

文章编号:1001-9081(2010)05-1159-04

## 自适应补偿的无线通用处理器共享模型调度算法

李佳璐<sup>1,2</sup>, 余镇危<sup>1</sup>, 张英<sup>2</sup>

(1. 中国矿业大学(北京) 机电与信息工程学院, 北京 100083; 2. 中国科学院 计算技术研究所, 北京 100190)

(lnfxjl@sina.com)

**摘要:**针对无线网络信道易出差错和信道容量时变性特点,以严格保证调度公平性、提高补偿平缓度和满足网络业务服务质量(QoS)为目标,在理想通用处理器共享(GPS)调度模型基础上,改进原有共享份额,定义了一种根据终端有效吞吐量动态调整的时变共享份额,重新定义了虚拟时间的概念,并形成一种自适应补偿的无线通用处理器共享模型调度算法。理论证明了该算法的公平性,实验仿真证明其时延特性、补偿平缓度和公平性均优于目前常用的无线公平服务调度算法。

**关键词:**补偿机制;吞吐量;通用处理器共享模型;公平性;服务质量

**中图分类号:** TP393 **文献标志码:** A

## Self-adaptive compensation scheduling algorithm for wireless generalized processor sharing system

LI Jia-lu<sup>1,2</sup>, YU Zhen-wei<sup>1</sup>, ZHANG Ying<sup>2</sup>

(1. School of Mechanical Electronic and Information Engineer, China University of Mining and Technology (Beijing), Beijing 100083, China;

2. Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China)

**Abstract:** Concerning the error-prone and capacity time-varying features in wireless systems, a wireless Generalized Processor Sharing (GPS) algorithm with self-adaptive compensation was designed. It could support fairness and Quality of Service (QoS) requirement, and made compensation smoothly. This algorithm redefined virtual time and improved fair share in ideal GPS model into time-varying fair share which was dynamically adjusted by terminal good throughput. Both theoretical proof and simulation results show that this algorithm is more efficient than wireless fair service.

**Key words:** compensation mechanism; throughput; Generalized Processor Sharing (GPS) model; fairness; Quality of Service (QoS)

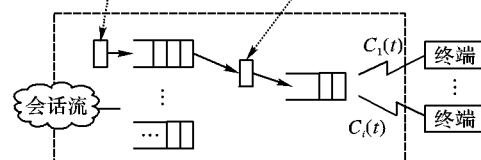
### 0 引言

无线调度算法是影响无线网络服务质量的核心构件,也是无线网络技术研究的热点。常见的无线调度算法有<sup>[1-3]</sup>:无线公平服务(Wireless Fair Service, WFS)<sup>[3]</sup>、信道状态独立公平排队(Channel-condition Independent Fair Queueing, CIFQ)等。它们本质上采用一种延迟补偿机制,维持了长期公平性,从服务器角度看提供了相对宽松的服务质量(Quality of Service, QoS)<sup>[4]</sup>保证。但这些算法忽略了短期服务公平性和流量突变性,使补偿平缓度下降;从用户终端角度看,信道状态完全决定着不公平的服务。因此,本文在尽可能地应对信道出错,保证服务过程公平稳定的情况下,提出一种自适应补偿无线通用处理器共享(Generalized Processor Sharing, GPS)调度SCGPS。SCGPS算法逼近GPS<sup>[5-6]</sup>模型,引入时变共享份额实现自适应<sup>[7]</sup>补偿,严格保证终端公平性,提高补偿平缓度。

