فهرست مطالب

ترافیک..... ۱

مقدمه..... ۵

مرود قبول..... ۷

II زمان بندی چند خدماتی..... ۱۰

III کارهای مشابه..... ۱۲

A. تعاریف..... ۱۶

B. مدل ارسال سریع ترافیک..... ۱۷

C. مدل شبکه و تعیین شکل..... ۱۸

V. روش‌های بخش بندی منبع..... ۲۰

A. رویهٔ توزیع متقارن..... ۲۱

C. روش تناسبی ظرفیت با قیمانده (RCPP)..... ۲۱

VI. تقسیم بندی تأخیر EFeze..... ۲۲

A. الگوریتم کنترل مدیریت بی دقت..... ۲۳

B. تقسیم بندی Slack تأخیر eze بر پایه بار..... ۲۳

VII. مدل بار کاری جریان EF..... ۲۴

VIII . گستره ممکن تأخیر هاپ DS..... ۲۵

A. مدل ظرفیت ذخیره ارسال تسریع شده..... ۲۶

B. مدل بافر اختصاص یافته ارسالی تسریع شده..... ۲۸

C. مقدار تأخیر ممکن پایین EF..... ۲۹

D. مقدار قید تأخیر بالای EF..... ۲۹

A الگوریتم متوازن بار بر پایه تقسیم بندی بار eze ۳۱

X شبیه سازی و نتایج..... ۳۲

XI. نتیجه گیری..... ۳۵

منابع..... ۳۷

ترافیک

مدیریت ترافیک پاداش در Diffserv از طریق تقسیم بندی مواجه انتها به انتها خلاصه شمای کنترل پذیرش تماس جدید ما تعیین می‌کند تعداد جریان‌های قبولی (پاداش) تسریع شدهٔ ارسالی (EF) را بر پایهٔ سنجش پهنای باند e2e هر چند، کنترل نمی کند تعداد جریان‌هایی که می‌توانند قابل قبول باشند در یک گره یا یک لینک به همراه سیر راهیابی برای یک جریان EF. از اینرو، ما کامل کردیم کارکرد CAC را با الگوریتم مدیریت ترافیک برای متوازن کردن ترافیک EF به همراه سید راهیابی انتخابی برای جریان‌های EF جدید و سپس کرمل خدمات متمایز (Diffserv) شبکه تازگی این الگوریتم‌ها از این است که استفاده می‌کنند از بعد بهینه سازی ترافیک EF. که اغلب تأخیر انتها به انتها (eze) نامیده می‌شود برای یک شار جدید در گره پیش کثیف را گره Diffserv در مسیر رهیابی انتخابی. علاوه بر این برخی روشهای منابع شبکه از این الگوریتم بهره می‌برند برای تخصیص دادن منبع eze مرود نیاز برای شارژ ترافیک EF در یک گره Diffserv در مسیر راهیابی ما از طریق بررسی و شبیه سازی نشان دادیم که الگوریتم های مدیریت بودجه تأخیر eze بهینه هستند نسبت به روش‌های Equi-Partitioning (EP) برای Diffserv در گارانتی کردن خود تأخیری eze مرود نیاز برای شارهای EF. علاوه بر این، گره‌های (DS) Diffserve دارای بار زیاد دارای بودجه تأخیر کمی هستند و وضعیت خلاف آن

برای گره‌های DS با باری کم بر قرار است که منجر می‌شود به افزایش استفاده از منابع شبکه DS.

مقدمه

ساختار DS اکنون بعنوان راه حل SPQos شناخته شده است به دلیل مقیاس پذیری و سادگی انجام آن در سویچ‌های داهمای اینترنتی، و مکانیسم‌های راهیابی ترافیک خدمات انتها به انتهای متمایز (eze) بدست می‌آیند توسط الحاق خدمات پیش قلمردیی تحقق یافته‌اند از طریق تدارک رفتار کیفی Per-Hop توسط استفاده از جدول بندی چند خدماتی مناسب و الگوریتم‌های مدیریت منابع مؤثر در راههای هسته‌ای. دو DHB ما توسط IETF استاندارد شده‌اند.

ارسال تسریع شده توسط PHB (EFPHB) برای انجام خدمات مرود نیاز تأخیر کم/ حرکت نامنظم و تلفات اندک و ارسال مطمئن PHB (AFDHB) برای انجام خدمات مرود نیاز باپهنای باند مطمئن خدمات پاداشی می‌توانند به کار پیشنهاد کنند که مشابه است با خدمات خط استیجاری، تا زمانی که ترافیک کاربرد محدود باشد به پهنای باند معینی هر چند، تدارک منابع محدود شبکه و پهنای باند کاملاً معین برای جریان‌های پاکت‌ها در اینترنت وظیفه‌ای چالش انگیز است و نیاز دارد به مکانیسم‌های سیگنال دهی، مکانیسم‌های اتخاذ روش و حسابداری دقیق و سریع منابع شبکه و کنترل مدیریت تأمل بسیاری کاربردهای امان واقعی، مانند VolP و یا سیستم‌های کنترل صنعتی یا ویدیو نیاز به خدمات ارتباط مؤثری دارند. توسط ترافیک زمان واقعی، منظور ما این است که یک پاکت متعلق به این ترافیک تحویل داده می‌شود از منبع به مقصد از طریق یک فرصت از پیش معین eze. پاکتهای تحویل داده شده فراتر

از ین فرصتهای eze بودن استفاده هستند. برای ساپورت الزامات Qos ترافیک زمان واقعی، ارائه دهندگان سرویس اینترنت، باید اختصاص دهند. بخشی از منابع شبکه را برای هر مشتری. ای امر خلق می‌کند مسئله‌ای چالش آمیز را برای هر تدارک گر خدمات، که چگونه حداکثر سازد کاربردی ریز ساختار شبکه فیزیکی را و مشتریانش را. ارائه دهندگان خدمات تلفنی می توانند سوالات مشابهی داشته باشند؛ چگونه اپراتور تلفنی IP آن کار می‌کند در شبکه DS مربوطه که سهیم می‌کند جریان‌های ترافیک EF را در مسیرهای راهیابی شبکه متفاوت و گره‌های آن به گونه‌ای که تمامی این جریان‌ها دارای گارانتی‌های Qos یکسانی شوند، دیگر طبقات ترافیک Qos و الزامات آن ها را نیز بر آورده می‌سازد.

