

## مدیریت فعال صف مقاوم برای ترافیک حساس به تاخیر بر روی اینترنت

مهدی علیتی زاده اردستانی<sup>۱</sup>، محمد تقی حمیدی بهشتی<sup>۲</sup>

<sup>۱</sup> دانشجوی دکتری مهندسی برق، گروه کنترل، دانشگاه تربیت مدرس، ardestani@modares.ac.ir

<sup>۲</sup> استادیار، دانشکده مهندسی برق، دانشگاه تربیت مدرس، mbehesht@modares.ac.ir

(تاریخ دریافت مقاله ۱۳۸۸/۵/۵، تاریخ پذیرش مقاله ۱۳۸۸/۷/۲۷)

**چکیده:** امروزه استفاده از بستر اینترنت برای تبادل اطلاعات مختلف بسیار رایج شده و کاربردهای مختلفی بر روی این بستر ارائه می‌شود. بسیاری از این کاربردها بلادرنگ بوده و بایستی الزامات خاصی را در مورد تاخیر رعایت نمایند. بنابراین وجود مکانیزم‌های کنترل تراکم موثری که بتواند از تراکم جلوگیری کرده و یا حداقل تراکم را محدود نماید بسیار ضروری می‌باشد. در این پژوهش یک مدیر فعال صف برای بهبود عملکرد شبکه ارائه شده است که بر اساس نظریه کنترل مقاوم طراحی گشته است. برای این منظور یک کنترل کننده مقاوم زمان گسسته فیدبک خروجی طراحی شده است. هدف از این طراحی استفاده از مزایای کنترل مقاوم مانند کاهش حساسیت به عدم قطعیت‌های مدل و همچنین تضعیف اثر جریان‌های اغتشاش در خروجی سیستم می‌باشد. به منظور شبیه‌سازی رفتار کنترل کننده و تأیید قابلیت‌ها و عملکرد آن از شبیه‌ساز ns2 استفاده شده است. شبیه‌سازی‌ها نشان می‌دهد که کنترلگر مقاوم ارائه شده به خوبی اهداف کنترلی مورد نظر را ارضاء می‌کند.

**کلمات کلیدی:** کنترل تراکم شبکه، کنترل مقاوم، فیدبک خروجی، حذف اغتشاش.

### A Robust Active Queue Management for Delay Sensitive Internet traffic

**Abstract:** Real time network applications require effective mechanisms for managing Internet traffic in order to avoid or at least limit the level of congestion. We propose, design and analyze an Active Queue Manager (AQM) for controlling jitter using robust control theory. Here, we use an output feedback controller and this controller is based on discrete-time model of TCP. The natural properties of robust controller help us decreasing effect of model uncertainties and undesirable flows on performance of traffic control. The proposed Robust Discrete-Time Controller (RDTC) ensures the maintenance of the router's queue length at the desired value. We used ns2 for simulation of controller performance and the results obtained verify the validity of the algorithm.

**Keywords:** Network Congestion Control; Robust Control; Output Feedback; Disturbance Attenuation.

#### ۱- مقدمه

بسیار مهم می‌باشد. تاکنون روش‌های متعددی مانند شروع آهسته، افزایش جمعی و کاهش ضربی، باز ارسال سریع و بازیابی سریع برای کنترل تراکم شبکه توسط TCP استفاده شده است. این روش‌ها برای جلوگیری از تراکم به خودی خود کافی نیستند زیرا هنگامی تراکم را تشخیص می‌دهند که بسته‌ای دور انداخته شده باشد و یا تغییرات فاحشی در تاخیر آنها به آنها به وجود آمده باشد. با توجه به اینکه کاربردهای بلادرنگ مانند کاربردهای چند رسانه‌ای حساسیت شدیدی به تاخیر

اینترنت به عنوان رسانه‌ای کارا بستری برای انتقال اطلاعات و داده‌ها می‌باشد. بسیاری از کاربردهای بلادرنگ نیز، چنانچه الزامات حداقلی خود را در مورد تاخیر انتقال و صحت دریافت اطلاعات بدست آورند، می‌توانند از این بستر استفاده می‌کنند. تحقیقات جدید نشان می‌دهد که بخش اعظم ترافیک بر روی شبکه اینترنت را جریان‌های TCP اشغال کرده‌اند [۱]. بنابراین کنترل تراکم جریان‌های TCP در طراحی شبکه‌ها

ریز بسته‌ها به صورت تسلسلی شده و تاخیر انتها به انتها را به شدت افزایش می‌دهد. این دور ریز بسته‌ها اغلب تأثیرات بدی را بر روی کاربردهای حساس به تاخیر مانند صوت یا تصویر بر روی بستر اینترنت می‌گذارند. ثابت بودن تاخیر صف نیز برای کاربردهای بلادرنگی چون انتقال صوت و پروتکل‌های انتقال قابل اطمینان بسیار مفید می‌باشد، زیرا این کاربردها بایستی قادر باشند تا تاخیر انتها به انتها را تخمین بزنند. علاوه بر این خالی نماندن بافر نیز موجب افزایش استفاده از پهنای باند می‌شود.

این پژوهش یک AQM مقاوم را پیشنهاد می‌کند و چگونگی برآورده شدن قابلیت‌های فوق‌الذکر را توسط این AQM توصیف می‌کند. مدیر فعال صف پیشنهادی بر اساس نظریه کنترل مقاوم زمان گسسته طراحی شده که به صورت ذاتی بتواند تضعیف اثر اغتشاش و مقاومت نسبت به تغییرات مدل را به همراه داشته باشد. در واقع در این تحقیق از خواص ذاتی کنترل مقاوم برای طراحی یک AQM موثرتر استفاده شده است. این کنترلگر مقاوم زمان گسسته (RDTC) برای افزایش کارایی شبکه طراحی شده است. بهره‌گیری بیشتر از پهنای باند و تغییرات تاخیر کمتر دو پارامتر اصلی است که در این تحقیق برای طراحی تعریف شده است.

این تحقیق به صورتی سازمان یافته است که در بخش دوم مروری بر تحقیقات صورت گرفته در مورد AQM ارائه می‌شود. در بخش سوم به صورت اجمالی کنترل مقاوم بررسی شده و مدل سیستم مد نظر در بخش چهارم ارائه می‌شود. در بخش پنجم ارزیابی عملکرد کنترل کننده و تحلیل نتایج شبیه سازی ارائه شده و در ادامه در بخش ششم نتیجه‌گیری ارائه می‌شود.

## ۲- بررسی اجمالی روش‌های AQM

در این بخش مکانیزم‌های کنترل تراکم به طور مختصر مرور می‌شوند. متأسفانه مطالعات صورت گرفته در مورد اینترنت نشان می‌دهد که مکانیزم‌های جلوگیری از تراکم TCP به هیچ وجه کافی نیستند. ناتوانی این مکانیزم‌ها از فلسفه اصلی عملکرد آنها سرچشمه می‌گیرد. در حقیقت، ضعف اصلی این مکانیزم‌ها آنست که شبیه مکانیزم Drop Tail [۲۶] تنها در هنگام سر ریز بافر شروع به دور ریز بسته‌ها می‌کنند. اما راه حل امکان پذیر دیگر برای غلبه بر این مشکل آنست که بسته‌ها را پیش از سر ریز بافر به دور انداخت. مکانیزم‌هایی که این ایده را دنبال می‌کنند مدیریت فعال صف (AQM) نامیده می‌شوند. در مقایسه با مکانیزم Drop Tail، مکانیزم‌های مدیریت فعال صف دارای مزایایی

انتها به انتها دارند، بنابراین کنترل تاخیر انتها به انتها یکی از عوامل اصلی فرایند طراحی شبکه‌ها می‌باشد [۲].

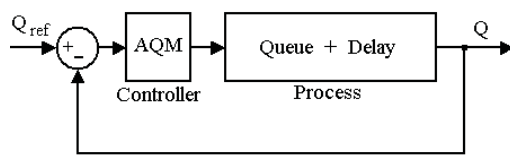
در سالهای اخیر مدیریت فعال صف (AQM) برای بهبود مدیریت تراکم شبکه پیشنهاد گردید. ایده اصلی AQM این است که دور ریز بسته را قبل از اینکه صف پر شود آغاز کنیم. معروفترین مکانیزم AQM مکانیزم RED می‌باشد [۳]. این مکانیزم به صورت تصادفی، بر اساس یک احتمال که متناسب با متوسط طول فعلی صف می‌باشد، بسته‌های ورودی را دور می‌اندازد. البته هرچند RED بسیاری از مشکلات پیشین را برای کنترل تراکم کم کرد ولیکن خود دارای نقطه ضعف‌های زیادی می‌باشد. از جمله این مشکلات میتوان به مواردی چون وابستگی شدید به پیکره‌بندی و تنظیم دقیق، حساسیت به میزان بار شبکه و عدم انطباق رفتار کوتاه مدت و بلند مدت آن اشاره کرد [۴].

بنابراین الگوریتم‌های مدیریت فعال صف متعددی جهت رفع معایب RED و جلوگیری از تراکم ارائه شد. همچنین اهداف دیگری نیز برای مدیریت‌های فعال صف مطرح شد که از آن جمله می‌توان به: استفاده بیشتر از پهنای باند لینک، کاهش نرخ دور ریز بسته‌ها و کاهش تاخیر صف بسته‌ها اشاره نمود.

