

# 一类基于调度表的公平轮循调度算法

涂晓东, 李乐民

(电子科技大学光纤通信国家重点实验室, 四川成都 610054)

**摘要:** 本文研究了一类利用时标在调度表中安排信元发送时隙的公平轮循(Fair Round Robin, FRR)调度算法. 对其中三种算法的性能进行了分析比较. FRR能够保证连接的带宽和时延, 同时实现复杂性低于一些分组公平排队算法, 例如 WF<sup>2</sup>Q+.

**关键词:** 分组公平排队; 基于调度表的轮循; 公平轮循; 整形的公平轮循

**中图分类号:** TN915.2      **文献标识码:** A      **文章编号:** 0372-2112 (2001) 09-1290-04

## A Kind of Schedule Table Based Fair Round Robin Scheduling Algorithms

TU Xiao-dong, LI Le-min

(National Key Lab. of Fiber Communications, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu, Sichuan 610054, China)

**Abstract:** A kind of fair round robin(FRR) scheduling algorithms, which schedule the cell transmission slot in the schedule table by timestamps, are studied in this paper. The performance of three algorithms belonging to FRR are analyzed and compared. FRR can guarantee the bandwidth and delay of a connection, and the implementation complexity of FRR is lower than some of packet fair queuing(PFQ) algorithms, such as WF<sup>2</sup>Q+.

**Key words:** packet fair queuing; schedule table based round robin; fair round robin(FRR); shaped fair round robin(ShFRR)

### 1 引言

各种多媒体应用要求分组网络设备(ATM交换机、IP路由器)能够提供QoS(Quality of Service). 分组公平排队(Packet Fair Queuing: PFQ)算法能够保证连接的预约带宽和时延, 是实现QoS的关键技术<sup>[1,2]</sup>. 但是, 具体实现PFQ时, 需要对各个连接的时标进行比较, 实现复杂度为 $O(\log V)$ ( $V$ 为系统中的连接个数), 当连接数较大时(成百上千), 实现起来非常困难. 另一方面, 轮循(round robin)类的调度算法, 如WRR(weighted round robin)<sup>[3]</sup>、IRR(interleaved round robin)<sup>[5]</sup>通过轮循方式发送各个连接的信元, 不需进行时标比较, 实现简单, 但是其提供给连接的最大时延与系统中的连接个数有直接的关系, 连接个数越多, 最大时延越大. 本文将分组公平排队算法中基于时标排序的特点应用于基于调度表的周期性轮循算法, 研究了一类基于调度表的公平轮循算法(fair round robin: FRR). IRR可以看作FRR中的一种. FRR中的另一种算法Shaped Fair Round Robin(ShFRR: 整形的公平轮循)既具有PFQ保证连接的带宽和最大时延的特性, 又具有轮循类算法实现简单的优点.

### 2 公平轮循调度算法

#### 2.1 公平轮循调度算法的描述

设有 $V$ 个连接分享一个带宽为1的ATM链路, 以信元时

隙为时间单位, 带宽单位为信元/(信元时隙), 它们各自有自己的预约带宽要求 $r_i (i = 1, 2, \dots, V)$ ,  $\sum_{i=1}^V r_i \leq 1$ , 现在的问题是调度器以什么样的调度方式来满足各个连接的带宽和时延要求呢?

将时间分成周期性的帧, 每一帧含有 $L$ 个信元时隙, 每个时隙里发送一个连接的信元或者空(NULL)信元. 如图1是 $L=8$ 的一种安排方式.

我们将如图1的预先安排的信元发送顺序表叫做调度表. 在一个帧周期, 调度器从调度表的表头“执行”到表尾, 例如在图1中, 在时隙0时, 发送连接1的信元, 在时隙1发送连接2的信元, 在时隙2发送空信元, 如此下去直到表尾. 下一个帧周期又从表头开始重复执行. 如果在某一时隙要发送的连接的空队列为空, 则发送空信元, 这种方式就是基于调度表的轮循算法. 通过将调度表中的信元时隙合理地分配给各个连接, 可以保证连接的预约带宽和时延. 基于调度表的轮循实现简单, 但是有一个问题就是如何安排调度表来保证连接的预约带宽和时延. 我们将PFQ算法中的时标概念应用于调度表的安排, 提出了公平轮循调度算法(FRR).