پاسخ درست بر این مسئله استفاده از روش‌های مهندسی ترافیک لحاظ شده در روش‌های MPLS است. که مسیرهای انتخابی بر می گزینند برای CPS بین یک منبع و مقصد معین هر CSP می‌تواند یک شاه سیستم ترافیک باشد که حمل می‌کند یک جریان عظیم را که نیاز دارد به گارانتی‌های Qos، مانند تأخیر، حرکت نامنظم اتفاقی و قیود تلفات. رویکرد اساسی الگوریتم مهندسی ترافیک مانند [,],[10] انتخاب مسیرهای راهیابی است به گونه‌ای که بارهای ترافیک متوازن شود برلینکهای شبکه و گره‌ها. در همین حال بار ترافیک زمان واقعی می تواند بالانس بهینه ای شود. در حول یک قلمروی DS، با استفاده از شماهای بهینه برای تقسیم بندی تأخیر مرود نظر eze در گره‌ها یا لینکهای مرود نظر تشکیل دهنده یک مسیر راهیابی برای جریان‌های EF.

مرود قبول

سرور DS باید بطور مناسبی تعیین کند قیور تأخیر را برای طبقایت متفاوت ترافیک، که الزام ایجاد می کند به یک ارتباط دو تایی قوی بین مکانیسم‌های زمان بندی و الگوریتم‌های مدیریت مرود استفاده در شبکه. علاوه بر این، منابع شبکه باید مدیریت eze شوند تا کارآیی گارانتی شود، مخصوصاً eze Qos به ترافیک EF ارائه شود. روش زمان بندی خدمات (SSD) و الگوریتم های مدیریت منابع با همدیگر عمل می‌کنند به منظور تهیه رفتار کیفی پیش جهش (Por-hop) که منطبق است بر پاکتهای DSCP. این الگوریتم‌ها نیاز دارند به مکانیسم‌های مستحکم برای انجام کنترل مدیریت تمام و حفظ منابع، که واکنش نشان می‌دهد بر طبق روش‌های کنترل تعیین شده مانند روش‌های مربوط به گارانتی‌های EFQos متوازن کننده ترافیک در کل شبکه. روش‌های شرکت کنیک لحاظ شده در مکانیسم‌های مدیریت منابع سطوح بالاتر مرود استفاده از شبکه DS اجازه می‌دهند به سازماندهی سعی چند گانه برای دسترسی داشتن سهم گارانتی شده‌ای از پهناوری باند لینک در طی فعالیت هایشان در شبکه . علاوه بر این، روشها قوانین اساسی هستند که بر طبق آنها بسیاری از الگوریتم‌های مدیریت تماس یا boxing استفاده شده‌اند در ورودی‌های راههای تعیین یا کنترل مربوط به جریان‌های غیر پاسخگویی یا با پهنهای باند بالا بر حسب تجمع، انحراف از Qos و یا تنزل. بنابراین خلف می کند شوق‌هایی برای استفاده از عدم توازن ترافیک، سو کنترل تجمع eze و گارانتی‌های eze Qos قابلیت مدیریت مؤثر

منابع شبکه DS اساسی است برای حل مؤثر گارانتی‌های eze Qos مرود نظر ترافیک EF. شبکه ها باید تعیین کنند قیور تأخیر مناسب را برای هر راه هسته‌ای مرود نظر شبکه‌ها، برای گارانتی‌کردن تأخیر eze مرود نظر جریان‌هایEF . راه پیماهای ورودی باید قادر باشند بر انتقال مجدد تأخیرها، وقتی، به دلیل شکست گره در مسیر راه جریان شبکه قادر نیست به ساپورت کردن مداوم خدمات EF . انجام مستقیم طراحی شبکه DS همان قابلیت کار با دسته‌ای وسیع از رفتارهای خدماتی است. SSPهای متفاوت می‌توانند استفاده شوند برای تقویت رفتارهای مرود نظر Per-hop برای طبقات متفاوت خدمات. مخصوصاً برای مدیریت بهینه ظرفیت لینک خروجی و یا برای تقسیم بندی مؤثر پنهای باند در بین طبقات ترافیکی ساپورت شده. در این مقاله، بررسی کرده‌ایم این امر را با این فرض که روش‌های بخش بندی منابع شبکه در پایه eze برای گارانتی eze Qos مرود نیاز ترافیک EF هستند.

اینها پیوسته‌اند با الگوریتم‌های بخش بندی مواجه تأخیر eze بهینه برای واجد شرایط شدن مزیت ها برای بعد بندی شبکه DS دارای تخصیص های ناهنگون در یک لینک و گره‌هایی که یک مسیر راه را می سازند. هر وقت یک شار EF جدید توسط اشعال CAC قبول شد، الگوریتم مدیریت پیشنهادی ما: بخش بندی، ضعیف تأخیر بر پایهٔ بار (LB_DSB) و سنجش بندی تأخیر eze متوازن بار (LB_DDP) متوازن می کنند.

ترافیک EF را در مسیر راهیاب انتخابر شده برای این شار جدید. الگوریتم LB_PSB اختصاص می‌دهد یک Slack را در تأخیر eze از این شار در تأخیر پیش لینک در

حول مسیر راهیابی مورد نظر. چنین فرض می‌شود که روش خدمات زمان بندی بر پایه سرعت عمل می‌کند بعنوان پاکتهای ترافیک EF در گره‌های DS در مسیر راه مورد نظر. در مقابل، LB_EDP اختصاص می‌دهد کل تأخیر eze را از این جریان به یک گره پیش DS در مسیر راه مورد نظر. فرض می‌شود که روش زمان بندی برپایهٔ تأخیر عمل می‌کند بعنوان پاکتهای ترافیک EF در مسیر راه مورد نظر. بقیه مقاله بر شکل زیر است. در بخش II، اما تفاوت SSD ترافیک را معرفی می‌کنیم و آنالیز می‌کنیم اثر استان را بر بودجه تأخیر در بخش III، بحث و بررسی می‌کنیم کارهای قبلی را. در بخش IV، تعریف می‌کنیم مدل ترافیک EF را و توپولوژی شبکه را و فرمول بندی می‌کنیم همکاری را در بقطه مقاله بررسی خواهد شد. در بخش V، منبع شبکه دیگری بدست می‌آوریم برای ترافیک تجمعی EF. این منبع eze نقشه نیازمند است برای یک EF به خدمات hop پیش DS در طی مسیر آن. در بخش VI، تعریف می‌کنیم یک مدل حجم کاری EF را و بر پایهٔ آن. در بخش VIII استخراج می‌کنیم حداکثر حداقل تعادیر تأخیر را که قابل ساپورت است توسط کی گره DS. در بخش IM ارائه می‌دهیم یک بودجه تأخیر eze جدید را با الگوریتم بخش بندی، که ساخته می‌شود بر پایه زمان بندی تأخیری. در بخش X، ارائه می دهیم خصوصیات محیط شبیه سازی را و برخی مثال‌ها را نشان می‌دهیم. سر انجام در بخش XI، نتیجه‌ای استخراج خواهیم نمود.

