

کران بالای طول صف در روش زمان بندی "سرویس هجومی تنظیم شده"

سید محمود دانشور فرزنانگان^(۱) حسین سعیدی^(۲)

(۱) استادیار - دانشکده مهندسی برق، واحد نجفآباد، دانشگاه آزاد اسلامی، نجفآباد، اصفهان، ایران

(۲) استاد - دانشکده مهندسی برق، دانشگاه صنعتی اصفهان، اصفهان، ایران

تاریخ پذیرش: ۱۳۹۴/۹/۲۷

تاریخ دریافت: ۱۳۹۴/۴/۱۶

خلاصه: با توجه به نقش تضمین کیفیت سرویس در شبکه‌های کامپیوتری و مخابراتی جدید برای سرویسهای چند رسانه‌ای، تحقیق بر روی روشهای ارائه سرویس تضمین شده به ترافیک‌های متنوعی که در شبکه‌ها جاری هستند، از جایگاه ویژه‌ای برخوردار است. روشهای زمانبندی در این میان به دلیل نقش مهم‌شان، بیشتر مورد توجه قرار گرفته‌اند. برای ارائه سرویس به جریان‌های ترافیکی هجومی روشی به نام زمانبندی با حجم تنظیم شده که به اختصار RBSS نامیده شده است، ارائه شده است. مهمترین ویژگی روش RBSS لحاظ نمودن پارامتر حجم علاوه بر نرخ در کیفیت سرویس است. در این مقاله سعی شده است با یک تحلیل ریاضی به کمک تئوری جبر شبکه، کران بالای طول صف در روش زمانبندی مورد اشاره به دست آید. ویژگی مهم این روش دخالت دادن طول صف در فرآیند تصمیم‌گیری زمانبند است که باعث می‌شود محاسبه منحنی سرویس به یک نامساوی دیفرانسیلی منجر شود و محاسبه کران بالای طول صف را نسبت به روشهای مشابه با دشواریهای بیشتری روبرو سازد. برای سهولت در محاسبات، در این مقاله فرض کرده‌ایم که منحنی ترافیک ورودی برای هر محاوره حالت خطی داشته باشد.

کلمات کلیدی: زمانبندی، جریان ترافیکی هجومی، جبر شبکه، کیفیت سرویس

Upper Bound for Queue Length in Regulated Burst Service Scheduling

Seyyed Mahmood Daneshvar Farzanegan⁽¹⁾ – Hossein Saedi⁽²⁾

Assistant Professor - Department of Electrical Engineering, Najafabad Branch, Islamic Azad University, Najafabad, Esfahan, Iran
smdanesh@yahoo.com

(2) Professor, Department of Electrical and Computer Engineering, Esfahan University of Technology, Esfahan, Iran
hsaidi@cc.iut.ac.ir

Quality of Service (QoS) provisioning is very important in next computer/communication networks because of increasing multimedia services. Hence, very investigations are performed in this area. Scheduling algorithms effect QoS provisioning. Lately, a scheduling algorithm called Regulated Burst Service Scheduling (RBSS) is suggested by author in [1] to provide a better service to bursty and delay sensitive services such as video. One of the most significant feature in RBSS is considering burstiness of arrival traffic in scheduling algorithm. In this paper, an upper bound of queue length or buffer size and service curve is calculated by Network Calculus analysis for RBSS. Because in RBSS queue length is a parameter that is considered in scheduling arbitrator, analysis results a differential inequality to obtain service curve. To simplify, arrival traffic is assumed to be linear that is defined in the paper clearly. This paper helps to analyse the delay in RBSS for different traffic with different specifications. Therefore, QoS provisioning will be evaluated.

Index Terms: Scheduling, bursty traffic, network calculus, quality of service.

نویسنده مسئول: سیدمحمود دانشور فرزنانگان، دانشکده مهندسی برق، واحد نجفآباد، دانشگاه آزاد اسلامی، نجفآباد، اصفهان، ایران.
m.daneshvar@pel.iaun.ac.ir

۱- مقدمه

شبکه اینترنت به عنوان یک شبکه جهانی برای تبادل انواع گوناگون اطلاعات در دهه‌های اخیر متداول شده است. اما به لحاظ سهولت در پیاده سازی، پروتکل‌های به کار گرفته شده در اینترنت هیچ یک از پارامترهای کیفیت سرویس دهی^۱ نظیر نرخ سرویس، تأخیر و نوسانات تأخیر در دریافت بسته‌ها^۲ و همچنین احتمال از بین رفتن بسته‌ها را تضمین نمی‌کنند. بلکه در اینترنت سعی می‌شود با توجه به شرایط شبکه و بر اساس ایده بیشترین تلاش^۳ سرویسی متناسب با نیازهای مشترکین ارائه داده شود.

از زمان پیدایش تفکر شبکه‌های تمام دیجیتال با سرویس مجتمع^۴ در اواخر قرن گذشته تا ایده پیاده‌سازی شبکه‌های نسل آینده^۵ در اوایل قرن اخیر تحقق کیفیت سرویس در شبکه‌های سوئیچ بسته‌ای یکی از مهمترین دغدغه‌های محققان بوده است. با توجه به اینکه متخصصین و کمیته‌های جهانی مخابرات ضرورت تجمیع شبکه‌های تلفنی و شبکه‌های داده در یک شبکه واحد را تصریح کرده‌اند، مهمترین اقدام برای نیل به این هدف ایجاد یک بستر مناسب یا اصلاح شبکه‌های موجود جهت سرویس دهی به انواع گوناگون کاربردهای ارتباطی است. بدین ترتیب ارائه و تضمین کیفیت سرویس یکی از مهمترین اهداف ارائه کنندگان سرویس اینترنتی^۶ محسوب می‌شود.

