

一种链路负载自适应的主动队列管理算法*

纪其进^{1,2+}, 董永强¹

¹(东南大学 计算机科学与工程系, 江苏 南京 210096)

²(上海贝尔阿尔卡特股份有限公司 战略部, 上海 201206)

A Load-Adaptive Active Queue Management Algorithm

Ji Qi-Jin^{1,2+}, DONG Yong-Qiang¹

¹(Department of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 210096, China)

²(Strategy Department, Alcatel Shanghai Bell Ltd, Shanghai 201206, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-21-50554550 ext 9618, Fax: +86-21-50554554, E-mail: engine.cn@gmail.com

Ji QJ, Dong YQ. A load-adaptive active queue management algorithm. Journal of Software, 2006,17(5): 1140-1148. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/1140.htm>

Abstract: Random Early Detection (RED) is the active queue management (AQM) algorithm recommended by IETF. Unfortunately, it is identified that RED is difficult to configure its parameters and the average queue length of RED is closely related to the load level. ARED (adaptive RED) is the adaptive version of RED. ARED dynamically adjust maximum packet marking probability according to the average queue length to make average queue length stable, but it still suffers from unstable instantaneous queue length and performance degradation under dynamic traffic conditions. In this paper, the cause of such problems of ARED is analyzed and a load adaptive active queue management scheme called LARED (load adaptive RED) is proposed. LARED features in adapting the load level of bottleneck link as well as quick response to queue length dynamics. Analysis and simulation results show that, compared with ARED and other AQM algorithms, LARED brings more stable queue dynamics; while keeping high link utilization and low queuing delay, it presents good responsiveness and robustness in various traffic conditions.

Key words: active queue management; random early detection; load adaptive; responsiveness

摘要: 随机早检测(random early detection,简称 RED)是 IETF 推荐部署的主动队列管理(active queue management,简称 AQM)算法。RED 存在参数难以配置、无法得到与流量无关的平均队长等问题。ARED(adaptive RED)是 RED 的自适应版本,它根据平均队长动态调节最大标记概率参数,从而得到稳定的平均队长。但 ARED 没有克服瞬时队列长度振荡问题,且在动态流量环境下性能明显降低。分析了 ARED 性能问题的原因,并提出了一种链路负载自适应的主动队列管理算法 LARED(load adaptive RED)。LARED 具有两个特点:自适应链路负载、快速响应队长变化。分析和仿真实验表明,与 ARED 等其他 AQM 算法相比,LARED 在保持高链路利用率和低时延的同时可以得到稳定的瞬时队长,并且具有良好的响应性和鲁棒性。

* Supported by the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.2003CB314801 (国家重点基础研究发展规划(973)); the National Research Foundation for the Doctoral Program of Higher Education of China under Grant No.20040286001 (高等学校博士学科点专项基金)

Received 2004-07-20; Accepted 2005-10-08

关键词: 主动队列管理;随机早检测;链路负载自适应;响应性

中图分类号: TP393 文献标识码: A

在 Internet 中,TCP 的拥塞控制机制是网络稳定工作的重要保证^[1].传统的队列管理采用的尾丢弃(tail drop,简称 TD)方法,这种方法具有“排外(lock-out)”和“满队(full queue)”两个缺点.因此,IETF 提出用主动队列管理(active queue management,简称 AQM)^[2]来解决上述问题.AQM 算法在网络中间结点执行,它检测网络可能发生的拥塞并以隐式或显式的方法通知源结点,源结点调节其数据发送速度以响应网络结点的通告,从而避免严重拥塞的发生.

随机早检测(random early detection,简称 RED)^[3]是 IETF 推荐的主动队列管理算法.它设计简单,并得到了较为广泛的实际网络使用测试,最有望在以后的网络中部署.但诸多的实验表明,RED 也存在一些问题,比如:在给定流量条件下队长稳态误差大,带来很大的时延抖动;不同流量条件下平均队长变化较大,有可能造成大量分组丢失;参数难以调节、鲁棒性差.为了克服 RED 算法存在的困难,研究人员提出了一些改进算法,如 SRED(stabilized RED)^[4]、自配置 RED(self-configuring RED)^[5]、BLUE^[6]等.SRED 通过估计共享拥塞链路的活跃连接数量并据此来调整分组丢弃概率,以达到稳定队列长度的目的.BLUE 是 RED 的一种变体,采用分组丢失和链路空闲事件来检测网络拥塞程度.但 BLUE 带来了新的参数配置问题,并有可能产生连续的分组丢失.Floyd 在自配置 RED 的基础上也提出了一种改进方法,即自适应 RED(adaptive RED,简称 ARED)^[7].ARED 保留了 RED 算法的基本结构,主要改进包括:1) 根据平均队列长度自适应地配置最大分组标记/丢弃概率;2) 根据瓶颈链路带宽自适应地配置队列长度指数加权平均的平滑因子.ARED 可以得到与流量条件无关的平均队长,但 RED 的瞬时队列长度不稳定、响应性差的问题仍然没有得到解决.