公平轮循调度算法: 设调度表的表长为 $L$ , 其中每个信元时隙的编号为 $0, 1, \dots, L-1$ . 连接 $i$ 的预约带宽为 $r_i = n_i/L$

收稿日期: 2000-05-10; 修回日期: 2000-11-05

基金项目: 信息产业部电子科学基金项目; 深圳华为基金; 国家自然科学基金(No. 69882003); 博士点专项科研基金(No. 98061409)

时隙编号	0	1	2	3	4	5	6	7
调度安排	1	2	Null	1	Null	1	2	Null

图 1 一种调度表的安排方式

( $1 \leq n_i \leq L, n_i$  为整数,称为预分配时隙个数),在调度表中,用  $c_i^k$  (定义该符号是为了下文叙述的方便)代表分配给连接  $i$  的第  $k$  ( $0 \leq k \leq n_i - 1$ ) 个信元时隙,定义  $c_i^k$  的开始时标为

$$S_i^k = S_i^0 + k \times L/n_i \quad (1)$$

通常选  $S_i^0 \geq 0 \quad (2)$

结束时标为:

$$F_i^k = S_i^k + L/n_i \quad (3)$$

定义  $T_i^k$  为  $c_i^k$  的信元时隙编号. 定义  $V_i^k$  为调度间隔.

$$V_i^k = T_i^{k+1} - T_i^k, 0 \leq k \leq n_i - 1, T_i^0 = T_i^0 + L \quad (4)$$

例如根据图 1,  $c_1^0$  的开始时标为  $S_1^0$ , 结束时标  $F_1^0 = S_1^0 + 8/3, c_1^0$  的时隙编号  $T_1^0 = 0$ .

理想情况下,信元应在开始时标的时刻开始接受服务,在结束时标的时刻离开调度器. FRR 就是依据  $c_i^k$  的时标的大小,将调度表中的信元时隙逐个地分配给每个连接或空信元. 根据对时标信息的利用方式,有如下三种具体的算法.

### 2.2 最小开始时标优先公平轮循

按照开始时标的大小调度信元时隙,开始时标小的  $c_i^k$  先安排,开始时标相等,则任意选取,这就是最小开始时标优先公平轮循 (Smallest Start Timestamp First Fair Round Robin, SSTF-FRR) SSTF-FRR 通常要求各个连接的预约带宽总和为 1. 如果不为 1,可以人为地加入一个连接,即空连接或 best-effort 连接,使得预约带宽总和为 1. 显然,文[5]中的 IRR 就是  $S_i^0 = i - 1$  的 SSTF-FRR.

我们希望  $V_i^k$  尽量均匀,接近  $L/n_i$ ,以使得时延及时延抖动都比较小. 由文[5]的分析知

$$(V_i^k)_{\max} - (V_i^k)_{\min} \leq V \quad (5)$$

式中  $V$  为系统支持的连接数,对流量可用参数为  $(\sigma, r_i)$  的漏桶限定的业务 SSTF-FRR 提供的最大时延与  $V$  有直接的关系[5].

### 2.3 最小结束时标优先公平轮循

设  $S_i^0 = 0$ ,按照结束时标的大小调度信元时隙,结束时标小的  $c_i^k$  先安排,结束时标相同则任意选取. 这就是最小结束时标优先公平轮循 (Smallest Finish Timestamp First Fair Round Robin, SFTF-FRR). 如同 SSTF-FRR, SFTF-FRR 也要求连接的预约带宽总和为 1. 设  $X$  是分配给某一连接的信元时隙,  $X$  的结束时标  $F_X$  和该时隙在调度表中的编号  $T_X$  有如下关系:

