

区分服务中一种拥塞感知的单速三色标记算法

姜明, 吴春明, 朱淼良

(浙江大学人工智能研究所, 浙江杭州 310027)

摘要: 确保服务的实现依赖于在边界路由器执行的数据包标记策略和在核心路由器执行的队列管理策略。TCP流由于其拥塞自适应的特点对丢包很敏感,网络拥塞对其吞吐量影响很大。为此,我们设计了一种拥塞感知的单速三色标记算法 CASR3CM。仿真实验表明,该算法不仅提高了 AS TCP 流的平均吞吐量,而且增强了吞吐量的稳定性。另外该算法也提高了 AS TCP 流之间占用带宽的公平性。

关键词: 区分服务; 确保服务; 拥塞; 数据包标记

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2004) 01-0069-06

A Congestion Aware Single Rate Three-Color Marker for Differentiated Services

JIANG Ming, WU Chun-ming, ZHU Miao-liang

(AI Institute of Zhejiang University, Hangzhou, Zhejiang 310027, China)

Abstract: The Assured Services architecture relies on packet marking mechanism at the edge router, and queue management mechanism at the core router. Due to its self-adaptive congestion, TCP flows are much more sensitive to packet drops, especially to multiple drops, therefore when network congestion happened, the throughput of TCP flows is greatly influenced. We design a new marker called CASR3CM (Congestion Aware Single Rate-Three Color Marker). The simulation results indicate that the marker not only improves the throughput of AS TCP flow, the stability of the throughput, but also improves the fairness of bandwidth sharing between AS TCP flows.

Key words: differentiated services; assured services; congestion; packet marking

1 引言

区分服务 (Differentiated Services, DiffServ)^[1,2] 体系结构是 IETF 区分服务工作组提出的一种解决 IP 网络 QoS 问题的服务模型。其基本思想是,在区分服务网络中,边界路由器根据用户的流规格将用户流划分为不同的级别,再聚合成流聚集,聚集信息存放在 IP 包头的 DS 标记域,称为 DS 标记 (Differentiated Services CodePoint, DSCP)^[1]。内部节点则根据 DSCP 提供不同质量的调度转发服务,其外部特性称为每跳行为 (Per-Hop-Behavior, PHB)。DiffServ 的服务类型除了传统的尽力而为的服务外,还有确保服务 (Assured Service, AS)^[2] 和奖赏服务 (Premium Service, PS)^[3]。它们分别对应快速转发 (Expedited Forwarding, EF)^[4] 型 PHB 和确保转发 (Assured Forwarding, AF)^[5] 型 PHB。

奖赏服务严格保证用户的带宽,为用户提供类似于“虚拟专线”的服务,是目前区分服务中服务级别最高的种类。而确保服务是从统计上保证用户的带宽,其实现机制较为简单,边界路由器根据用户的流规格将数据包标记为不同的丢弃优先级,而核心路由器则采用主动式队列管理 (Active Queue Man-

agement, AQM) 机制^[6], 比如 RIO^[7]。在发生拥塞时, RIO 首先丢弃低优先级的数据包,而尽量保护高优先级的数据包。从而达到为不同用户提供不同级别服务的目的。

由此可见,确保服务的实现主要依赖于边界路由器上所执行的标记策略和核心路由器执行的队列管理策略。本文主要研究数据包的标记策略问题。

2 CATC 算法及其缺陷

2.1 CATC 简介

近来的研究表明,Internet 上 TCP 流量占了总流量的 95% 左右^[8]。TCP 流由于采用了拥塞控制机制,因此对拥塞很敏感,特别是当有多个包被连续丢弃时。而现在的 Internet 上,由于多媒体业务的应用越来越广泛,大量的非 TCP 流涌入网络,这些流往往都是缺乏拥塞控制机制的非适应流。这些因素使得 TCP 流变得越发脆弱。因此,确保服务如何确保 TCP 流得到目标带宽一直是一个非常活跃的研究领域。