### 1 SCGPS 算法

SCGPS算法核心是以时变共享份额来共享分配输出带宽,以虚拟时间函数来控制调度过程的类GPS算法。算法假设无线调度器能够预测信道状态,整个系统模型如图1所示。

计算虚开始和虚结束时间 打标签,按STFQ选择要发送的包



终端 $\{W_i(t)\}$ 类GPS调度系统  
图1 SCGPS 调度系统模型

SCGPS 调度系统主要包括下面三个核心部分。

#### 1.1 时变共享份额

时变共享的意义是会话流实时动态的共享输出带宽,这也是自适应补偿的关键所在。本文定义时变共享份额如下:设第 $i$ 个会话流的时变共享份额为 $W_i(t)$ ,它是在GPS模型中共享份额 $W_i$ 基础上乘以时变函数 $f_i(t)$ ;  $f_i(t)$ 为调度器输出信道容量(无差错容量) $C$ 与会话流 $i$ 瞬时侦测到的终端信道容量 $C_i(t)$ 之比;  $C_i(t)$ 表示终端检测到的信道状况,是一个逐包分段函数。为保证系统吞吐量不下降到某个特定值以下,会话流的补偿必须设定一个门限值 $C_i^{\text{th}}$ ,整理得:

$$W_i(t) = f_i(t) W_i = \begin{cases} \frac{C}{C_i(t)} W_i, & C_i(t) \geq C_i^{\text{th}} \\ \frac{C}{C_i^{\text{th}}} W_i, & C_i(t) < C_i^{\text{th}} \end{cases} \quad (1)$$

收稿日期:2009-11-19;修回日期:2009-12-31。

作者简介:李佳璐(1984-),女,辽宁阜新人,硕士,主要研究方向:计算机网络;余镇危(1942-),男,上海人,教授,主要研究方向:计算机网络;张英(1951-),女,河北献县人,研究员,主要研究方向:计算机网络及性能评价。

其中:  $W_i$  与传统公平排队中数据流的权重含义相同, 指流  $i$  在有线公平排队系统或无错信道环境中的速率配额;  $W_i(t)$  是根据侦测到的信道状态对滞后会话流增加共享带宽时所依据的份额, 而对于超前会话流则是减少共享带宽时所依据的份额。共享份额确定后, 根据 GPS 调度的共享思想, 每个会话流实时共享信道容量  $G_i(t)$  为:

$$G_i(t) = \frac{W_i(t)}{\sum_{j \in F} W_j(t)} C \quad (2)$$

其中  $C$  为调度器输出信道容量。时变共享份额扮演着一个动态调整因子的作用, 在信道处于不同状态时能自适应地实现立即补偿, 而不像其他算法采用等待信道恢复正常后的延迟补偿。在调度过程中, 它充当着时间片的作用, 即每个会话流在以  $W_i(t)$  的共享份额发送完后更新一次  $W_i(t)$ 。时变共享份额确定了一个时间片内调度分组的长度, 若设会话流  $i$  的第  $k$  个调度分组长度为  $L_i^k$ , 则有  $L_i^k = f_i(t) l_i^k$ , 其中  $l_i$  为会话流数据包长度, 由此可定义系统的虚拟时间和会话流的虚拟时间。用户在接入控制上应小心选择门限值  $C_i^h$ , 它的作用: 一是保证最小的短时系统吞吐量, 当某会话流侦测到非常差的信道状态并超过补偿门限时, 系统只对其补偿到门限值; 二是提供区别性的服务, 通过协商补偿门限值来满足不同会话流的服务质量, 比如有较高 QoS 需求的会话流就被指派较高的门限值。

### 1.2 虚开始和虚结束时间

算法为了便于调度, 需借助虚开始和虚结束时间对所有到达的包打上时间标签。虚开始和虚结束时间的定义为: 设时刻  $A_i^k$  时第  $i$  个会话的第  $k$  个数据包到达队列, 其长度为  $l_i^k$ , 将数据包到达时刻的虚开始时间记为  $S_i^k$ , 将其离开时刻的虚结束时间记为  $F_i^k$ 。它们的定义要借助系统虚拟时间, 下面会具体介绍虚拟时间  $V(t)$  的定义。则对所有会话流  $i$ , 定义  $F_i^k$  为:

$$\begin{cases} S_i^k = \max\{F_i^{k-1}, V(A_i^k)\} \\ F_i^k = S_i^k + l_i^k / W_i \end{cases} \quad (3)$$