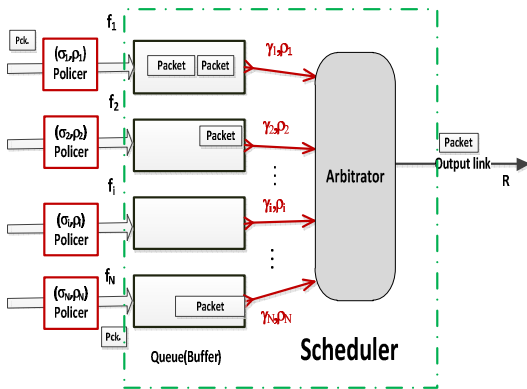
ترافیک اغلب شبکه‌های چند رسانه‌ای نظیر ویدئوی فشرده شده به صورت هجومی یا انفجاری^۷ است، بدین معنا که نرخ لحظه‌ای داده‌های انتقالی تغییرات زیادی دارد. اندازه‌گیری‌های ترافیک اینترنت نیز نشان می‌دهد ترافیک اینترنت هجومی است [۱-۲]. افزایش کاربردهای چند رسانه‌ای نظیر تلویزیون اینترنتی و بازی‌های رایانه‌ای شبکه نیز جریان داده تولید شده را هجومی‌تر می‌کند [۳]. به همین دلیل برای کارآمدتر شدن ارائه کیفیت سرویس در شبکه‌های چند رسانه‌ای، باید اثرات ناخواسته‌ای که ترافیک‌های هجومی بر پارامترهای کیفیت سرویس QoS می‌گذارند را بررسی نمود و عملکرد الگوریتم‌هایی که در مدیریت عناصر شبکه نقش‌آفرین هستند را در حضور ترافیک‌های هجومی مورد ارزیابی قرار داد و در صورت نیاز تغییراتی در آنها ایجاد نمود. بررسی رفتار روش‌های زمان بندی - به عنوان مهمترین بخش تأثیرگذار در توزیع سرویس - در برابر جریان‌های هجومی حائز اهمیت فراوان است. اصلاح رفتار روش‌های زمان بندی با توجه به همه ترافیکی از یکسو باعث می‌گردد طبیعت ترافیک‌های هجومی در سرویس‌دهی دچار کمترین تغییر شود و از سوی دیگر از اثرات نامطلوب همه در شبکه کاسته شود. در این زمینه تحقیقات زیادی نیز انجام شده است [۴-۶].

در مقاله [۷] روش زمان بندی جدیدی با سرویس هجومی تنظیم شده^۸ که به اختصار RBSS نامیده شده است توسط نویسنده و همکاران جهت تضمین کیفیت سرویس برای ترافیک‌های هجومی و غیر هجومی ارائه گردیده است. این روش یک روش زمان بندی جریان پیوسته است

که با ایجاد تغییراتی در ساختار روش زمان بندی متداول GPS به عنوان یک روش زمان بندی ایده‌آل بر اساس نرخ سرویس به وجود آمده است. ویژگی مهم روش RBSS، به کارگیری پارامتر آستانه سرویس قابل جبران در الگوریتم زمان بندی است. به طوری که اگر پس از یک وقفه، همه‌ای دریافت شود، زمان بند سرویس بیشتری را به محاوره‌ای که جریان ترافیکی هجومی دارد، ارائه می‌دهد. بدین ترتیب در جریان ترافیکی هجومی سرویس معوقه‌ای که به دلیل غیبت محاوره ایجاد شده است را می‌توان جبران نمود. شبیه‌سازی و تحلیل ریاضی روش RBSS در مقالات [۸-۹] مورد بررسی قرار گرفته است. در تحلیل ریاضی با ارائه یک شاخص جدید جهت ارزیابی انصاف بین محاوراتی که ماهیت ترافیکی متفاوتی دارند، سعی شده است از نظر انصاف این روش با سایر روشها مقایسه گردد. در این مقاله هدف محاسبه کران تأخیر و حافظه مورد نیاز می‌باشد. برای محاسبه کران تأخیر از نظریه جبر شبکه [۱۰] استفاده شده است. در این نظریه با اعمال محدودیت‌های ترافیکی برای هر یک از جریانهای ترافیکی ورودی کران بالایی برای تأخیر و حجم حافظه موقت (بافر) به دست می‌آید.

در بخش ۲ به ساختار کلی روش زمان بندی اشاره شد و اصول کلی در جبر شبکه را در بخش ۳ مرور خواهیم نمود. در بخش ۴ الگوریتم RBSS مرور خواهد شد و در بخش ۵ تحلیل ریاضی و قضایای مربوطه ارائه می‌گردد. در نهایت در بخش ۶ به جمع بندی و نتیجه گیری مقاله می‌پردازیم.

۲- ساختار تحلیلی و مدل زمان بندی



شکل (۱): مدل زمان بندی نرخ-هجمه

Fig. (1): Burst-rate scheduling model

در این بخش، یک مدل زمان بندی ارائه می‌گردد که مبنای تحلیل روش‌های زمان بندی در این پژوهش قرار خواهد گرفت. مدل مذکور که مدل نرخ-هجمه نامیده می‌شود در شکل (۱) نشان داده شده است. در این مدل زمان بند \mathcal{S} یک دسته از محاورات $AF = \{f_i | i \in \{1, \dots, n\}\}$ را به شیوه اتصال گر^۹ سرویس می‌دهد تا از طریق لینک خروجی مشترکی با نرخ ارسال R داده‌های خود را ارسال کنند (i شماره محاوره است).

برای یک روش زمان‌بندی، آستانه بالای تأخیر لحظه‌ای را با D_i^{max} نشان می‌دهیم. ممکن است در برخی از روش‌های زمان‌بندی این آستانه در حالت کلی قابل محاسبه یا محدود نباشد.

نرخ متوسط سرویس درخواستی: نرخ سرویسی (برحسب بیت بر ثانیه) است که هر محاوره در هنگام درخواست برقراری محاوره به زمان‌بند اعلام می‌کند. اگر نرخ متوسط سرویس درخواستی برابر ρ_i باشد، در یک روش زمان‌بندی شرط پایداری صف عبارتست از: $\sum_{i \in AF} \rho_i \leq R$ تعریف - نرخ سرویس تضمین شده: در شرایطی که محاوره f_i منتظر سرویس است نرخ سرویس تضمین شده برابر است با کران پایین نرخ سرویس لحظه‌ای این محاوره که با ρ_i^{\min} نشان داده می‌شود. در روش GPS این نرخ برابر نرخ سرویس درخواستی می‌باشد [۱۱].

