

服务当量与一般处理器共享模型的一种改进

刘文红, 胡九川, 张宏科

(北京交通大学电子信息工程学院, 北京 100044)

摘要: 一般处理器共享模型(General Processor Sharing)是路由交换算法的基础, 当一个路由器为多个用户执行转发交换任务时, 如何确定单位时间内为每个用户转发交换数据包的数量仍然是一个没有解决的问题. 本文提出一种面向用户需求、以供求平衡为准则的确定单位时间内数据包转发量的方法以及该方法在数据交换中的应用.

关键词: 服务质量; 数据交换; 路由; 算法

中图分类号: TP393; TP301 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2009)01-0055-07

A Improvement for General Processor Sharing Model Based on Service Resource Provision Balance Between Applications and Networks

LIU Weirhong, HU Jiur chuan, ZHANG Hong ke

(Institute of Electronic and Information Engineering, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044, China)

Abstract: The general processor sharing(GPS) acts as basis for data packet switching and routing algorithms, but the criteria by which to decide processor's service weights for users, who share a same processor, are still unclear. Basing on the principle of equilibrium between users' requirement and service resources availability of networks, a new concept, service quantum which is used to quantify users' need for service resource, is introduced in this paper. The idea of service quantum is further used to improve the General Processor Sharing model toward properly deciding each user's share of the processor power and resulting in an approximate service resources provision balance between users' applications and networks. An application of the improved model in data switch is given thereafter.

Key words: quality of service; switching; routing; algorithm

1 引言

路由器转发交换数据包的性能对 IP 网络的服务质量有重要影响. 由于一般处理器共享模型是数据交换算法的基础^[1], 对该模型进行优化改进有助于改善 IP 网络的服务质量. 路由器可抽象为执行数据包转发交换的特殊处理器. 在众多用户的数据包汇集到路由器进行转发交换的过程中, 需要调控路由器的功能与性能, 使之满足用户的质量需求, 提高服务资源利用率^[2,3].

1993 年, Abhay K. Parekh 等提出了一个称为一般处理器共享模型的转发交换数据包的一般方法^[1]. 该方法存在一个缺陷: 当多个用户共享处理器时, 确定处理器服务每个用户权重的一般性准则与方法还不明确. 实际上, 确定服务用户的权重需要考虑用户的质量需求和网络服务资源(如带宽)的实际供给状况.

一般处理器共享模型的核心思想是: 在服务器为 N 个共享带宽为 r 的链路的用户提供数据转发交换服务

的过程中, 只要网络节点上滞留有待转发交换的数据包, 则位于网络节点之上的服务器将不停地转发交换滞留的数据包. 其中, 服务用户的权重按照如下的公平性原则予以分配. 设 $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$ 为正实数; 在时间区间 $(\tau, t]$ 内, 服务器对每个用户 $i(i = 1, 2, \dots, N)$ 的服务量 $S_i(\tau, t)$ 可根据转发交换数据包的数量或服务时间来计量, 服务权重与服务量之间应满足

$$\frac{S_i(\tau, t)}{S_j(\tau, t)} \geq \frac{\lambda_i}{\lambda_j}, j = 1, 2, \dots, N \quad (1)$$

对式(1)两边关于 j 求和, 则

$$S_i(\tau, t) \sum_{j=1}^N \lambda_j \geq (t - \tau) r \lambda_i$$

于是按照此公平性原则, 用户 i 可以分得的带宽份额为

$$v_i = \frac{\lambda_i}{\sum_{j=1}^N \lambda_j} \quad (2)$$

根据式(2), 每个用户分得的资源量由每个用户申

请的资源量 λ_i , 全体用户可申请资源总量 r 以及用户总数 N 决定. 因此, 式(1)所代表的公平性原则的本质含义为: 每个用户具有同等占有服务资源的机会权利, 而不是占用相同数量服务资源 的数量权利. 所以, 根据式(2)分配给每个用户的带宽份额是否满足各用户的需求成为确保服务质量的关键问题. 换言之, 由非负实数 $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$ 所代表的服务权重符合用户的质量需求, 是保证用户服务质量的必要条件. 称非负实数序列为服务当量, 代表了服务资源的一种分配方案和计量方法.

什么样的分配方案才能使用户满意? 本文将给出一个遵循供需平衡与适当冗余^[3,4]的服务资源分配原则确定服务当量的方法. 在充满不确定性的 IP 网络中, 通常的资源分配的原则是尽力为每个用户分配最大化的服务资源. 在此原则的引导下, 竞争服务资源的用户均利用 IP 网络的连通性、可扩展性及鲁棒性等基本性质^[5]进行最大化的资源占有, 从而形成了 IP 网的尽力服务模式. 由于尽力服务模式的服务质量不高, 近年来, 人们又提出了集成服务模式和有区分服务模式. 集成服务模式通过加强用户对服务资源的独占性垄断以提高服务质量, 却严重地削弱了 IP 网络的可扩展性^[6]. 为此, 有区分服务模式则选择按等级划分服务资源以降低用户对资源的独占性垄断程度的方式来保持 IP 网络的可扩展性和改进服务质量. 但是, 按等级划分的服务资源未必能贴合用户的质量需求.