II زمان بندی چند خدماتی

به دلیل ارتباط قوی بین الگوریتم مدیریت پیشنهادی ما و SSD مورد استفاده در شبکه DS در این بخش معرفی مختصری می‌کنیم در مورد روش‌های زمان بدنی خدمات که می‌تواند استفاده شود برای گارانتی کردن eze Qos که تأخیر eze مورد نیاز برای ترافیک EF نامیده می‌شود. روش‌های زمان بندی چند خدماتی (MSSD) مسئول هستند برای تمایز Qos ، کنترل و گارانتی مورد نیاز کلاسهای ترافیک متفاوت در شبکه DS . از آنجا که SSD تعیین می‌کند یک نظم خدماتی از پاکتهای متعلق به جریان‌های متفاوت را پس کنترل مستقیمی دارد بر اینکه چگونه راهیابیهای هسته دار شبکه DS خدمات ارائه می‌دهند به کلاس های ترافیک متفاوت. به دلیل نوع خصوصیات و الزامات Qos آن که باید در این کار تشخیص داده شود، روش‌های خدمات زمان بندی شده پیشرفته‌تری نسبت به FIFO و یا FC FS SSD باید استفاده شوند.

الگوریتم های پیشرفته و هشیار زمان بندی مورد نیاز هستند باری تقدم بندی ترافیک کاربران برای رسیدن به نیاز های متفاوت QOS و با استفاده کامل از منابع شبکه روشهای زمان بندی خدمات اغلب در ابعاد متعددی ارزیابی می‌شوند، مانند محکم بودن قیود تأخیر، استفاده از شبکه قابل حصول، faimess و حفاظت، قرار داد بالاسری و محکم بودن. ما MSSD را طبقه بندی می‌کنیم به دو دسته: تمایز متناسبی بر پایه زمان بندی و تسهیم لینک بر پایه زمان بندی که بعداً آن را به سر کلاس

تقسیم می‌کنیم از روش‌های زمان بندی، بر پایه صف بندی عادلانه، ضرب الاجل و تأخیر و زمان بندی بر پایه سرعت. مورد اول (FQ) اختصاص می دهد پهنای باند را متناسب با جریان فعال و یا تقویتی بر پایه ذرن آنها. روش ضرب الاجلی بطور دینامیک اختصاص می‌دهد تقدم‌هایی را بر پاکتها بر پایهٔ ضرب الاجل آنها. یک پاکت با نزدیکترین ضرب الاجل بیشترین تقدم را می‌یابد. این رویه بیشترین قابلیت زمان بندی را دارد برای دسته‌ای از بردارهای تأخیر. روش سوم اختصاص می‌دهد تقدم‌هایی به جریان ها به گونه‌ای که جریان‌های با تأخیر کمتر تقدم بیشتری دارند. این رویه بهینه است در میان الگوریتم‌های زمان بندی با تقدم ثابت. زمان بندی بر پایه سرعت یک قالب کلی است که شامل در مؤلفه اصلی می‌باشد. یک تنظیم کننده و یک روش زمان بندی. تنظیم کننده تعیین می‌کند زمان شایسته را برای هر پاکت و وقتی دو پاکت شایسته شد، زمان بند این پاکت را می‌تواند برای انتقال انتخاب کند. در [17] نشان داده شده است، که این روش حل می‌کند حرکات نامنظم اتفاقی تأخیر جریان‌های زمان واقعی را. MSSD ها عمل میکنند بعنوان مکانیسم های زمان بدنی محافظ کار و غیر کار. در مکانیسم های محافظ کار، یک SSD بیکار می‌شود تنها دقی که هیچ پاکتی برای انتقال موجود نباشد. هر چند در مکانیسم دوم، SSD یک پاکت را انتقال می‌دهد تنها وقتی پاکت شایسته آن باشد، بنابراین این می‌تواند بیکار شود وقتی پاکتهایی را برای خدمات منتظر هستند.

III کارهای مشابه

هدف ما ارایه یک SSD جدید نیست. هر چند بر بررسی این مسئله می‌پردازیم که چگونه بخش بندی کنیم تأخیر eze مورد نیاز ترافیک EF را در شبکه DS ، در حول لینکهای متفاوت و گره‌های سازنده یک مسیر راه محاسبه قیود تأخیر eze برای تمام جریانهای EF در مسیر جریان هر اتصال آرایش زمان خسته کننده است و وقت گیر گر شبکه دارای تعداد زیادی از جریان‌های ورود و خروج (I-E) باشد. این مسئله قابل حل است، با تقسیم بندی تأخیر eze مورد نیاز به تخصیص‌های بودجه تأخیر کلینک. یک اتصال جدید تنها قابل استفاده خواهد بود وقتی که بودجه تأخیر لینک گارانتی شده روی مسیر راه بر آورد شده باشد و این امر بصورت موضعی چک شود. مسئله تقسیم بندی بودجه تأخیر eze یافتن لینک تأخیر بودجه و یا تخصیص گره‌ای است که بهترین باشد بر طبق برخی توابع عینی مربوط و یا تخصیص ظرفیت بهینه.