在文献[9]中, Kumar 等提出了一种拥塞感知的标记策略 CATC (Congestion Aware Traffic Conditioner)。其基本思想是采用了 DiffServ 网络边界到边界 (edge-to-edge) 的拥塞反馈控制机制,

在标记算法中兼顾了网络拥塞对 TCP 流的影响. 在这个体系结构中, 边界路由器之间以固定的时间间隔发送探测包, 核心路由器在发生拥塞时设置探测包的拥塞通知位 CN (Congestion Notification). 接收端边界路由器一旦收到探测包便产生一个确认包, 并且根据探测包的 CN 位的值设置确认包的拥塞反射位 CE (Congestion Echo). 发送端边界路由器有一个记录拥塞信息的参数 cf , 其值根据接收到的确认包的 CE 位的值进行设置. 这样, 发送端边界路由器通过向接收端边界路由器发送探测包, 便能获知所经过的路径中是否发生拥塞. 其标记算法如下所示:

```

For each packet arrival :
if avg. rate < cir
    mp = mp + (1 - avg. rate/cir) × (1 + cf × (cir/cir. max))
else
    mp = mp + (1 - avg. rate/cir) × (1 - cf × (cir/cir. max))

```

Mark the packet using :

```

cp 11 w. p. mp
cp 00 w. p. (1-mp)

```

各参变量的含义如下:

avg. rate	: 采用 TSW 方法估计的数据包的速度
mp	: 标记概率 (marking probability)
cir	: 目标速度 (committed information rate)
cf	: 拥塞因子 (congestion factor)
cir. max	: 最大目标速度
cp	: CodePoint
w. p.	: with probability

一系列的仿真实验表明, 该算法能够适应网络中的拥塞变化, 从而使得确保服务能够较好地保证确保型 (AS) TCP 流的目标速度^[9].

2.2 CATC 的缺陷

CATC 的主要问题在于, 发送端边界路由器得到的拥塞信息由于传输延迟往往不能准确地反映网络的实际拥塞状况.

如果网络拥塞 (或者不拥塞) 持续时间较长, 那么这种影响是有限的, 文献 [9] 中的一系列实验表明 CATC 在保障 AS TCP 流的目标速度方面有较好的效果. 但我们知道, Internet 上数据的本质是突发的^[10,11], 这种突发本质往往会导致短暂的突发的拥塞, 此时, CATC 的性能就会大大下降. 我们以图 1 来进一步阐述这个问题. 在图 1 中, R2 通过向 R4 发送探测包来获得网络的拥塞状况信息. 举例来说, 当 R3 发生拥塞时, 探测包要经过至少 15ms 后才能将拥塞信息传递给 R2, R2 然后对数据包作相应的标记, 当数据包到达 R3 的时间至少已经滞后探测包探测到 R3 拥塞时 20ms 了, 此时, R3 很可能已经解



图 1 网络拓扑

除了拥塞. 而在实际网络中, 这种滞后时间可能更长. 在这种情况下所计算出的标记概率就会使得确保服务不能有效地保证 TCP 流的目标速度. 我们再以下面的实验来说明这个问题.

我们的实验是在加州大学 Berkeley 分校开发的 NS-2 仿真器^[12]基础上实现的. 仿真试验是在 P 1.5G, 128M 内存的机器上进行的, 操作系统为 Red Hat Linux 7.2.

这个实验的目的是检测 CATC 在遇到短暂拥塞时保障 AS TCP 流的目标速度的能力. 我们将 CATC 和 TSW-TC 进行比较. 仿真试验的网络拓扑如图 1 所示. 实验包含有两个 AS TCP 聚流 (分别由 6 个单流组成), 并且还有一个 BE TCP 聚流 (由 9 个单流组成). 另外, 我们通过产生 AS UDP on/off 流来模拟短暂的拥塞, on 的持续时间为 20ms, off 也是 20ms; 在 on/off 流处于 on 阶段时, 其目标速度为 1Mbps, 数据发送速度也是 1Mbps. R2 到 R3 之间的链路带宽是 5Mbps, 其余链路带宽都是 10Mbps, 所有链路的传输延迟都是 5ms. R2 产生探测包的时间间隔为 2.5ms, 实验时间为 200 秒.