研究与实践说明, 服务资源供给状况及其有效管理决定网络服务质量. 例如, 在质量路由方面, 不断变化的用户需求^[7]与网络资源状况信息^[6]使质量路由决策相对滞后^[7~9]. 加快信息更新, 尽管可以减缓状态信息过时失效的程度, 但也进一步地增加了质量路由的计算量与状态信息的维护量. 如果为用户划定适当冗余的资源, 将减少动态变化的用户需求与过时状态信息所带来的负面影响. 例如, 若某用户需要大约 2Mbps 带宽, 那么为该用户划定变动范^[7]为 [1.8Mbps, 2.2Mbps] 的带宽, 不仅能满足用户对服务质量的总体要求, 而且只要带宽的波动不超出该区间范围, 状态信息的维护量必然降低, 质量路由决策无需调整, 从而重复计算路由路径的概率将有所降低. 此刻, 在用户与网络之间呈现出关于服务资源的大致供求平衡与适当冗余状态.

不难理解, 供小于求, 资源相对紧张, 质量水平会下降; 反之, 供过于求, 资源相对充裕, 质量水平可能上升. 自然地, 只有供基本等于求才是满足用户需求的理想状况. 供需平衡状态下, 诸如数据分组的平均速率、最大速率、时延、抖动、丢包率等质量指标等均应该且能够达到用户的要求, 否则就无平衡可言. 上例中的 2Mbps 的带宽可以理解为用户的合理需求量. 用户需求

与网络资源供给之间此消彼长的关系, 是分析用户需求 和资源变化不确定性的切入点^[10].

为了合理地确定服务器服务用户的服务当量, 本文将给出面向用户需求与供求平衡的服务当量计算方法, 以此改进一般服务器共享模型. 全文安排如下: 在第 2 节中, 介绍质量水平涨落函数、基于服务资源供需平衡的质量路由策略. 在第 3 节, 说明面向用户需求、基于供求平衡的服务当量与其计算方法, 并在第 4 节中介绍服务当量在数据转发交换中的应用.

2 质量水平涨落函数与质量路由策略

2.1 质量水平涨落函数

在任意时刻, 用户使用的带宽是其能够获得的或网络能提供的瞬时带宽; 转发交换数据包的历时是转发分组所需的时耗, 耗时超过一定限度则出现延迟, 延迟波动产生抖动.

根据实数域的连续性和稠密性, 带宽、延迟和抖动的变化范围可表示为实数区间. 用户需求和 服务资源之间此消彼长的动态关系决定了在此类区间中, 存在唯一平衡值. 带宽平衡值表明用户请求的带宽数量不多不少刚好被满足; 延迟平衡值说明转发数据分组不提前不滞后. 通常, 用户要求的最低带宽和可接受的最大延迟分别相当于带宽变动的下确界和延迟变动的上确界^[11]. 对于抖动、丢包率等其它质量要素均可作类似的表述.

根据用户的偏好, 资源分为两类. 一类如带宽越多越好, 记为 Ψ ; 一类如延迟、抖动、丢包率等越短越少越好, 记之为 Ω . 所以, 判别资源类别的函数定义为:

$$\xi(u) \triangleq \begin{cases} 0, & u \in \Psi; \\ 1, & u \in \Omega \end{cases}$$

其中, u 称为资源变量.

定义 1 设资源变量 u 的取值范围为实数区间 $[r_{\min}, r_{\max}]$, 平衡值 $g \in (r_{\min}, r_{\max})$; 用户获得的瞬时资源量为 x ; 则关于资源变量 u 的质量水平涨落函数定义为:

$$\beta(x, u) \triangleq \begin{cases} \frac{(-1)^{\xi(u)}(x-g)}{g-r_{\min}}, & x < g \\ \frac{(-1)^{\xi(u)}(x-g)}{r_{\max}-g}, & x \geq g \end{cases} \quad (3)$$

对任意的非负实数 $\theta \in [0, 1]$, 设

$$r_1(\theta) \triangleq \inf\{y | -\theta \leq \beta(y, u) \leq \theta\}$$

$$r_2(\theta) \triangleq \sup\{y | -\theta \leq \beta(y, u) \leq \theta\}$$

则实数区间 $[r_1(\theta), r_2(\theta)]$ 称为对资源变量 u 的约束条件, 非负实数 θ 为质量水平涨落幅度.

例 1 假设实验中某数据流占用带宽数量的分布状况为: 带宽平衡值 $g = 1380\text{bps}$, 最低带宽为 $r_{\min} =$

820bps, 最高带宽为 $r_{\max} = 2190\text{bps}$, 那么, 关于带宽的质量水平涨落函数为

$$\beta(x, u) = \begin{cases} \frac{x - 1380}{560}, & x < 1380 \\ \frac{x - 1380}{810}, & x \geq 1380 \end{cases} \quad (4)$$

如果涨落幅度不超过 0.36, 则带宽的变化范围为 $[1178.4\text{bps}, 1671.6\text{bps}]$.