نتیجه بحث‌های انجام شده در مورد مکانیسم‌های QOS این است که یک DS hop می‌تواند ساپورت کند گسترهٔ عملی را از مقادیر تأخیر که قرار دارند در یک فاصله زمانی از حداقل یا قید تأخیر پایین d^{tf} وجه بالای یا قید بالای تأخیر d^{uf} که توان hop می‌تواند ساپورت کند و کاربردهای زمان واقعی در آن عملی است. وقتی نیاز تأخیر eze ، D_{new}^{req} از یک جریان جدید زیر حد تأخیر eze مسیرهای راه است، اجازهٔ درد و بر نزدیکترین راهیاب خروجی به مقصد آن داده می‌شود و این جریان به سادگی متوقف می‌شود. اگر D_{new}^{req} یک جریان جدید بیشتر باشد از تأخیر راههای مسیر

اتصال دهنده ورودی و خروجی آن به مقصد، قابل قبول خواهد بود با احتمال تخطی از قیود تأخیر eze برابر هر چند، وقتی D_{new}^{req} یک جریان جدید شرط را بر آورده سازد، باید یک مکانیسم باشد برای توزیع مناسب تأخیر با قیمانده کلی در لینکهای M مختلف و یا گره‌های سازنده مسیر را، انتخاب شده محرک رویکرد تشخیص موضعی مورد بحث بسیار بوده است.

و کار زیادی انجام شده است در بخش بندی بهینه بودجه eze Qos به قیود مرخصی در یک مسیر. در این موارد، آنها اغلب تمرکز می‌کنند بر یافتن یک تخصیص بودجه QOS مناسب که در آن کار آیی متر یک مؤثر در نظر گرفته می‌شود اگر الگوریتم‌های بهینه باعث بهره مناسبی در کارآیی شبکه شوند. بررسی مقایسه‌ای در [8] نشان می‌دهد شماهای تخصیص بهینه و نزدیک بهینه را. در [22] نویسندگان بررسی کرده‌اند چگونه تخصیص بهینه انجام دهند در مورد الزامات تأخیر متوسط eze برای لینکهای عرضی شده توسط جریان های تنظیم شده (σ, p, π)علاوه بر این، مقایسه کردند تقسیم بندی برابر و بهینه را با ترافیک تنظیم شده- پوشش برای یک شبکه پشت سر هم دوتایی. در اینجا آنها یک نمای تقسیم بندی بهینه ارائه دادند بر پایه روش زمان بندی FIFO، و تنها یک معیار در نظر گرفتند از تأخیر برای تمام جریان‌های عرضی گذرنده از یک مسیر راه در [23] نویسندگان بررسی دقیقی انجام داده‌اند در مورد کارآیی آماری eze گارانتی شده در یک ترافیک تولید شده توسط منابع درل شده با یک دسته‌ای از متغیرهای تصادفی وابسته به فاصله و عمل کردند

توسط روش سرویس کنترل شده سرعتی در داخل شبکه. هر چند کار آنها بررسی نکرد مورد اینکه چگونه تقسیم بندی کنیم الزامات eze را در بودجه‌های تأخیر لینکی در [24] نویسندگان ارائه دارند مفهوم کانال زمان واقعی را برای گارانتی کردن یک کارآیی خدمات زمان واقعی که تعریف می‌شود بصورت اتصالی ساده این یک منبع و مقصد که مشخص می شود توسط پارامترهای نشان دهنده الزامات کارآیی یک کار بر تولید کنندهٔ یک تقاضای اتصال آنها بررسی کردن امکان تهیه خدمات زمان واقعی را بر یک بسته کوچک را گزیده ذخیره ارسال در یک Eearliest Dead line First (FDF) اصلاح شده در شبکه‌ای وسیع با توپولوژی معمولی. آنها شمایی را توصیف کردند بار ساخت کانال‌هایی باقیود تأخیری آماری و یا جبری، دارای بسیاری از خصوصیات بار مورد نظر و burstiness. یک مسیر منبع-مقصد حرکت می کند از طریق دسته‌ای از گره‌ها که در آن اصلاحات ارسال شده قابل ذخیره سازی است و ارسال به گره بعد. برخی لینکها بین گره‌های مجاور ذخیره و ارسال تهیه می‌کنند تأخیر کلی را و قابلیت محدود شدن دارند. بنابراین، تنها فرض انجام شده در مورد لینکها بین گره‌های ذخیره و ارسال این است که باید قید معین و محدود برای تأخیر لینک هر پاکت وجود داشته باشد. در [27] نویسندگان ارائه دارند یک شمای تخصیص را با استفاده از مدل های ترافیک متفاوت و اشاره دقیق به اینکه کباها باید تغییرات صورت پذیرد در تخصیص eze Qos و مسئله طراحی نگاشت. آنها نیز ارائه یک مصونیت تجزیه را از مسئله بعد بندی وقتی که صفهای پاکت بصورت m/m/1

باشند. در این حالت، آنها دیدند که تقسیم بندی بودجه تأخیر بهینه قابل انجام مستقل است از ماتریس های ترافیک و راهها. آنها مسئله‌ای غیر خطی را حل کردن و نشان دادند فریت تقسیم بندی بهینه را بر تقسیم بندی برابر با مدل‌های با پهنای باند مؤثر متفاوت در بعد بندی شبکه. در [28]، نویسندگان ارائه دارند رویکرد تقسیم بندی متناسبی را (PP) و در نظر گرفتند ذخیرهٔ منبع را بر جریان‌های چند قسمتی و تقسیم بندی eze Qos در لینکهای یک درخت چند قسمتی در تناسب با استفاده از هر لینک آنها توسعه یافتند در یک قالب کنترل در مرتبی کار آیی PP بهتر بود از تقسیم بندی برابر (Ep) زیر را به حساب می‌آورد بارهای لینک متفاوت را.

اگر تقسیم بندی برابر / تناسبی نمی‌شود. الزامات تأخیر محکم‌تر از حداقل ممکن در یک لینک، روش پیشنهادی [28]، اختصاص می‌دهد تأخیر حداقل را در آن لینک و انجام می‌دهد تخصیصی برابر /تناسبی را در لینکهای دیگر. با این رویکرد، حداقل تأخیر تخصیص تبدیل می‌کند لینک مربوطه را به یک مکان محدود کننده و تمام مسیرهای حاوی آن را از کار می‌اندازد. در مقابل ، در [13]، نویسندگان تقسیم کردند slack تأخیر eze را به جای کل تأخیر eze که کمک می کند برای جلوگیری از تشکیل لینکهای محدود کننده تا وقتی که slack غیر صفر مهیا باشد. الگوریتم‌های مناسب تقسیم بندی الزامات eze Qos یک شار تک cost و یا چند costی به الزامات پیش کنیف QOS در [29,19,10] آمده است. معیار بهینه سازی حداقل کردن تابع cost کلی است که عبارت است از مجموع هزینه لینکها. توابع هزینه فرض می‌شود

بصورت هفتگی محسوب شوند و افزایش یابند با شدید شدن الزامات Qos در هزینه‌های لینک هایی که در آنها هر گره ارائه میدهد تنها یک عدد مجزای Qos و هزینه ها را. برای الگوریتم های [10,19,29,30]، باید دقیقاً یک تابع هزینه پیش لینک ساخت که بصورت دقیق ثبت کند هدف بهینه سازی کلی را.