表 1 在出现短暂的突发性拥塞时传统标记算法和

CATC 算法标记的数据流所达到的速度

序号	目标速度 (Mbps)		实际获得速度 (Mbps)					
	Rt1	Rt2	TSW-TC			CATC		
			Ra1	Ra2	BE TCP	Ra1	Ra2	BE TCP
1	1	1	1.21	1.22	1.82	1.22	1.21	1.82
2	1	2	1.10	2.13	1.01	1.10	1.73	1.42
3	1	2.5	1.06	2.46	0.72	1.03	2.08	1.13
4	1	3	1.02	2.87	0.35	1.22	2.47	0.55
5	1	4	0.82	3.28	0.14	0.88	3.23	0.13

实验结果如表 1 所示. 其中 Rt1 和 Rt2 分别表示两个 AS TCP 聚流的目标速度, Ra1 和 Ra2 表示其分别获得的实际速度, BE TCP 表示“尽力而为”的 TCP 流所获得的速度. 从表 1 中, 我们可以发现, 这两个算法得到的第 1 组和第 5 组数据结果相近. 而第 2、3、4 组数据显示出的结果表明, 无论是在 AS 流的总吞吐量还是公平性方面, 都是 TSW-TC 优于 CATC. 究其原因, 主要是因为在进行第 1 组数据的实验过程中, 即使 on/off 流处于 on 时, 由于总的目标速度值较低, 网络很少处于拥塞状态; 而在进行第 5 组数据的实验中, 由于总的目标速度值已经很高, 无论 on/off 流处于什么状态, 网络都常常处于拥塞状态; 因此, 在这两种情况下拥塞信息的滞后性对 CATC 影响不大, 两种算法得到的结果差不多. 但在进行第 2、3、4 组数据的实验中, 当 on/off 流处于 off 时, 网络很少处于拥塞状态, 而一旦 on/off 流处于 on 时, 网络往往立即处于拥塞状态, 而 CATC 由于得到的拥塞信息是滞后的, 因此在遇到短暂的网络拥塞时其性能比 TSW-TC 还要下降很多.

3 拥塞感知的单速三色标记算法 CASR3CM

通过以上分析, 我们认为, 边界路由器通过探测包来获取网络拥塞状况信息的方法还是必要的, 关键在于如何减轻所得到的拥塞信息的滞后性对确保服务造成的不利影响. 为此, 我们提出了一种拥塞感知的单速三色标记算法 CASR3CM (Congestion Aware Single Rate Three Color Marker).

CASR3CM采用三色标记,即标记为 GREEN、YELLOW 和 RED. GREEN 包的优先级与 IN 包相当,RED 包与 OUT 包相当,而 YELLOW 包的优先级介于 GREEN 包和 RED 包之间.

在 CASR3CM 算法中,我们仍然采用 CATC 中的方法来获取网络拥塞信息. CASR3CM 算法中计算标记概率 mp 的算法与 CATC 唯一不同之处在于我们用目标速度总和 cir_total 代替了 CATC 中的 cir_max . 这是因为在 CATC 中, mp 的增减过快,会导致网络中标记为高优先级的包的数量和标记为低优先级的包的数量变化过大,使得网络存在不稳定的隐患^[13]. 在 CASR3CM 中,我们引入了变量 par ,其记录的是前一个数据包到达时的平均速度. 通过将 par 和 avg_rate 进行比较,我们可以得知流速是在增加还是在减小.