涨落幅度接近 1 表明服务质量对该用户而言非常理想(对其它用户则未必), 但过多带宽被该用户消耗; 涨落幅度接近 -1, 说明质量水平很差, 该用户获得的带宽远低于平衡值; 涨落幅度为 0, 则瞬时带宽为平衡值, 此刻网络提供的带宽正好满足用户需求, 不多不少, 不存在波动, 从分配资源并兼顾满足用户需求的角度, 此刻该用户享受的服务质量最好. 质量因素 u 的质量涨落函数 $\beta(x, u)$ 具有以下性质:

定理 1:

- (1) 如果 $u \in \Psi$, 则 $\lim_{x \rightarrow r_{\min}} \beta(x, u) = -1$;
- (2) 如果 $u \in \Psi$, 则 $\lim_{x \rightarrow r_{\max}} \beta(x, u) = 1$;
- (3) 如果 $u \in \Omega$, 则 $\lim_{x \rightarrow r_{\min}} \beta(x, u) = 1$;
- (4) 如果 $u \in \Omega$, 则 $\lim_{x \rightarrow r_{\max}} \beta(x, u) = -1$;
- (5) 当 $x = g$, 则 $\beta(x, u) = 0$;
- (6) $\beta(x, u)$ 关于资源变量 x 单调;
- (7) $-1 \leq \beta(x, u) \leq 1$.

因此, 函数 $\beta(x, u)$ 既能反映质量水平涨落幅度, 也可用于调控资源分配和服务水平.

2.2 质量路由策略

以平衡值为中心, 上下略有浮动地分配服务资源, 有利于质量路由决策不受用户需求 and 资源波动的影响, 降低重新计算路由路径的频率. 下面通过寻求问题 1 的解进一步说明, 适当冗余地分配资源为进行路由决策带来的灵活性和主动性. 为了简化讨论, 不妨取 g 为

$\frac{r_{\min} + r_{\max}}{2}$, 则式(3)简化为式(5).

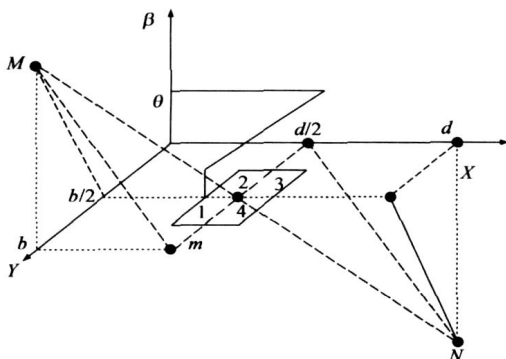


图1 约束区域

$$\beta(x, u) = \frac{(-1)^{\xi(u)}}{r_{\max} - r_{\min}} [2x - (r_{\min} + r_{\max})] \quad (5)$$

问题 1 试计算从节点 s 到节点 d , 满足带宽和延迟约束条件分别为 $[0, b]$ 和 $[0, d]$ 的质量路由路径.

根据式(5), 关于延迟和带宽的质量水平涨落函数分别为 $\beta(x) = \frac{-1}{d}(2x - d)$, $\beta(y) = \frac{1}{b}(2y - b)$. 带宽和延迟的平衡值分别为 $\frac{b}{2}$, $\frac{d}{2}$. 当涨落幅度小于 0, 则带宽和延迟的波动范围为由图 1 中的平面 1、平面 2、平面 3、平面 4 组成的方邻域^[11], 平衡点的坐标为 $(\frac{b}{2}, \frac{d}{2})$. 相对于平衡值, 如果带宽和延迟的波动范围限于平面 1, 则数据分组被略提前送达, 网络提供稍多带宽; 如果波动范围在平面 3 内, 转发数据分组略微延迟, 带宽稍变窄; 当波动范围在平面 2 内时, 数据分组被略提前送达, 带宽稍微变窄; 当波动范围在平面 4 中, 转发数据分组略微延迟, 而带宽稍微变大.

由于一般质量路由计算^[6, 12~14] 搜寻具有最大带宽、最短延迟的路由路径, 所以, 此条件下的质量水平的涨落幅度逼近 1, 带宽和延迟的波动范围被限制在区间 $[b - \epsilon_1, b]$ 和 $[0, \epsilon_2]$ 内, 即平面 1 的左下角区域内. 其中, ϵ_1, ϵ_2 为任意小的正实数. 用户需求和资源状态的波动, 使得搜寻带宽和延迟分布在如此狭窄范围内的路由路径的工作变得相对复杂困难; 而搜寻那些资源分布在以平衡值为中心, 上下略有波动范围内的路由路径的工作就相对简单、灵活、有效.