本文首先分析了 ARED 性能问题存在的原因,在此基础上提出了一种基于链路负载水平的自适应 RED 算法(load adaptive RED,简称 LARED),以解决这些问题.LARED 具有两个特点:分组丢弃概率自适应瓶颈链路负载水平;快速响应队长变化.分析和仿真实验表明:与 ARED 等其他 AQM 算法相比,LARED 在保持高链路利用率和低时延的同时可以得到更加稳定的瞬时队长,并且具有良好的响应性和鲁棒性.

1 相关工作

自从 Floyd 提出 RED 方法以来,AQM 引起了人们的广泛兴趣,已有多种相关算法提出.除上述提及的几种算法以外,比较有代表性的还有 REM^[8]、PI 控制器^[9]、AVQ(adaptive queue)^[10]等.队列长度是 RED 算法的拥塞指示,也是其性能指标之一.Low 等人认为,只有将拥塞指示与性能参数分离,才有可能同时得到高吞吐率和低时延^[8],并按此原则设计了 REM 算法.PI 采用了控制理论的方法,将平均队长维持在某个特定值附近,并利用队长与期望值的偏差来调节分组丢弃概率.由于算法中存在积分环节以达到稳定控制的目的,当流量发生突变时,REM 和 PI 的响应性都不理想.虽然 REM 和 PI 的拥塞指示中都包含了流量速率的信息,但它们通过队列长度来表示流量速率,并没有实现性能指标与拥塞指示的真正分离.AVQ 是一种基于流量速率的 AQM 算法,如不与显式拥塞通告(explicit congestion notification,简称 ECN)^[11]方式相结合或在流量突发严重的环境中,分组丢失率较高且链路利用率偏低.PAQM(predictability AQM)^[12]基于流量速率估计值对 RED 的参数进行调节,但算法中的多步预测可能带来较大的误差.一种基于 XCP^[13]的改进协议 VCP 同样采用链路负载作为路由器的拥塞指示^[14].尽管 ECN 被认为可以提高大多数 AQM 算法的性能^[15],但目前还没有在网络中广泛部署^[16].

主动队列管理算法在网络发生拥塞之前随机丢弃/标记分组,以获得更好的链路利用率与排队时延的折衷.通常有两种方法可用于拥塞检测:基于队列长度和基于流量到达速率(链路负载水平).基于队列长度的 AQM 算法用(平均)队列长度表示拥塞程度,这种方法的缺点是在拥塞状态和队长变化之间存在一定的时延,将导致控制不及时并产生较大的时延抖动;相反,基于速率的方法主要根据分组到达瓶颈链路的速率作为拥塞是否发生的依据,因而可以有效地避免检测时延及其带来负面影响.不同于 ARED,REM,PI 等算法,LARED 采用链路负载水平作为拥塞指示信息,实现了性能指标与拥塞指示的真正分离.此外,基于速率的拥塞检测使其具有良好的响

应性和鲁棒性.

2 RED 平均队列长度与拥塞指示

队列长度意味着新进入队列的分组需要经历的时延.当缓存中队列较长时,小的流量突发就可能造成缓存溢出,产生分组丢失.因此,将队列长度维持在一个较低的水平,有利于降低分组时延和丢失率. RED 通过随机主动标记/丢弃分组来维持较低队长水平.它使用指数加权滑动平均(EWMA)的方法计算平均队长,并根据平均队长大小确定分组丢弃概率. RED 包括 4 个参数:最大丢弃概率 \max_p 、最大队长阈值 \max_{th} 、最小队长阈值 \min_{th} 以及加权系数 W_q . 平均队长可以表示为 $Q_{avg}=(1-W_q)Q_{avg}+W_q \times Q$. RED 算法将平均队长映射为分组丢弃概率 P_d : 当 $Q_{avg} \leq \min_{th}$ 时, $P_d=0$; 当 $Q_{avg} > \max_{th}$ 时, $P_d=1$; 当 $\min_{th} < Q_{avg} < \max_{th}$ 时, 此概率可以表示为 $\max_p(Q_{avg}-\min_{th})/(\max_{th}-\min_{th})$.