$$T_X + 1 \leq F_X \quad (6)$$

**证明** 设属于连接  $i$  的排在  $X$  之前 (若  $X$  属于连接  $i$ , 则包括  $X$ ) 的信元个数为  $M_i$ . 所有这些时隙的结束时标都小于或等于  $F_X$ .

$$\begin{cases} F_i^0 - S_i^0 = L/n_i \\ F_i^1 - F_i^0 = L/n_i \\ \dots \\ F_i^{M_i-1} - F_i^{M_i-2} = L/n_i \end{cases} \Rightarrow F_i^{M_i-1} - S_i^0 = M_i \times L/n_i$$

$$\Rightarrow F_X \geq M_i \times L/n_i \Rightarrow \sum_{i=1}^V F_X \times n_i/L \geq \sum_{i=1}^V M_i \Rightarrow F_X \geq T_X + 1$$

式(6)对  $T_X$  的上限进行了限制,但并没有对  $T_X$  的下限进行限制, SFTF-FRR 的调度间隔的差距可能很大,最大时延也与连接数有直接的关系. SFTF-FRR 的调度间隔特性与 SSTF-FRR 类似,满足式(5).

### 2.4 整形的公平轮循

整形的公平轮循 (Shaped Fair Round Robin, ShFRR) 综合利用结束时标和开始时标的信息. 设定  $S_i^0 = 0 (i = 1, \dots, V)$ . 对调度表中的每一个时隙  $T (0 \leq T \leq L - 1)$ , 首先从所有未安排的  $c_i^k$  中选出开始时标小于或等于  $T$  的  $c_i^k$  组成集合 CE, 再从 CE 中选出结束时标最小的  $c_i^k$ . 如果有几个  $c_i^k$  的结束时标都最小,则从中任意选取一个. 如果 CE 为空,则将时隙分配给空信元.

采用 ShFRR, 不要求连接的预约带宽之和为 1.

**定理 1** 采用 ShFRR,  $c_i^k$  的时隙号  $T_i^k$  满足如下关系.

$$k \times L/n_i \leq T_i^k < (k + 1) \times L/n_i \quad (7)$$

**证明** 首先证明引理 1.

**引理 1** 采用 ShFRR, 设  $X$  是分配给某一连接的信元时隙,  $S_X$  为  $X$  的开始时标,  $F_X$  为  $X$  的结束时标,  $T_X$  为  $X$  在调度安排表中的时隙号, 有如下关系,

$$S_X \leq T_X < F_X \quad (8)$$

显然,由 ShFRR 的定义知  $S_X \leq T_X$ .

下面证明  $T_X < F_X$ .

在证明中,假设连接的预约带宽之和为 1, 如果连接的预约带宽之和小于 1, 则人为地加入一个连接,使预约带宽之和等于 1. 显然,预约带宽之和小于 1 的情况下分配给  $X$  的时隙号一定小于或等于预约带宽之和等于 1 的情况 (因为前一种情况参与时隙竞争的  $c_i^k$  少于后一种情况).

**情况 1** 如果排在  $X$  之前的所有  $c_i^k$  的结束时标都小于或等于  $F_X$ , 据式(6)的推导过程易知  $T_X < F_X$ .

**情况 2** 如果排在  $X$  之前的  $c_i^k$  中至少有一个的结束时标大于  $F_X$ , 设  $y$  是排在  $X$  之前的结束时标  $F_y > F_X$  且最靠近  $X$  的信元时隙,  $T_y$  为  $y$  的时隙号. 对排在  $y$  和  $X$  之间的所有  $c_i^k$  (不包括  $y$  但包括  $X$ ) 按先后顺序编号为  $z_1, z_2, \dots, z_m (z_m$  就是  $X)$ , 这些  $c_i^k$  组成一个集合  $Z$ , 显然  $Z$  不是空集. 集合  $Z$  中所有  $c_i^k$  的结束时标都小于或等于  $F_X$ , 也小于  $F_y$ . 可以判断集合  $Z$  中所有  $c_i^k$  的开始时标都大于  $F_y$ , 如若不然, 设  $C (C$  属于  $Z)$  的开始时标小于或等于  $T_y$ , 则据 ShFRR 的调度准则, 时隙号  $T_y$  应分配给  $C$ , 这与假设矛盾. 因此, 集合  $Z$  中所有的  $c_i^k$  的开始时标大于  $T_y$ , 结束时标小于或等于  $F_X$ .  $Z$  中的信元个数为  $T_X - T_y$ . 设  $Z$  中属于连接  $i$  的信元个数为  $N_i$ , 设  $S_i$  是  $Z$  中属于连接  $i$  的时隙的开始时标的最小值. 用与证明式(6)相似的推导易得