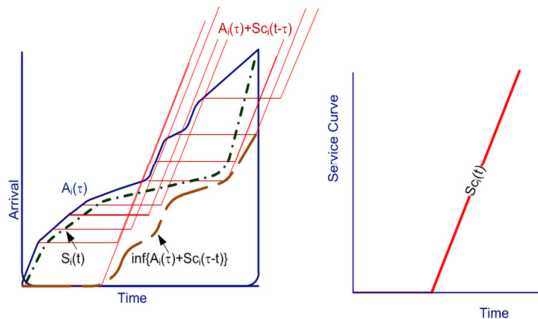
وزن محاوره: نسبت نرخ متوسط سرویس درخواستی ρ_i به نرخ لینک خروجی R وزن محاوره نامیده می‌شود و با ω_i نشان داده می‌شود.

$$\omega_i \triangleq \frac{\rho_i}{R}$$

مقدار نسبی سرویس: نسبت مقدار سرویس داده شده به محاوره f_i تا لحظه t به نرخ متوسط سرویس هر محاوره مقدار نسبی سرویس نامیده می‌شود و با $\hat{S}_i(t)$ نشان داده می‌شود. بنابراین: $\hat{S}_i(t_1, t_2) \triangleq \frac{S_i(t_1, t_2)}{\rho_i}$

۳- نظریه جبر شبکه و محاسبه کران بالای تأخیر و حجم حافظه

نظریه جبر شبکه یک تئوری تحلیلی برای بررسی تأثیر اجزای مختلف شبکه بر روی خصوصیات یک جریان ترافیکی می‌باشد. محاسبه کران تأخیر و حجم ترافیک خروجی در یک گره شبکه بخشی مهمی از این تئوری محسوب می‌شود. در این بخش نحوه محاسبه کران تأخیر و حجم خروجی مرور خواهد شد. با توجه به موضوع این پژوهش، گره شبکه در این مرور همان زمان‌بند در نظر گرفته شده است. از دیدگاه ترافیکی، هر روش زمان‌بندی جریان‌های ترافیکی گوناگون را بر اساس قانون مشخصی مخلوط می‌نماید. اگر جریان ترافیکی محاوره f_i که به زمان‌بند k وارد می‌شود را \mathcal{F}_i^{IN} و جریان ترافیکی خارج شده را \mathcal{F}_i^{OUT} بنامیم، خصوصیات جریان ترافیکی \mathcal{F}_i^{OUT} نسبت به \mathcal{F}_i^{IN} در اثر منطق زمان‌بندی و شرایط جریان ترافیکی در سایر محاورات تغییر خواهد کرد.



شکل (۲): منحنی سرویس
Fig.(2): Service curve

به هر محاوره یک فضای حافظه مجزا اختصاص داده شده است تا بسته‌ها را تا زمان سرویس در خود نگهداری کند. در این مدل از یک نظارت کننده ترافیکی در ورودی زمان‌بند استفاده شده است تا اطمینان حاصل گردد ترافیک هر محاوره به صورت سطل سوراخدار شکل‌دهی شده است. تصمیم‌گیر^۱ بر اساس آگوریتم زمان‌بندی به بسته‌های دریافت شده سرویس می‌دهد. در این مقاله در حالت کلی فرض می‌شود سرویس به صورت جریان پیوسته داده می‌شود، یعنی امکان ارائه سرویس همزمان به چندین بسته از محاورات گوناگون وجود دارد. با این وجود، سرویس‌دهی بسته‌ای را نیز می‌توان در این مدل در نظر گرفت.

۲-۱- تعاریف کلی

دوره مشغولی^{۱۱} (زمان‌بند): یک دوره مشغولی، ماکسیمال^{۱۲} دوره زمان‌هایی است که در خلال آن لینک خروجی همواره مشغول ارسال داده می‌باشد. فرض کنید پس از اتمام هر دوره مشغولی کلیه متغیرهای زمان‌بند صفر می‌شوند.

محاوره منتظر سرویس^{۱۳}: به محاوره f_i در زمان t منتظر سرویس اطلاق می‌شود اگر صف محاوره در این زمان خالی نباشد یا به عبارت دیگر: $Q_i(t) \neq 0$.

در هر لحظه t ، مجموعه همه محاورات را با $AF(t)$ و مجموعه همه محاورات منتظر سرویس را با $BF(t)$ نمایش می‌دهیم.

زمان‌بند کار مداوم^{۱۴}: یک روش زمان‌بندی کار مداوم نامیده می‌شود اگر سرور تنها موقعی بی‌کار شود که هیچ محاوره‌ای منتظر سرویس نباشد [۱۰].

مقدار سرویس داده شده: مقدار داده متعلق به محاوره f_i (برحسب بیت) که تا زمان t از لینک خروجی ارسال شده است مقدار سرویس داده شده به محاوره f_i نامیده می‌شود و با $S_i(t)$ نشان داده می‌شود.

نکته: در مدل بسته‌های مقدار سرویس تا هنگام پایان یافتن سرویس یک بسته به‌طور کامل تغییر نمی‌کند، در حالی که در مدل پیوسته این مقدار مرتباً در خلال ارسال یک بسته به‌طور پیوسته افزایش می‌یابد.

نرخ سرویس لحظه‌ای: مشتق لحظه‌ای مقدار سرویس در لحظه t نرخ سرویس لحظه‌ای نامیده می‌شود. نرخ سرویس لحظه‌ای (بر حسب بیت بر ثانیه) در این رساله با $F_i(t)$ نشان داده می‌شود.

طول صف هر محاوره: طول صف هر محاوره در لحظه t برابر است با مقدار کل داده‌ای (برحسب بیت) که تا این زمان در صف آن محاوره باقی مانده است. اگر طول صف محاوره f_i با $Q_i(t)$ نشان داده شود آن‌گاه می‌توان گفت:

$$Q_i(t) = A_i(t) - S_i(t) \quad (1)$$

تأخیر ارسال داده هر محاوره: در هر لحظه تأخیر (بر حسب ثانیه) به صورت زیر تعریف می‌گردد^{۱۵}:

$$\forall t: D_i(t) \triangleq \inf \{ \tau \mid A_i(t) \leq S_i(t+\tau) \} \quad (2)$$

تعریف- جریان ترافیکی خطی: جریان ترافیکی f_i خطی با پارامتر (σ_A, ρ_A) نامیده می شود اگر پس از لحظه فعال شدن در لحظه t_0 منحنی دریافت آن یا $A_i(t_0, t)$ به صورت زیر باشد:

$$A_i(t_0, t) = \sigma_A + \rho_A (t - t_0) \quad (10)$$

توجه کنید با توجه به تعریف سطل سوراخدار می توان گفت جریان ترافیکی خطی حد اکثر ترافیکی است که با سطل سوراخدار (σ_i, ρ_i) شکل دهی شده باشد اگر: $\rho_A = \rho_i$ و $\sigma_A = \sigma_i$