根据时变共享份额的定义对相应的  $l_i^k$  和  $W_i$  进行调整, 按相同的比例增大, 则有  $L_i^k = \lambda(V) l_i^k$ ,  $W_i(t) = f_i(t) W_i$ 。

那么:

$$\begin{cases} S_i^k = \max\{F_i^{k-1}, V(A_i^k)\} \\ F_i^k = S_i^k + L_i^k / W_i(t) \end{cases} \quad (4)$$

式(3)和式(4)得出的数值是相等的, 只是代表的含义不同。式(4)表示系统随时间自适应的调整分配给会话流  $i$  的共享份额, 以此实现在短时间内对出错流的补偿作用。当一个数据包到达调度器时, 它的虚结束时间就能被确定下来。

### 1.3 系统虚拟时间

算法在维持每个包的虚拟时间(时间标签)的同时, 为方便计算也要为整个调度系统维持一个虚拟时间。它可解释为在时间  $t$  内对连续积压状态的会话流提供应得服务的参考, 相当于操作系统中时间片的概念。本文选择虚开始时间排队(Start-Time Fair Queueing, STFQ)算法<sup>[8]</sup>进行排队调度, 即以虚开始时间作为时间标签进行排队。系统虚拟时间  $V(t)$  定义如下:

$$V(t) = \begin{cases} 0, & t \text{ 为初始时刻} \\ S(p_i^k), & t \text{ 时刻若服务器忙,} \\ & \text{指当前被服务包 } p_i^k \text{ 的虚开始时间} \\ \max F(p_i^k), & t \text{ 时刻若服务器空闲,} \\ & \text{指之前被服务包 } p_i^k \text{ 中最大虚结束时间} \end{cases} \quad (5)$$

$V(t)$  在每次有数据包达到时更新一次, 调度器只对队头包按式(4)打上时间标签(即虚开始时间的值), 每次调度虚开始时间最小的包。 $V(t)$  是一个以数据包长度为单位的分段函数, 只在有数据包到达时才更新。

## 2 公平性分析

SCGPS 算法在 GPS 模型上引入时变共享份额概念, 公平特性必须首先得到保证。理论证明如下: 设会话流  $i$  在任意时间段  $(t_1, t_2]$  持续积压, 流  $i$  接收到的有效服务(有效吞吐量)为  $G_i(t_1, t_2)$ 。

**定理** 对于 SCGPS 算法, 任何一段时间间隔内处于积压状态的流  $i$  和流  $j$  必须满足以下关系式:

$$\left| \frac{G_i(t_1, t_2)}{W_i} - \frac{G_j(t_1, t_2)}{W_j} \right| \leq \frac{l_i^{\max}}{W_i} + \frac{l_j^{\max}}{W_j} \quad (6)$$

其中:  $l_i^{\max}$ 、 $l_j^{\max}$  分别表示流  $i$ 、流  $j$  的最大包长<sup>[9-10]</sup>;  $\left| \frac{G_i(t_1, t_2)}{W_i} - \frac{G_j(t_1, t_2)}{W_j} \right|$  称为公平指数;  $W_i$  和  $W_j$  表示时变共享系数。

**证明** 要使式(6)成立, 只需证明对于任意持续积压流  $i$  满足:  $|G_i(t_1, t_2) - W_i(V_2 - V_1)| \leq l_i^{\max}$ , 其中  $V_1 = V(t_1)$ ,  $V_2 = V(t_2)$ ,  $V(t)$  是式(5)所得的时间  $t$  系统虚拟时间。

a) 首先证明  $G_i(t_1, t_2) \leq W_i(V_2 - V_1) + l_i^{\max}$ 。设流  $i$  在虚拟时间  $[V_1, V_2]$  第一个接收服务的包为  $P_i^k$ , 令  $S_i^k = S(P_i^k)$ ,  $F_i^k = F(P_i^k)$ 。根据  $S_i^k$ 、 $F_i^k$  与  $V_1$ 、 $V_2$  的不同关系逐一讨论, 即当  $V_1 \leq S_i^k \leq V_2$  且  $F_i^k \leq V_2$  有  $F_i^k = S_i^k + (l_i^k / W_i) \leq V_2 \Rightarrow \sum_{k \in A} l_i^k \leq W_i(V_1, V_2)$ ;