在进行标记时,我们首先将 mp 和 cir/avg_rate 的值进行比较. 如果 mp 值大,则以 cir/avg_rate 的概率将数据包标记为 GREEN,剩下的部分我们分两种情况来考察. 如果在发生拥塞时,流速仍然在增加并且已经大于目标速度值,则以 $1 - cir/avg_rate$ 的概率标记数据包为 RED; 否则以 $1 - mp$ 的概率将数据包标记为 RED,以概率 $mp - cir/avg_rate$ 标记为 YELLOW. 另一方面,如果 mp 小于 cir/avg_rate ,则以 mp 的概率将数据包标记为 GREEN,剩下的部分我们仍然分两种情况来考察. 如果在发生拥塞时,流速仍然在增加并且已经大于目标速度值,则以 $1 - mp$ 的概率标记数据包为 RED; 否则以 $1 - cir/avg_rate$ 的概率将数据包标记为 RED,以概率 $cir/avg_rate - mp$ 标记为 YELLOW. 具体算法如下:

For each packet arrival :

```
if (avg_rate > cir)
    mp = mp + (1 - avg_rate/cir) * (1 + cf * (cir/cir_total))
else
    mp = mp + (1 - avg_rate/cir) * (1 - cf * (cir/cir_total))
```

Mark the packet using :

```
if (mp > cir/avg_rate)
    cp GREEN w.p. cir/avg_rate
    if (cf = 1 && avg_rate > cir && par > avg_rate)
        cp RED w.p. (1 - cir/avg_rate)
    else
        cp RED w.p. (1 - mp)
        cp YELLOW w.p. (mp - cir/avg_rate)
else
    cp GREEN w.p. mp
    if (cf = 1 && avg_rate > cir && par > avg_rate)
        cp RED w.p. (1 - mp)
    else
        cp RED w.p. (1 - cir/avg_rate)
        cp YELLOW w.p. (cir/avg_rate - mp)
```

$par = avg_rate$

各参变量的含义如下:

par : 前一个数据包的平均速度
 cir_total : 目标速度总和
 其它同 CATC 算法

CASR3CM 中增加的 YELLOW 包的作用相当于是在 RED 包和 GREEN 包之间充当缓冲区,从而减轻由于边界路由器得到的拥塞信息的滞后性带来的不利影响. 另外,三色标记法也能更好地保护带宽竞争力弱的流的目标带宽在发生拥塞时更好地保护带宽竞争力较弱流的 GREEN 包,从而提高这些流的吞吐量,增加带宽分配的公平性.

4 CASR3CM 算法的性能分析

为了验证我们的算法所能达到的性能,我们在 NS-2 平台上进行了一系列的仿真实验,并将与 CATC 算法和传统算法进行比较. 仿真实验仍在 P 1.5G,128M 内存的机器上进行的,操作系统为 Red Hat Linux7.2. 仿真拓扑如图 1 所示. 实验中用到的参数如表 2 所示.

表 2 仿真实验中的用到的参数

数据包大小	1000bytes
TSW 窗口大小	1s
探测包发送时间间隔	2ms
R3-R4 链路带宽、延迟	5Mbps 5ms
其余链路带宽、延迟	10Mbps 5ms
仿真时间	200s

	Min. th (packets)	Max. th (packets)	Max. p
IN	250	500	0.02
OUT	150	300	0.10
GREEN	350	500	0.02
YELLOW	250	350	0.03
RED	150	300	0.10

4.1 CASR3CM 在遇到频繁短暂拥塞时保障 AS TCP 流目标速度的能力

实验中的各项条件都如 2.2 中实验一样,实验结果如表 3 所示.

表 3 在出现短暂的突发性拥塞时 CASR3CM 标记的数据流所达到的速度

序号	目标速度(Mbps)		CASR3CM 实际获得速度(Mbps)		
	Rt1	Rt2	Ra1	Ra2	BE TCP
1	1	1	1.232	1.218	1.812
2	1	2	1.104	2.128	1.008
3	1	2.5	1.064	2.464	0.720
4	1	3	1.024	2.872	0.352
5	1	4	0.842	3.426	0.074

将表 3 得到的数据和表 1 中的数据进行比较,我们发现 CASR3CM 得到的结果优于 CATC 和 TSW-TC. 特别是在第 2、3、4 组数据中,CATC 表现出的性能较差. 而在同样情况下,CASR3CM 不仅使得 AS 流获得了更高的吞吐量,而且 AS 流之

间也基本上能够按照他们的目标速度的比例公平享用瓶颈带宽,明显优于 CATC 和 TSW-TC 得到的结果.这说明 CASR3CM 能够有效地解决边界路由器遇到的拥塞信息滞后所带来的不利影响.