بطور خلاصه، در مکانیسم تقسیم بندی بودجه eze Qos داریم: برابر و بهینه یا متناسبی–هدف با حداکثر کردن مقدار جریان‌های زدن واقعی مورد قبول در یک شبکه است، در اینجا، تلاش داریم در استفاده از جریان های EF بیشتر در شبکه DS به شرطی که الزامات Qos آنها بر آورده شود. علاوه بر این، بار ترافیک متوازن می‌شود در کل شبکه ، و دیگر تجمع‌های ترافیک قابل عرض سازی می‌شوند بدون کنترل Qos به دلیل ترافیک EF در بخش بعد، تعریف می کنیم مدل سیستم خود را شامل مدل ترافیک EF و هندسه شبکه که بعداً استفاده می‌شود بعنوان محیط شبیه سازی، برای ارزیابی الگوریتم تقسیم بندی بودجه تأخیر بهینه پیشنهاد شده.

در نظر می‌گیریم یک سیستم زمان گسته را که عمل میکند بعنوان جویان‌هایی در یک کلاس با استفاده از سودین Weight Fair Quening (WFQ) یک مسیر تعریف می‌شود بعنوان دسته‌ای از لینکها و گره‌های متصل کننده منبع و مقصد

A. تعاریف

از تعاریف زیر بهره می‌بریم که استفاده خواهد شد در کل این مقاله سمبل‌های متناظر در شکل‌های ۱و۲ دیده می‌شود.

۱) سرعت داده‌ها: ℓ ۲) پهنای متوسط مورد نیاز برای شار $r_L^{ave} = k^{th}$

۳) اندازهٔ brust : σ ٤) سرعت پاکت داده: π

٥) اندازه پاکت EF متعلق به جریان $L_k = k^{th}$ ٦) بیشترین اندازه پاکتBE : l_{max}

۷) تعداد جریان‌های مؤثر: m ۸) تعداد گره‌های DS

۹) بافر ذخیره برای مجمع B_{EF}:EF ۱۰) پهنای ذخیره برای تجمع EF

B. مدل ارسال سریع ترافیک

چنانچه در شکل ۱ آمده است. فرض می‌کنیم که ترافیک EF تولید می‌شود توسط دسته‌ای از منابع معین ON-OFF این ترافیک با سرعت پیک λکه توصیف می‌شود توسط یک چرخهٔ پی در پی، هر چرخه شکل دهندهٔ یک دورهٔ ON تعقیب می‌شود توسط یک دورهٔ OFF در طی دوره‌های ON منابع اکتیو هستند و ترافیک تولید می‌کنند در سرعت ثابت $\hat{\lambda}$(پاکت/slot) (برای سادگی این سرعت را واحد فرض می‌کنیم، یعنی یک پاکت / slot ، یعنی $\hat{\lambda} = 1$) منابع ساکت هستند در طی دوره‌های OFF. برای هر n=o,1,.... اجازه دهید. F_n, Q_n نشان دهند طول دوره‌های را در slotهای زمانی دوره ON و OFF را در $(n+1)^{st}$ چرخه. یک منبع مستقل ON-OFF منبعی است که در ابتدا {B2,....}– ارزش گذاری شده، rvs

$\{Q_n, n=b...\}$, $\{F_n, n=b....\}$ بطور دو تایی مستقل باشند از زوج Q_o, rvs Fo همراه با چرخه اولین. ثانیاً، rvs $\{F_n, n=b....\}$, $\{Q_n, n=b...\}$ عبارتند از rvs ،

i-i.d با دورهٔ نوعی خاموش rvF و روش rvO. از طریق rvs نوعی، F,O مستقل هستند از {b,2,...} ارزش گذاری شده rvs بگونه‌ای که o>F[o],E[F]<o و به سادگی رجوع می‌کنیم، به فرآیند مستقل ON-OFF تعریف شده توسط منبع (O,F) تا زمانی که دوره های منبع به اعداد گویا مربوط است، صف حاصل شادبی است تنها اثر تصادفی فاز منبع است. دوره‌های فعالیت سکوت خودشان تصادفی نیستند.

ترافیک EF تنظیم می‌شود از طریق یک bual Laty Buket (BLD) نصب شده در راهیابهای ورودی متفاوت. پس از جریان‌های تنظیم شده $EF(p,\pi,G)$, وارد می‌شوند به راهیاب هسته‌ای. سرور DS مدل می‌شود باباتر ورودی DEF و سرعت ترک ثابت C_{EF} رز رد شده برای تجمع EF . فرض می‌کنیم که تمام جریان‌های ترافیک ممکن هستند و تنظیم شده‌اند با پارامترهای یکسان (p,π,G)، که در آن λ سرعت پیک ترافیک است. رفت کنید که تنها اثر تصادفی فاز منابع است ابتدای زمان on توزیع یکنواختی دارد بر دورهٔ منبع

C. مدل شبکه و تعیین شکل

چنانچه در شکل ۲ آمده است. استفاده می‌کنیم از WFQ SSD برای ساپورت تجمع‌های ترافیک متاوت در شبکه DS . اجازه دهید F_k^{EF} نشان دهد پاکتهای مربوط به جریان k^{th} EF در شبکه قید تأخیر این جریان در هر لینک تناسب معکوس دارد با پهنای باند رز و شده آن.