البته نکته مهم آنست که استفاده حداکثری از پهنای باند و کاهش تاخیر انتها به انتها به عنوان دو هدف اصلی طراحی مدیریت فعال صف در اغلب موارد در تعارض با یکدیگر هستند. در واقع مکانیزم‌های AQM مانند GREEN [۵]، REM [۶] یا AVQ [۷] که تاخیر صف را حداقل می‌کنند، از پهنای باند استفاده کمتری کرده و دور ریز بسته زیادی دارند. در مقابل مکانیزم‌های AQM دیگری مانند BLUE [۸] که استفاده از پهنای باند را حداکثر می‌کنند، تاخیرات صف زیادی را متحمل می‌شوند. می‌توان گفت فلسفه اصلی طراحی AQM های نوین ایجاد تعادل بین تاخیر صف و بکارگیری پهنای باند می‌باشد. بنابراین برخی AQM ها از جمله SC-RED [۹]، H-RED [۱۱]، PD-RED [۱۲] و ARED [۱۰] سعی دارند تا طول صف را بین دو مقدار آستانه حداقل و حداکثر نگه دارند. همچنین AQM های دیگر مانند PI [۱۳]، PD [۱۴]، PIP [۱۵]، SFC [۱۶]، DRED [۱۷]، FIPD [۱۸] سعی در تعقیب یک طول صف تعیین شده مرجع را دارند. برخی روش‌های نوین نیز مانند R-PI [۱۹]، ST-PI-PP [۲۰]، PID [۲۱]، SMVS [۲۲]، LRED [۲۳] و FAFC [۲۴] برای جلوگیری از سر ریز و یا خالی بودن بافر پیشنهاد شده‌اند.

برخی ترافیک‌ها به تاخیر حساسیت شدیدی دارند و جلوگیری از سر ریز بافر نکته مهمی برای آنها می‌باشد. در واقع سر ریز بافر موجب دور

مساله کنترل تراکم استفاده شده‌اند [۲۹]. این راه‌حل‌ها طول صف مسیریاب را به عنوان متغیر خروجی فرایند در نظر گرفته و می‌توانند تعادل مناسبی را بین تاخیر صف و بکارگیری پهنای باند لینک برقرار نمایند. شکل ۱ نمایی از حلقه کنترل و اجزای مرتبط با آن را در مورد کنترل تراکم نمایش می‌دهد. در این شکل  $Q$  معادل طول صف لحظه‌ای است که می‌توان در هر لحظه از زمان آن را اندازه‌گیری نمود، مقدار طول صف مرجع است و فرایند نمایشگر اجزای مختلف شبکه شامل منابع TCP، گیرنده‌های TCP، مسیریاب‌ها و سایر اجزاء می‌باشند.



شکل ۱- مدل کنترل فیدبک کنترل تراکم با استفاده از AQM

در [۱۳] مدل سیستم کنترل TCP/AQM خطی شده و یک کنترل کننده تناسبی-انتگرال (PI) طراحی شده است. در این پژوهش نشان داده شده است که کنترل کننده PI دارای تاخیر صف و بهره‌گیری از پهنای باند لینک قابل قبولی می‌باشد. در تحقیقات پژوهشی دیگر بهسازی‌های دیگری جهت بهبود عملکرد کنترلگر کلاسیک PI صورت پذیرفته است. کنترلگر PD با استفاده از پیش‌بینی طول صف فرایند را بسیار سریعتر کرد [۱۴]. کنترلگر PIP با افزودن یک جبران‌ساز فیدبک حساسیت سیستم را به تغییرات پارامترهای شبکه کاهش داد [۱۵]. کنترل کننده PID به عنوان یکی از قوی‌ترین کنترل کننده‌ها در [۲۱] استفاده شد و ترکیبی از عملکرد کنترل کننده PI و PD را ارائه داد. نتایج استفاده از این کنترل کننده نشان می‌دهد که عملکرد این کنترل کننده بسیار مناسب می‌باشد.

یکی از ویژگی‌های اصلی هر کنترل کننده مقاوم بودن آن می‌باشد که این موضوع در پژوهش‌های [۱۹، ۲۰، ۲۲ و ۲۳] مورد بررسی قرار گرفته است. یک کنترل کننده PI خود تنظیم‌گر که بر اساس مکان یابی قطب (ST-PI-PP) طراحی شده است در [۲۰] ارائه شده است. در [۱۹] نیز کنترل کننده R-PI پیشنهاد شده است که با استفاده از پارامترهای متغیر کنترلی خود موجب بهبود عملکرد شده است. در [۲۲] نیز یک کنترل کننده ساختار متغیر مد لغزان (SMVS) طراحی شده است که در زمینه عدم قطعیت‌های مدل و همچنین تعداد اتصالات فعال TCP مقاومت بیشتری نسبت به PI دارد.

چون تاخیر کمتر (به علت ننگه داشتن طول صف در یک مقدار معین) و همچنین کاهش دور ریز پشت سر هم بسته‌ها می‌باشند.

طی چند سال گذشته بر پایه پژوهش‌های متعددی، مکانیزم‌های مختلف مدیریت فعال صف پیشنهاد شده‌اند. در حالت کلی می‌توان این مکانیزم‌ها را در چهار دسته اصلی تقسیم‌بندی نمائیم. اولین دسته‌بندی مربوط به روش‌های ابتکاری می‌باشد. در دسته دوم می‌توان مکانیزم‌های مبتنی بر نظریه‌های مختلف کنترل را قرار داد. مکانیزم‌های مرتبط با بهینه‌سازی در دسته سوم قرار گرفته و روش‌های مرکب در دسته چهارم دسته‌بندی می‌شوند. هر یک از این روش‌ها از معیارهایی برای ارزیابی میزان تراکم استفاده می‌کنند و بر پایه آن معیارها عمل می‌کنند. این معیارها متفاوت بوده و شامل مواردی چون: طول صف، سر ریز بافر، خالی بودن بافر، نرخ دور ریز، نرخ ترافیک ورودی و یا ترکیبی از این معیارها می‌باشد. در این بخش مروری بر روش‌های AQM ارائه شده و فلسفه هر یک از این دسته‌ها بیان می‌شود. همچنین در مورد معیار ارزیابی تراکم در هر یک از این دسته‌ها و شیوه عکس‌العمل آنها در قبال تراکم توضیحاتی ارائه می‌شود.

### الف- روش‌های ابتکاری

تاکنون روش‌های مختلفی برای مدیریت فعال صف ارائه شده است اما معروف‌ترین آنها RED می‌باشد. مکانیزم RED با نظارت بر طول صف از بوجود آمدن تراکم جلوگیری می‌کند. برای انجام چنین کاری، RED از پارامترهایی چون حد آستانه حداقل، حد آستانه حداکثر و احتمال دور ریز بسته‌ها استفاده می‌کند. وقتی متوسط طول صف از حد آستانه حداقل کمتر باشد هیچ بسته‌ای دور انداخته نمی‌شود. هرگاه طول متوسط صف از میزان حد آستانه حداکثر بالاتر رفت، تمامی بسته‌ها دور انداخته می‌شوند. طول صف اگر بین دو مقدار حد آستانه حداقل و حداکثر قرار گیرد بسته‌ها به صورت اتفاقی بر اساس یک تابع احتمال P که متناسب با طول متوسط صف است دور انداخته می‌شوند. متأسفانه، پایداری و کارایی مکانیزم RED به شدت به تنظیم پارامترهای آن بستگی دارد [۲۵]. برای همین منظور تاکنون مکانیزم‌های زیادی برای بهبود عملکرد مکانیزم RED ارائه شده است. از جمله این مکانیزم‌ها میتوان به ARED [۱۰]، SCRED [۹]، BLUE [۸]، GREEN [۶] و AVQ [۷] اشاره کرد.

### ب- روش‌های مبتنی بر نظریه کنترل

ابزارها و روش‌های مهندسی کنترل راه‌حل‌های رایجی برای حل مسائل کنترل هستند. طی چند سال اخیر نیز روش‌های نظریه کنترل برای حل

حوزه در اوایل دهه ۱۹۸۰ با نام نظریه کنترل بهینه  $H_\infty$  ارائه شد [۲۸]. در روش  $H_\infty$  طراح از ابتدا مدل سیستم را با عدم قطعیت در نظر می‌گیرد و یا اغتشاش خروجی در نظر گرفته می‌گیرد. در بسیاری از موارد تنها کافیست که به دنبال یک کنترل کننده تحقق پذیر باشیم که سیستم حلقه بسته کلی به پایداری مقاوم مورد نظر برسد. اهداف عملکردی می‌تواند شامل یک تابع هزینه بهینه‌سازی باشد. بر اساس این مدل راه حل طراحی کنترل کننده بر اساس حل معادلات مخصوص جبری ریکاتی می‌باشد. یک سیستم زمان گسسته خطی را که با معادلات زیر تعریف می‌شود در نظر بگیرد:

$$\begin{aligned}x_{k+1} &= Ax_k + B_1 w_k + B_2 u_k \\z_k &= C_1 x_k + D_{11} w_k + D_{12} u_k \\y_k &= C_2 x_k + D_{21} w_k + D_{22} u_k\end{aligned}\quad (1)$$

که در اینجا  $x_k \in \mathcal{R}^n$  بردار حالت‌ها،  $w_k \in \mathcal{R}^{m_1}$  بردار ورودی ناخواسته (اغتشاش)،  $u_k \in \mathcal{R}^{m_2}$  بردار ورودی کنترل،  $z_k \in \mathcal{R}^{p_1}$  بردار خطا و  $y_k \in \mathcal{R}^{p_2}$  بردار خروجی می‌باشد که  $p_1 \geq m_2$  و  $p_2 \leq m_1$  است. در این صورت ماتریس تابع انتقال عبارت است از:

$$(z) = \begin{bmatrix} P_{11}(z) & P_{12}(z) \\ P_{21}(z) & P_{22}(z) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} A & B_1 & B_2 \\ C_1 & D_{11} & D_{12} \\ C_2 & D_{21} & D_{22} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} A & B \\ C & D \end{bmatrix} \quad (2)$$

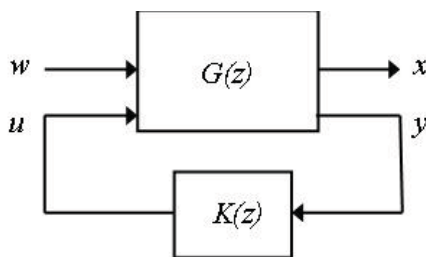
در اینصورت مساله کنترل زیر بهینه زمان گسسته  $H_\infty$  یافتن کنترل کننده پایدار ساز  $K(z)$ ، با یک مقدار مثبت از پیش تعیین شده  $\gamma$  است به صورتی که

$$\|F_l(P, K)\|_\infty < \gamma \quad (3)$$

که در اینجا  $F_l(P, K)$  تبدیل کسری خطی بر روی  $K(z)$  می‌باشد که برابر با تابع تبدیل حلقه بسته  $T_{zw}(z)$  از  $w$  به  $z$  می‌باشد:

$$T_{zw}(z) = F_l(P, K) = P_{11} + P_{12}K(I - P_{22}K)^{-1}P_{21}$$

در شکل ۲ ساختار این کنترل کننده نمایش داده شده است.



