案 Snoop^[8] 相同。故从应用角度考虑具有一定的可实现性,可以作为一个专门模块嵌入基站设备中,该代理模块是一个跨层实体,它监视通过双向 TCP 连接的每一个分组。AAFC 策略的思想有“分”有“合”,所谓“分”,就是把有效性和公平性问题分开考虑,单独由 MAC 层的包调度策略解决无线资源的利用问题,而由上层的 AAFC 模块解决 TCP 流间的公平性问题;所谓“合”,就是把 MAC 层和传输层联合起来,通过它们间的信息交互,共同解决一对矛盾的问题。如果在基站处添加了 AAFC 模块,那么 MAC 层的包调度只需采用有效性策略即可,在下面的讨论中,我们采用了 maximum throughput。

4.1 策略概述

基站处,为每一个 TCP 流 i 的数据分组维护一个相应的队列, Q_{D_i} , 同时再为其反向的 ACK 分组建立一个队列, Q_{U_i} 。在 AAFC 策略中, Q_{D_i} 和 Q_{U_i} 共同维护一个四元组 (e_i, t_i, s_i, d_i) 。 e_i 表示 TCP 流 i 理想的 TCP 吞吐量, t_i 代表 TCP 流 i 实际获得的吞吐量, s_i 表示 Q_{U_i} 队列中 ACK 分组的最大序列号, d_i 表示发送 ACK 分组的截止时间。

一个 TCP 流如果满足 $t_i \leq e_i$, 我们就认为它是合格的。我们给每个用户都分配了一个 e_i 值, 如果用户实际得到的吞吐量超过它, 那么就意味着用户间的公平性被破坏了。此时, 基站就会对该用户的 ACK 转发进行控制, 刻意让该用户的 ACK 分组等待一段时间再发送到源端, 通过增加 TCP 连接的 RTT 值, 来减小该 TCP 流的吞吐量, 当然, d_i 不能太长以免导致 TCP 的伪超时。在一个理想的公平系统中, 所有活跃队列的 t_i 值应该近似相等。所谓活跃队列指该队列中至少有一个分组进入。AAFC 的目标就是最小化 t_i 之间的偏差。AAFC 的

具体算法如图 5 所示。为了计算理想吞吐量 e_i , 实际吞吐量 t_i 和截止时间 d_i , AAFC 策略给每一个参数都提出相应的算法。

```

Receive_segment( $i, p$ ) /* proxy received TCP segment  $p$ 
from TCP flow  $i$  */
Enqueue( $Q_{D_i}, p$ );
if (not_active( $i$ )) /* if  $Q_{D_i}$  is not active */
    Update_et( $i, p$ ); /* update the value of eligible
throughput and actual throughput */
    Update_d( $i$ ); /* update the value of deadline */
    Set_active( $i$ ); /* mark  $Q_{D_i}$  active */
else
    Record_sequence( $s_i$ ); /* get the maximum sequence
number of ACK in  $Q_{U_i}$  */
     $i = \max_{j \in \{j | (e_j < t_j) \wedge \text{active}(j)\}}$  /* choose connection  $i$ 
that get the most throughput in all ineligible TCP */
    if (exists( $i$ ))
        Update_et( $i, p$ ); /* update  $e_i, t_i$  */
        Update_d( $i, p$ ); /* update  $d_i$  */
        A = create_ACK_segment( $s_i$ ) /* create ACK
segment according to the sequence number  $s_i$  */
        if (is_expired( $d_i$ ))
            Send_ACK(A)
        else
            Wait_for( $d_i$ )
    else
        Update_et( $I, p$ ); /* update  $e_i, t_i$  */
        Update_d( $I, p$ ); /* update  $d_i$  */