$$\begin{aligned} F_X - S_i \geq N_i \times L/n_i &\Rightarrow (F_X - T_y) \times n_i/L > N_i \\ &\Rightarrow \sum_{i=1}^V (F_X - T_y) \times n_i/L > \sum_{i=1}^V N_i \Rightarrow F_X - T_y > T_X - T_y \end{aligned}$$

引理 1 成立. 将  $c_i^k$  的开始时标和结束时标带入式(8), 即得式

(7). 定理 1 证毕  $\square$

容易由定理 1 得出, ShFRR 的调度间隔的性质,

$$(V_i^k)_{\max} \leq (2 \times L/n_i) \quad (9)$$

$$(V_i^k)_{\max} - (V_i^k)_{\min} \leq (2 \times L/n_i) - 1 \quad (10)$$

与系统中的连接数没有直接的关系.

### 2.5 三种 FRR 调度间隔的比较

表 1 比较了调度表表长  $L=2000$ , 12 个连接, 其预分配时隙个数依次为  $\{592, 312, 240, 200, 160, 123, 100, 83, 60, 45, 45, 40\}$ , 分别采用三种不同的调度算法得出的有关调度间隔的统计结果. SF 指 SFTF-RR, ShF 指 ShFRR. 图 2 表示表长  $L=2000$  固定第一个连接的预分配时隙个数为 600, 其余连接平分剩余带宽情况下, 采用三种调度算法, 第一个连接的最大调度间隔随连接数变化的曲线.

$D_{ave}$  表示调度间隔平均值,  $D_o$  表示调度间隔的均方差. 从表 1 中看出, IRR 和 SF 对不同预约带宽的连接调度得出的  $D_o$  和  $D_{\max} - D_{\min}$  相差不大, 而 ShF 对不同预约带宽的连接调度得出的结果相差较大. 这是由于用 IRR 和 SF 调度时, 系统中所有的连接都要受到连接数的影响, 使得高预约带宽(超过平均带宽)的连接调度性能比 ShF 中的性能差, 低预约带宽的连接调度性能比 ShF 中的好. 图 2 中, IRR 和 SFTF-FRR 的曲线重合, 随连接数的增加而上升, ShFRR 的曲线几乎平直, 这表明 ShFRR 的调度性能与连接的预约带宽有直接关系, 与连接数没有直接关系, 这使得可通过预约带宽来保证连接的调度性能.

表 1 三种算法调度间隔的比较

	连接 1			连接 7			连接 12		
	IRR	SF	ShF	IRR	SF	ShF	IRR	SF	ShF
$D_{\min}$	1	1	1	17	17	9	48	48	42
$D_{\max}$	8	12	5	24	23	31	53	54	67
$D_{ave}$	3.38	3.38	3.38	20	20	20	50	50	50
$D_o$	1.28	1.61	0.50	1.54	1.46	5.39	1.52	1.36	5.05

在应用中, 可根据具体的要求选取 FRR. 一般情况下, 连接的预约带宽越大, 希望时延和时延抖动越小, 这时可选取 ShFRR. 但也有例外, 例如, 一个连接承载的是文件传输业务, 这种业务希望有一定的保证速率, 但对时延及时延抖动没有严格的要求, 另一个连接承载的是关键型业务(例如银行汇兑), 这种业务数据量并不大, 但对时延和时延抖动有严格的要求, 这种情况下可用 IRR 或 SFTF-FRR 改善低预约带宽的连接调度性能.