شکل ۲- ساختار کنترل کننده مقاوم

### ج- روش‌های مبتنی بر بهینه سازی

یکی از راه‌های طراحی کنترل کننده AQM استفاده از روش‌های بهینه‌سازی می‌باشد. فلسفه اصلی این روش یافتن مقدار بهینه احتمال دور ریز بسته‌ها می‌باشد. یافتن تعادلی بین حداقل کردن تاخیر صف و حداکثر نمودن بهره‌گیری از پهنای باند، نقطه کلیدی بهینه‌سازی می‌باشد. برای مثال در REM در کنار معیار طول صف، معیار نرخ ورود ترافیک نیز به عنوان معیار ارزیابی تراکم استفاده می‌شود [۵]. این مکانیزم‌ها در مقایسه با روش‌های قبلی اغلب اشغال مقدار کمتری از صف را مجاز میدانند و این موجب می‌شود تا در برخی موارد از پهنای باند لینک به صورت کامل استفاده نشود. مکانیزم دیگری که می‌تواند در این بخش قرار داد SFC است که از یک روش مشابه استفاده می‌کند [۱۶].

### د- روش‌های ترکیبی

مدل فرایند کنترل تراکم غیر خطی و نادقیق است و همچنین اغتشاشات بسیاری شامل جریان‌های غیر TCP به شبکه افزوده می‌شوند. بنابراین مدل‌سازی ریاضی شبکه و کمی سازی پارامترها دو مشکل اصلی در مورد روش‌های ابتکاری و روش‌های مبتنی بر نظریه کنترل هستند. برای غالب شدن بر این مشکلات روش‌های مختلف ترکیبی ارائه شده‌اند. مکانیزم FIPD یک روش مبتنی بر فازی می‌باشد که طول صف را به عنوان معیار تراکم استفاده کرده و بر اساس آن تراکم را کنترل می‌نماید [۱۸]. همچنین در این بخش می‌توان روش‌هایی چون PD-RED [۱۱] و H-RED [۱۲] را قرار داد.

### ۳- کنترل مقاوم و پایداری با وجود اغتشاش خارجی

همواره بین مدل‌های ریاضی که برای طراحی استفاده می‌شوند و سیستم واقعی تفاوت‌هایی وجود دارد. همچنین سیستم‌های واقعی همواره در معرض اغتشاش خارجی و نویز اندازه‌گیری می‌باشند. بنابراین مقاومت در طراحی سیستم کنترل بسیار مهم می‌باشد. در عمل بایستی کنترل کننده‌ای طراحی نمود که یک فرایند را در صورت ناپایداری ذاتی پایدار سازد و همچنین معیارهای کارایی را در حضور سیگنال‌های اغتشاش، نویز و تغییرات پارامترهای فرایند و دینامیک‌های مدل نشده برآورده سازد. این اهداف طراحی با استفاده از روش کنترلی فیدبک قابل دستیابی می‌باشد.

این اهداف موجب شد تا تحقیقات وسیعی جهت برآورده شدن نیازهای مقاومت در سیستم‌های کنترل فیدبک انجام پذیرد. اولین کار در این

پاسخی برای معادله ریگاتی (۵) وجود داشته باشد به شرط اینکه  
 $A_1 - M_1 S_1^{-1} C_1$  پایدار و  $S_{t_1} - S_{t_2} S_{t_3}^{-1} S_{t_2}^T < 0$  و  $Z_\infty \geq 0$   
 مجانبی باشد.

در این صورت کنترل کننده‌ای که شرایط را ارضاء میکند به صورت  
 زیر بدست می‌آید:

$$\begin{aligned} \hat{x}_{k+1} &= A_1 \hat{x}_k + B_2 u_k + M_{t_2} S_{t_3}^{-1} (y_k - C_{t_2} \hat{x}_k) \\ V_{12} u_k &= -C_{t_1} \hat{x}_k - S_{t_2} S_{t_3}^{-1} (y_k - C_{t_2} \hat{x}_k) \end{aligned}$$

که در آن:

$$K_0 = \begin{bmatrix} A_1 - B_2 V_{12}^{-1} (C_{t_1} - S_{t_2} S_{t_3}^{-1} C_{t_2}) - M_{t_2} S_{t_3}^{-1} C_{t_2} & -B_2 V_{12}^{-1} S_{t_2} S_{t_3}^{-1} + M_{t_2} S_{t_3}^{-1} \\ -V_{12}^{-1} (C_{t_1} - S_{t_2} S_{t_3}^{-1} C_{t_2}) & -V_{12}^{-1} S_{t_2} S_{t_3}^{-1} \end{bmatrix}$$

#### ۴- مدل زمان گسسته TCP

بر اساس معادلات نظریه صف و تحلیل معادلات دیفرانسیل انتقادی، در  
 [۱۳] یک مدل دینامیکی از رفتار TCP/AQM ارائه شده است که  
 می‌توان آن را بر اساس معادلات دیفرانسیل غیر خطی زیر توصیف  
 نمود:

$$\dot{W}(t) = \frac{1}{R(t)} - \frac{W(t-R(t))}{R(t-R(t))} p(t-R(t)) \quad (6)$$

$$\dot{q}(t) = \begin{cases} -C + \frac{N(t)}{R(t)} W(t) & q > 0 \\ \max\{0, -C + \frac{N(t)}{R(t)} W(t)\} & q = 0 \end{cases} \quad (7)$$

که در آن  $W$  متوسط طول پنجره TCP بر حسب بسته،  $q$  متوسط  
 طول صف بر حسب بسته،  $R(t) = q(t)/C + T_p$  زمان رفت و  
 برگشت بر حسب ثانیه،  $C$  ظرفیت لینک بر حسب بسته بر ثانیه،  
 $T_p$  تاخیر انتشار بر حسب ثانیه،  $N$  فاکتور بار یا تعداد جریان‌های TCP و  
 $p$  احتمال دور ریز بسته‌ها می‌باشد. برای ساده‌سازی فرض کنید ظرفیت  
 لینک و تعداد جریان‌های TCP ثابت باشد:  $N(t) \equiv N$ ,  $C(t) \equiv C$   
 همچنین  $(W, q)$  را به عنوان متغیرهای حالت و  $p$  را به عنوان ورودی  
 سیستم در نظر بگیرید. نقطه تعادل  $(W_0, q_0, p_0)$  بر اساس  
 $dq/dt = 0$  و  $dW/dt = 0$  تعریف می‌شود بنابراین:

$$\begin{aligned} \dot{W} = 0 &\Rightarrow W_0^2 p_0 = 2 \\ \dot{q} = 0 &\Rightarrow W_0 = \frac{R_0 C}{N}; R_0 = \frac{q_0}{C} + T_p \end{aligned}$$

معادله (۶) و (۷) حول نقطه تعادل خطی سازی می‌شود:

قضیه: سیستم خطی زمان گسسته (۱) را در نظر بگیرید و فرض کنید  
 که  $(A, B_2)$  پایدار پذیر و  $(A, C_2)$  آشکارپذیر باشد [۲۹]. همچنین

$$\begin{bmatrix} A - e^{j\Theta} I_n & B_2 \\ C_1 & D_{12} \end{bmatrix}$$

دارای رتبه کامل برای تمام  $\Theta \in [0, 2\pi)$  و

$$\begin{bmatrix} A - e^{j\Theta} I_n & B_1 \\ C_2 & D_{21} \end{bmatrix}$$

دارای رتبه کامل برای تمام  $\Theta \in [0, 2\pi)$  باشد.