```

图 5 AAFC 算法

Fig.5 AAFC algorithm

4.2 实际吞吐量和理想吞吐量

本节将详细计算每个用户的实际吞吐量 t_i 和理想吞吐量 e_i 。这些值将被用来实现公平性的度量。对每个 TCP 流 i , 算法维护两条曲线, 理想吞吐量曲线 $e_i(a_i^k, s_i^k)$ 和实际吞吐量曲线 $t_i(a_i^k, s_i^k)$, 其中, a_i^k 表示 TCP 流 i 的第 k 个活跃期的开始时间, s_i^k 表示在时间 a_i^k 前, 第 i 个 TCP 连接收到的总的 TCP 分组数, 这个值可以用 Q_{U_i} 队列里的最大序列号 (即 ACK 包的最大序列号) 来近似表示。此外, 还需要一个变量 c_i , 它表示队列 Q_{D_i} 在第 k 个活跃周期内收到的总的分组长度。曲线 $t_i(a_i^k, s_i^k)$ 的值被初始化为 2048 byte/s, 这主要是根据 TCP 中 CWND 的初始值和默认的 RTT 值设置的, 每次队列 Q_{D_i} 进入下一个活跃周期时, $t_i(a_i^k, s_i^k)$ 就根据式 (1) 更新一次:

$$t_i(a_i^k, s_i^k) = \min \left(t_i(a_i^{k-1}, s_i^{k-1}), \frac{s_i^k + c_i(a_i^k) \times \beta}{a_i^k} \right) \quad (1)$$

这里, s_i^k 是 Q_{U_i} 队列中 ACK 分组的最大序列号, $c_i(a_i^k)$ 是第 k 个活跃周期内进入队列 Q_{D_i} 的分组长度, 也就是说, 实际吞吐量由已确认的 TCP 包数和队列中现存的 TCP 包数两部分组成, 不是所有进入队列的分组都能到达 TCP 信宿端, 因此这

里乘系数 β , 该值可取经验值。为了避免算法过于敏感, 我们取第 $k-1$ 个周期和第 k 个周期的 $t_i(a_i^k, s_i^k)$ 较小值, 作为第 k 个周期的值。

理想吞吐量 $e_i(a_i^k, s_i^k)$ 是TCP连接 i 在时间 a_i^k 之前能够获得的最大吞吐量, 它用来判断哪个TCP连接应该降低吞吐量。令 $D(a_i^k)$ 表示最大吞吐量和多个用户平均吞吐量的差值, 为了保证用户间的公平性, $D(a_i^k)$ 不应该超过 $\frac{\bar{T}(a^k)}{N}$, 其中 N 表示用户数, T 表示 N 个用户的平均吞吐量。因此,

$$t_i(a_i^k, s_i^k) - \bar{T}(a^k) < \frac{\bar{T}(a^k)}{N} \quad (2)$$

于是,

$$e_i(a_i^k, s_i^k) = \frac{\sum_{i \in A} t_i(a_i^k, s_i^k)}{N} + \frac{\sum_{i \in A} t_i(a_i^k, s_i^k)}{N^2} \quad (3)$$

这里, A 表示活跃队列的集合。一旦某个TCP的吞吐量 t_i 超过了理想吞吐量 e_i , 它将被惩罚而降低吞吐量。我们可以通过降低TCP发端CWND的大小, 或者通过增加RTT的值来降低某个TCP连接的吞吐量。为了不改变现有的TCP算法, 我们采用后者来实现对TCP吞吐量的控制。

4.3 截止时间

截止时间 d_i 用来克服包调度对TCP公平性的影响。如果我们发现某个TCP连接获得了更多的流量, 那么基站就会对它的反向ACK包转发进行控制, 不是让ACK包尽快转发, 而是等 d_i 到后才转发。下面的讨论中我们只分析TCP-Reno版本, TCP拥塞窗口梳形图的周期变化过程由慢启动和拥塞避免两个连续的阶段组合而成, 由于TCP-Reno慢启动的时间相对较短, 因此在考虑吞吐量时, 为了简化分析可以忽略慢启动阶段的影响。假设TCP已进入慢启动阶段, 令慢启动阈值为 w_{th} , TCP端对端平均往返时间为 T_R , 截止到时间 a_i^k , TCP拥塞窗口的大小为 w_i^k , 成功传输的分组数为 n_i^k , 则根据拥塞避免阶段线性增长的规则, 有式(4), 式(5)成立:

$$n_i^k = \sum_{i=w_{th}}^{w_i^k} i = \frac{(w_i^k)^2}{2} - \frac{w_{th}^2}{2} + \frac{w_i^k + w_{th}}{2} \quad (4)$$

$$a_i^k = (w_i^k - w_{th} + 1) \times T_R \quad (5)$$

以式(4), 式(5)为基础, 则TCP的稳态速率 v_i 为

$$v_i = \frac{n_i^k}{a_i^k} \approx \frac{a_i^k}{2T_R^2} + \frac{w_{th}}{T_R} \quad (6)$$