根据服务资源供给平衡与适当冗余的分配策略, 可以将常用的质量路由算法予以推广. 下面以源质量路由算法为例进行说明. 设服务质量的涨落幅度为非负实数 θ , 且

$$\begin{aligned} b_1(\theta) &= \inf\{x \mid -\theta \leq \beta(x, u) \leq \theta, u \in \Psi\}, \\ b_2(\theta) &= \sup\{x \mid -\theta \leq \beta(x, u) \leq \theta, u \in \Phi\}, \\ d_1(\theta) &= \inf\{x \mid -\theta \leq \beta(y, u) \leq \theta, u \in \Omega\}, \\ d_2(\theta) &= \sup\{x \mid -\theta \leq \beta(y, u) \leq \theta, u \in \Omega\}, \\ [b_1(\theta), b_2(\theta)]^c &= (-\infty, b_1(\theta)) \cup (b_2(\theta), +\infty); \\ [d_1(\theta), d_2(\theta)]^c &= (-\infty, d_1(\theta)) \cup (d_2(\theta), +\infty); \end{aligned}$$

其中, x, y 为带宽和延迟的瞬时值. 根据第 2 节的讨论, 质量路由问题表述为:

问题 2 给定质量水平涨落幅度 θ , 带宽和延迟的约束条件 $[b_1(\theta), b_2(\theta)]$ 和 $[d_1(\theta), d_2(\theta)]$, 计算源节点为 s 、目的节点为 d 、满足约束条件的路径 l^* .

于是, 源质量路由算法改进如下: 设 i, j 为任意网络节点; 节点 i 到节点 j 的直接链接上的带宽和延迟分别为 b_{ij} 和 d_{ij} , 则寻找路径 l^* 的步骤:

- (1) 从网络中剔除带宽小于 $b_1(\theta)$ 或大于 $b_2(\theta)$ 的

链接:

(2) 取 $L = \{s\}$, 且令 $D_i := d_{si}, i \neq s$;

(3) 寻找节点 $k \in L$, 使 $D_k := \min_{i \in L} D_i$. 若 $D_k \in [d_1(\theta), d_2(\theta)]^c$, 则路由路径不存在. 若 $D_k \in [d_1(\theta), d_2(\theta)]^c$, 且 $d \in L$, 则取 $L := L \cup \{k\}$; 若 $d \in L, D_k \in [d_1(\theta), d_2(\theta)]^c$, 且 $d \in L$, 则找到路径. 结束算法.

(4) $\forall i \in L$, 令 $D_i := \min\{D_i, D_k + d_{ki}\}$;

(5) 执行步骤(3).

文献[3, 4]中对如此改进的路由算法进行了分析和仿真, 验证了其效用. 下面将在此基础上, 给出面向用户需求、基于服务资源供需平衡与适当冗余的服务当量计算方法, 以实现一般处理器共享模型的改进.

3 服务当量与一般处理器模型改进

服务当量代表一个服务资源分配方案, 表明各个用户在共享服务资源的过程中, 资源服务器对各个用户的服务工作量. 为方便讨论起见, 除非明确说明, 在下文中提到的服务资源均指带宽. 假设各用户所要求的带宽份额为正实数 k_1, k_2, \dots, k_N , 则根据式(2), 有如下的线性方程组:

$$A(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N)^T = (0, \dots, 0) \quad (6)$$

$$A = \begin{pmatrix} k_{1-r} & k_1 & k_1 & \dots & k_1 \\ k_2 & k_{2-r} & k_2 & \dots & k_2 \\ k_3 & k_3 & k_{3-r} & \dots & k_3 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ k_N & k_N & k_N & \dots & k_{N-r} \end{pmatrix}$$

根据公平分配资源的原则, 给定一组用户的服务资源请求, 通过求解线性方程组(6)即可决定对用户的服务资源分配方案. 该方程组具有非零解的充分必要条件是矩阵 A 的秩^[15] $\text{rank}(A) < N$. 所以, 有

定理 2 给定一组用户对服务的请求 k_1, k_2, \dots, k_N ,

则每个用户获得服务当量的必要条件为 $\sum_{j=1}^N k_j - r = 0$.

3.1 用户需求的表述

由于用户需求是不断变化的, 用户对服务质量的需求可以通过申请一定数量范围内的服务资源的方式来表述, 只要这数量范围涵括了用户需求的动态变化即可. 设用户 $i (i = 1, 2, \dots, N)$ 所请求带宽的平均值为 g_i , 并要求服务水平的涨落幅度 $|\beta_i(x, u)|$ 不超过 θ_i , 其中 $\beta_i(x, u)$ 是用户 i 关于带宽的服务质量水平涨落函数. 根据定义(1), 函数 $\theta_i(x, u)$ 简化为:

$$\beta_i(x, u) \triangleq \beta_i(x) = \begin{cases} \frac{x - g_i}{g_i - r_{\min}^i}, & x < g_i \\ \frac{x - g_i}{r_{\max}^i - g_i}, & x \geq g_i \end{cases}$$