فرض کنید:  $\bar{C} = \begin{bmatrix} C_1 \\ 0 \end{bmatrix}$ ,  $\bar{D} = \begin{bmatrix} D_{11} & D_{12} \\ I_{m_1} & 0 \end{bmatrix}$  و ماتریس‌های زیر را  
 تعریف می‌کنیم:

$$J = \begin{bmatrix} I_{p_1} & 0 \\ 0 & -\gamma^2 I_{m_1} \end{bmatrix}, \quad \hat{J} = \begin{bmatrix} I_{m_1} & 0 \\ 0 & -\gamma^2 I_{m_2} \end{bmatrix} \quad \text{و}$$

$$\tilde{J} = \begin{bmatrix} I_{p_1} & 0 \\ 0 & -\gamma^2 I_{p_1} \end{bmatrix}$$

فرض کنید  $X_\infty$  پاسخ معادله ریگاتی زمان گسسته زیر باشد:

$$X_\infty = \bar{C}^T J \bar{C} + A^T X_\infty A - L^T R^{-1} L \quad (4)$$

که در آن  $R = \bar{D}^T \tilde{J} \bar{D} + B^T X_\infty B = \begin{bmatrix} R_1 & R_2 \\ R_2 & R_3 \end{bmatrix}$

$$L = \bar{D}^T J \bar{C} + B^T X_\infty B = \begin{bmatrix} L_1 \\ L_2 \end{bmatrix}$$

فرض کنید ماتریس  $m_2 \times m_2$  به نام  $V_{12}$  وجود داشته باشد به صورتیکه  
 $V_{12}^T V_{12} = R_3$  و یک ماتریس  $m_1 \times m_1$  به نام  $V_{21}$  به طوریکه  
 $\nabla = R_1 - R_2^T R_3^{-1} R_2 < 0$  و  $V_{21}^T V_{21} = -\gamma^{-2} \nabla$   
 ماتریس زیر را تعریف می‌کنیم:

$$\begin{bmatrix} A_t & \tilde{B}_t \\ C_t & \tilde{D}_t \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} A_t & \tilde{B}_t \tilde{B}_t^T \\ C_{t_1} & \tilde{D}_{t_1} \tilde{D}_{t_2}^T \\ C_{t_2} & \tilde{D}_{t_2} \tilde{D}_{t_1}^T \end{bmatrix} =$$

$$\begin{bmatrix} A - B_1 \nabla^{-1} L_\nabla & B_1 V_{21}^{-1} & 0 \\ V_{12} R_3^{-1} (L_2 - R_2 \nabla^{-1} L_\nabla) & V_{12} R_3^{-1} R_2 V_{21}^{-1} & I \\ C_2 - D_{21} \nabla^{-1} L_\nabla & D_{21} V_{21}^{-1} & 0 \end{bmatrix}$$

که در آن  $L_\nabla = L_1 - R_2^T R_3^{-1} L_2$  فرض کنید  $Z_\infty$  پاسخ معادله ریگاتی  
 زمان گسسته (۵) باشد

$$Z_\infty = \tilde{B}_t \tilde{J} \tilde{B}_t^T + A_t Z_\infty A_t^T - M_t S_t^{-1} M_t^T \quad (5)$$

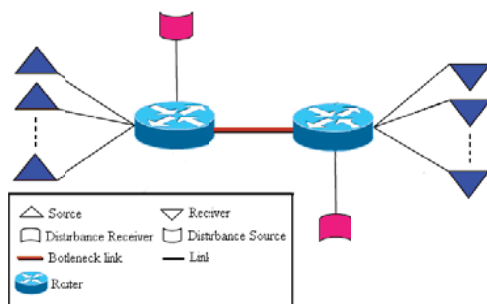
که در آن  $S_t = \tilde{D}_t \tilde{J} \tilde{D}_t^T + C_t Z_\infty C_t^T = \begin{bmatrix} S_{t_1} & S_{t_2} \\ S_{t_2}^T & S_{t_3} \end{bmatrix}$

$$M_t = \tilde{B}_t \tilde{J} \tilde{B}_t^T + A_t Z_\infty C_t^T = \begin{bmatrix} M_{t_1} & M_{t_2} \end{bmatrix}$$

همانگونه که در [۲۹] اثبات شده است پاسخ نامعادله  
 $\|F_t(P, K)\|_\infty < \gamma$  وجود دارد اگر و فقط اگر

پاسخی برای معادله ریگاتی (۴) وجود داشته باشد  $\nabla < 0$  و  $X_\infty \geq 0$  به

صورتیکه  $A - BR^{-1}L$  پایدار مجانبی باشد



شکل ۳- توپولوژی شبیه‌سازی

برای این وضعیت  $A$  و  $B$  در معادله (۸) به صورت

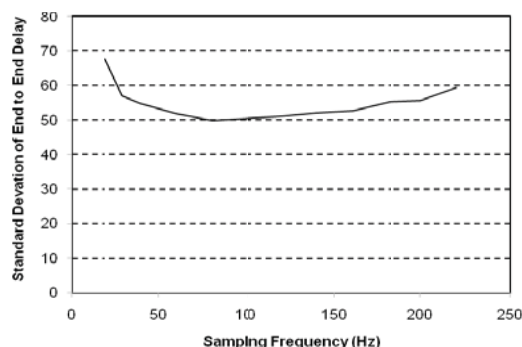
$$B = \begin{bmatrix} -468.75 \\ 0 \end{bmatrix}, A = \begin{bmatrix} -0.5556 & 0 \\ 250 & -4.1667 \end{bmatrix}$$

و  $H$  و  $G$  برای فرکانس نمونه برداری ۱۷۰ هرتز در معادله (۹) به صورت

$$H = \begin{bmatrix} -2.7529 \\ -6.2846 \end{bmatrix}, G = \begin{bmatrix} 0.9967 & 1 \\ 4.3518 & 0.9758 \end{bmatrix}$$

انتخاب فرکانس ۱۷۰ هرتز برای نمونه برداری به دلیل انتخاب این فرکانس در بیشتر مراجع می‌باشد [۱۳] و [۲۳]. این انتخاب به دلیل الزام مقایسه کارایی کنترل کننده پیشنهادی در این پژوهش با پژوهشهای دیگر این حوزه می‌باشد. هرچند مسلم است که با افزایش سرعت شبکه، انتخاب فرکانس‌های نمونه برداری بزرگتر می‌تواند راهگشا باشد.

نکته قابل توجه در مورد نمونه برداری آنست که فرکانس نمونه برداری بر روی تغییرات تاخیر تأثیر گذار است. در شکل ۴ رابطه بین فرکانس نمونه برداری و تغییرات تاخیر ارائه شده است. در این شکل انحراف معیار تاخیر انتها به انتها بر حسب فرکانس‌های نمونه برداری مختلف رسم شده است.



شکل ۴- انحراف معیار تاخیر انتها به انتها بر حسب فرکانس نمونه برداری

برای تبدیل مدل فوق به معادله (۱) فرض می‌شود که اغتشاش ترافیکی است که بدون در نظر گرفتن معیارهای AQM به سیستم افزوده می‌شود. فرض می‌شود که اغتشاش کاربردهایی باشند که برای ارسال

$$\delta \dot{W} = -\frac{2N}{R_0^2 C} \delta W(t) - \frac{R_0 C^2}{2N^2} \delta p(t)$$

$$\delta \dot{q} = \frac{N}{R_0} \delta W(t) - \frac{1}{R_0} \delta q(t)$$

که در آن  $\delta W = W - W_0$  و  $\delta q = q - q_0$  و  $\delta p = p - p_0$  مقادیر

انحراف از نقطه تعادل هستند. فرض می‌شود که  $x_1(t) = \delta W(t)$

و  $x_2(t) = \delta q(t)$  باشد، آنگاه (۶) و (۷) به صورت زیر

توصیف می‌شوند:

$$\dot{x}(t) = Ax(t) + Bu(t) \quad (۸)$$

$$x(t) = \begin{bmatrix} x_1(t) \\ x_2(t) \end{bmatrix}, A = \begin{bmatrix} -\frac{2N}{R_0^2 C} & 0 \\ \frac{N}{R_0} & -\frac{1}{R_0} \end{bmatrix},$$

$$B = \begin{bmatrix} -\frac{R_0 C^2}{2N^2} \\ 0 \end{bmatrix}, -p_0 \leq u(t) \leq 1 - p_0, 0 \leq p_0 \leq 1$$

با در نظر گرفتن شرایط کنترل پذیری می‌توان معادله (۳) را به صورت زمان گسسته تبدیل کرد:

$$x(k+1) = Gx(k) + Hu(k) \quad (۹)$$

که در آن  $G = e^{AT}$ ,  $H = \left( \int_0^T e^{AT} dt \right) \times B$  و  $T$  زمان نمونه برداری می‌باشد.

## ۵- شبیه‌سازی

در این بخش نتایج شبیه‌سازی کنترل کننده مقاوم زمان گسسته (RDTC) پیشنهادی ارائه شده و عملکرد و قابلیت‌های آن بررسی می‌شود. همچنین مقایسه‌ای میان رفتار این کنترل کننده با برخی AQM های دیگر صورت می‌پذیرد. به همین منظور کنترل کننده‌های RED, REM, LRED, PI و PID انتخاب شده‌اند. برای شبیه‌سازی و سنجش اعتبار کنترل کننده پیشنهادی شبیه‌ساز ns2 در نظر گرفته شده است که از محیط‌های استاندارد سنجش و شبیه‌سازی در حوزه شبکه می‌باشد [۳۰]. برای شبیه‌سازی فرض می‌شود که شبکه‌ای با توپولوژی شکل ۳ در اختیار است. برای نمایش قوت و ضعف هر مکانیزم ۴ سناریو در نظر گرفته شده است.

ابتدا مکانیزم RTDC را برای یک شبکه ساده با ۶۰ جریان TCP، حدود ۲۴۰ میلی ثانیه تاخیر انتها به انتها، پهنای باند 15Mbps برای هر لینک و متوسط حدود ۵۰۰ بایت برای هر بسته طراحی می‌کنیم. حداکثر طول صف را برای هر بافر ۴۰۰ بسته قرار می‌دهیم.

صورت پذیرفته است و مکانیزم PID نیز دارای عملکرد قابل قبولی می باشد.

### ب- سناریوی دوم

در این وضعیت تاخیر انتشار را تا ۳۶۰ میلی ثانیه افزایش می دهیم. عملکرد هر کنترل کننده در شکل ۷ و شکل ۸ مشاهده می شود. در این سناریو تمامی مکانیزم های AQM در ابتدای زمان رفتاری ناپایدار را از خود به نمایش گذاشته اند ولیکن پس از گذشت مدتی سیستم به پایداری می رسد. شکل ۷ نشان می دهد در این وضعیت نیز RDTC علاوه بر داشتن کمترین فراجهش، دارای تغییرات تاخیر قابل قبولی نیز می باشد.