۴- روش زمان بندی هجومی تنظیم شده RBSS

۴-۱- تعاریف پارامترهای روش زمان بندی

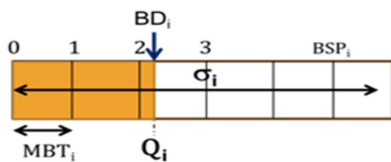
در روش RBSS با توجه به طول صف بسته های منتظر سرویس میزان هجومی ترافیک تخمین زده می شود. در این روش، سه پارامتر آستانه هجومی کمینه^۸، پارامتر سرویس هجومی^۹ و درجه هجومی^{۲۰} تعریف می گردند. با استفاده از این پارامترها چنانچه در بخش بعدی توضیح داده خواهد شد، زمان بند شرایط ترافیکی را می سنجد و نرخ سرویس را مشخص می نماید.

تعریف- آستانه هجومی کمینه: برای صف هر محاوره f_i یک سطح آستانه به نام آستانه هجومی کمینه یا MBT_i در نظر گرفته می شود. در صورتی که طول صف بسته های منتظر سرویس به اندازه ضریب صحیحی از این مقدار برسد، زمان بند شرایط ترافیکی محاوره را به همان میزان هجومی تر در نظر می گیرد. به شرایطی غیر هجومی می گوئیم که طول صف کمتر از این آستانه باشد.

تعریف- پارامتر سرویس هجومی BSP: در روش زمان بندی RBSS برای صف هر محاوره f_i پارامتر سرویس هجومی که با BSP_i نشان می دهیم تعریف می گردد. این پارامتر یک مقدار صحیح نامنفی است و حداکثر میزان افزایش وزن محاوره را در اثر افزایش شرایط هجومی مشخص می نماید.

تعریف- درجه هجومی $BD_i(t)$: این نسبت میزان هجومی بودن شرایط را به صورت کمی برای زمان بند مشخص می کند. در هر لحظه t ، برای هر محاوره f_i ، نسبت طول صف محاوره $Q_i(t)$ به مقدار MBT_i درجه هجومی

بر حسب معیار MBT_i نامیده می شود. یعنی داریم: $BD_i(t) = \frac{Q_i(t)}{MBT_i}$



شکل (۳): آستانه هجومی کمینه فضای بافر را درجه بندی می کند

Fig.(3): Buffer quantization by MBT

اگر طول صف در محاوره f_i افزایش یابد، مقدار درجه هجومی یا BD_i افزوده می شود. در این صورت زمان بند RBSS شرایط ترافیک محاوره f_i را به همان نسبت هجومی تر در نظر می گیرد. کمیت MBT_i در حقیقت طول بافر را مطابق شکل (۳)، درجه بندی می کند و بر این اساس میزان افزایش نرخ سرویس لحظه ای تعیین خواهد شد.

منحنی سرویس (دقیق)^{۱۶}: فرض کنید $S_i(t_1, t_2)$ میزان سرویس زمان بند δ به محاوره f_i بین دو لحظه دلخواه (t_1, t_2) باشد، منحنی $Sc_i(.)$ منحنی سرویس دقیق برای زمان بند δ نامیده می شود اگر و تنها اگر در خلال هر مدت (t_1, t_2) که محاوره مزبور همواره منتظر سرویس است، داشته باشیم:

$$S_i(t_1, t_2) \leq Sc_i(t_2 - t_1) \quad (3)$$

در رابطه (۳) $Sc_i(.)$ یک منحنی غیر نزولی است [۱۲].

زمان بند درنگ- نرخ: فرض کنید که τ لحظه شروع یک دوره فعالیت زمان بند باشد. در این صورت زمان بند δ از دسته روش های زمان بندی درنگ- نرخ یا LR محسوب می شود اگر و تنها اگر برای هر t متعلق به این دوره داشته باشیم:

$$S_i(\tau, t) \geq \max(0, \rho_i(t - \tau - \Theta_i)) \quad (4)$$

در این صورت کمترین مقدار ثابت Θ_i که در این نامساوی صدق می کند را درنگ می نامیم.

استنتاج: یک زمان بند از نوع درنگ- نرخ یا LR با پارامتر (Θ_i, ρ_i) است اگر و تنها اگر منحنی سرویسی به صورت زیر داشته باشد [۱۲]

$$Sc_i(t) = [\rho_i(t - \Theta_i)]^+ \quad (5)$$

در بسیاری از روش های زمان بندی می توان منحنی سرویس را به دست آورد. در روش زمان بندی GPS منحنی سرویس به صورت خط $Sc_i(t) = \rho_i t$ است. یعنی زمان بند GPS یک نوع زمان بند درنگ- نرخ LR است که حداقل نرخ تخصیص یافته به هر محاوره f_i برابر با ρ_i است و مقدار درنگ صفر می باشد [۱۱].

قضیه ۱: فرض کنید $Sc_i(.)$ منحنی سرویس زمان بند δ باشد و ترافیک ورودی آن دارای منحنی هجومی $b_i(.)$ است. اگر D_i^{\max} حداکثر تاخیر بسته و Q_i^{\max} حداکثر طول صف برای محاوره f_i باشد، در این صورت روابط زیر برقرار است.

$$Q_i^{\max} \leq \sup_{t \geq 0} \{b_i(t) - Sc_i(t)\} \quad (6)$$

$$D_i^{\max} \leq \sup_{\tau \geq 0} \{\inf\{t | b_i(t) \leq Sc_i(t + \tau)\}\} \quad (7)$$

قضیه ۲: فرض کنید جریان ترافیکی محاوره f_i به صورت سطل سوراخدار (σ_i, ρ_i) شکل دهی شده باشد [۱۳-۱۴] و توسط زمان بند δ که از نوع درنگ- نرخ با مقادیر (Θ_i, ρ_i) است، سرویس داده شود. در این صورت حداکثر مقدار تاخیر و طول صف از روابط زیر پیروی می نمایند:

$$Q_i^{\max} \leq \sigma_i + \rho_i \Theta_i \quad (8)$$

$$D_i^{\max} \leq \Theta_i + \frac{\sigma_i}{\rho_i} \quad (9)$$

بر طبق نامعادلات فوق این روابط قابل اثبات است.