网络输入速率超出了链路的服务速率将导致拥塞. RED 的目标之一是保持分组通过的低时延,即较小的队列长度.它根据当前的平均队长确定下一时刻的分组丢弃概率,因而是一种反馈机制.输入队列的流量速率对实际队列长度起到调节或补偿作用.而根据反馈机制,输入流量速率是平均队长的函数,即调节决策的依据是平均队长,因此 RED 只能保证平均队长的相对稳定.若以瞬时队长作为调节目标,则将导致调节目标与调节决策依据的分离.后面的实验验证了瞬时队长与平均队长的偏差将导致 RED 队列长度的大幅度振荡;相反地,可以预见,减小这种背离将有助于得到稳定的队列长度,从而减小网络的时延抖动.

由于 EWMA 的滞后性,在流量速率发生突然变化时,平均队长不能够反映瞬时队长的变化.图 1 显示了 RED 路由器的瞬时队长变化和对应的指数加权平均结果.从图中可见,当实际队长出现剧烈变化时,平均队长的反应很慢,与实际队长有较大的偏差.例如,在图中 3s 时,由于流量的突然增加,瞬时队长也急剧增加,但平均队长直到 4s 时才跟踪到这个变化,而此时瞬时队长已降至正常水平.

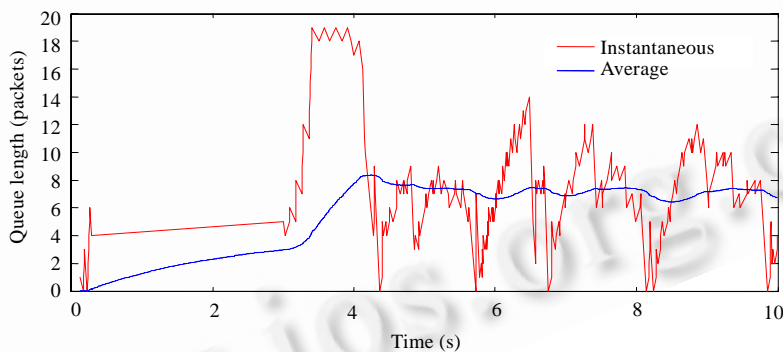


Fig.1 Comparison of instantaneous and average queue length in RED router

图 1 RED 路由器的瞬时队长与平均队长对照

3 链路负载水平与分组丢弃概率关系分析

从上面的分析可见,平均队列长度作为拥塞指示具有一定的滞后性,其滞后时间与平滑因子的大小有关.不同于传统上对流量模型的假设, TCP/IP 网络流量具有自相似突发特性^[17],即在不同时间尺度上表现出相同的突发行为.此外,流量的长相关特性表现出明显的低频变化,从而在不同状态下链路负载水平有明显的差别.为了有效地控制 Internet 的流量突发,大多数 AQM 算法采用平均队长作为拥塞指示,这种做法将导致一个严重的问题^[18],即队长的宏观与微观行为不一致,算法对输入流量的变化不敏感,在不同的流量条件(输入流量速率)和网络条件(如 RTT)下表现出不同的性能.

假定网络处于忙碌状态,队列采用连续工作模式(work-conserving),根据离散时间排队理论,此时下一时间间隔队长的预测值可以表示为

$$\hat{Q}_{n+1} = [\hat{\lambda}_{n+1}(1 - P_d) - C]\tau + Q_n \tag{1}$$

其中: $\hat{\lambda}$ 为到达流量速率的估计值, τ 为抽样间隔(在 TCP/IP 网络环境中, τ 最大为分组的 RTT)。记 \bar{Q}_n 为更一般的实际队长估计值, 由于网络拥塞正在形成, 考虑 $\min_{th} < \bar{Q}_n \leq \max_{th}$ 的情形, 此时有 $P_d = \max_p(\bar{Q}_n - \min_{th}) / (\max_{th} - \min_{th})$ 。不难看出 $0 < P_d \leq \max_p$, 进而可以得出 \bar{Q}_{n+1} 的上下边界分别为

$$\sup_{P_d} \hat{Q}_{n+1} = (\hat{\lambda}_{n+1} - C)\tau + Q_n \tag{2}$$

$$\inf_{P_d} \hat{Q}_{n+1} = [\hat{\lambda}_{n+1}(1 - \max_p) - C]\tau + Q_n \tag{3}$$