همانگونه که در شکل ۸ نیز قابل مشاهده است مکانیزم های PI، PID و RDTC بهره گیری بهتری از پهنای باند شبکه نسبت به REM، RED و LRED را دارا هستند. همچنین RDTC بهترین بهره گیری از پهنای باند را دارا می باشد. این مساله نشان می دهد که مقاومت RDTC نسبت به تغییرات پارامترهای کلیدی شبکه از جمله تاخیر بسیار بهتر از دیگر مکانیزم های تحت بررسی می باشد.

### ج- سناریوی سوم - تضعیف اغتشاش

در این سناریو یک ترافیک CBR به عنوان اغتشاش به گلوگاه اعمال شده است تا قوت هر مکانیزم برای رد اغتشاش در شبکه مورد بررسی ارزیابی گردد. در این وضعیت نرخ ترافیک CBR حدود 10Mbps بوده و طول هر سلول ۵۰۰ بیت در نظر گرفته شده است. ترافیک CBR در زمان صفر شروع شده و در ثانیه ۲۰ قطع می شود. این ترافیک دوباره در زمان ۵۰ ثانیه شروع شده و در ثانیه ۷۰ قطع می شود. در نهایت ترافیک CBR در ثانیه ۸۰ شروع شده و تا پایان زمان شبیه سازی ادامه می یابد. در این وضعیت تاخیر انتشار در حد ۲۴۰ میلی ثانیه در حد نامی تنظیم می شود. در شکل های ۹ و ۱۰ طول صف و میزان بهره گیری از پهنای باند در هر مکانیزم نشان داده شده است. پس از اعمال ترافیک CBR به شبکه مورد بررسی، در هر مکانیزم طول صف دچار انحراف از مقدار تعادل خود می شود. البته RED و REM توانسته اند به سرعت به مقدار تعادل خود بازگردند. در این سناریو مکانیزم LRED دارای رفتار نوسانی می باشد و حداکثر انحراف از تاخیر را ایجاد می کند. رفتار RDTC همچنان قابل قبول بوده و توانسته است اغتشاش را به خوبی در خروجی تضعیف نماید. شکل ۱۰ نشان می دهد که RDTC بهترین عملکرد را در بهره گیری از پهنای باند ارائه می کند. هر چند PI و PID نیز عملکرد به نسبت مناسبی دارند. این وضعیت نشان می دهد در تراحم

دارای اولویت هستند و جریان های TCP را که از معیار AQM استفاده می کنند محدود می کنند. با مقایسه بین (۱) و (۹) خواهیم داشت که  $B_1 = \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \end{bmatrix}$  و  $B_2 = H, A=G$ . در این حالت طول صف را به عنوان خروجی قابل اندازه گیری سیستم  $y_k = \delta q = [0 \ 1]x_k$  در نظر می گیریم. پس از حل معادلات ریکاتی (۴) و (۵) و یافتن  $Z_\infty$  و  $X_\infty$  کنترل کننده  $H_\infty$  به صورت زیر در می آید:

$$K(z) = \frac{a + bz + cz^2}{d + fz + z^2}$$

کنترل کننده  $K$  وابسته به مقدار  $\gamma$  در (۱۰) می باشد. برای این شبیه سازی مقدار آن در  $\gamma = 6$  ثابت فرض می شود. در نتیجه پارامترهای کنترل کننده به صورت زیر محاسبه می شوند:

$$a = 0.0000082, b = 0.4961954, c = 0.3764782, d = -0.0000830 \text{ و } f = 0.8584047$$

نکته قابل توجه در مورد این کنترل کننده آنست که با توجه به اینکه کنترل کننده مقاوم از ابتدا بر اساس شرایط پایداری مجانبی طراحی می شود، در نهایت سیستم گسسته که مجموع سیستم اصلی و کنترل کننده می باشد نیاز به اثبات پایداری ندارد.

### الف- سناریوی اول - کارکرد تحت شرایط نامی

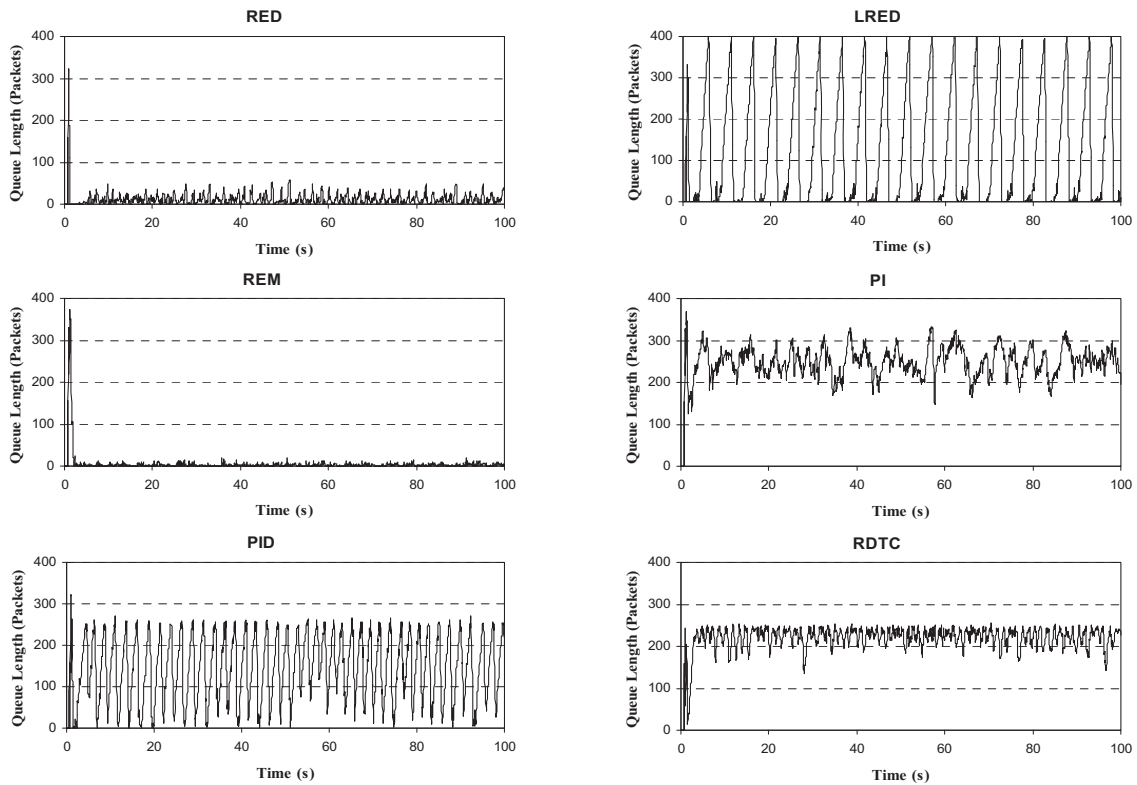
در این وضعیت فرض شده است که تاخیر لینک در حدود ۲۴۰ میلی ثانیه مشابه شرایط نامی طراحی است. نتایج شبیه سازی در شکل ۵ و شکل ۶ ارائه شده است. در این وضعیت اندازه دلخواه صف در مکانیزم های PI، PID و RDTC برای ۲۵۰ بسته تنظیم شده است.

شکل ۵ نشان می دهد که مکانیزم RED می تواند پهنای باند را در حد حداقل نگاه دارد. همچنین REM نیز مشابه RED عمل کرده و این هدف را به خوبی انجام داده است. اما LRED رفتاری ناپایدار داشته و در همواره بین مقادیر حداقل و حداکثر طول صف نوسان می کند. مکانیزم های PI، PID و RDTC سعی در تعقیب طول صف دلخواه دارند که البته RDTC به مراتب موفق تر عمل نموده است. این کنترل کننده دارای حداکثر فراجهش کوچکتر و حداقل انحراف از طول صف دلخواه نسبت به مکانیزم های PI و PID می باشد.

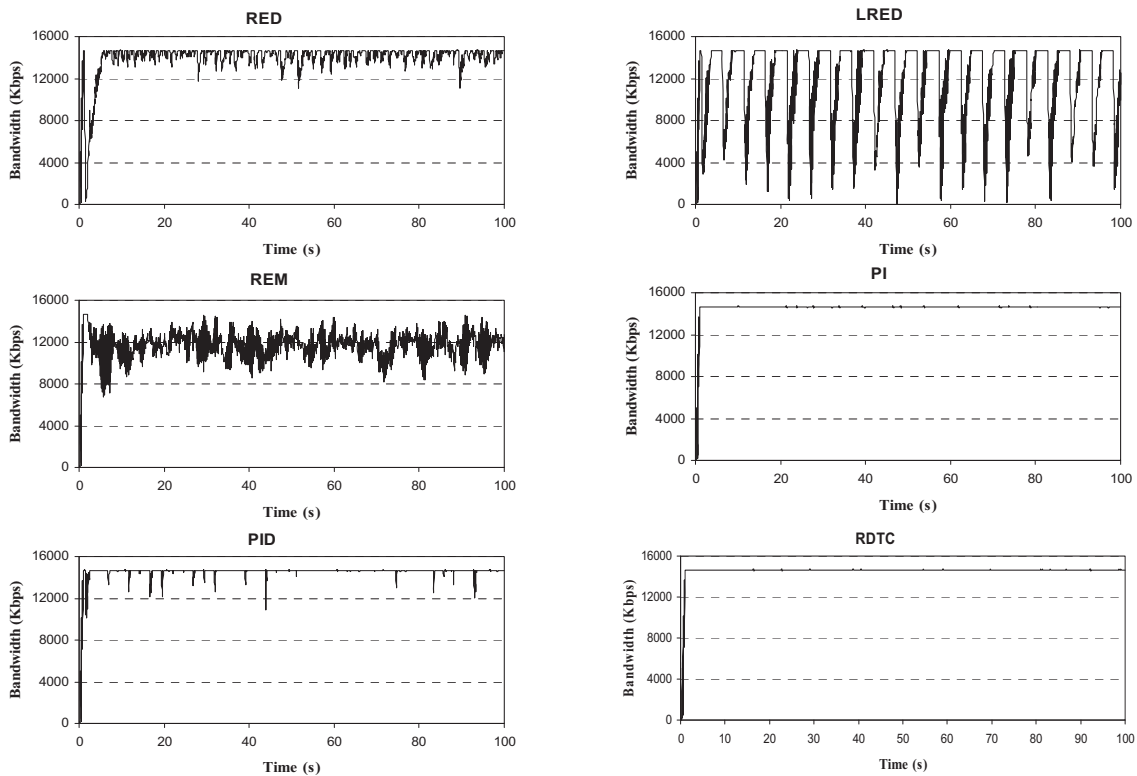
همانگونه که در شکل ۶ مشاهده می شود، بیشترین بهره گیری از پهنای باند لینک توسط مکانیزم RDTC انجام می شود. هر چند مکانیزم PI نیز دارای عملکرد مناسبی بوده و می تواند در این زمینه با RDTC رقابت نماید. کمترین میزان استفاده از پهنای باند نیز توسط LRED

RDTC توانسته است تعادل خوبی را برقرار نماید.