## 3 ShFRR 的性能研究

本节研究 ShFRR 时延性、整形性以及公平性等.

### 3.1 ShFRR 调度器的时延性和整形性

设连接  $i$  的流量可用参数为  $(\delta_i, r_i)$  的漏桶限定. 其中  $L$  为调度表表长,  $r_i = n_i/L$  为连接的预约带宽,  $\delta_i$  为连接  $i$  的突发度(以信元为单位), 则定理 2 成立.

定理 2 连接  $i$  经过 ShFRR 调度器的最大信元时延为

$$D_{i, \max} < (1 + \delta_i)/r_i + 1 \quad (11)$$

证明 由定理 1 知每一个时间段  $[k/r_i, (k+1)/r_i]$  ( $k$  为

整数)中连接  $i$  的信元必定有一次调度机会. 则时间段  $[\tau, \tau + N/r_i]$  ( $N \geq 1, N$  为整数)中至少包含  $N-1$  次调度机会. 设  $[\tau_1, \tau_2]$  是连接  $i$  的一个 backlogged 时段(即, 从时刻  $\tau_1$  开始直至  $\tau_2$ , 连接  $i$  的队列中一直有信元在等待调度,  $\tau_1$  之前队列为空), 设此时段内第  $j$  个到达的信元的到达时间为  $a_j$  ( $j > 1$ ), 被调度器选中的时间为  $d_j$ , 则  $[\tau_1, a_j]$  内到达了  $j$  个信元, 由连接  $i$  的流量的漏桶参数知

$$j \leq (a_j - \tau_1) \times r_i + \delta_i \quad (12)$$

由前所述,  $[\tau_1, \tau_1 + (j+1) \times 1/r_i]$  中至少有  $j$  次调度机会. 则

$$d_j < \tau_1 + (j+1) \times 1/r_i \quad (13)$$

$$\text{由式(12)和(13)知 } d_j - a_j < (1 + \delta_i)/r_i \quad (14)$$

加上处理时延, 即得式(11). 证毕  $\square$

定理 3 连接  $i$  经过 ShFRR 调度器输出的流量可用参数为  $(2, r_i)$  的漏桶限制.

证明 由定理 1 易知连接  $i$  经过 ShFRR 调度器输出后具有如下性质: 2 个信元之间的最小间隔为 1 个信元时隙, 3 个信元之间的最小间隔为  $1/r_i$ , 4 个信元之间的最小间隔为  $2/r_i$ ,  $m$  个信元之间的最小间隔为  $(m-2)/r_i$ . 设一个时段中有  $m$  个信元, 时段长度为  $\tau$ , 则  $\tau \geq (m-2)/r_i \Rightarrow m \leq r_i \times \tau + 2$ , 证毕  $\square$

定理 4 连接  $i$  在 ShFRR 调度器中所占用的最大缓存为

$$b_i = 2 + r_i + \delta_i \quad (15)$$

证明 设  $[t_1, t_2]$  为连接  $i$  的一个从  $t_1$  开始的 backlogged 时段,  $A_i(t_1, t_2)$  为此时段内连接  $i$  到达的信元个数,  $S_i(t_1, t_2)$  为调度器输出的连接  $i$  的信元个数. 由定理 1 知此时段内至少调度  $(\lfloor r_i(t_2 - t_1) \rfloor - 1)$  个连接  $i$  的信元 ( $\lfloor a \rfloor$  表示小于或等于  $a$  的最大整数), 考虑处理时延, 调度器至少输出  $(\lfloor r_i(t_2 - t_1 - 1) \rfloor - 1)$  个连接  $i$  的信元. 有

$$\begin{aligned} A_i(t_1, t_2) &\leq r_i(t_2 - t_1) + \delta_i \\ S_i(t_1, t_2) &\geq \lfloor r_i(t_2 - t_1 - 1) \rfloor - 1 \\ \Rightarrow S_i(t_1, t_2) &> r_i(t_2 - t_1 - 1) - 2 \end{aligned} \quad (16)$$