بنابراین، مقدار بودجه تأخیر تخصیص داده شده به F_k^{EF} در یک لینک تعیین می‌کند مقدار پهنای باند روز را که F_k^{EF} نیاز دارد در هر لینک. در شکل ۲ F_k^{EF} تعریف می‌شود بصورت مجمع ترافیک که محل ترافیک را با پهنای متوسط v_h^{avg} و اندازهٔ brust : σ_k با داشتن دو تقاضا از EF ، sou 1,12 برای بر پا کردن جریان‌های EF جدید در لبه‌های ۱و۲. فرض کنید که هر دو لبهٔ ۱و۲ انتخاب کردند مسیر راه یک نی را بین آنها و لبهٔ DS به راه مورد قبول قرار داد جریان‌ها را تا مقاصد آنها Dest 1,12. ممکن است که ارزد منبع برچند کنیف سازنده – سیر ران شود زودتر از دیگران، و باعث عدم استفاده از مسیر راهیابی شبکه شود. در نتیجه، مسئله ما به کشل زیر خواهد بود. چگونه راهیاب‌های b2 مانند دیگر بخش لبه‌های الزامات منبع eze است در الزامات لینک منبع. علاوه بر این، چگونه این راهیابیها تقسیم می‌کنند الزامات D_k^{EF} منبع eze را در یک بودجهٔ تأخیر پیش لینک به گونه‌ای که: (۱) الزامات تأخیر $eze\,D_k^{EF}$ بر آورده شود، ۰۲) مقدار ترافیک حاضر در یک مسیر حداکثر شود در بلند مدت و (۳) انحراف در بارهای ترافیک EF در لینکهای متفاوت شبکه به کوچکترین مقدار ممکن باشد.

در بخش بعد، حل می‌کنیم اولین بخش مسئله را با بر قراری روش‌های شبکه برای تعیین پهنای باند مورد نظر در یک سرور DS به گونه‌ای که قید تأخیر موضعی بر آورده شود و از اینرو مقد تأخیر eze نیز.

۷. روش‌های بخش بندی منبع

EF PHB تعریف می‌شود بعنوان یک عملیات ارسالی برای یک DS به گونه‌ای که سرعت عمل ترافیک EF در یک واسط خروجی حداقل برابر شود با سرعت پیکر بندی R در یک فاصله معین مناسب مستقل از بار پیشنهادی ترافیک غیر EF به آن واسط. هر چند، این شرط تقریباً دشوار است که برآورده شود. پس صف‌ها بصورت خودکار تشکیل می‌شوند که باعث می‌شود تأخیر بیشتر و حرکات نامنظم اتفاقی بیشتری رخ دهد در ترافیک عرضی در این شبکه بر پایه این تعریف، کلاس خدمات EF ، F_k^{EF} دارای نرخ سرویس V_k به شرح زیر می‌شود. $v_k < v_h^{avg}$ در هر سرور DS در حول سیر رهیاب خودش. فرض کنید که F_k^{EF} عرضی ساز یک مسیر راه گره‌ای m DS را پیش از اینکه وارد یک مقصد شود. فرض کنید که ---- در آن باشد. در [31]، A.K.Parekh و R.G.Galleger نشان دارند یک تأخیر eze هر پاکت مربوط به F_k^{EF} را که به شکل زیر است:

F_k^{EF} عمل می کند توسط رهیاب m DS امین، اگر تجمع ترافیک EF در این راه دو شرط را بر آورده سازد: یکی اینکه شرط پایداری که نیاز دارد. ---- و دیگری شرط و زمان بندی پذیری که نیاز دارد ---- . اگر این امر مورد قبول باشد، می‌تواند عمل کند در سرعت سرویس در هر گره DS در مسیر راه مورد نظر توسط یک رهیاب Edge، بر طبق آنچه که سه شرط زیر مربوط به Resource Division Dolicies (RDP) را بر آورده سازد.

A. رویهٔ توزیع متقارن

در SDP، هر گره DS ارائه می‌دهد به پاکتهای F_k^{EF} سرعت خدمات برابری را، یعنی $\forall j \in [1,....,M]$, $V_{j1k} = V_{min}$ با جایگذاری vjik توسط vmin در فرمول ۱ و حل آن برای حداقل سرعت سرویس Vmin برای جریان k داریم: (۲) دقت کنید که V_{jik} برآورده می‌سازد مقید تأخیر موضعی را برای پاکتهای متعلق به F_k^{EF} در گره‌های DS در مسیر راه مورد نظر.

B. روش متناسبی ظرفیت Cep

در این روش گره‌های DS ارائه می‌دهند به پاکتهای E_k^{EF} متناسب هستند با سرعت ظرفیت رزرو برای تجمع ترافیک EF و C_{EF}^k، بنابر این --- با جایگذاری $\alpha_J * C_{EF}^j; V_{jik}$ در فرمول تشریح شده در ۱ و حل آن برای ثابت α_j. سپس حل می‌کنیم آن را برای سرعت سرویس حداقل V_{jik} که به شکل زیر است: (۳) که در آن α متغیر ثابتی است که مقادیری بین Q و ۱ می‌پذیرد. دقت کنید که V_{jik} مورد نیاز است بار یکی جریان EF برای رسیدن به قید، خیر موضعی در هر گره DS در مسیر راه مورد نظر.

C. روش تناسبی ظرفیت با قیمانده (RCPP)

در RCPP، گره‌های DS ارائه می‌دهند به پاکتهای F_k^{EF} سرعتی را متناسب با ظرفیت رزرو باقیمانده برای تجمع EF در یک گره DS: ------ بنابراین --- با جایگذاری

$\alpha_J * R_{jik}$ به جای V_{jik} در فرمول و حل آن برای α_j ثابت و سپس برای حل آن برای نرخ سرویس حداقل مورد نیاز برای شار EF برای برآوردی قید تأخیر در گره‌های DS به (٤) می رسیم. استفاده از CPP,SDP برای محاسبه سرعت سرویس در سرور DS منجر می شود به یک سرعت سرویس بزرگتر از ظرفیت باقیمانده R_{jk} در یک چند سرود DS . این RRH hop نامیده می‌شود (hopهای محدود منبع). برای حل این مسئله لبهٔ DS یا به سادگی جریان جدید را وارد می‌کند، و یا آن را به RCPP اعمال می‌کند. که در آن توزیع می‌کند slack را در تأخیر eze بر روی لینکهای سازنده مسیر راه F_k^{EF} در بخش بعد، معرفی می‌کنیم یک الگوریتم بخش بندی بودجه را برای هر تأخیر EFeze که بر پایهٔ SSD سرعتی است.