همیشگی بین تنظیم طول صف و بهره‌گیری بیشینه از پهنای باند،

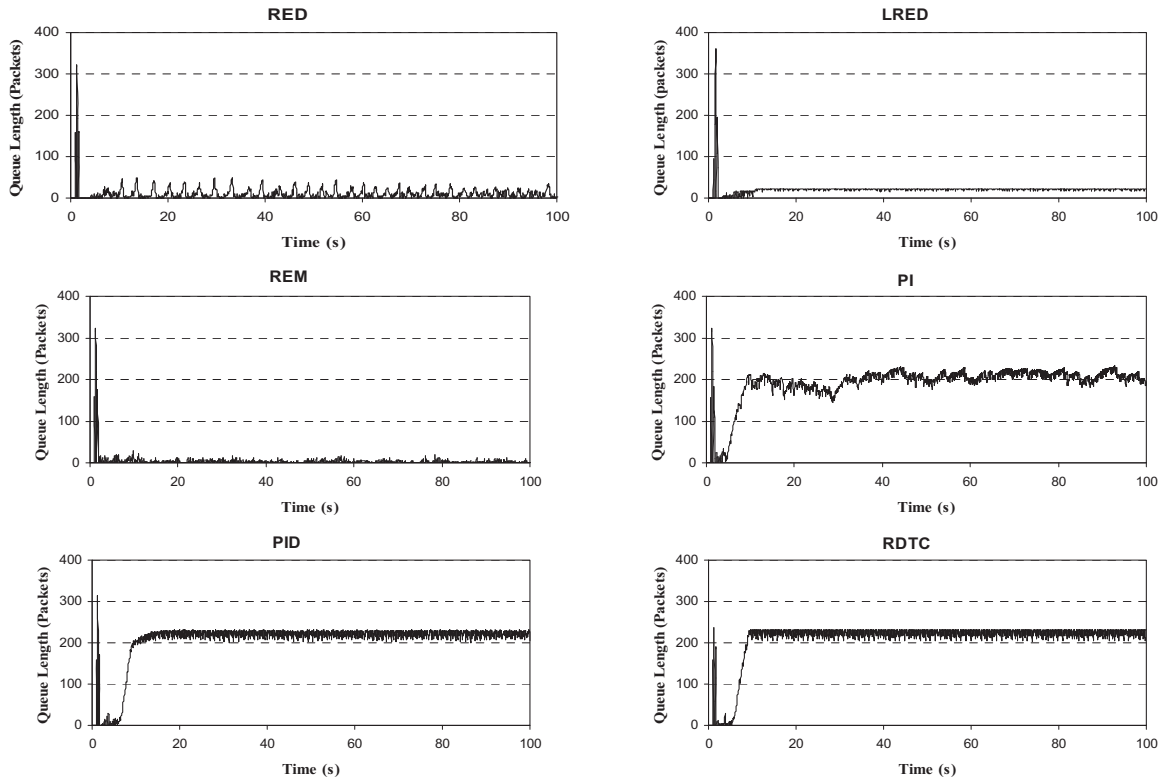


شکل ۵- طول صف در گلوگاه برای تاخیر ۲۴۰ میلی ثانیه

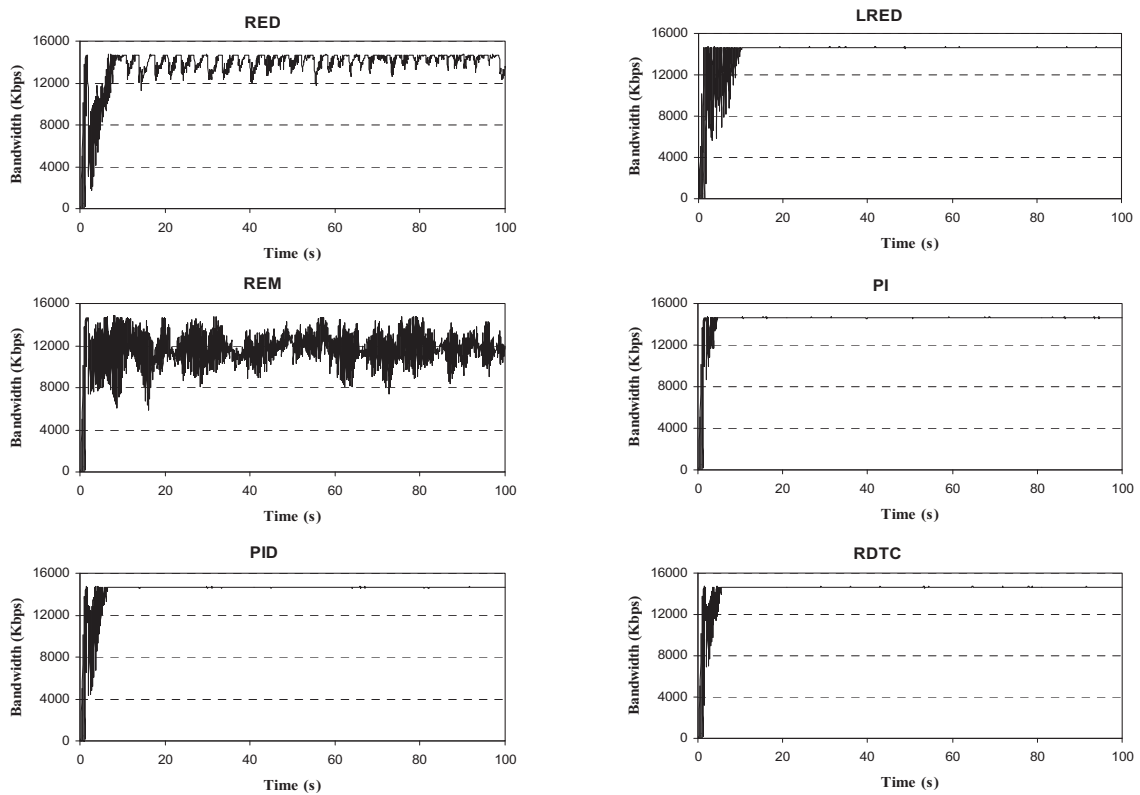


شکل ۶- پهنای باند مورد استفاده لینک در تاخیر ۲۴۰ میلی ثانیه

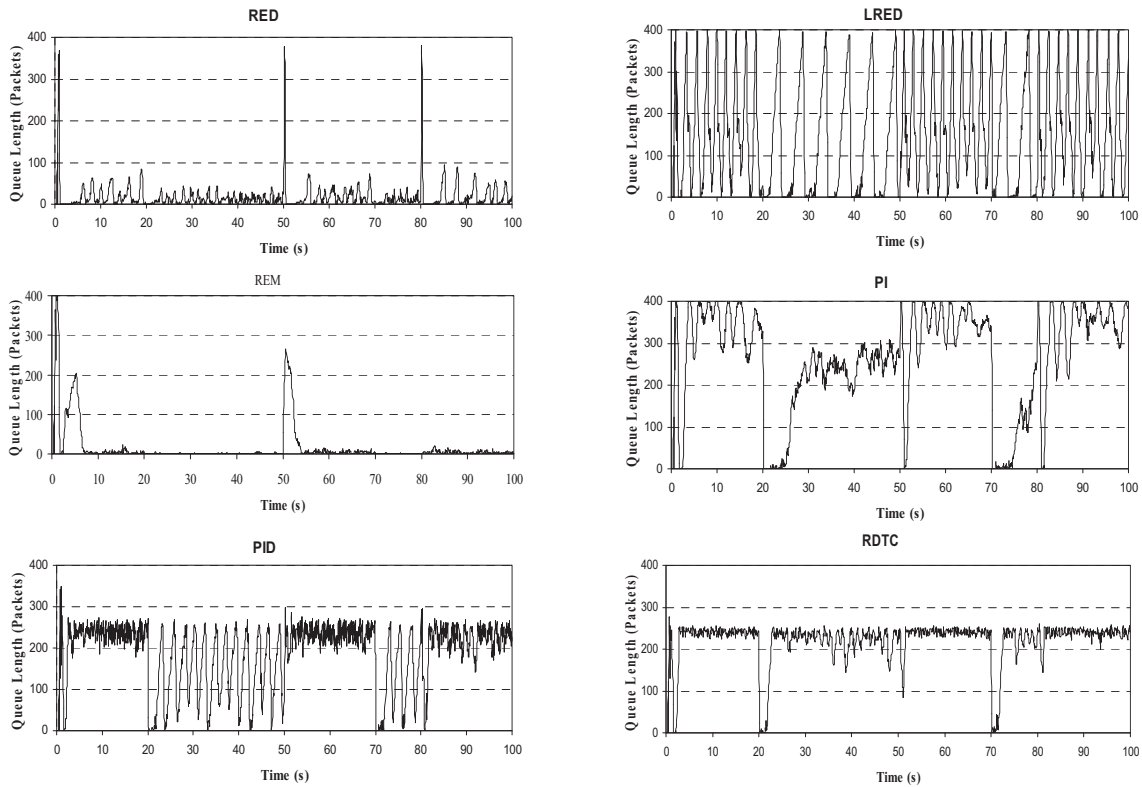




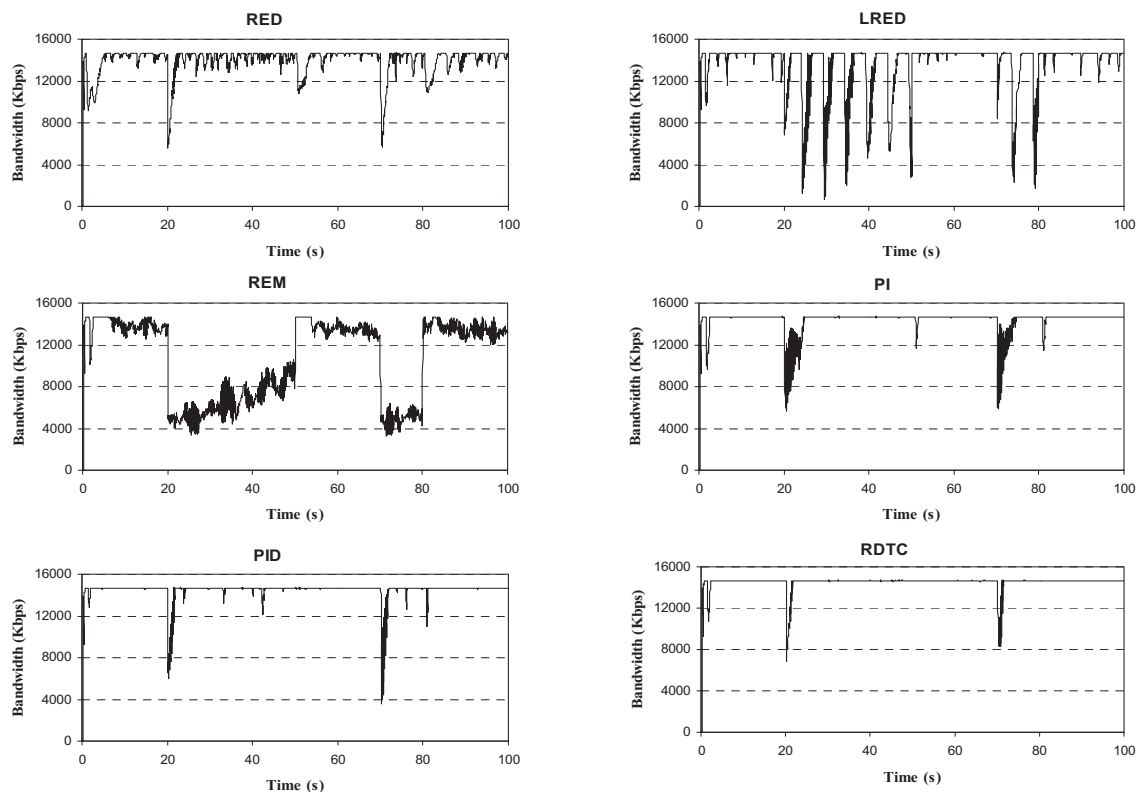
شکل ۷- طول صف در گلوگاه برای تاخیر ۳۶۰ میلی ثانیه



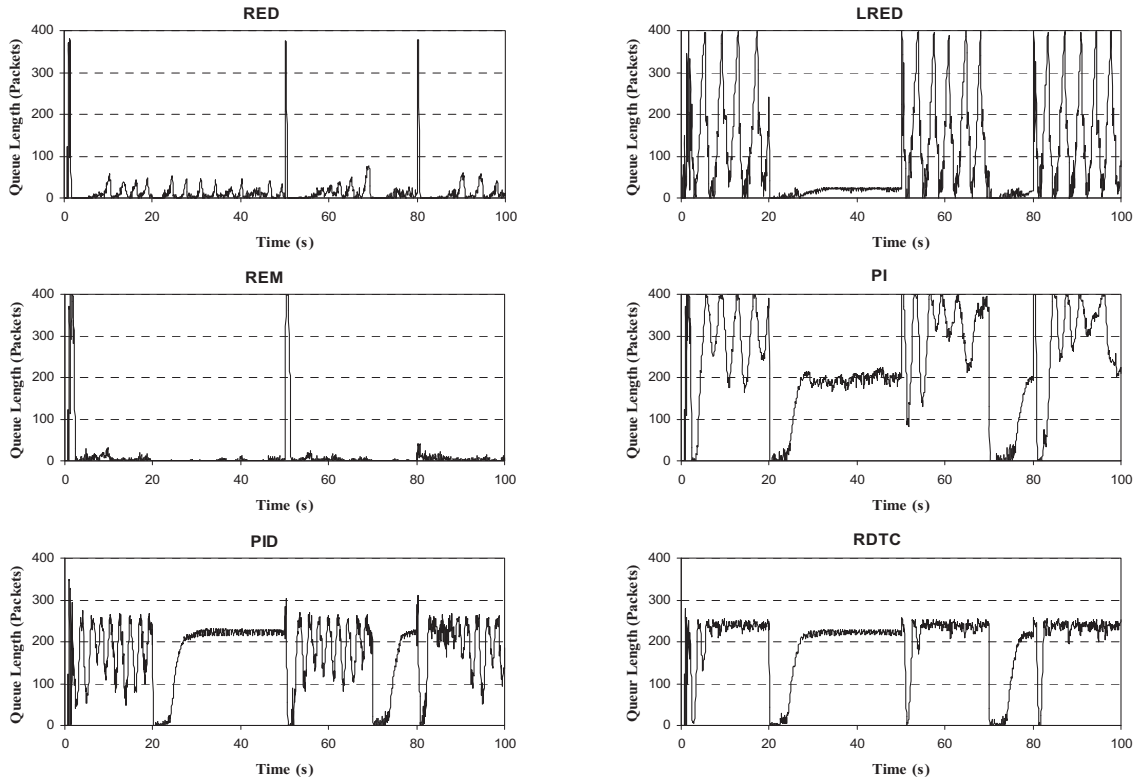
شکل ۸- پهنای باند مورد استفاده لینک در تاخیر ۳۶۰ میلی ثانیه



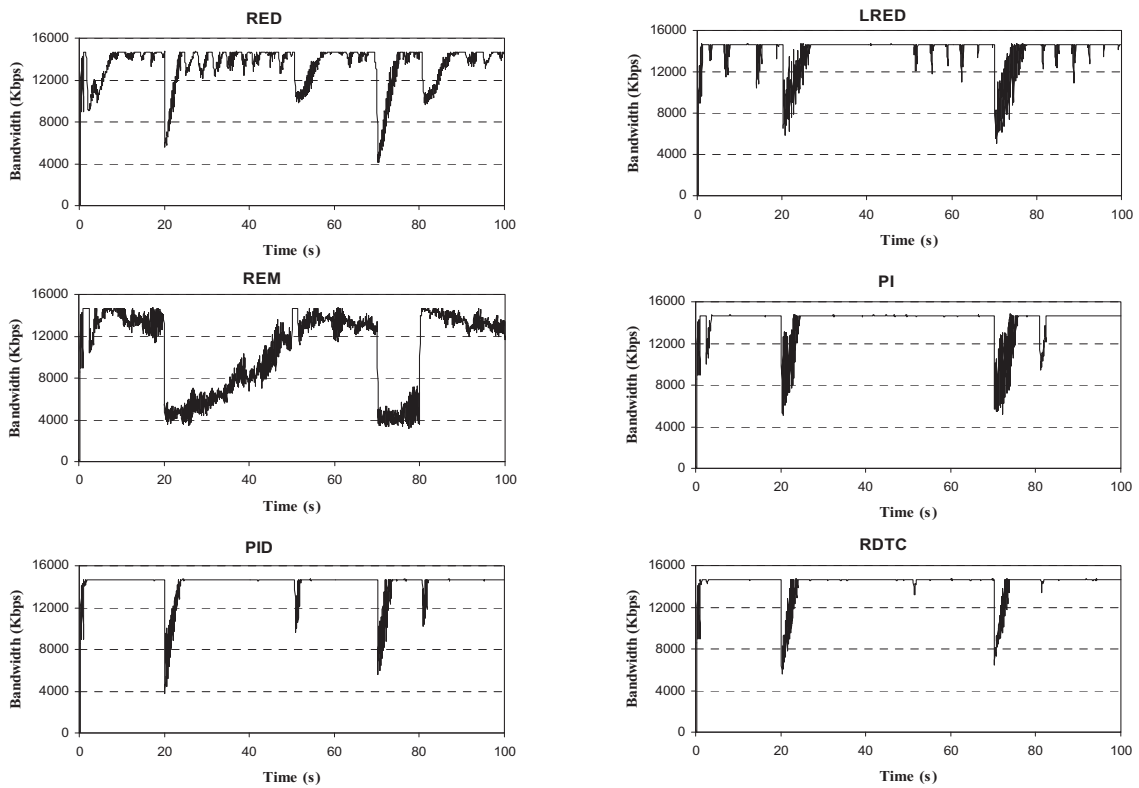
شکل ۹- طول صف گلوگاه با وجود اعمال اغتشاش در تاخیر ۲۴۰ میلی ثانیه



شکل ۱۰- پهنای باند گلوگاه با وجود اعمال اغتشاش در تاخیر ۲۴۰ میلی ثانیه



شکل ۱۱- طول صف گلوگاه با وجود اعمال اغتشاش در تاخیر ۳۶۰ میلی ثانیه



شکل ۱۲- پهنای باند گلوگاه با وجود اعمال اغتشاش در تاخیر ۳۶۰ میلی ثانیه

**۵- سناریوی چهارم**

در این سناریو علاوه بر اعمال اغتشاش، تاخیر انتشار نیز به میزان ۳۶۰ میلی ثانیه افزایش یافته است. ساختار اغتشاش مشابه سناریوی قبل یک ترافیک CBR با همان مشخصات می باشد و بر اساس زمان بندی سناریوی چهارم به گلوگاه شبکه اعمال می شود. نتایج شبیه سازی در شکل های ۱۱ و ۱۲ ارائه شده است.