其中, r_{\max}^i, r_{\min}^i 分别为用户 i 所要求的(或网络能提供的)最大带宽和最小带宽. 由于服务水平的涨落幅度不超过 θ_i , 则 $g_i - \theta_i (g_i - r_{\min}^i) \leq g_i + \theta_i (r_{\max}^i - g_i)$. 令 $\Delta_i^+ = r_{\max}^i - g_i, \Delta_i^- = g_i - r_{\min}^i$, 于是

$$g_i - \theta_i \Delta_i^- \leq x \leq g_i + \theta_i \Delta_i^+$$

所以, 当对用户的服务质量水平的涨落幅度不超过 θ_i 时, 用户的服务质量需求表示为实数区间

$$[g_i - \theta_i \Delta_i^-, g_i + \theta_i \Delta_i^+] \quad (7)$$

3.2 服务当量的计算

设 N 个用户请求的平均资源量为正实数 k_1, k_2, \dots, k_N , 对任意用户 i , 如果网络提供的资源数量限于区间 $R(g_i, \theta_i) \triangleq [g_i - \theta_i \Delta_i^-, g_i + \theta_i \Delta_i^+]$ 内, 则该用户的请求被满足. 故称集合

$$\prod_{i=1}^N R(g_i, \theta_i) \triangleq \{(k_1, k_2, \dots, k_N) | k_i \in R(g_i, \theta_i), i = 1, 2, \dots, N\}$$

为 $\prod_{i=1}^N \theta_i$ -满意资源空间. 满意资源空间是一个 N 维实数空间的子空间^[15]. 当 θ_i 趋于 0 时, 它最终收缩为一个单点集合 $\{(g_1, g_2, \dots, g_N)\}$; 反之, 当 $|\theta_i|$ 趋于 1 时, 它不断扩张, 直至填满 N 维立方体 $\prod_{j=1}^N [r_{\min}^j, r_{\max}^j]$.

满意空间中的任意一点代表用户希望满足其质量要求的服务资源请求数量. 当一组用户共享资源服务器时, 这些请求能否在遵守公平性原则划分资源的前提下予以兑现, 则完全取决于用户的资源请求数量是否满足条件(1). 下面给出寻找出那些满足条件(1)的服务请求的方法. 设

$$\Xi \triangleq \prod_{i=1}^N R(g_i, \theta_i) \mapsto \mathbf{R}$$

$$x \triangleq (x_1, x_2, \dots, x_N) \mapsto y \triangleq \Xi(x) \triangleq \sum_{i=1}^N x_i$$

其中, \mathbf{R} 为实数域. 取

$$\Xi^{-1}(r) \triangleq \{x \triangleq (x_1, x_2, \dots, x_N) | x_i \in R(g_i, \theta_i), \Xi(x) = r\} \\ = \{x = (x_1, x_2, \dots, x_N) | x_i \in R(g_i, \theta_i), \sum_{i=1}^N x_i = r\}$$

其中, r 为资源服务器的资源供给总量^[16], $r \neq 0$, 根据定理 2, 集合

$$\Xi_{\mathbf{R}}^{-1}(r) \triangleq \{x | x = (x_1, x_2, \dots, x_N) \in \Xi^{-1}(r), x_i \neq 0, i = 1, 2, \dots, N\}$$

中的元素包含那些能够兑现的、满足用户需求并遵守公平性原则的服务请求. 所以, 对任意的 $x = (x_1, x_2, \dots, x_N) \in \Xi_{\mathbf{R}}^{-1}(r)$, 由于 $\sum_{i=1}^N x_i - r = 0$, 线性方程组(8)

$$\begin{pmatrix} x_1 - r & x_1 & \dots & x_1 \\ x_2 & x_2 - r & \dots & x_2 \\ x_3 & x_3 & \dots & x_3 \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ x_N & x_N & \dots & x_N - r \end{pmatrix} \begin{pmatrix} \lambda_1 \\ \lambda_2 \\ \lambda_3 \\ \vdots \\ \lambda_N \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ \vdots \\ 0 \end{pmatrix} \quad (8)$$

的非零解:

$$\left(m, \frac{x_2}{x_1}m, \frac{x_3}{x_1}m, \dots, \frac{x_N}{x_1}m \right), m \in \mathbf{R}, x_1 \neq 0$$

为与服务请求 $x = (x_1, x_2, \dots, x_N)$ 相对应的资源服务器的服务当量。

由于服务资源的供求平衡值更具代表性地反映用户的实际需求特征, 所以, 利用平衡值计算服务当量更为合理. 如果 N 个用户请求的资源量分别为其各自的供求平衡值 $K_1, K_2, \dots, K_N, K_i \neq 0, i = 1, 2, \dots, N$, 则资源服务器对用户的服务当量为实数序列

$$a, \frac{K_2}{r}, \frac{K_3}{r}, \dots, \frac{K_N}{r} \quad (9)$$

其中, $a \in \mathbf{R}, 0 < a \leq 1 - \sum_{i=2}^N \frac{K_i}{r}$. 下面用反证法证明其中的不等式成立. 假设 $a > 1 - \sum_{i=2}^N \frac{K_i}{r}$, 则 $a + \sum_{i=2}^N \frac{K_i}{r} > 1$. 设

用户 i 分得的带宽份额为 y_i , 根据条件(2),

$$\begin{aligned} 1 &= \frac{\sum_{i=1}^N y_i}{r} = \frac{1}{r} \left(\frac{ar}{\sum_{j=1}^N \lambda_j} + \sum_{i=2}^N \frac{\lambda_i r}{\sum_{j=1}^N \lambda_j} \right) \\ &= \left(\frac{1}{\sum_{j=1}^N \lambda_j} \right) \left(a + \sum_{i=2}^N \frac{K_i}{r} \right) > \frac{1}{\sum_{j=1}^N \lambda_j} \\ &= \frac{1}{\sum_{j=1}^N \frac{K_j}{r}} = \frac{1}{r} = 1 \end{aligned}$$

矛盾.