VI. تقسیم بندی تأخیر EFeze

وقتی یک جریان EF جدید در لبهٔ ١ مورد تقاضا باشد که در شکل ٢ آمده است ونیاز به D_{new}^{req}تخطی کند. فرض کند که مسیر راه بین لبهٔ ١ و لبه ٤ برای جریان جدید شامل m لینک و N-1 جریان است.

ظرفیت کل و پهنای باد رزرو ترافیک EF خروجی لینک J امین در هر گره DS به شکل C_{EFvot} , C_{EFvrs} است. هدف تقسیم بندی بودجه تأخیر توزیع جریان‌های جدید D_{new}^{req}در یک هست از بودجه‌های تأخیر d_{jinew} بر روی m لینک یا گره و تأخیر منجمی دار نا متراکم دو تایی d_{DLB} در لبهٔ ١ است، به گونه‌ای که قید (٥) بر آورده شود. و تعداد جریانهای که قابل حضور هستند در مسیر راه مربوطه برای جریان

جدید در بلند مدت حداکثر می‌شود. پاکتها در هر هاپ DS توسط WFR استفاده می‌شوند، به شکل (٦) که در آن V_{jik} همان اندازه ورودی brust F_k^{EF} در هاپ ژ است. اولین بخش از تأخیر صف عبارت است از تأخیر صفی عادلانه سیال. دومین مؤلفه تأخیر پاکتی شدن است برای هر SSD سرعتی، فرض می‌کنیم که یک تابع به شکل (٠) dJ وجود دارد که همبسته می‌کند با فر $BEF_{ve1,k}$ و پهنای باند روز و V_{jik} را در هاپ j به قید پاکت تأخیر مربوطه $d_{j,k}$، یعنی ---.

A. الگوریتم کنترل مدیریت بی دقت

پیش از محاسبه تأخیر یک جریان جدید $d_{j,new}$ در هر کیف j، لبهٔ ١ نیاز دارد به تعیین شدن اینکه آیا این جریان جدید F_n^{EF} قابل استفاده در شبکه است. ابتدا نیاز داریم به محاسبهٔ بودجه حداقل تأخیر که قابل گارانتی است به F_k^{EF}. بنابراین، حداقل بودجه تأخیر در لینک j محاسبه می شود توسط (C_{EFvrs} , C_{EFvot}) dj. از رابطه توصیف شده در ٦ جریان F_n^{EF} به شکل (٧) بدست می‌آید.

B. تقسیم بندی Slack تأخیر eze بر پایه بار

پس از استفاده از شار جدید F_n^{EF} لبهٔ ١ نیاز دارد به تعیین تأخیر در هر گره، از (٧) می‌توان دید که داریم (٨). اگر شار F_n^{EF} قابل حضور باشد، یعنی که پس از اختصاص حداقل بودجه تأخیر، جریان در هر لینک، slack مربوط به DD_{new} ثبت است. هدف تقسیم بندی slack تأخیر eze بر پایه بار (LB_DSP) کاهش پهنای باند

مورد نیاز برای یک شار جدید در هر گره m است به گونه‌ای که تعداد شارهای مورد نظر حداقل شود. با کاهش تغییرات بار در این لینکها، تعداد تقاضاهای بار مورد ساپورت مسیر راه به حداکثر می‌رسد. بر پایه آنالیز انجام شده روش LB_DSP در الگوریتم ۱ تشریح می‌شود. اجازه دهید پهنای باند باقیمانده بر گرهٔ j ام پس از اختصاص بودجه تأخیر به شکل --- باشد. تغییرات الگوریتم مقادیر η بصورتی تکراری است تا وقتی که DD_{new} برسد به کمتر از آستانه از پیش معین که هر چقدر بر صفر نزدیکتر شود، مقدار ترافیک LB_DSP اطمینان می‌دهد که یک ظرفیت باقیمانده متناسب است با بار کنونی لینک در بخش بعد، معرفی می‌کنیم یک مدل ترافیک EF را بر پایهٔ روش خطی و رود قید [32].

VII. مدل بار کاری جریان EF

قابلیت هاپ DS در تهیه گستره‌ای از مقادیر ممکن تأخیر برای یک جریان EF در یک زمان معین. در نظر بگیرید یک هاپ DS راهیاب را، m و جریان EF را k که تعیین می‌شود توسط حداکثر مقدار تأخیر eze ، D_{max}^{EF} و فرآیند LBAP آن و بردار خصوصیت آن (b_k,r_k,n_k)، که در آن nk تعداد پاکتهای تولید شده در v_k , b_k است که همان اندازه حداکثر burst پاکت است در طی زمان به گونه‌ای که سرعت بلند مدت پاکت کاربردها $\frac{n_k}{r_k}$ باشد. حداکثر مقدار پاکتها $\sigma_k(\tau)$، تولید شده توسط k در فاصله زمانی به شکل (و) است. اجازه دهید که $\mu_{mik} = \frac{1k}{rk}$ و نشان دهنده حداکثر مقدار

زمان سرویس مورد نیاز برای پردازش یک پاکت از جریان k در هاپ DS m باشد و Lk اندازه پاکت جراین gm,k سرعت سرویس در هاپ m با داشتن سرعت ترافیک جریان k، حداکثر مقدار زمان سرویس مورد نیاز برای k در یک اندازه با سایر τ به شکل زیر محاسبه می‌شود: --

دقت کنید که بار جریان k ام مشخص می شود توسط محاسبه حداکثر فواصل با اندازه rk که بتواند ثبت شود در τو این مقدار را ضرب کند در تعداد پاکتهایی که قابل تولید هستند به ازای فاصله rk. در بخش زیر، بدست می‌آوریم مقادیر ممکن گستردهٔ تأخیر را در هاپ m یک DS .