مقاوم بودن مکانیزم RDTC به خوبی در شکل ۱۱ مشاهده می شود. عدم حساسیت به تغییرات پارامترهای شبکه و تضعیف اغتشاش به عنوان دو اصل اساسی کنترل مقاوم به طور کامل در این شبیه سازی قابل ملاحظه است. طول صف در مکانیزم LRED در شکل ۱۱ دارای رفتار نوسانی است. هرچند که PI، PID، RED و REM سعی در ننگ داشتن طول صف در مقدار دلخواه خویش داشته اند ولیکن عملکرد آنها با RDTC قابل مقایسه نیست.

باز هم بهترین عملکرد در بهره گیری از پهنای باند توسط مکانیزم RDTC ارائه می شود. هر چند که مکانیزم های PI و PID نیز عملکرد مناسبی حداقل نسبت به RED، LRED و REM دارند ولیکن RDTC بهترین عملکرد را ارائه می کند. ارائه تعادل مناسب بین تنظیم طول صف و بهره گیری از پهنای باند توسط مکانیزم RDTC در شکل های ۱۱ و ۱۲ به طور کامل مشخص است.

نکته ای که بایستی بدان اشاره نمود آنست که نمی توان تابعی از محدوده تاخیر انتشار و پارامترهای شبکه برای یافتن ناحیه پایداری مقاوم یافت. شبیه سازی ها نشان می دهد علاوه بر تعداد جریان های TCP و سرعت شبکه، پارامترهایی نظیر فرکانس نمونه برداری، طول صف مرجع، میزان و نوع اغتشاشات وارده و عوامل دیگر نیز در پایداری مقاوم شبکه موثر است. البته در شرایطی که شبیه سازی های قبلی به انجام رسیده بود، کنترل کننده RDTC توانایی کنترل شبکه با تاخیر انتشار تا پنج برابر میزان تاخیر انتشار نامی را برخوردار بود.

**۶- نتیجه گیری**

در این پژوهش یک مدیر فعال صف (AQM) بر اساس نظریه کنترل مقاوم با نام کنترل کننده مقاوم زمان گسسته (RDTC) ارائه گردید. انگیزه اصلی برای طراحی این کنترل کننده استفاده از مزایای پایه ای کنترل مقاوم مانند کاهش حساسیت خروجی سیستم به تغییرات سیستم و عدم قطعیت ها و همچنین تضعیف اغتشاش اعمال شده به سیستم بود. بر اساس ارزیابی جامع صورت پذیرفته، RDTC نه تنها در زمینه تعقیب طول صف دلخواه، بلکه در بهره گیری حداکثر از پهنای باند نیز توانست

بیشترین مقاومت را در زمینه تغییر تاخیر به عنوان یکی از مهمترین پارامترهای شبکه از خود نشان دهد. همچنین مکانیزم RDTC در زمینه تضعیف اغتشاش عملکرد بسیار مناسبی نسبت به سایر مکانیزم های AQM از خود نشان داد.

**مراجع**

- [1] E. Veloso et al., A hierarchical characterization of a live streaming media workload, IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 1063-6692 14 (1) (2006) 133-146.
- [2] S. Floyd, K. Fall, Promoting the use of end-to-end congestion control in the internet, Proceedings of IEEE/ACM Transactions on Networking 7 (4) (1999) 458-472.
- [3] S. Floyd, K. Fall, Random early detection gateways for congestion avoidance, IEEE/ACM Transactions on Networking (August) (1993).
- [4] T. Eguchi, H. Ohsaki, M. Murata, On control parameters tuning for active queue management mechanisms using multivariate analysis, in: Proceedings of Symposium on Applications and the Internet, January, 2003, pp. 120-127.
- [5] B. Wydrowski, M. Zukerman, GREEN: an active queue management algorithm for a self managed Internet, in: Proceeding of IEEE International Conference on Communications ICC'2002, vol. 4, April, 2002, pp. 2368-2372.
- [6] S. Athuraliya, S.H. Low, V.H. Li, Y. Qinghe, REM: active queue management, IEEE Network Magazine 15 (3) (2001) 48-53.
- [7] S.S. Kunniyur, R. Srikant, An adaptive virtual queue (AVQ) algorithm for active queue management, IEEE/ACM Transactions on Networking 12 (2004) 286-299.
- [8] F. Wu-chang, K.G. Shin, D.D. Kandlur, D. Saha, The BLUE active queue management algorithms, Proceedings of IEEE/ACM Transactions on Networking 10 (2002) 513-528.
- [9] W.-C. Feng, D.D. Kandlur, D. Saha, K.G. Shin, A selfconfiguring RED gateway, in: Proceedings of INFOCOM'99 Conference, vol. 3, March, 1999, pp. 1320-1328.
- [10] S. Floyd, R. Gummadi, S. Shenker, Adaptive RED: An algorithm for increasing the robustness of RED's Active Queue Management. <http://www.icir.org/floyd/papers/adaptiveRed.pdf> (August 2001).

- [21] S. Ryu, C. Rump, Q. Chunming, A predictive and robust active queue management for Internet congestion control, in: Proceedings of ISCC 2003, vol. 2, June, 2003, pp. 991–998.
- [22] R. Fengyuan et al., Robust active queue management algorithm based on sliding mode variable structure control, in: Proceedings of INFOCOM'02, June, 2002, pp. 64–79.
- [23] C. Wang, B. Li, Y.T. Hou, K. Sohraby, Y. Lin, LRED: A robust active queue management scheme based on packet loss ratio, in: Proceedings of INFOCOM 2004 Conference, vol. 1, March, 2004, pp. 1–12.
- [24] Y. Hadjadj aoul, A. Nafaa, D. Negru, A. Mehaoua, FAFC: fast adaptive fuzzy AQM controller for TCP/IP networks, in: Proceedings of IEEE GLOBECOM'04 Conference, vol. 3, November, 2004, pp. 1319–1323.
- [25] H. Ohsaki, M. Murata, H. Miyahara, Steady state analysis of the RED gateway: stability, transient behavior, and parameter setting, in: IEICE Transactions on Communications E85-B, January, 2002, pp. 107–115.
- [26] B. Braden et al., Recommendations on queue management and congestion avoidance in the internet, IETF RFC 2309, April, 1998.
- [27] S. Ryu, C. Rump, C. Qiao, Advances in internet congestion control, IEEE Communications Surveys & Tutorials (2003) 28–39.
- [28] G. Zames and B.A. Francis. Feedback, minimax sensitivity, and optimal robustness. IEEE Transactions on Automatic Control, AC-28:585–600, 1983.
- [29] M. Green and D.J.N. Limebeer, “Linear Robust Control”, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, NJ, 1995.
- [30] “ns-2 Network Simulator,” Obtain via <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [11] C. Joo, S. Bahk, S.S. Lumetta, Hybrid Active Queue Management, in: Proceedings of ISCC 2003 Conference, June, 2003, pp. 999–1004.
- [12] S. Jinsheng, K.-T. Ko, C. Guanrong, S. Chan, M. Zukerman, PD-RED: to improve the performance of RED, Communications Letters, IEEE 7 (2003) 406–408.
- [13] C.V. Hollot, V. Misra, D. Towsley, G. Weibo, Analysis and design of controllers for AQM routers supporting TCP flows, Proceedings of IEEE Transactions on Automatic Control 47 (2002) 945–959.
- [14] S. Jinsheng, C. Guanrong, K. King-Tim, S. Chan, M. Zukerman, PD-controller: a new active queue management scheme, in: Proceedings of IEEE GLOBECOM'03, vol. 6, December, 2003, pp. 3103–3107.
- [15] Z. Heying, B. Liu, D. Wenhua, Design of a robust active queue management algorithm based on feedback compensation, in: Proceedings of ACM/SIGCOMM 2003, 2002, pp. 277–285.
- [16] Y. Gao, J.C. Hou, A state feedback control approach to stabilizing queues for ECN-enabled TCP connections, in: Proceedings of INFOCOM 2003, vol. 3, April, 2003, pp. 2301–2311.
- [17] J. Aweya, M. Ouellette, D.Y. Montuno, A control theoretic approach to active queue management, Proceedings of Computer Networks 36 (2001) 203–235.
- [18] F. Yanfei, R. Fengyuan, L. Chuang, Design of an active queue management algorithm based fuzzy logic decision, in: Proceedings of ICCT 2003 Conference, vol. 1, April, 2003, pp. 286–289.
- [19] C. XiaoLin, J.K. Muppala, Y. Jen-te, A robust nonlinear PI controller for improving AQM performance, IEEE International Conference on Communications 4 (2004) 2272–2276.
- [20] C. Qiang, O.W.W. Yang, A ST-PI-PP controller for AQM router, IEEE International Conference on Communications 4 (2004) 2277–2281.