4.2 CASR3CM 在未过分预订和过分预订情况下保障 AS TCP 流目标速度的能力

该实验中,我们分别考察了 AS TCP 流的目标速度未过分预订 (under-subscribed) 和过分预订 (over-subscribed) 两种情况,并将和 CATC 算法得到的结果进行比较.实验过程中的数据流量由两个 AS TCP 聚流(分别由 6 个单流组成)和一个 BE TCP 聚流(由 9 个单流组成).

从表 4 中我们可以看出,在 AS 流未过分预订的情况下,CASR3CM 和 CATC 都能达到它们的目标速度,但在按目标速度的比例公平享用剩余带宽方面,CASR3CM 显然优于 CATC.

表 4 在 AS TCP 流未过分预订情况下 CASR3CM 和 CATC 分别得到的结果

序 号	目标速度 (Mbps)		实际获得速度 (Mbps)					
	Rt1	Rt2	CASR3CM			CATC		
			Ra1	Ra2	BE TCP	Ra1	Ra2	BE TCP
1	0.5	0.5	1.69	1.54	1.56	1.62	1.55	1.61
2	0.5	1	1.51	1.83	1.44	1.55	1.55	1.66
3	0.5	1.5	1.39	2.10	1.29	1.57	1.66	1.55
4	1	1.5	1.56	1.94	1.27	1.56	1.59	1.62
5	1.5	1.5	1.68	1.74	1.36	1.54	1.52	1.72

在表 5 中,当 AS 流过分预订时,CASR3CM 在按比例享用带宽方面也显然优于 CATC.按照 CATC 得到的结果,目标速

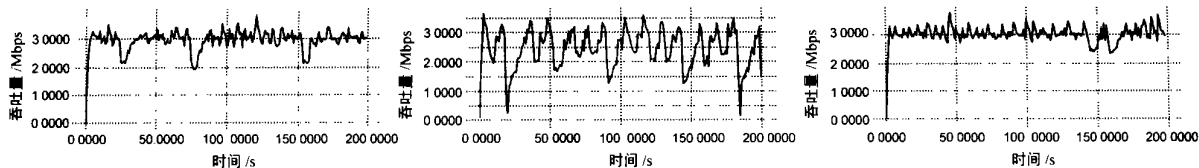


图 2 表 5 第 1 组数据中目标速度为 3Mbps 的 AS TCP 流的吞吐量-时间关系图,从左至右分别为 TSW-TC、CATC 和 CASR3CM 得到的结果

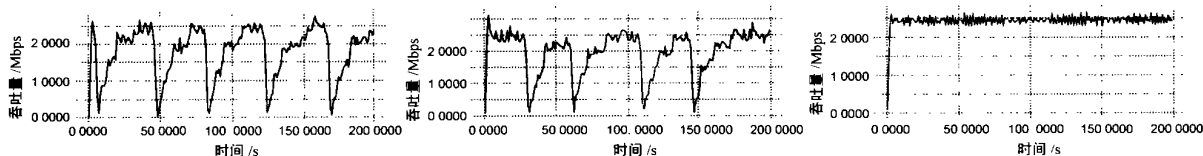


图 3 表 6 第 3 组数据中目标速度为 3Mbps 的 AS TCP 流的吞吐量-时间关系图,从左至右分别为 TSW-TC、CATC 和 CASR3CM 得到的结果

4.3 在出现 BE UDP 流情况下 CASR3CM 保障 AS TCP 流目标速度的能力

该实验过程中的数据流量由两个 AS TCP 聚流(分别由 6 个单流组成),一个 BE TCP 聚流(由 9 个单流组成)以及一个 BE UDP 流组成,其中 UDP 流的发送速度为 1.5Mbps.结果如表 6 所示.

度的大小对 AS 流所能达到的实际速度影响很大,而在 CASR3CM 中,AS 流能够较好地按照目标速度的比例共享带宽.