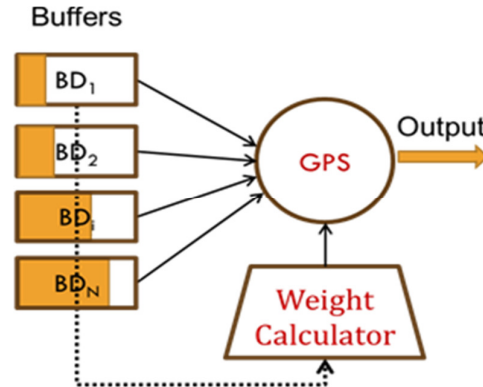
در این مقاله برای محاسبه کران بالای طول صف شکل خاصی از ترافیک در نظر گرفته شده است که جریان ترافیکی خطی نامیده شده است.

۲-۴- آگوریتم RBSS:

در آگوریتم RBSS برخلاف روش GPS وزن هر محاوره منتظر سرویس ثابت نیست و در هر لحظه برحسب درجه هجومه یا $BD_i(t)$ مطابق با رابطه (۱۱) به دست می‌آید.

$$w_i(t) = \omega_i \cdot \min\{[BD_i(t)], BSP_i + 1\} \quad (11)$$

البته در این فرمول می‌توان فهمید که افزایش وزن لحظه‌ای محاوره از حد $1+BSP_i$ برابر ω_i بیشتر نخواهد شد و افزایش وزن محاوره پلکانی انجام می‌گیرد.



شکل (۴): آگوریتم زمان‌بندی سرویس هجومی تنظیم شده

Fig.(4): RBSS schematic

نحوه تخصیص نرخ سرویس لحظه‌ای یا $r_i(t)$ به هریک از محاورات در روش RBSS همانند زمان‌بندی GPS از رابطه (۱۲) به دست خواهد آمد.

$$r_i(t) = \frac{w_i(t)}{\sum_{f_j \in BF(t)} w_j(t)} R \quad (12)$$

شبه‌کد آگوریتم RBSS در شکل (۵) خلاصه شده است. در این شبه‌کد فرض شده است به‌روز رسانی طول صف هر محاوره در انتهای ارسال آخرین بیت هر بسته و هنگام دریافت کامل بسته انجام می‌گیرد. شبیه‌سازی روش RBSS بر اساس این شبه‌کد ایجاد می‌شود.

نرخ خدمات:
در هر لحظه t نرخ خدمات برای محاوره f_i عبارتست از: $r_i(t) = \frac{w_i(t)}{W(t)} \cdot R$
دریافت بسته:
در زمان t لحظه دریافت k امین بسته با طول L_i^k به محاوره f_i : ۱- طول صف افزایش یابد: $Q_i(t^+) = Q_i(t^-) + L_i^k$ ۲- مقدار BD_i به روز شود: $BD_i(t^+) = \frac{Q_i(t^+)}{MBT_i}$ ۳- وزن لحظه‌ای محاوره f_i محاسبه شود: $w_i(t^+) = \omega_i \cdot \min\{[BD_i(t)], BSP_i + 1\}$ ۴- اختلاف وزنی محاوره محاسبه گردد: $dw_i = w_i(t^+) - w_i(t^-)$ ۵- وزن کلی W به روز شود: $W(t^+) = W(t^-) + dw_i$
خروج بسته:
در زمان t لحظه خاتمه خدمات k امین بسته با طول L_i^k از محاوره f_i : ۱- طول صف کاهش یابد: $Q_i(t^+) = Q_i(t^-) - L_i^k$ ۲- مقدار BD_i به روز شود: $BD_i(t^+) = \frac{Q_i(t^+)}{MBT_i}$ ۳- وزن لحظه‌ای محاوره f_i محاسبه شود: $w_i(t^+) = \omega_i \cdot \min\{[BD_i(t)], BSP_i + 1\}$ ۴- اختلاف وزنی محاوره محاسبه گردد: $dw_i = w_i(t^+) - w_i(t^-)$ ۵- وزن کلی W به روز شود: $W(t^+) = W(t^-) + dw_i$
توجه: $Q_i(t^-)$ و $w_i(t^-)$ مقادیر طول صف و وزن محاوره f_i قبل از دریافت k امین بسته و $Q_i(t^+)$ و $w_i(t^+)$ مقادیر فوق پس از دریافت k امین بسته می‌باشد.

شکل (۵): آگوریتم روش زمان‌بندی RBSS

Fig.(5): RBSS algorithm

۳-۴- آگوریتم پذیرش و کنترل محاوره CAC

برای کنترل کیفیت سرویس لازم است بخشی به نام کنترل پذیرش ارتباط (CAC) بر محاورات جدید نظارت داشته باشد. در این الگوریتم

اختصاص خدمات:
اگر t_1 لحظه آخرین رخداد (دریافت یا خروج بسته) و t_2 لحظه رخداد بعدی باشد، مقدار خدمات تخصیص داده شده به محاوره f_i بین این دو لحظه برابر خواهد بود با: $S_i(t, t_1) = \frac{w_i(t_1^+)}{W(t_1^+)} \cdot R \cdot (t - t_1) \quad t \in (t_1, t_2)$

اثبات: با توجه به رابطه (۱۲) و این واقعیت که $BF(t) \subseteq AF(t)$ داریم:

$$r_i(t) = \frac{w_i(t)}{\sum_{f_j \in BF(t)} w_j(t)} R \geq \frac{w_i(t)}{\sum_{f_j \in AF(t)} w_j(t)} R \quad (18)$$

برای محاسبه کران پایین نرخ سرویس لحظه‌ای به هر محاوره f_i ، در رابطه (۱۸) کافی است مخرج کسر بیشترین مقدار و صورت کسر کمترین مقدار را داشته باشد. با توجه به این که برای یک محاوره منتظر سرویس مطابق روابط (۱۱) و (۱۲) داریم:

$$r_i(t) \geq \frac{\omega_i}{\sum_{f_j \in AF(t)} (1+BSP_j)\omega_j} R \quad (19)$$

بنابراین با توجه به روابط (۱۴) و (۱۶) اثبات قضیه ۳ محقق خواهد شد.