这里的稳态速率 v_i 可认为与基站处按照Q_U和Q_D队列情况估算出的 t_i 近似相等。因此要降低某个TCP连接的吞吐量, 使它满足 $t_i \leq e_i$, 可近似认为通过调整 T_R 来降低 v_i 的值, 来满足 $v_i \leq e_i$ 。假设截止时间为 d_i , 则有

$$v_i \approx \frac{a_i^k}{2T_R^2} + \frac{w_{th}}{T_R} \approx t_i \quad (7)$$

$$v_i' \approx \frac{a_i^k}{2(T_R + d_i)^2} + \frac{w_{th}}{(T_R + d_i)} \leq e_i \quad (8)$$

联合式(7), 式(8)求解, 并用幂函数的级数展开进行近似, 可得

$$d_i > \left(\frac{w_{th}}{e_i} - \frac{w_{th}}{t_i} \right) \approx \left(t_i T_R - \frac{a_i^k}{2T_R} \right) \left(\frac{1}{e_i} - \frac{1}{t_i} \right) \quad (9)$$

其中 t_i 和 e_i 分别是上一节中计算的 actual 吞吐量和理想吞吐量。 T_R 是TCP端对端往返时间, 该值可以由文献[9]中的估值方法得到:

$$T_R = T_p + \beta T_i \quad (10)$$

其中 T_p 是对有线连接部分往返延时的估计, 可直接由基站向有线网络发送请求回应的ICMP包, 通过发送和接到回应的延时来估测 T_p 。 T_i 反映无线调度对TCP往返时延的影响, 当多个用户共享一个无线信道时, 在某个调度时隙内只有一个用户可以占用信道, 如果用户被选中独占信道, 那么称其处在调度的“热期”, 否则处在“冷期”。 T_i 为该用户“冷期”时间的统计平均, 该值通过MAC层和传输层之间的信息交互获得。 β 是一个乘积影响因子, 文献[9]中取 β 值为0.4。由于TCP分组的拥塞控制机制, 数据进入队列是一个突发的过程, 我们认为TCP的一个往返时延 T_R 为队列的一个活跃周期持续时间, AAFC模块以 T_R 设置定时器, 定时器到时, 则认为队列进入下一次活跃周期, d_i 就更新一次。

5 仿真结果

仿真模型已在第2节做了详细描述, 本节我们又添加了AAFC模块, 如前面提到的, 采用AAFC时, 在MAC层的包调度策略使用maximum throughput。首先我们评价AAFC策略对TCP吞吐量的影响。在第2节仿真的基础上, 我们又添加了AAFC + maximum throughput。图6给出了不同方案下移动用户TCP吞吐量的累计分布函数曲线, 该曲线表明AAFC方案在平均吞吐量上非常接近单独在MAC层采用有效性策略maximum throughput, 同时, 用户间的吞吐量差异很小, 吞吐量只在100kbps—225kbps间分布, 最大吞吐量和最小吞吐量的差值接近。图7给出了 T_{max} 随用户数的变化曲线, 结果表明AAFC + maximum throughput需要的传输时间明显小于公平性策略需要的时间, 但是却比单独在MAC层采用maximum throughput策略稍稍多花了一点时间, 为什么会有这种情况发生? 图8所示的曲线将会说明这个问题, 该图评价了AAFC方案在无线资源利用率上的表现, 仿真结果表明AAFC策略虽然具有较高的资源利用率, 但是却比maximum throughput的无线资源率稍低, 这是因为AAFC策略会使那些高吞吐量的用户增加RTT值, 这样就有可能导致当该用户被选中占用无线资源时, 没有足够的包在一个调度时隙中传输, 因此导致AAFC会在无限资源利用率上稍低,