表 5 在 AS TCP 流过分预订情况下 CASR3CM 和 CATC 分别得到的结果

序 号	目标速度 (Mbps)		实际获得速度 (Mbps)					
	Rt1	Rt2	CASR3CM			CATC		
			Ra1	Ra2	BE TCP	Ra1	Ra2	BE TCP
1	1	3	1.10	3.02	0.66	1.15	2.46	1.17
2	1.5	2	1.66	2.17	0.95	1.58	1.82	1.38
3	1.5	2.5	1.58	2.50	0.69	1.62	1.99	1.17
4	1.5	3	1.49	2.84	0.45	1.31	2.78	0.70
5	0.5	4	0.82	3.63	0.31	1.00	3.03	0.72
6	2	3	1.78	2.74	0.26	1.78	2.74	0.26
7	1	4	1.01	3.46	0.30	1.13	2.88	0.74

从图 3 中,我们可以看到,在拥塞严重的情况下,TSW-TC 和 CATC 都使得 AS TCP 流的吞吐量波动很大,而按照 CASR3CM 得到的结果,AS TCP 流的吞吐量基本上稳定 2.5Mbps 周围,只伴随有小幅度的波动.

从图 2 中,我们可以看到,CATC 在发生拥塞时由于其标记概率变化过大,使得 AS TCP 流吞吐量的变动幅度甚至大于 TSW-TC.相比较于 TSW-TC 和 CATC,CASR3CM 使得 AS TCP 流的吞吐量的稳定性大大增加.我们认为,这主要得益于两方面的原因,一是我们用 cir. total 代替了 CATC 中的 cir. max,使得 mp 的变化幅度不会太大;二是 YELLOW 包很好地起到了缓冲的作用.

我们看到,无论是按照 CASR3CM 还是按照 CATC 算法进行标记,BE UDP 流的出现对 AS TCP 流的影响都很大,如何更好地保护 TCP 流也是目前标记算法和队列管理算法需要研究的一个重要问题.但 CASR3CM 在保护 TCP 流方面明显优于 CATC. CASR3CM 算法能够使得 AS TCP 流享用到更多的带宽,并且两个 AS TCP 聚流之间也更加能够相对公平地按目标速

度的比例享用瓶颈带宽.

4.4 在出现 AS UDP 流情况下 CASR3CM 保障 AS TCP 流目标速度的能力

由于近几年 Internet 上多媒体应用得到了迅猛的发展,而多媒体应用往往都是基于 UDP 流等非适应流,因此,AS UDP 流的应用必将越来越广泛.这个实验的目的就是考察在 AS UDP 流与 AS TCP 流共存的情况下,CASR3CM 保护 TCP 流的吞吐量的能力.

实验过程中的数据流由两个 AS TCP 聚流(分别由 6 个单流组成),一个 BE TCP 聚流(由 9 个单流组成)以及一个 AS UDP 流组成,AS UDP 流的目标速度为 1.5Mbps,其发送速度也

是 1.5Mbps.结果如表 7 所示.

我们可以发现,无论是按照 CASR3CM 还是按照 CATC,AS UDP 流总是能够达到或者接近其目标速度.而 AS TCP 流只有当其总的目标速度较低时才能够达到目标值(如表 7 中第 1、2 组数据),一旦两个 TCP 聚流的总的目标速度较高时,在 CASR3CM 和 CATC 下 TCP 流都不能达到甚至接近目标值.但 CASR3CM 在确保 TCP 流按比例享用瓶颈带宽方面仍然优于 CATC.

从图 4 中,我们看到,在拥塞严重并出现 AS UDP 流情况下,CASR3CM 仍然使得 AS TCP 流的吞吐量比较稳定.而 TSW-TC 和 CATC 都使得 AS TCP 流的吞吐量出现大范围的波动.