当  $B = \{k | V_1 \leq S_i^k \leq V_2 \text{ 且 } F_i^k > V_2\}$ , 则  $B$  中最多只有一个包, 因此  $\sum_{k \in A} l_i^k \leq l_i^{\max}$ , 即  $\sum_{k \in A} l_i^k \leq l_i^{\max} + W_i(V_1, V_2)$ 。

由于  $P_i^k$  在  $[V_1, V_2]$  被服务, 因此 a) 得证。

b) 接着证明  $G_i(t_1, t_2) \geq W_i(V_2 - V_1) - l_i^{\max}$ 。由于  $W_i(V_2 - V_1) \geq 0$ , 所以只需考虑  $W_i(V_2 - V_1) - l_i^{\max} > 0$ , 即  $V_2 > V_1 + (l_i^{\max} / W_i)$  的情况。仍按 a) 中提到的  $S_i^k$ 、 $F_i^k$  与  $V_1$ 、 $V_2$  的关系继续讨论。当  $D = \{k | S_i^k \leq V_1 \text{ 且 } V_1 \leq F_i^k \leq V_2\}$ , 则根据式(4)有  $V_1 \leq S_i^{k+1} = F_i^k \leq V_2$ , 所以  $S_i^{k+1} \in (V_1, V_2)$ 。设流  $i$  在虚拟时间段  $(V_1, V_2)$  最后一个接收服务包为  $P_i^{k+m}$ , 由于流  $i$  持续积压, 则  $F_i^{k+m} \geq V_2$ , 由此得  $S_i^k \leq S_i^{k+1} = F_i^k = S_i^k + (l_i^k / W_i) \leq S_i^k + (l_i^{\max} / W_i) \leq V_1 + (l_i^{\max} / W_i)$ ,  $F_i^{k+m} + V_1 + (l_i^{\max} / W_i) \geq V_2 + S_i^k$ , 整理得:

$$F_i^{k+m} - S_i^k \geq V_2 - V_1 - (l_i^{\max} / W_i) \quad (7)$$

流  $i$  持续积压, 则  $F_i^{k+m} = S_i^k + \sum_{n=0}^m (l_i^{k+n} / W_i)$ , 代入式(7):  $\sum_{n=0}^m (l_i^{k+n} / W_i) \geq (V_2 - V_1) - (l_i^{\max} / W_i)$ , b) 得证。

综上 a) 和 b) 有  $|G_i(t_1, t_2) - W_i(V_2 - V_1)| \leq l_i^{\max}$ , 则对任意处于积压状态的流  $i$  和  $j$  有:

$$\left| \frac{G_i(t_1, t_2)}{W_i} - (V_2 - V_1) \right| \leq \frac{l_i^{\max}}{W_i}$$

和

$$\left| \frac{G_j(t_1, t_2)}{W_j} - (V_2 - V_1) \right| \leq \frac{l_j^{\max}}{W_j}$$

推出:

$$\left| \frac{G_i(t_1, t_2)}{W_i} - \frac{G_j(t_1, t_2)}{W_j} \right| \leq \frac{l_i^{\max}}{W_i} - \frac{l_j^{\max}}{W_j} \leq \frac{l_i^{\max}}{W_i} + \frac{l_j^{\max}}{W_j}$$