显然, 随着队列长度的不断增加并当其超出最大队长阈值时, 分组将以概率 1 被丢弃(若 RED 工作在“温和(gentle)模式”下, 则实际队长超过 2 倍 \max_{th} 时, 才以概率 1 丢弃分组^[19]), 因而上界与队长平滑的跟踪时间有关(包含在 τ 中), 在瞬时队长被快速跟踪的情况下不会出现。从式(3)可以看出, 下一时间间隔队长的下界是输入流量速率 $\hat{\lambda}_{n+1}$ 的单调增函数, 令 $\hat{\lambda}_{n+1} = \rho C, \rho > 1, \rho$ 表示瓶颈链路的负载水平, 则式(3)可以表示为

$$\inf_{P_d} \hat{Q}_{n+1} = [\rho(1 - \max_p) - 1]C\tau + Q_n \tag{4}$$

从式(4)可见, 队列长度的下界是输入流量速率与当前队长的函数。在队长稳定的前提下, Q_n 应该与 Q_{n+1} 近似相等; 此外, 若需队长下界与流量与网络条件(式中为 $C\tau$) 无关, 则由式(4), 应当有 $\rho(1 - \max_p) - 1 = 0$, 即

$$\max_p = 1 - 1/\rho \tag{5}$$

式(5)表明, 为了得到与流量条件无关的队长, \max_p 不应是一个确定值, 而应是瓶颈链路负载水平的函数。除了带来稳定的队列长度以外, 链路负载自适应的 \max_p 还能在流量速率较低时减少不必要的分组丢弃, 从而提高网络的吞吐量。

4 LARED 算法

根据上面的分析结果, 我们可以得出以下结论: 1) 链路负载水平是一种更加直接的拥塞指示信息; 2) 为了得到与流量条件与网络条件无关的平均队长并且防止瞬时队长的大幅度振荡, 分组丢弃概率应能够适应链路负载水平的变化, 其次需要减小队列长度估计值与瞬时队长之间过大的偏差。LARED 直接采用瞬时队长计算分组标记概率。

4.1 流量速率估计算法

为了能够适应流量速率的变化, 首先需要估计输入流量速率, 然后根据流量速率调整 \max_p 的值。TCP 流量具有多尺度突发特性, 在大时间尺度上具有长相关性, 因而其速率具有可预测性^[20]。对流量速率进行估计可以采用多种方法, 我们同样采用指数加权滑动平均方法来对流量进行低频滤波及估计。该方法在文献[21]中得到了成功的应用。当每个分组到达时, 速率估计值可以表示为

$$\hat{\lambda}_{n+1} = (1 - \exp(-T/K))L/T + \exp(-T/K)\hat{\lambda}_n \tag{6}$$

其中: K 是常数, 典型的取值为 0.1, 0.5 和 1s; L 是分组长度; T 表示当前时间与上次更新时间差值。若取较小的 K 值, 则估计的速率将更加接近即时速率值; 相反地, 当 K 值越大时, 估计的速率值将更加平滑。估计值在每个分组到达时进行更新。为了在近似一个 RTT 内进行流量速率平滑, K 缺省值取 0.1s。

4.2 算法描述

在第 2 节中我们分析了 RED 队列长度的边界, 并且得出了队长在不同流量条件下保持稳定值的条件式(4)。注意到式(4)成立的条件为 $\rho > 1$ 。当实际链路负载水平小于 1, 即 $0 < \rho \leq 1$ 时, 拥塞不会发生。此时, LARED 的 \max_p 取一个很小的固定值(缺省设为 0.01)。这种情况下, 分组丢弃概率主要由当前队长确定。若队长变化不大, 其值也较小。下面, 我们给出 LARED 算法的伪码表示:

LARED algorithm:
Variables: ρ, \max_p, q

Parameters: \min_th, \max_th

Initialization:

$\rho=1.0, \max_p=0.0, q=0;$

For each packet arrival:

Calculate traffic rate λ as (4);

$\rho=\lambda/C;$

if $(0.0 < \rho \leq 1.0) \max_p=0.01;$

else if $(\rho > 1.0) \max_p=1-1/\rho;$

Calculate drop probability as RED with q instead of $Q_{avg};$

Operate on the incoming packet with the drop probability;

式(5)给出了 \max_p 与带宽利用率之间的非线性关系.为了提高算法的执行效率,我们可以对其进行分段量化,然后通过查表的方法实现.