实际上, 表达式(9)揭示了一种稍微留有余量的服务资源冗余分配原则. 为保证对大多数用户的服务质量, 可以在接入控制的环节控制接入网络用户的数量, 只要接入网络的用户数量能够确保服务当量 a 的取值范围适度, 那么牺牲适量的服务资源为用户需求的动态变化预留一定的空间余地, 有助于确保对用户服务质量的承诺.

通过式(9), 可以建立从用户需求集合到服务当量集合之间的联系. 当用户请求的平衡值或平均资源量为 $g_i (i = 1, 2, \dots, N)$, 质量水平的涨落幅度为 θ_i 时, 则根据式(7), 对这些用户的服务当量分布在空间

$$[a^-, a^+] \times \prod_{i=2}^N \left[\frac{g_i - \theta_i \Delta_i^-}{r}, \frac{g_i + \theta_i \Delta_i^+}{r} \right] \quad (10)$$

之内. 其中, $0 < a^+ \leq 1 - \sum_{i=2}^N \frac{g_i - \theta_i \Delta_i^-}{r}, 0 < a^- \leq 1 - \sum_{i=2}^N$

$\frac{g_i + \theta_i \Delta_i^+}{r}, a^- < a^+$. 称表达式(10)为满足用户需求的服务当量空间.

显然, 在共享资源服务器模型中, 通过将用户对服务质量的要求纳入到服务资源分配之中, 可以直接地建立从用户的满意资源空间到服务当量空间的有效联系. 这种将对服务资源量的请求对应到资源服务器服务当量的变换做法, 为在网络路由器上具体落实对用户的服务质量承诺奠定了基础.

3.3 服务当量的分配策略

由于服务当量空间的不可数性^[11], 满足用户需求的服务当量的分配方案也是不可数的. 因此, 在实际应用中, 用户拥有相当大的余地来选择满足其服务质量要求的服务当量. 给定正则服务当量 $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$, 文献[1, 16]指出如果

$$\sum_{i=1}^N \lambda_i \geq 1$$

则可导致网络出现不稳定的状态. 即, 在此条件下网络中等候的数据包队列的长度将趋于无穷, 同时数据包经历的延迟也将趋于无穷. 这一结论同样被前面讨论服务当量的求解过程所证实. 因此, 服务当量的一个分配原则是确保下式

$$\sum_{i=1}^N \lambda_i < 1$$

在服务当量的分配过程中成立.

一个可行的方法是, 在求解服务当量之前, 假定用户需求满足服务当量分配条件. 获取服务当量之后, 总是假定第一个用户的服务当量的取值范围为 $[a^-, a^+]$, 并将该服务当量空置不用. 当然, 在实际应用中应该尽力使得 $|a^+ - a^-|$ 适当地小即可.

至此, 本文给出了在用户需求涨落起伏的条件下服务当量的计算方法, 并对其进行了理论分析, 使得服务当量的确定过程脱离了单纯抽象的公平原则, 将用户对服务质量的需求纳入网络服务资源的分配过程之中, 在控制服务质量水平的基础上更加密切结合用户的合理需求与服务资源的公平利用原则.

在获知满足用户需求的服务当量上界或下界之后, 只要任何时刻资源服务器对各个用户保证的服务当量界于当量上界和下界之间, 则网络对用户的服务质量是能够满足用户的要求的; 所不能满足的是那些超出质量水平涨落限度的服务要求, 而这也恰恰是用户所愿意接受的. 所以本文给出的服务当量计算方法为调控用户需求, 剔除恶意用户的行为创造了条件.

4 基于服务当量的数据包交换优先次序

资源服务器模型的一个典型应用是决定路由器转

发交换数据包的次序. 为此, 文献[16]已经给出了基于虚拟时钟交换数据包的基本方法. 即, 如果资源服务器需要对一个用户的服务切换到另一个用户之上时, 资源服务器将选择等候时间最长的用户. 然而, 关键的是如何计算用户等候的时间. 文献[16]同时给出了基于虚拟时钟的时间算法. 本文将对此虚拟时钟的计时方法予以改进, 使得数据包的交换次序建立在用户需求与服务当量的合理基础上.