نتیجه: با توجه به اینکه $p_m(T) \leq 1$ بنابراین خواهیم داشت:

$$\rho_i^{\min} \geq \frac{\rho_i}{(1+K)} \quad (20)$$

۵-۲- کران بالای طول صف

در قضیه ۴ منحنی سرویس زمان بند RBSS برای جریان ترافیکی خطی بدست می‌آید. در قضیه ۵ نیز کران بالای طول صف برای این نوع جریان ترافیکی محاسبه می‌گردد. قبل از بیان قضیه ۴ به لمی اشاره می‌شود که بر اساس نامساوی گرانوال^[۱۵] اثبات می‌شود. این رابطه یک نامساوی دیفرانسیلی را بیان می‌کند که در قضیه ۴ مورد استفاده قرار می‌گیرد.

لم: اگر a و u دو تابع حقیقی در بازه $T=(t_0, t)$ تعریف شده باشند و این توابع در هر زیر بازه بسته از بازه T پیوسته باشند و برای یک عدد مثبت μ داشته باشیم:

$$\forall t \in T : u(t) \geq a(t) - \int_{t_0}^t \mu u(s) ds \quad (21)$$

آنگاه خواهیم داشت:

$$\forall t \in T : \int_{t_0}^t u(s) ds \geq \int_{t_0}^t a(s) \exp(-\mu(t-s)) ds \quad (22)$$

قضیه ۴: فرض کنید جریان ترافیکی محاوره f_i خطی با پارامترهای (σ_A, ρ_A) است و داشته باشیم: $\rho_A \leq (1+BSP_i) \rho_i^{\min}$

$$\sigma_A \leq (1+BSP_i) MBT_i \quad (23)$$

در این صورت منحنی سرویس در روش زمان بندی RBSS برای این محاوره به صورت زیر خواهد بود:

$$\max \{ \rho_i^{\min} t, (1 - e^{-\mu_i t}) (\sigma_A - \frac{\rho_A}{\mu_i}) + \rho_A t \} \quad (24)$$

که در این روابط μ_i و ρ_i^{\min} مقادیر ثابتی برای محاوره f_i هستند که برابرند با:

$$\rho_i^{\min} = \frac{\rho_i}{p_m(T) \cdot (K+1)}, \quad \mu_i = \frac{\rho_i^{\min}}{MBT_i} \quad (25)$$

اثبات: بدون از دست دادن کلیتی t_0 را برابر صفر در نظر می‌گیریم. با استفاده از قضیه ۳ و روابط (۱۲) و (۱۴) می‌توان نوشت:

$$S_i(t) \geq \rho_i^{\min} t \quad (26)$$

فرض کنیم (در انتهای اثبات درستی آن نشان داده خواهد شد) داشته باشیم:

$$BD_i(t) \leq BSP_i + 1 \quad (27)$$

به لحاظ محدود نمودن تاخیر و کیفیت سرویس لازم است محدودیت‌های زیر برای محاورات در نظر گرفته شود.

تعریف- ضریب کاهش نرخ سرویس تضمین شده: در این روش زمان بندی، بخش CAC محاوراتی را برای ارتباط می‌پذیرد که در هر لحظه نامساوی زیر را برقرار نمایند:

$$K \geq \sum_{f_j \in AF(t)} BSP_j \omega_j \quad (13)$$

ضریب $K \geq 0$ مقدار ثابتی است که ضریب کاهش نرخ سرویس تضمین شده نامیده می‌شود. این مقدار، مقداری ثابت برای زمان بند است که یک بار تنظیم می‌شود و نشان داده خواهد شد که در عملکرد روش زمان بندی تأثیر گذار است.

توجه: در صورتی که ضریب K صفر باشد، باید ضرایب BSP_j همه محاورات صفر باشند. در این صورت زمان بند RBSS به یک زمان بند GPS تبدیل خواهد شد.

البته شرط دیگری که باید توسط این واحد کنترل شود آن است که جمع نرخ درخواستی نباید از نرخ کانال بیشتر شود بنابراین خواهیم داشت:

$$\sum_{f_j \in AF(t)} \omega_j \leq 1 \quad (14)$$

بر اساس ضریب K تعاریف ترافیکی زیر را برای یک مجموعه محاوره که در یک گره زمان بندی می‌شوند در نظر می‌گیریم:

تعریف- ضریب تراکم لحظه‌ای: در هر لحظه t نسبت جمع وزن تمامی محاورات فعال به جمع بیشترین وزن ممکن برای این محاورات ضریب تراکم لحظه‌ای نامیده می‌شود و با $p(t)$ نشان داده می‌شود. بنابراین با توجه به رابطه (۱۳) خواهیم داشت:

$$p(t) = \frac{\sum_{f_j} w_j(t)}{\sum_{f_j} \max\{w_j(t)\}} \leq \frac{\sum_{f_j} w_j(t)}{(1+K)} \quad (15)$$

در روش زمان بندی RBSS با افزایش ازدحام در یک محاوره، وزن آن محاوره افزایش می‌یابد. بنابراین ضریب تراکم را می‌توان به عنوان میزان ازدحام در این گره از شبکه (با توجه به اهمیت محاوره) در نظر گرفت. از رابطه (۱۵) به سادگی می‌توان دریافت که: $0 < p(t) \leq 1$.

تعریف- ضریب تراکم حداکثر در یک دوره زمانی T مقدار حداکثر $p(t)$ در این دوره تعریف می‌شود که با $p_m(T)$ نشان داده می‌شود. بر این اساس داریم:

$$p_m(T) \triangleq \max_{t \in T} \{ p(t) \} \quad (16)$$

با توجه به رابطه (۱۵) می‌توان گفت برای یک دوره زمانی T داریم:

$$\sum_{f_j \in BF(t)} w_j(t) \leq p_m(T) (1+K) \quad (16)$$

۵- ارزیابی تحلیلی روش RBSS

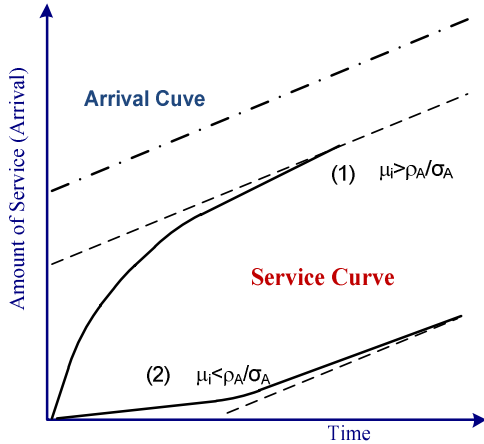
در این بخش یک تحلیل ریاضی جهت ارزیابی روش RBSS ارائه می‌گردد.