5 仿真实验与分析

为了检验 LARED 的性能,我们在 NS-2^[22]中实现了 LARED 算法.本节首先通过实验验证了第 3 节的分析,然后将 LARED 与其他 AQM 算法的性能作了对比,进一步验证前面的分析结果及 LARED 算法的优点.

5.1 网络拓扑与流量模型

实验采用如图 2 所示的网络拓扑结构,瓶颈链路(图中从左至右方向)的带宽为 15M,时延为 20ms.在瓶颈链路两侧的路由器上多个源端和目的端,源端和接收端到路由器的时延设为各种变化值,带宽为 100M.瓶颈链路采用主动队列管理方式,其他链路则为“丢尾”方式.各种主动队列管理算法的参考队列长度设为 40 分组(平均大小为 500 字节),瓶颈链路的缓存设为 400 分组.其他没有说明的参数取 NS-2 的缺省设置.

在实验中,我们采用了不同的流量模型.首先我们考虑了平均速率可预先设定的非响应流.由 TCP 流构成的响应流是现阶段网络流量的主要成分, TCP 流可以分为两种:一种为持续时间较长的 TCP 流(仿真 FTP 流量),其源端发送速率可以通过中间节点的拥塞指示进行调节;另一种为短期 TCP 流(仿真 Web 应用),由于流的持续时间短,源端发送速率不能得到调节,因而具有很强的突发性.为了仿真反向链路流量对 TCP 的 ACK 分组的影响,响应流的流量模型全部由双向 TCP 流构成(此时,每个端点既是源端又是目的端).双向混合 TCP 流量比较好地模拟了实际网络中的流量突发性.我们采用动态交叉流量的方法模拟实际网络中可能遇到的流量剧烈变化,即仿真过程的不同时刻加入和停止一定比例的交叉流量,起到使瓶颈链路的带宽利用率产生较大幅度振荡的效果.这种方法可以检查不同 AQM 算法对动态变化流量的响应性能.

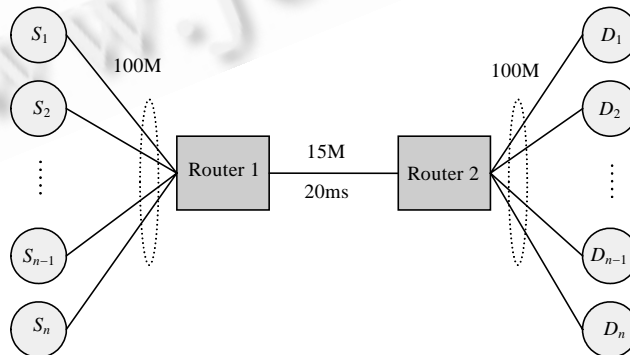


Fig.2 Topology of simulation network

图 2 仿真网络拓扑结构

5.2 仿真实验

实验 1. 队列长度稳定性比较.

本实验检查 LARED 算法在不同链路负载水平条件下稳定队列长度的能力.为了表示流量速率的低频变化,我们采用分段变化的 Poisson 流量驱动 LARED 队列.在持续时间为 5s 的时间间隔内,瓶颈链路的负载水平分别为{0.8,1,1.4,0.5,1.2,0.6,1.6,1.3,1.8}.RED,ARED 和 LARED 的几个队长参数分别为:以分组为单位, $\min_{th}=20$, $\max_{th}=60$,缓存大小为 200.图 3 显示了 3 种算法的队列长度随时间变化的情况.从图中可见,当网络拥塞时(链路负载水平 >1),LARED 的瞬时队长始终在 40 分组附近做小幅抖动,而 RED 和 ARED 的平均队列长度队长随着链路负载变化(平均值超过 60),且振荡幅度较大.从后面的实验可以看出,ARED 可以将平均队长收敛至期望值,但需要一定的响应时间.

应当指出,本实验采用的非响应流量模型是为了直观地验证算法性能而做的假设.非响应流的存在往往会增加拥塞发生的频率,并在发生拥塞时加剧拥塞的程度.AQM 算法的设计目标是与 TCP 协议配合,但少量 TCP 流量难以模拟网络聚合流量的自相似特性.此外,随着网络应用的不断丰富,网络中实际存在着一定的非响应流,如音视频数据流.