在前面的讨论中, 有一个隐含的理想假定: 用户数据流是无限可分的. 分配给用户的带宽、用户的请求及其服务当量的计量均是以此为前提条件的. 为此, 称理想地假定数据流无限可分的资源服务器共享模型为资源服务器共享理想模型. 在实际中, 假定用户数据流无限可分的确存在局限. 事实上, 不可能在转发交换某个数据包的过程中因为对此用户的服务当量已经使用完毕而中断服务, 将正在被转发交换的数据包“搁浅”在途中, 必须将此数据包转发交换完毕, 方可履行对下一个用户的服务职能.

现在的问题是如何选择下一个用户? 同样地, 在转发交换某个用户的数据包的过程中, 当一个数据包被交换转发完毕, 而该用户的下一个数据包还没到来且对该用户的服务当量还没有使用完毕之际, 如何选择下一个有数据包待转发的用户? 对此问题, 文献[16]给出较好的解决方案: 选择在理想模型中等候时间最长的用户. 文献[16]还证明此类在用户数据流非无限可分的条件下, 选择用户的方法较好地逼近了在理想条件下选择用户的方法.

为了使选择下一个用户的方法更加贴近用户的质量需求, 下面给出面向用户需求与资源分配公平性的、基于服务当量和虚拟时钟的数据包交换方法. 假定资源服务器的服务速率为 1. 在实际的网络中, 服务速率实际上就相当于被 N 个用户共享的某一条链接的带宽. 在资源服务器共享理想模型中, 数据包的到达和离开可以视作一个事件. 令 t_j 为第 j 个事件的发生时刻, 并假定服务器的第一个繁忙时段始于 $t_1 = 0$, 因此, 时间区间 (t_{j-1}, t_j) 内的繁忙时段记为 $B_j, j = 2, 3, \dots$. 虚拟时钟 $V(t)$ 是间接反映服务器繁忙与空闲状态的计数器, 其记录事件发生时刻的方法如下:

- (1) 在任何空闲时段, 虚拟时钟 $V(t) = 0$;
- (2) 在繁忙时段, 虚拟时钟 $V(t)$ 取值如下:

$$V(0) = 0 \tag{11}$$

$$V(t_{j-1} + t) = V(t_{j-1}) + \frac{t}{\sum_{i=1}^j \lambda_i} \tag{12}$$

其中, $t \leq t_j - t_{j-1}, j = 2, 3, \dots, \lambda_i$ 为分配给用户 i 的服务当量.

若将两个相邻时刻之间的时间间隔理解为一个“系统嘀嗒”, 则虚拟时钟“嘀嗒”的步调由服务当量的分配、以及繁忙时段内请求服务的用户数量所决定. 由于表达式(12)中的 λ_i 是服务当量, 虚拟时钟的“嘀嗒”包含了用户的需求.

设在第 k 个繁忙时段于时刻 a_i^k 到达的用户 i 的数据包的长度为 L_i^k , 该数据包开始接受服务和结束服务的时刻分别为 S_i^k 和 F_i^k , 根据 Abhay K. Parekh and Robert G. Gallager 的工作^[16], 并引入服务当量的思想, 则这些服务时刻的计算公式改进如下:

$$S_i^k = \max\{F_i^{k-1}, V(a_i^k)\}$$

$$F_i^k = S_i^k + \frac{L_i^k}{\lambda_i}$$

$$F_i^0 = 0$$

其中, $i = 1, 2, \dots, N, \lambda_i$ 为分配给用户 i 的服务当量.

根据每个用户数据包的虚拟结束服务时间 F_i^k , 可推算各个用户在队列中等候服务的时间长短. 当对某个用户的服务结束之后, 须如前所述地选择下一个为之服务的用户之时, 等候最长的用户将被选择.

实际上, 对虚拟开始服务时间和结束服务时间的计算, 以及选择用户的方法是建立在了解各用户业已到达的数据包长度的基础上进行的. 如果在这过程中, 某个或某些用户有新的数据包到来, 此繁忙时段内的虚拟时钟才需要根据表达式(12)调整更新. 而更新虚拟时钟需要确定繁忙时段的起始时刻与终止时刻, 下面给出引入服务当量之后计算这些时刻的方法.

设于时刻 t 之后无新的数据包到来, 下一个数据包被交换转发完毕的实际时刻为 $Next(t)$, 于是在时段 $[t, Next(t)]$ 内无需调整更新虚拟时钟. 如何估算 $Next(t)$? 假设某个数据包, 不妨设之为第 j 个数据包, 恰于时刻 t 到来, 而上一个事件发生时刻为 τ . 则在时段 $[\tau, t]$ 内, 虚拟时间 $V(t)$ 可以被计算出来. 因此, 根据在时刻 t 到来的数据包的长度, 以及式(12)即可计算出该数据包结束服务的虚拟时间 F_{min} :

$$F_{min} = V(t) + \frac{Next(t) - t}{\sum_{i \in B_j} \lambda_i}$$

所以, 更新虚拟时钟的下一个时刻为

$$Next(t) = t + (F_{min} - V(t)) \sum_{i \in B_j} \lambda_i$$

其中, λ_i 为分配给用户 i 的服务当量.