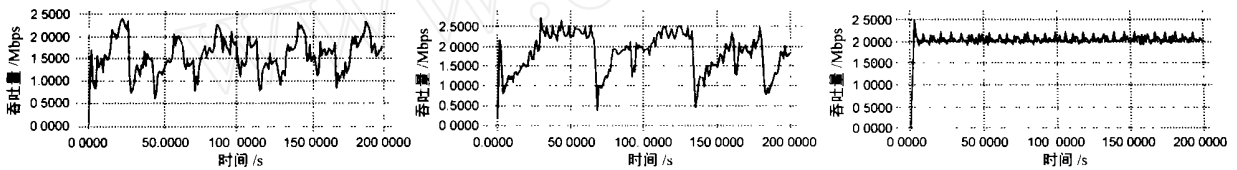


图 4 表 7 第 5 组数据中目标速度为 3Mbps 的 AS TCP 流的吞吐量-时间关系图,从左至右分别为 TSW-TC、CATC 和 CASR3CM 得到的结果

表 6 在出现 BE UDP 流情况下 CASR3CM 和 CATC 分别得到的结果

序 号	目标速度 (Mbps)		CASR3CM					CATC				
	Rt1	Rt2	实际获得速度 (Mbps)				TCP 流吞 量 (Mbps)	实际获得速度 (Mbps)				TCP 流吞 吐量 (Mbps)
			Ra1	Ra2	BE Tcp	BE Udp		Ra1	Ra2	BE Tcp	BE Udp	
1	1	3	0.840	2.320	0.120	1.496	3.286	0.744	2.472	0.128	1.432	3.344
2	1.5	2.5	1.312	2.296	0.008	1.116	3.616	1.264	1.832	0.264	1.408	3.360
3	1.5	3	1.320	2.416	0	1.040	3.736	1.224	1.976	0.216	1.352	3.416
4	0.5	4	0.352	3.400	0	1.024	3.752	0.584	2.552	0.264	1.352	3.416
5	2	3	1.760	2.688	0	0.328	4.448	1.592	1.800	0.112	1.280	3.504
6	1	4	0.880	3.376	0	0.512	4.064	0.848	2.312	0.264	1.352	3.424

表 7 在出现 AS UDP 流情况下 CASR3CM 和 CATC 分别得到的结果

序 号	目标速度 (Mbps)		CASR3CM					CATC				
	Rt1	Rt2	实际获得速度 (Mbps)				TCP 流吞 量 (Mbps)	实际获得速度 (Mbps)				TCP 流吞 吐量 (Mbps)
			Ra1	Ra2	BE Tcp	BE Udp		Ra1	Ra2	BE Tcp	BE Udp	
1	0.5	0.5	0.768	0.768	1.736	1.496	3.272	0.768	0.768	1.736	1.496	3.27
2	1	1	1.120	1.136	1.032	1.496	3.288	1.112	1.104	1.064	1.496	3.280
3	1	3	0.840	2.320	0.120	1.496	3.280	0.712	2.488	0.104	1.480	3.304
4	1.5	2.5	1.272	1.960	0.056	1.496	3.288	1.216	1.944	0.136	1.472	3.296
5	2	3	1.448	2.032	0	1.288	3.480	1.480	1.824	0.096	1.376	3.400
6	0.5	4	0.368	2.904	0.056	1.440	3.328	0.400	2.696	0.176	1.480	3.272
7	1	4	0.680	2.600	0	1.488	3.280	0.928	1.952	0.408	1.488	3.288

5 结论及今后的工作

本文讨论了区分服务中的数据包标记策略问题.边界路由器所执行的标记策略和核心路由器所执行的丢包策略是实际确保服务的基础.吐量更大的关键因素.我们提出了拥塞感

知的单速三色标记算法 CASR3CM,通过以上的一系列的实验及其分析,我们可以总结出 CASR3CM 和 CATC 相比有如下方面的优势:

(1) 在带宽占用的公平性上,CASR3CM 优于 CATC.在有剩余带宽时,CASR3CM 能够更好地保证 AS 流按照目标速度

的比例占用剩余带宽;在带宽不足时,CASR3CM 能够更好地保证 AS 流按照目标速度的比例占用瓶颈带宽。

(2)在标记数据包的稳定性上,CASR3CM 优于 CATC。我们从仿真图形中可以看到,CATC 和 TSW-TC 标记的数据流其吞吐量波动幅度都很大,而 CASR3CM 得到的结果其稳定性则非常好。