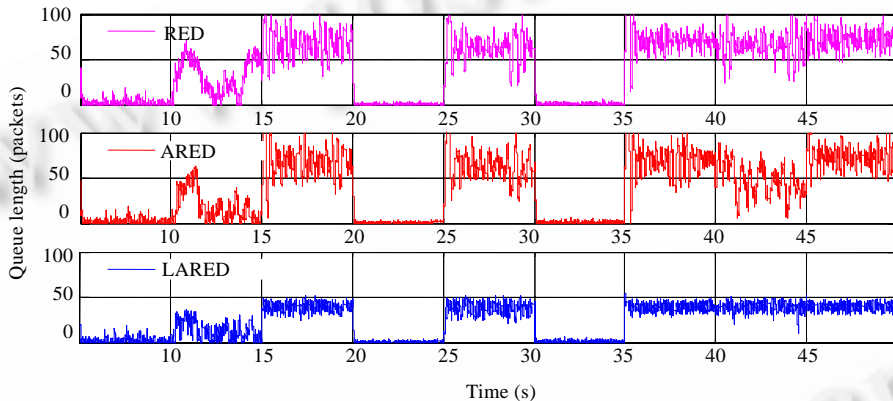


Fig.3 Comparison of queue length stability of LARED, RED and ARED in different link load level

图 3 LARED,RED 和 ARED 在不同链路利用率条件下的队长稳定性比较

实验 2. LARED 在响应流条件下的性能.

在此实验中,我们采用混合 TCP 流量.其中:长期 TCP 流的数量从 50 逐步增加到 500 个,每秒中产生的短期 TCP 流的数量是相应长期 TCP 流量的 1/10.在瓶颈链路的反向链路上也有一定数量的 TCP 流通过.从此实验开始,我们将 LARED 算法与 ARED,REM 和 PI 进行比较.图 4 给出了仿真实验结果,包括瓶颈链路的平均队长、带宽利用率以及分组丢失率与 TCP 流数量的变化关系,图 4(d)显示了给定 TCP 流数量情况下各种算法的瞬时队长随时间变化的情况.从图中可见:1) LARED 与 ARED 都可以得到与期望值接近的稳定的平均队长;2) PI 的平均队长偏高且随着流的数量增加而呈现明显上升的趋势,而 REM 的平均队长偏低;3) LARED,ARED 和 PI 有相近的链路利用率,但 REM 的链路利用率过低;4) LARED 的分组丢失率比 ARED 略高;5) 图 4(d)显示,LARED 可以得到比其他算法更加稳定的瞬时队列长度.

实验 3. LARED 对动态交叉流量的响应性能.

虽然混合 TCP 流量具有很强的突发性,但其突发时间尺度较小,难以模拟自相似突发的大时间尺度特性.本实验中,我们在 TCP 聚合流中引入动态交叉流量.动态交叉流量可以使瓶颈链路的带宽利用率产生较大幅度的振荡.实验采用聚合指数 OnOff 模型产生交叉流量,平均速率为 5 000K,On 与 OFF 的平均持续时间为 0.5s.在 10s 时加入交叉流量,45s 时停止;75s 时再次加入,直到仿真结束.实验中,长期 TCP 流的数量固定为 150 个,并包含一定数量的短期 TCP 流.为便于观察,实验中的期望队列长度设为 80 分组.图 5 显示了这种情况下为瓶颈链路上队长变化.从图中可以看出,随着交叉流量的加入和退出,LARED 及时获取了链路负载的变化信息,保持了瞬时

队长的稳定,而其他 3 种算法需要较长的过渡时间才能再次进入新的稳态,队列长度产生了明显的抖动.