这个应该是AAFC对MAC调度策略的一个副作用。然而, 从图8中可以看出这个问题的影响很小。

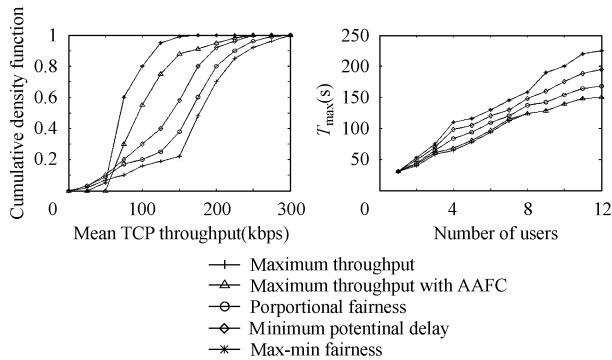


图 6 平均吞吐量的累积密度函数曲线

Fig.6 Mean throughput cumulative density function

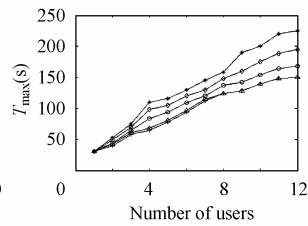


图 7 不同调度策略的 T_{\max} 比较

Fig.7 T_{\max} for different scheduling policy

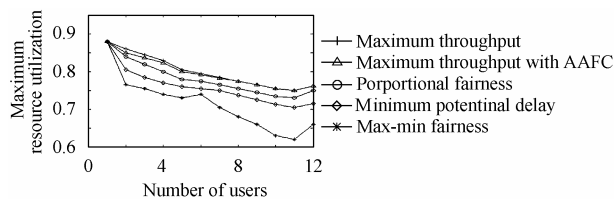


图 8 不同调度策略的最大资源利用率

Fig.8 Maximum resource utilization for different scheduling policy

6 结束语

本文提出了一个新的跨层方案 AAFC 来解决 WCDMA/UMTS 系统中 TCP 的有效性和公平性问题, 文章首先仿真了 MAC 层不同调度策略对 TCP 性能影响, 仿真结果表明单独改进包调度策略来保证用户间的公平性会使无线资源的利用率下降。进而提出了跨层方案 AAFC, 它通过在 MAC 层和传输层之间的信息交互, 由 MAC 层的包调度策略完成无线资源的最大利用, 由基站处的 AAFC 模块根据 ACK 的闭环拥塞控制机制进行多用户的 TCP 吞吐量管理, 完成用户间的公平性。仿真结果证明, AAFC 方案在平均吞吐量上的表现和 maximum throughput 接近, 同时它带来的用户间的差异很少。

- [1] Joshi N, Kadaba S R, Patel S. Downlink scheduling in CDMA data networks. Proc. ACM MobiCom, New York, USA, 2000: 179-190.
- [2] Andrews M, Kumaran K, Ramanan K, et al.. Providing quality of service over a wireless link. *IEEE Commun. Mag.*, 2001, 39(2): 150-154.
- [3] Liu X, Chong E K, Shroff N B. Opportunistic transmission scheduling with resource-sharing constraints in wireless networks. *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, 2001, 19(10): 2053-2064.
- [4] Bedekar A, Borst S C, Ramanan K, et al.. Downlink scheduling in CDMA data networks. Proc. IEEE GLOBECOM, Nio De Janeiro, Brazil, 1999, vol. 5: 2653-2657.
- [5] Parekh A, Gallager R. A Generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single-node case. *IEEE/ACM Trans. Networking*, 1993, (1): 344-357.
- [6] Xu L, Shen X, Mark J W. Dynamic bandwidth allocation with fair scheduling for WCDMA systems. *IEEE Wireless Commun.*, 2002, 1(2): 26-32.
- [7] Kelly F. Charging and rate control for elastic traffic. *European Trans. Commun.*, 1997, (8): 33-37.
- [8] Balakrishnan H. A comparison of mechanisms for improving TCP performance over wireless links. *IEEE/ACM Trans. Networking*, 1997, 15(6): 756-769.
- [9] Wu Y, Niu Z S, Zheng J L. A network-based solution for TCP in wireless systems with opportunistic scheduling. IEEE PMIRC (International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications), Barcelona, Spain, 2004: 478-453.

王晓利: 女, 1977 年生, 博士生, 研究方向为无线通信环境下的层间优化问题、多媒体业务 QoS 保证。

G B: 男, 1975 年生, 硕士生, 研究方向为无线通信环境下的层间优化问题、多媒体业务 QoS 保证。

纪红: 女, 1966 年生, 教授, 主要研究方向为无线通信环境下的层间优化问题、Ad hoc 网络的路由协议等。

乐光新: 男, 1936 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为无线通信环境下的层间优化问题。

参 考 文 献