۵-۱- نرخ سرویس تضمین شده

قضیه ۳: در روش زمان بندی RBSS نرخ سرویس لحظه‌ای هر محاوره منتظر سرویس، دارای کران پایین زیر می‌باشد:

$$r_i(t) \geq \frac{\rho_i}{(1+K) \cdot p_m(T)} \triangleq \rho_i^{\min} \quad (17)$$

که مطابق تعریف K ضریب کاهش نرخ سرویس تضمین شده می‌باشد.



شکل (۶) منحنی سرویس زمان‌بندی RBSS
Fig. (6): Service curve for RBSS scheduler

قضیه ۵: فرض کنید جریان ترافیکی محاوره f_i خطی با پارامترهای (σ_A, ρ_A) است و شروط رابطه (۲۳) برقرار باشد، در این صورت برای این محاوره حداکثر طول صف به صورت زیر خواهد بود:

$$Q_i(t) \leq (1 + BSP_i) MBT_i \quad (40)$$

اثبات: در اثبات قضیه ۴ فرض شد رابطه (۳۴) درست است و در ادامه درستی این شرط اثبات شد. بنابراین با توجه به تعریف درجه هجمه (BD_i) می‌توان رابطه (۴۰) را نتیجه گرفت.

۶- جمع بندی و نتیجه گیری

در این مقاله یک تحلیل ریاضی برای روش پیشنهادی به نام RBSS ارائه گردید. این روش توسعه روش GPS برای ارائه سرویس به ترافیکهای هجومی و غیرهجومی است. در این مقاله برای روش پیشنهادی یک منحنی سرویس به دست آمد. این منحنی نشان می‌دهد روش پیشنهادی از نظر کران تاخیر و طول صف محدود است. در این مقاله یک کران بالا برای طول صف در این روش نیز محاسبه گردید. در روش GPS مطابق رابطه (۸) (با توجه به صفر بودن درنگ در این روش) محدود کننده طول صف مقدار هجمه ورودی خواهد بود یعنی $Q_i(t) \leq \sigma_i$. به عبارت دیگر در روش GPS هرچه ترافیک داری هجمه بیشتری باشد، طول صف بیشتری دارد. در روش RBSS طول صف به پارامترهای تعریف شده در این روش مانند BSP_i و MBT_i وابسته است و از رابطه $Q_i(t) \leq (1 + BSP_i) MBT_i$ به دست می‌آید. البته با توجه به فرضی که در محاسبه کران طول صف گردید یعنی $\sigma_A \leq (1 + BSP_i) MBT_i$ در روش RBSS هم در ترافیکهای هجومی طول صف بیشتری وجود دارد. چون در روش RBSS در مورد ترافیکهای هجومی با تنظیم BSP_i می‌توان نرخ متوسط سرویس را در زمان پر بودن حجم حافظه (افزایش طول صف) بیشتر از GPS افزایش داد، بنابراین با کران یکسان در طول صف می‌توان استنباط نمود که زمان تاخیر در RBSS نسبت به GPS

آنگاه با استفاده از نامساوی فوق رابطه (۱۱) را می‌توان به صورت زیر نوشت:

$$w_i(t) = [BD_i(t)] \omega_i \geq BD_i(t) \omega_i \quad (28)$$

با استفاده از روابط (۱۲) و (۱۵) نامساوی (۲۸) را می‌توان به صورت زیر نوشت:

$$r_i(t) \geq \frac{\omega_i BD_i(t)}{p_m(T)(K+1)} R \leq \rho_i^{\min} BD_i(t) \quad (29)$$

با توجه به نرخ سرویس لحظه‌ای یا $r_i(t)$ و نیز تعریف $DB_i(t)$ خواهیم داشت:

$$r_i(t) = \frac{dS_i(t)}{dt} \geq \frac{\rho_i^{\min}}{MBT_i} Q_i(t) \quad (30)$$

با جای گذاری طول صف در رابطه (۳۰) و با توجه به تعریف μ_i می‌توان نوشت:

$$\frac{dS_i(t)}{dt} \geq \mu_i (A_i(t) - S_i(t)) \quad (31)$$

بنابراین خواهیم داشت:

$$S_i(t) + \frac{1}{\mu_i} \frac{dS_i(t)}{dt} \geq A_i(t) \quad (32)$$

چون جریان ترافیکی خطی است رابطه (۳۲) را می‌توان به صورت زیر نوشت:

$$S_i(t) + \frac{1}{\mu_i} \frac{dS_i(t)}{dt} \geq \sigma_A + \rho_A t \quad (33)$$

با استفاده از لم ۱ و با قراردادن $u(t)$ و $a(t)$ به ترتیب برابر μ_i و $\mu_i(\sigma_A + \rho_A t)$ خواهیم داشت:

$$S_i(t) \geq (\sigma_A - \frac{\rho_A}{\mu_i})(1 - \exp(-\mu_i t)) + \rho_A t \quad (34)$$

توجه کنید که $S_i(t) = \int_0^t u(s) ds$

شکل (۶) منحنی دریافت $A_i(t)$ و منحنی سرویس در این دو حالت را برای مقادیر $\mu_i < \frac{\rho_A}{\sigma_A}$ و $\mu_i > \frac{\rho_A}{\sigma_A}$ نشان می‌دهد.