显然,  $A_i(t_1, t_2) - S_i(t_1, t_2) < 2 + r_i + \delta_i$ . 证毕  $\square$

### 3.2 ShFRR 的公平性

用文[6]提出的最大归一化服务量的差别作为公平性的指标. 由定理 1 不难得出, 当两个连接  $i$  和  $j$  在  $[t_1, t_2]$  时段内处于 backlogged 状态, 则调度器在此时段内输出的连接  $i$  的信元个数  $S_i(t_1, t_2)$  和输出的连接  $j$  的信元个数  $S_j(t_1, t_2)$  满足如下不等式

$$\begin{aligned} (t_2 - t_1) \times r_i - 2 &\leq S_i(t_1, t_2) \leq (t_2 - t_1) \times r_i + 2 \\ (t_2 - t_1) \times r_j - 2 &\leq S_j(t_1, t_2) \leq (t_2 - t_1) \times r_j + 2 \end{aligned} \quad (17)$$

因此, 公平性指标为  $2 \times (1/r_i, 1/r_j)$ .

### 3.3 ShFRR 调度器的端到端特性

下面考虑连接  $i$  经过  $H$  ( $H > 1$ ) 个 ShFRR 调度器的情况.

设第  $h$  ( $1 \leq h \leq H$ ) 个调度器链路输出速率为  $C_h$  (bit/s), 连接  $i$  的预约带宽为  $r_i$  (bit/s), 漏桶参数为  $(\delta_i, r_i)$ ,  $\delta_i$  的单位为 bit, 信元的长度为  $L_c$  (bit). 定义  $S_i^h(t_1, t_2)$  表示时间段  $[t_1,$

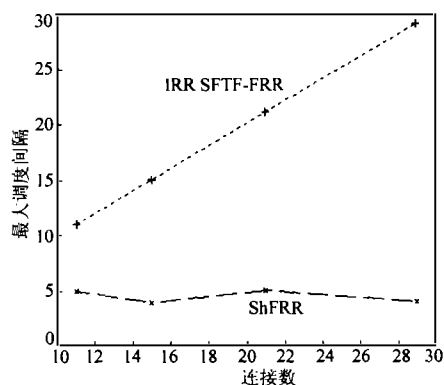


图 2 最大调度间隔随连接数的变化

$t_2]$ 内第  $h$  个调度器输出的连接  $i$  的信元 bit 数,  $A_i^h(t_1, t_2)$  表示  $[t_1, t_2]$ 内到达第  $h$  个调度器的连接  $i$  的信元 bit 数.

将信元经历的每个调度器的最大时延相加得出的端到端最大时延太保守,我们使用文[4]提出 Latency-Rate Server 理论来推导端到端时延.

设  $[t_1, t_2]$  是连接  $i$  的在第  $h$  个调度器上的一个 backlogged 时段,由式(16)易得

$$S_i^h(t_1, t_2) > r_i(t_2 - t_1 - 2 \times L_c / r_i - L_c / C_h) \quad (18)$$

因此,第  $h$  个调度器的 latency 等于

$$\Theta_i^h = 2 \times L_c / r_i + L_c / C_h \quad (19)$$

连接  $i$  经过  $H$  个调度器的最大时延为(不考虑传播时延)

$$D_{i, \max}^H = \frac{\delta_i}{r_i} + \frac{2 \times L_c \times H}{r_i} + \sum_{h=1}^H \frac{L_c}{C_h} \quad (20)$$

由式(15)知,连接  $i$  占用第  $h$  ( $h > 1$ ) 个调度器的最大缓存为 5 个信元.显然,由于 ShFRR 本身就具有整形特性,经过  $H$  个 ShFRR 调度器输出的流量可用参数为  $(2 \times L_c, r_i)$  的漏桶限制.使用 ShFRR,连接可通过预约带宽来保证时延,而不必关心其它连接的状况,从这一点来说,ShFRR 优于 IRR 和 SFTF-FRR.