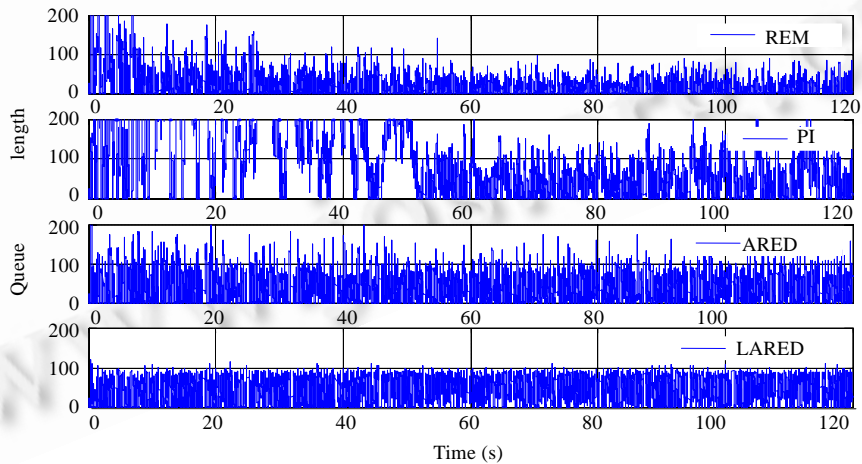
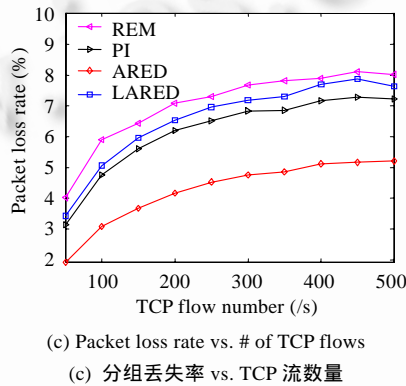
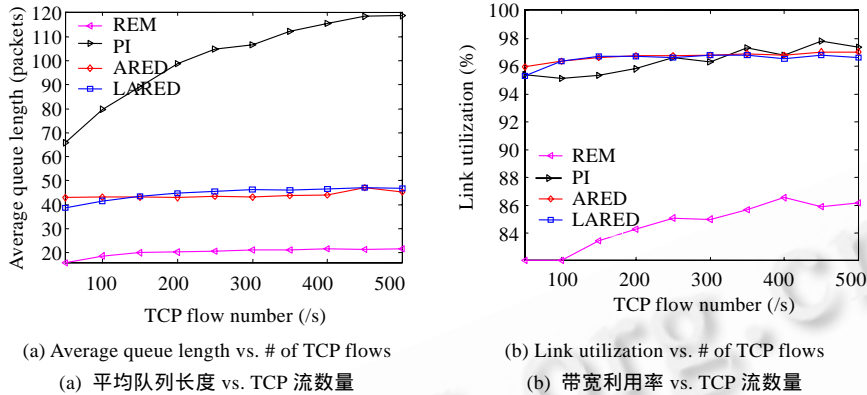


Fig.4 Simulation results of Experiment 2

图 4 仿真实验 2 结果

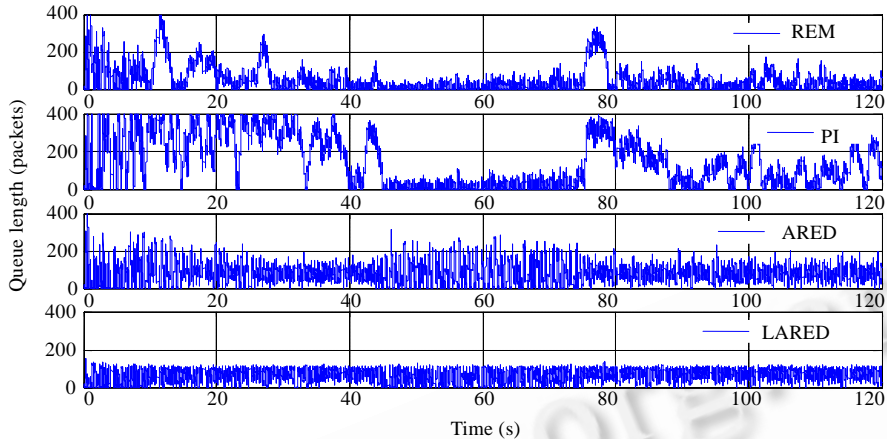


Fig.5 Queue length evolution of the AQM algorithms in dynamic cross traffic condition

图 5 4 种算法的队列长度变化(包含动态交叉流量情形)

6 结 论

主动队列管理通过在网络中间结点检测拥塞程度并在拥塞出现之前主动丢弃或标记分组来获取高链路利用率、低时延和分组丢失率.本文首先根据排队理论分析了 RED、ARED 存在的两个缺陷:瞬时队长振荡很大(带来相应的时延抖动)且在动态流量条件下响应较慢,并在此基础上提出一种链路负载自适应的主动队列管理机制 LARED.LARED 的特点在于:1) 最大分组丢弃概率与输入流量速率之间的函数关系;2) 分组丢弃概率计算直接采用瞬时队长,由此带来瞬时队长稳定和响应性能好的优点.与 ARED 等其他 AQM 算法相比,LARED 在保持高链路利用率和低时延的同时还具有良好的响应性和鲁棒性.我们将在后续的工作中结合控制理论进一步分析 LARED 的稳定性.