定理得证。

因此,本文这种引入时变共享份额的 SCGPS 算法公平性是严格得到保证的。

### 3 算法实现

SCGPS 算法实现过程为:1)在  $t$  时刻有会话流  $i$  到达基站调度器,按照 STFQ 算法,计算达到数据包的虚开始时间  $S_i^k$  和虚结束时间  $F_i^k$ ;2)初始化系统虚拟时间  $V(t)$ ,并根据式(5)更新瞬时的系统虚拟时间;3)侦测流  $i$  终端信道容量  $C_i(t)$ ,判断是否超过流  $i$  门限值  $C_i^h$ ;4)并计算相应的时变共享份额  $W_i(t)$ ;5)按照  $W_i(t)$  分配得到的时隙进行调度;6)当一个时隙调度完,重新侦测所有流信道容量  $C_i(t)$ ,更新  $W_i(t)$ ,重复1)~3);7)当侦测  $C_i(t) = 0$  或不再有数据包等待发送时,则流  $i$  视为信道中断,脱离调度器;当有新会话流加入时,转到1)。流程如图2所示。

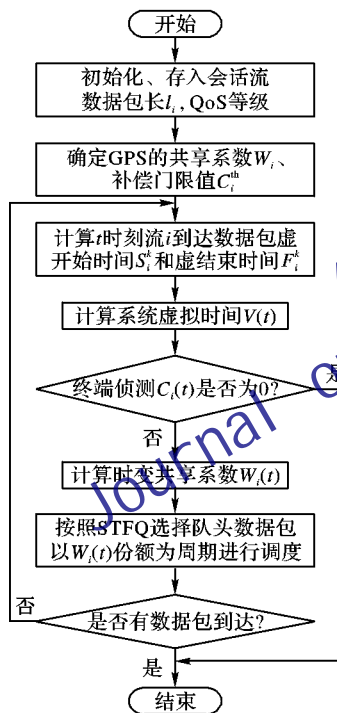


图2 SCGPS算法流程

### 4 算法仿真及性能比较

本文实验采用 NS2 系统进行仿真,验证 SCGPS 算法的性能;同时与类似算法中性能较好的 WFS 算法作比较,通过对比图加以分析。实验设定系统容量为 1 Mbps,即  $C = 1$ ,包长度为一个时隙。仿真流量模型采用两态(On-Off)马尔可夫调制泊松过程(Markov Modulated Poisson Process, MMPP)<sup>[11]</sup>模型。仿真过程运行 20 000 个时隙,最大时延边界为 50 个时隙,取其中 20 个单位运行时间的平均值为研究对象。

#### 4.1 SCGPS 算法与 WFS 算法服务曲线

实验1的仿真参数:指定三个会话流 F1、F2、F3,设初始共享份额均为 1,最大重传系数相等;F1、F2 属于 MMPP,平均速率  $\bar{\lambda} = 0.25$ ,到达时间间隔为 4;F3 在时间(0,100)内信

道出错,在  $t > 100$  后信道恢复正常, $\lambda = 1.5, \alpha = 0.9, \beta = 0.1, \bar{\lambda} = 0.15$ 。信道出错前后会话流获得服务曲线如图3、4所示。

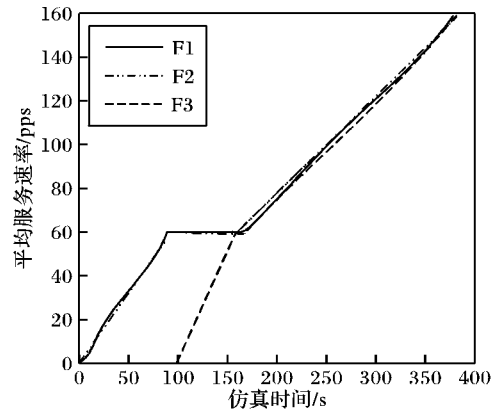


图3 WPS算法(信用边界为50)