برای برقراری شرط $BD_i(t) \leq 1 + BSP_i$ باید داشته باشیم:

$$BD_i(t) = \frac{Q_i(t)}{MBT_i} = \frac{A_i(t) - S_i(t)}{MBT_i} \leq 1 + BSP_i \quad (35)$$

بدین ترتیب اگر داده ورودی به صورت خطی باشد یعنی داشته باشیم $A_i(t) = \sigma_A + \rho_A t$ داریم:

$$Q_i(t) \leq \sigma_A + \rho_A t - \left[\left(\sigma_A - \frac{\rho_A}{\mu_i} \right) (1 - \exp(-\mu_i t)) + \rho_A t \right] \quad (36)$$

با ساده سازی سمت راست رابطه (۳۶) و با توجه به این که $Q_i(t)$ تفاوت منحنی دریافت با منحنی سرویس است با استفاده از شکل (۶) می‌توان نوشت:

$$Q_i(t) \leq \max\left(\frac{\rho_A}{\mu_i}, \sigma_A\right) \quad (37)$$

پس برای برقراری شرط فرضی در رابطه (۳۷) کافی است داشته باشیم:

$$\max\left(\frac{\rho_A}{\mu_i}, \sigma_A\right) \leq (1 + BSP_i) MBT_i \quad (38)$$

بنابراین باید دو شرط زیر برقرار باشند:

$$\sigma_A \leq (1 + BSP_i) MBT_i \quad (39)$$

$$\rho_A \leq \mu_i (1 + BSP_i) MBT_i = (1 + BSP_i) \rho_i^{\min}$$

که این شرایط همان شرایط مفروض در صورت لم است و بنابراین اثبات لم برقرار است.

می تواند کاهش داشته باشد. بنابراین نتیجه می گیریم تأخیر ترافیکهای هجومی در روش RBSS را می توان با تنظیم پارامترهای سه گانه در این روش کنترل نمود به طوری که حتی برای یک ترافیک هجومی حساس به تأخیر نظیر ویدئو نسبت به ترافیکهای غیرهجومی تأخیر کمتری تحمیل نمود. این پارامترها برحسب نرخ ورود داده و هجمه جریان ترافیکی تعیین می گردند.

۷- ضمیمه

اثبات لم ۱: تابع $v(s)$ را به صورت زیر در نظر بگیرید با توجه به شرط پیوستگی u این تابع نیز پیوسته و مشتق پذیر خواهد بود:

$$\forall s \in T : v(s) = \exp(\mu s) \int_{t_0}^s \mu \cdot u(r) \cdot dr \quad (41)$$

اگر مشتق v رانسبت به s را با $v'(s)$ دهیم، خواهیم داشت:

$$\forall s \in T : v'(s) = \mu \exp(\mu s) (u(s) + \int_{t_0}^s \mu u(r) dr) \quad (42)$$

با توجه به فرض لم ۱ داریم:

$$\forall s \in T : v'(s) \geq \mu \exp(\mu s) a(s) \quad (43)$$

با انتگرال گیری از دو طرف نامعادله فوق خواهیم داشت:

$$\forall t \in T : v(t) \geq \int_{t_0}^t \mu \exp(\mu s) a(s) ds \quad (44)$$

با جایگزینی مقدار تابع $v(t)$ برحسب $u(t)$ داریم:

$$\forall t \in T : \exp(\mu t) \int_{t_0}^t \mu u(r) dr \geq \int_{t_0}^t \mu \exp(\mu s) a(s) ds \quad (45)$$

چون μ یک مقدار ثابت مثبت است خواهیم داشت:

$$\forall t \in T : \int_{t_0}^t u(r) dr \geq \int_{t_0}^t \exp(\mu(s-t)) a(s) ds \quad (46)$$

References

- [1] K. Siri Wong, L. Lipsky, R. Ammar, "Study of bursty internet traffic", Proceeding of the IEEE/NCA, pp. 53-60, Cambridge, MA, July 2007.
- [2] W. Leland, M. Taqqu, W. Willinger, D. Wilson, "On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version)", IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN), Vol. 2, No. 1, pp. 1-15, Feb. 1994.
- [3] M. Zukerman, T.D. Neame, R.G. Addie, "Internet traffic modeling and future technology implications", Proceeding of the IEEE/INFOCOM, Vol. 1, pp. 587-596, March/April 2003.
- [4] S.H. Kang, A. Zakhori, "Effective bandwidth based scheduling for streaming multimedia", Proceeding of the IEEE/ICIP, Vol. 3, pp. 633-636, Sep. 2003.
- [5] E.W. Knightly, "Enforceable quality of service guarantees for bursty traffic streams", Proceeding of the IEEE/INFOCOM, Vol. 2, pp. 635-642, San Francisco, CA, Mar./April 1998.
- [6] A. Gulati, A. Merchant, P.J. Varman, "pClock: An arrival curve based approach for QoS guarantees in shared storage systems", Proceedings of the ACM SIGMETRICS, Vol. 35, No. 1, pp. 13-24, June 2007.
- [7] M. Daneshvar F., H. Saidi, M. Mahdavi, "A scheduling algorithm for controlling of service rate and burst", Proceeding of the IEEE/ADCOM, pp. 25-32, Bangalore, India, Dec. 2012.
- [8] M. Daneshvar F., H. Saidi, M. Mahdavi, M., "A scheduling algorithm for bursty traffic: Controlling of service rate and burst", Arabian Journal for Science and Engineering, Vol. 39, No. 6, pp. 4753-4764, April 2014.
- [9] M. Daneshvar F., H. Saidi, M. Mahdavi, "An approach to scheduling of bursty traffic", Electronics and Telecommunications Research Institute (ETRI) Journal, Vol. 36, pp. 69-79, 2014.
- [10] R.L. Cruz, "A calculus for network delay, Part I: Network elements in isolation", IEEE Trans. on Information Theory, Vol. 37, No.1, pp. 114-131, 1991.
- [11] Parekh, A., Gallager, R., "A Generalized Processor Sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case", IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), Vol. 1, No. 3, pp. 344-357, 1993.
- [12] C.S. Chang, R.L. Cruz, J.Y. Le-Boudec, P. Thiran, "A min, + system theory for constrained traffic regulation and dynamic service guarantees", IEEE ACM Trans. on Networking, Vol. 10, No. 6, pp. 805-817, Dec. 2002.
- [13] J.S. Turner, "New directions in communications (or which way to the information age?)", IEEE Communications Magazine, Vol. 24, No.10, Oct. 1986.
- [14] H.M.A. Tat-Ming, "Delay performance of a leaky bucket regulated multiplexer based on burstiness characterization", Proceedings of the IEEE/GLOBECOM, Vol. 2, pp. 843-847, Nov. 1995.
- [15] L.C. Evans, "Partial differential equations", American Mathematical Society, 2nd edition, pp. 624, 2010.