致谢 感谢导师顾冠群院士对研究工作的指导和鼓励.

References:

- [1] Jacobson V. Congestion avoidance and control. *ACM Computer Communication Review*, 1988,18(4):314–329.
- [2] Braden B, Clark D, Crowcroft J, Davie B, Deering S, Estrin D, Floyd S, Jacobson V, Minshall G, Partridge C, Peterson L, Ramakrishnan K, Shenker S, Wroclawski J, Zhang L. Recommendations on queue management and congestion avoidance in the Internet. IETF, 1998.
- [3] Floyd S, Jacobson V. Random early detection gateways for congestion avoidance. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1993,1(4): 397–413.
- [4] Ott TJ, Lakshman TV, Wong LH. SRED: Stabilized RED. In: *Proc. of the INFOCOM'99*. New York: IEEE Communications Society, 1999. 1346–1355.
- [5] Feng W, Kandlur DD, Saha D, Shin KG. A self-configuring RED gateway. In: *Proc. of the INFOCOM'99*. New York: IEEE Communications Society, 1999. 1320–1328.
- [6] Feng W, Kandlur DD, Saha D, Shin KG. Blue: A new class of active queue management algorithms. Technical Report, CSE-TR-387-99, UM, 1999.
- [7] Floyd S, Gummadi R, Shenker S. Adaptive RED: An algorithm for increasing the robustness of RED's active queue management. Technical Report, 2001. <http://www.icir.org/floyd/papers/adaptiveRed.pdf>
- [8] Athuraliya S, Low S, Li V, Yin Q. REM: Active queue management. *IEEE Network Magazine*, 2001,15(3):48–53.
- [9] Hollot CV, Misra V, Towsley D, Gong WB. On designing improved controllers for AQM routers supporting TCP flows. In: *Proc. of the INFOCOM 2001*. Anchorage: IEEE Communications Society, 2001. 1726–1734.

- [10] Kunniyur S, Srikant R. Analysis and design of an adaptive queue (AVQ) algorithm for active queue management. In: Proc. of the ACM Sigcomm 2001. San Diego: ACM Press, 2001. 123–134.
- [11] Floyd S. TCP and explicit congestion notification. *ACM Computer Communication Review*, 1994,24(5):8–23.
- [12] Gao Y, He G, Hou JC. On exploiting traffic predictability in active queue management. In: Proc. of the INFOCOM 2002. New York: IEEE Communications Society, 2002. 1630–1639.
- [13] Katabi D, Handley M, Rohrs C. Congestion control for high bandwidth-delay product networks. In: Proc. of the ACM SIGCOMM 2002. Pittsburgh: ACM Press, 2002. 89–102.
- [14] Xia Y, Stoica I, Kalyanaraman S, Kalyanaraman S. One more bit is enough. In: Proc. of the SIGCOMM 2005. Philadelphia: ACM Press, 2005. 37–48.
- [15] Le L, Aikat J, Jeffay K, Smith FD. The effects of active queue management on Web performance. In: Proc. of the ACM SIGCOMM 2003. Karlsruhe: ACM Press, 2003. 265–276.
- [16] Kuzmanovic A. The power of explicit congestion notification. In: Proc. of the SIGCOMM 2005. Philadelphia: ACM Press, 2005. 61–72.
- [17] Leland WE, Taqqu MS, Willinger W, Wilson DV. On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version). *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1994,2(1):1–16.
- [18] Ryu S, Rump C, Qiao C. Advances in Internet congestion control. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2003,5(1):28–39.
- [19] Floyd S. Recommendation on using the “gentle_” variant of RED. 2000. <http://www.icir.org/floyd/red/gentle.html>.
- [20] Sang A, Li S. A predictability analysis of network traffic. In: Proc. of the INFOCOM 2000. Tel Aviv: IEEE Communications Society, 2000. 342–351.
- [21] Stoica I, Shenker S, Zhang H. Core-Stateless fair queuing: Achieving approximately fair bandwidth allocations in high speed networks. In: Proc. of the ACM SIGCOMM’98. Vancouver: ACM Press, 1998. 118–130.
- [22] NS-2 network simulator. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>



纪其进(1973 -),男,安徽明光人,博士,主要研究领域为 Internet 性能分析,拥塞控制,多媒体通信.



董永强(1973 -),男,博士生,主要研究领域为网络资源分配,拥塞控制,多媒体通信.