

也是有可能的；见本章末的习题。

漏桶 + 加权公平排队 = 队列中可证明的最大时延

通过显示如何将调度和监管两种机制结合起来，以提供通过路由器队列的时延界限，我们结束了相关讨论。我们考虑一台使用了 WFQ 调度的路由器，它的输出链路多路复用了  $n$  条流，其中每条流被一个参数为  $b_i$  和  $r_i$  的漏桶监管， $i = 1, \dots, n$ 。这里我们使用的术语“流”大致是指不能被调度器相互区别的分组合集。实践中，一条流可能是由单个端到端连接上的流量或者许多这种连接的集合流量组成的，参见图 7-24。

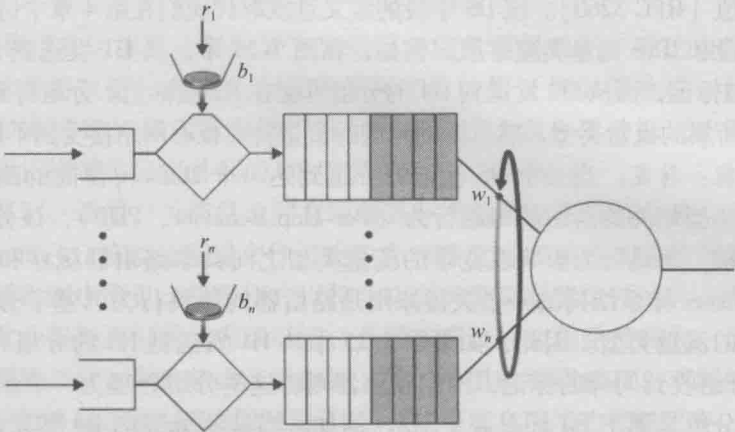


图 7-24 采用 WFQ 调度机制的  $n$  路复用的漏桶流

我们前面讨论 WFQ 时讲过，每个流  $i$  保证收到至少等于  $R \cdot w_i / (\sum w_j)$  的共享链路带宽，其中  $R$  是以分组/秒为单位的链路传输速率。当以 WFQ 方式等待服务时（也就是通过漏桶传递之后），则分组经受的最大时延是什么？我们来关注流 1。假设流 1 的令牌桶最初是满的。然后  $b_1$  个分组的突发到流 1 的漏桶监管器。这些分组去除了漏桶中所有的令牌（没有等待），然后加入了流 1 的 WFQ 等待区域。因为这  $b_1$  个分组以至少  $R \cdot w_i / (\sum w_j)$  分组/秒的速度得到服务，直到这些分组的最后一个传输完成，所以将有最大时延  $d_{\max}$ ，其中

$$d_{\max} = \frac{b_1}{R \cdot \frac{w_1}{\sum w_j}}$$

这个公式的基本原理是，如果在队列中有  $b_1$  个分组并且分组以至少每秒  $R \cdot w_i / (\sum w_j)$  个分组的速率从队列中接受服务（被去除），那么直到最后一个分组的最后一个比特被传送，时间量不会超过  $b_1 / (R \cdot w_i / (\sum w_j))$ 。一道课后习题请你证明，只要  $r_1 < R \cdot w_1 / (\sum w_j)$ ，则  $d_{\max}$  确实是流 1 中任何分组在 WFQ 队列中要经受的最大时延。

7.5.3 区分服务

在学习了提供多种类型服务的动机、见解和特定的机制后，我们将注意力集中于以举例方式学习提供多种类型服务的方法，即因特网区分服务（Diffserv）体系结构 [RFC 2475; Kilkki 1999]。Diffserv 提供服务区分，也就是在因特网中以一种可扩展性方式用不同的方法处理不同类型流量的能力。可扩展性的需求来源于这样的事实：在因特网的一个主干路由器上同时存在几十万个源到目的地的并行流。我们很快将看到，仅仅通过在网络