5 结论

首先, 本文从服务资源供需平衡、约束过度需求和资源供给的角度, 变换地看待服务质量概念. 在供需平衡的情况下, 数据分组的平均速率、最大速率、延迟、抖

动及丢包率等均达到用户的合理要求, 并对用户的过度需求和过低资源供给予以限制. 因此, 本文提出的看待服务质量的新视角包容了通常的服务质量概念, 拓展了服务质量问题研究的视野. 尽力服务模式可理解为服务质量水平在时间和空间上随机涨落的服务模式. 一般地, 质量水平的涨落幅度视具体应用情况而定.

在开放的网络中, 保持需求与网络资源供给平衡, 有利于整体与局部相协调全面优化服务质量. 质量水平涨落函数将服务资源与服务水平直接联系起来, 为改进质量路由算法、监测与调控服务水平提供了新的手段.

拥塞控制是提高网络服务质量的关键环节之一. 在执行数据包转发交换功能的网络节点上, 其诸如带宽等服务资源须公平地在共享服务资源的用户之间进行划分. 通常的资源分配方式是建立在一般处理器模型之上的. 尽管利用该模型能够实现资源的公平分配, 但是公平分配资源与满足用户合理需求之间不存在直接的联系, 公平的服务资源分配不一定是合理的满足用户需求的资源分配.

为此, 本文对一般处理器共享模型进行了改进, 提出了满足用户服务质量需求、保持公平分配服务资源的服务当量思想, 以及计算服务当量的方法. 特别地, 针对用户需求存在动态变更的情况, 建立了从用户的满意资源空间到服务当量空间的直接联系, 给出了在服务资源与需求动态变化的环境中计算服务当量的基本方法. 通过引入服务当量, 资源服务器模型具备了针对用户需求调整服务资源分配策略的能力. 同时, 给出了根据服务当量计算虚拟时钟的新方法以及以此为基础决定数据包交换次序的队列管理方法.

参考文献:

- [1] Abhay K. Parekh and Robert G. Gallager. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The multiple node class[J]. In IEEE/ACM Transactions on Networking, 1993, 2(2): 137-150.
- [2] 林闯, 单志广, 任丰原. 计算机网络的服务质量(QoS)[M]. 清华大学出版社, 北京, 2004.
- [3] 胡九川, 刘鸿飞, 张宏科, 张思东. 稳定服务质量水平的动态路由算法[J]. 通信学报, 2004, 25(8): 145-149.
- [4] 胡九川, 张宏科, 张思东. 质量水平涨落函数与动态质量路由算法[J]. 系统工程与电子技术, 2004, 26(1): 95-98.
- [5] Ion Stoica, Scott Shenker, Hui Zhang. Core stateless fair queuing a scalable architecture to approximate fair bandwidth allocations in high speed networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, February, 2003, 11(1): 33-46.
- [6] Shigang Chen and Klara Nahrstedt. An overview of quality of service routing for the next general high speed networks: Problems and solutions[J]. Network, IEEE, 2000, 12(6): 64-79.

- [7] A T Campbell. A Quality of Service Architecture[D]. PhD thesis, Lancaster University, England, January 1996.
- [8] Zheng Wang and Jon Crowcroft. Quality of service routing for supporting multimedia application[J]. IEEE J. Select. Areas Commun, 1996, 14(7): 1228-1234.
- [9] Hu Jiuchuan, Chongyou Zheng, Hongke Zhang, Sidong Zhang. The application of soft computing in qos routing[A]. In Proc. of International Conference on Fuzzy Information Processing Theories and Applications[C]. Beijing: Tsinghua University Press & Springer. vol. 2, 2003. 915-920.
- [10] Cliff Joslyn. Probabilistic Processes for Complex Systems Modeling[D]. PhD thesis, SUNY Binghamton, 1994.
- [11] 陈传章, 金福临, 朱学远, 欧阳贵中. 数学分析[M]. 高等教育出版社, 1983.
- [12] Shigang Chen, Klara Nahrstedt. Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999, 17: 305-317.
- [13] R G Guerin, A Orda. Qos based routing in networks with inaccurate information: theory and algorithms[A]. INFOCOM'97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE[C]. Kobe, Japan, vol. 4, 1997, 75-83.
- [14] 张宏科. IP路由的技术与原理[M]. 清华大学, 2000.
- [15] 北京大学数学力学系. 线性代数[M]. 高等教育出版社, 1982.
- [16] Abhay K Parekh, Robert G Gallager. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single node class[J]. In IEEE/ACM Transactions on Networking, 1993, 1(3): 344-356.

作者简介:



刘文红 女, 北京交通大学博士研究生; 研究方向为通信与计算机网络.
E-mail: liuw@jiaxun.com



胡九川 男, 北京交通大学副教授; 研究方向为计算机网络与通信、软件工程及人工智能.
E-mail: jc93@sohu.com

张宏科 男, 北京交通大学教授、博导; 研究方向为通信与计算机网络, 电子通信, E-mail: HKZhang@center.njtu.edu.cn