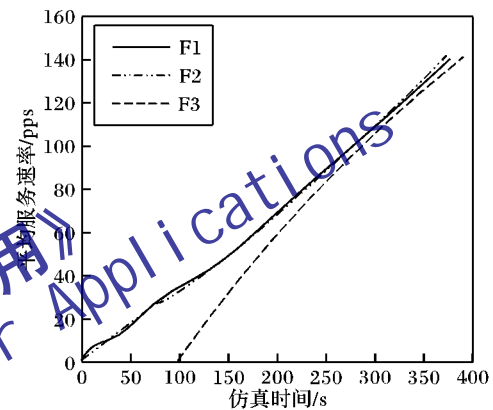


图4 SCGPS算法

WPS 算法在信贷补偿上能够跟随超前和滞后变化,通过帧间交换来补偿丢失的时隙。每个流界定了最大 50 个时隙的超前边界。从图3中可以看出 F3 能在补偿期间获得完全的信道使用权,直到滞后量得到完全补偿。这样造成从(100, 150)时间段内,三个流接收服务的公平性受到影响,且补偿很不稳定、不平缓。SCGPS 算法采用了短时间内自适应调整的补偿机制很好地避免了 WPS 算法的不足。补偿的平缓性对提供会话流的短期公平服务和吞吐量保证有很大的作用。如果补偿不平缓,超前流在滞后流获得补偿服务之前是不能提供公平性保证的。对比图3、4中(100,150)时间段,从 F1、F2 的吞吐量可以看出 SCGPS 算法对于三者的补偿过程和服务过程是很稳定的。

#### 4.2 SCGPS 算法与 WFS 算法的公平特性

实验2设三个会话流初始共享份额均为 2,仿真参数如表1所示。

表1 公平性比较仿真参数表

流	流量	$\alpha$	$\beta$	$\lambda$	$\bar{\lambda}$	$q$	$P_g$
F1	MMPP	0.8	0.2	1.1	0.11	0.2	0.9
F2	MMPP	0.8	0.2	1.1	0.11	0.4	0.6
F3	CBR	—	—	—	0.25	—	1.0

表1中 CBR 表示恒比特率(Constant Bit Rate, CBR)流, F3 是平均速率为 0.25 的 CBR 流。实验选择一段三个会话流都积压的时间间隔,累积 F1 和 F2 接收的服务。根据式(6)

计算公平指数,得出两种算法公平指数曲线如图5所示。

图5中可以看出SCGPS公平指数值基本平稳的等于2,公平性和平缓度都优于WFS算法。

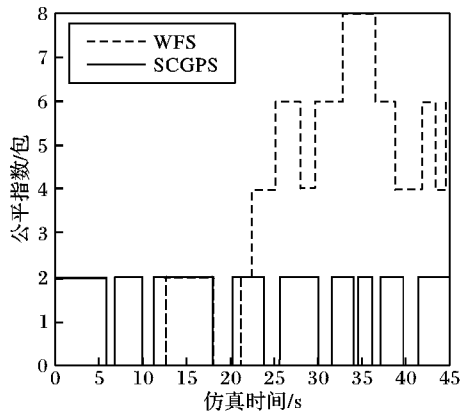


图5 SCGPS算法与WFS算法公平指数曲线比较

#### 4.3 SCGPS算法和WFS算法负载流量变化对平均排队时延和时延抖动的影响

实验3设三个会话流初始共享份额均为1,仿真参数如表2所示。

表2 仿真参数表

流	流量	$\alpha$	$\beta$	$\lambda$	$\bar{\lambda}$	$q$	$P_g$
F1	MMPP	0.9	0.1	[1.1, 1.5]	[0.11, 0.15]	0.2	0.9
F2	MMPP	0.9	0.1	[1.1, 1.5]	[0.11, 0.15]	0.5	0.6
F3	CBR	—	—	—	0.25	—	1.0