### 3.4 ShFRR 和 PFQ 的比较

下面以  $WF^2Q+$  为 PFQ 的代表,对 ShFRR 和 PFQ 做一比较.在一个结点,ShFRR 的最大时延比  $WF^2Q+$  增加  $L_c / r_i$ .当连接所经过的调度结点较多时(大于 5),ShFRR 所占用的缓存要少于  $WF^2Q+$ . ShFRR 的公平性比  $WF^2Q+$  略差一些.  $WF^2Q+$  的实现复杂性为  $O(\log V)$ ,随连接数  $V$  增加,而 ShFRR 的复杂性为  $O(1)$ ,与连接数个数没有直接的关系.与复杂性相关的一个特性是扩展性.当链路速率越来越高(例如 2.4G 以上),实现  $WF^2Q+$  将非常困难,而 ShFRR 由于实现简单(只需从一个表中读取一项),从而适应从低速到高速的各种环境. ShFRR 预分配信元时隙,不是 work-conserving 的,有可能出

现这样的情况,在为一个连接分配的时隙到来时,该连接队列为空,其它连接的队列有信元在等待,但调度器发送空信元.  $WF^2Q+$  是 work-conserving.

## 4 结束语

本文研究了一类基于调度表的利用时标进行信元发送时隙安排的公平轮循调度算法,对其中三种算法进行了分析,可根据具体的应用环境对三种算法进行选择.一般情况下可选择 ShFRR(Shaped Fair Round Robin),因为它提供的最大时延保证与连接数无关,同时还具有良好的整形(shaping)特性.具体实现 FRR 时可在系统中维护两个调度表.在连接接纳阶段,处理器计算出新的调度表,旧表继续供调度器使用,当处理器将新表填好数据后,新表和旧表切换.由于调度器在每一个信元时隙根据从调度表读取的连接标识就可决定下一个发送的信元,FRR 算法的实现复杂性低于一些分组公平排队算法,例如  $WF^2Q+$ . 将 FRR 和一些 work-conserving 算法(如 WRR)结合,可构成提供综合业务的调度器.因此,FRR 适用于 ATM SAR 处理器、ATM 复接器和 ATM 交换机等各种网络设备.

### 参考文献:

- [1] A Demers, S Keshav, S Shenker. Analysis and simulation of a fair queuing algorithm [J]. ACM Sigcomm 1989:1-13.
- [2] J Benett, Hui Zhang. Hierarchical packet fair queuing algorithms [J]. IEEE Trans. Networking, Oct. 1997:675-689.
- [3] H Shimomishi, H Suzuki. Performance analysis of weighted round robin cell scheduling and its improvement in ATM networks [J]. IEICE Trans. Commu, May, 1998:910-918.
- [4] D Stiliadis, A Vama. Latency-rate server, general model for traffic scheduling [J]. IEEE Trans. on Networking, Oct. 1998:611-624.
- [5] C S Wu, J C Jiau, K J Chen. Controlling cell delay variation for VP-based ATM multiplexing using interleaved round robin service discipline [J]. IEICE Trans. Commu, May, 1998:919-947.
- [6] S J Golestani. A self-clocked fair queuing scheme for broad-band applications [J]. IEEE Infocom1994:636-646.

### 作者简介:

涂晓东 男.1970年10月生于四川南充,1995年获电子科技大学通信与电子系统硕士学位.1997年起为电子科技大学光纤通信国家重点实验室在职博士生,2001年博士毕业,参与完成多个科研项目.研究方向为宽带网络中的 QoS 技术,包括调度、交换、流量工程等. E-mail: dxtu@263.net

李乐民 男.1932年5月生于浙江吴兴,毕业于上海交通大学.中国工程院院士,电子科技大学博士生导师.1980~1982年访问美国加州大学圣迭戈分校,研究方向为数字信息传输与通信网.