(3)CASR3CM 能够有效地消除拥塞信息的滞后带来的影响。这主要是因为 YELLOW 包所起到的缓冲作用,能够更有效地保证 GREEN 包的吞吐量。

我们今后的主要工作将集中在提高 AS TCP 流和 UDP 流享用带宽的公平性上,减轻由于 TCP 流具有的拥塞自适应的特点而使得在和 UDP 流共存时不能公平享用带宽的问题。TCP 流和 UDP 流公平享用带宽的问题也是目前确保服务需要解决的一个重要问题^[14]。

参考文献:

- [1] S Blake ,D Black ,M Carlson ,E Davies ,Z Wang ,W Weiss. An Architecture for Differentiated Services[S]. IETF RFC 2475 ,Dec. 1998
- [2] K Nichols ,V Jacobson ,L Zhang. A Two-bit Differentiated Services Architecture for the Internet[S]. IETF RFC2638 July ,1999.
- [3] D D Clark ,W Wroclawski. An Approach to Service Allocation in the Internet[S]. Internet Draft ,<http://www.ietf.org/internet-drafts/draft-clark-diff-svc-alloc-00.txt> ,1997
- [4] V Jacobson ,K Nichols ,K Poduri. An Expedited Forwarding PHB[S]. IETF RFC2598 June ,1999.
- [5] J Heinanen ,F Baker ,J Wroclawski. Assured Forwarding PHB Group [S]. IETF RFC2597 June ,1999.
- [6] B Braden ,D Clark ,J Crowcroft ,B Davie ,etc. Recommendations on Queue Management and Congestion Avoidance in the Internet [S]. IETF RFC2309 ,April ,1998.
- [7] D D Clark ,Wenjia Fang. Explicit allocation of best-effort packet delivery service[J]. IEEE/ ACM Trans on Networking ,1998 ,6 (4) :362 - 373.
- [8] L Simon. UDP vs. TCP distribution[Z]. 2001 ,end2end-interest mailing list ,<http://www.postel.org/pipermail/end2end-interest/2001-march/000218.html>
- [9] K R R Kumar ,A L Ananda ,L Jacob. Using edge-to-edge feedback control to make assured service more assured in DiffServ networks[A]. IEEE LCN 2001[C]. Tampa ,Florida ,2001. 160 - 167.

- [10] P Abry ,P Flandrin ,M Taqqu ,D Veitch. Wavelets for the analysis ,estimation ,and synthesis of scaling data [Z]. Self-Similar Network Traffic Analysis and Performance Evaluation , K. Park and W. Willinger (eds) ,1999.
- [11] V Paxson ,S Floyd. Wide area traffic :the failure of Poisson modeling [J]. IEEE/ ACM Trans. Networking ,July ,1995 ,3(3) :226 - 244.
- [12] Kevin Fall etc. The ns Manual [Z]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/documentation> ,2001.
- [13] W C Feng ,D Dilip ,Kandlur ,etc. Adaptive packet marking for maintaining end-to-end throughput in a differentiated-services Internet [J]. IEEE/ ACM trans on networking ,1999. 7(5) :685 - 697.
- [14] N Seddigh ,B Nandy ,P Peda. Bandwidth Assurance Issues for TCP flows in a Differentiated Services Network [A]. IEEE Globecom [C]. Rio de Janeiro ,Brazil ,1999. 1792 - 1798.

作者简介:



姜明男,1974年生于江苏如皋,2001年毕业于浙江大学获理学硕士学位,现为浙江大学计算机学院博士研究生,主要研究方向为计算机网络QoS、网络拥塞控制等。Email:jmzju@163.com



吴春明男,1967年生于浙江萧山,1995年毕业于浙江大学获工学博士学位,现为浙江大学计算机学院副教授,主要研究方向为人工智能、智能机器人体系结构、计算机网络等。



朱森良男,1946年生于浙江桐乡,1981年毕业于浙江大学获工学硕士学位,现为浙江大学计算机学院教授、博士生导师,主要研究方向为人工智能、计算机视觉、智能机器人、多媒体网络等。