实验时不断变化负载流量,使平均发送速率不断变化,分别得出SCGPS算法和WFS算法下平均排队时延和时延抖动与平均发送速率/流量负载的关系图,如图6、7所示。

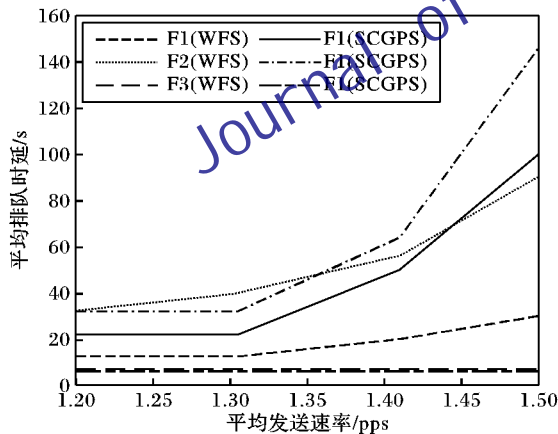


图6 平均排队时延曲线

从图6、7中可见,WFS算法完全忽略了短时内对会话流的公平分配,对于平均排队时延和时延抖动性能,F1和F2之间的差距很大,系统无法对会话流进行平等服务,而它们实际具有相同的公平份额。在SCGPS算法中,当流量较小时,可提供很好的短时内公平服务;当流量增大时平均时延会有所增加,但F1和F2的性能很接近、很稳定,从而严格满足了公平性要求。

## 5 结语

SCGPS算法利用GPS模型的共享思想,采用STFQ提供严格的时延边界,同时保证QoS等级需求、调度公平性和补

偿平缓性。本文算法自适应的调整共享份额,通过增加有差错流的共享服务到某个预定值来实现短期的平缓补偿,提高了易出错信道的健壮性。为防止整个调度系统损失带宽,系统性能恶化,如何选择合适的共享份额及补偿门限值,如何为SCGPS算法提供一个严格的接入控制是今后需进一步研究和解决的问题。

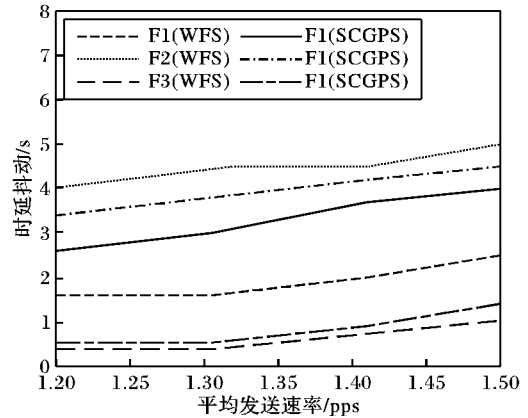


图7 时延抖动曲线

## 参考文献:

- [1] VENKATARAMANAN V J, LIN XIAOJUN. On wireless scheduling algorithms for minimizing the queue-overflow probability [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008, 8(4): 1-60.
- [2] SHAKKOTTAI S. Effective capacity and QoS for wireless scheduling [J]. IEEE Transactions on Automatic Control, 2008, 53(3): 749-761.
- [3] FATTAH H, LEUNG C. An overview of scheduling algorithms in wireless multimedia networks [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2002, 9(5): 76-83.
- [4] GRILO A, MACEDO M, NUNES M. A scheduling algorithm for QoS support in IEEE802.11e networks [J]. IEEE Wireless Communications, 2003, 10(3): 36-43.
- [5] VALENTE P. Exact GPS simulation with logarithmic complexity and its application to an optimally fair scheduler [C]// Proceedings of the 2004 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. New York: ACM Press, 2004: 269-280.
- [6] PAREKH A K, GALLAGHER R G. A generalized processor sharing approach to flow-control in integrated services networks: The single-node case [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1993, 1(3): 344-357.
- [7] 孙名松,周红敏,唐亮.一种自适应的P2P流媒体数据调度算法[J].计算机应用,2008,28(3):558-567.
- [8] GOYAL P, VIN H M, CHENG HAICHEN. Start-time fair queueing: A scheduling algorithm for integrated services packet switching networks [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1997, 5(5): 690-704.
- [9] 张凡,周兴社,阎守孟,等.分组交换网络调度算法SFQ+的研究[J].计算机工程,2007,33(4):79-81.
- [10] HAN BO, JIA WEIJIA, LIN LIDONG. Performance evaluation of scheduling in IEEE 802.16 based wireless mesh networks [J]. Computer Communications, 2007, 30(4): 782-792.
- [11] ADAS A. Traffic models in broadband networks [J]. IEEE Communications Magazine, 1997, 35(7): 82-89.