VIII . گستره ممکن تأخیر هاپ DS

مقادیر کوچک تأخیر هاپ پیش DS کم می‌کنند بافر مؤثر مورد نیاز ترافیک EF را اما افزایش می‌دهد الزامات ظرفیت مؤثر آن را در مقابل، مقادیر بزرگ زیاد می‌کنند ظرفیت بافر مؤثر مورد استفاده EF را از اینرو، تعیین خصوصیات قید تأمی ممکن پایین $D_{KIN}^{lf_{EF}}$از جریان EFو Kام در هاپ M برای مقدار معین بافر، فاکتوری می‌شود از ظرفیت اضافهٔ هاپ Mام. بنابراین، با داشتن اندازه بافر کافی، برای برقراری جریان Kام، $D_{KIN}^{lf_{EF}}$می‌تواند تعیین شود بر پایه مقدار ظرفیت مورد نظر قابل تخصیص به K بدون تخطی از الزامات ترافیک جریان‌های باقیمانده که الان توسط هاپ m ساپورت می‌شوند.

خصوصیت قید تأخیر ممکن بالایی $D_{KIN}^{lf_{EF}}$ جریان k در هاپ DS m همبستگی مستقیم دارد، با اندازهٔ بافر هاپ. اگر ظرفیت لازم فراهم باشد، مقید تأخیر بالای $D_{KIN}^{lf_{EF}}$ که قابل ساپورت است توسط هاپ m بستگی می‌یابد به مقدار بافر اختصاص یافته به جریان k بدون تخطی از الزامات ترافیک مورد ساپورت کنونی جریان. پس، خصوصیات $D_{KIN}^{lf_{EF}}$ حاصل می‌آید بر پایه بافر اضافی هاپ iام DS . در زیر، ارائه می‌دهیم مدلی را برای تعیین خصوصیت ظرفیت و اندازه بافر ثبت شده برای ترافیک EF در هاپ DS . سپس نشان می‌دهیم چگونه این مدل‌ها قابل استفاده است برای استخراج مقادیر قید تأخیر ممکن، $D_{k,m}^{lf_{EF}}$ و $D_{k,n}^{lf_{EF}}$.

A. مدل ظرفیت ذخیره ارسال تسریع شده

برای دسته‌ای از هپهای DS بر پایه تأخیر می‌تواند مکانیسمی کمی به دست آورد برای سنجش امکان ساپورت انراست یک شار جدید EF در حالی که گارانتی اند الزامات جراینهای ساپورت شده اکنونی را. این حاصل می‌آید با محاسبهٔ استفاده از فعالیتهای زمان بندی و مقایسه آن با یک قید برنامه ریزی که بستگی دارد به روش زمان بندی مورد استفاده توسط روش سرویس زمان بندی در هاپ DS. اگر m یک هاپ DS باشد که از روش زمان بندی ضرب الاجلی precmptive ایره می‌برد برای انجام پاکتهای ترافیک EF و دسته ای از جریانهای EF ، $k=1,2,\ldots,N$ بصورت عرضی از هاپ m داشته باشیم. هر جریان k مشخص می‌شود توسط بردار

هنرصیت ترافیکی آن (b_k,r_k,n_k) و تأخیر eze آن D_{max}^{EF}. علاوه بر این، پاکتهای جریان k با تأخیر dkm روبرو هستند و هاپ DS m. ساپورت جریان‌های $k=1,2,\ldots,N$ در هاپ m متفاوتی قابل انجام است اگر (۱۰)، که در آن $Sk,m\ (dk,m)$ حداکثر مقدار سرویس زمانی مورد نیاز جریان k برای تأخیر d k,m در گرهٔ نا باشد. عبارت ---- نشان دهنده جنبهٔ nonemptive سرویس پاکت در هاپ k است و نشان می‌دهد حداکثر زمان انتظار را پیش از اینکه پاکت تقدیم بالاتری استفاده شود. وقتی وارد می‌شود در همان لحظه یک پاکت با تقدم کمتر دسترسی می‌یابد بر هاپ DS . برای یک هاپ DS m و دسته ای از جریان های مربوط به تجمع ترافیک EF، با تأخیرهای $\{d\ 1,m, \ldots . , d_{k,m} , \ldots . d_{N,n}\}$ و الزامات سرویس $S_{N,m}(d_{N,m}) , \ldots ,$ $(S_{1,m}\ (d_{1,m})\ S_{k,m}(d_{k,m})$ امکان لیست برای none emptive بالا، هاپ DS تأخیری به شکل ۱۱ است. که در آن ---- و ---- عبارت C_{EF}^{m} نشان می‌دهد که کل مقدار ظرفیت سرویس باید اختصاص یابد برای گارنتی سرویس جریان‌های ترافیک EF در هاپ m. تا کنون گفتیم که مقدار C_{EF} ظرفیت کل هاپ DS m. عمل می‌کند برای ساپورت الزامات ترافیک تجمعی EF. وقتی کی جریان EF جدید در شبکه حصور می‌یابد، و نصب CEF_{res} بر CEF_{tot} که رزرو می‌شود برای جریان‌های EF پذیرفته شده. اجازه دهید C_{EF}^{m}ارائه دهد ظرفیت مورد نیاز را برای پتانسیل preemptiveness در هاپm. از اینرو، تعریف می‌کنیم ظرفیت اضافی $C_{EF_{exc}}^{m}$ مربوط به CEF_{tot} را به عنوان درصد هاپ m کل ظرفیت رزرو شده برای EF تجمع

یافته، که قابل اختصاص است برای ساپورت جریان‌های EF جدید. در هر زمان $C^{m}_{EF_{exc}}$بر آورده می‌سازد.

B. مدل بافر اختصاص یافته ارسالی تسریع شده

اندازهٔ بافرm B تعیین می‌کند مقدار کل پاکتهای صف را در مکان های انتظار یا صف‌های سرویس در هاپ DS m اتاق انتظار استفاده می‌شود برای جذب حرکات نامنظم اتفاقی، که تولید شده‌اند به دلیل پاکتهای جریان در هاپ بالاست قبلی یک پاکت در نظر گرفته می‌شود در یک هاپ معین اگر زمان واقعی صرف شده در هاپ بالا است کمتر باشد از زمان تأخیر اختصاص داده شده اصلی به آن. زور بودن یک پاکت تعیین می‌کند مقدار زمان معینی را که پاکت نگه داشته می‌شود پیش از اینکه مستعر شود برای خدمات و به مکان سرویس مناسب انتقال یابد.

با جذب حرکات نامنظم اتفاقی، الگوی ترافیک یک جریان قابل باز سازی است در هر هاپ DS تا آن را شکل دهد هنگام ورود به شبکه. در هر زمانی، مقدار B^{exc}_{m} نشان دهد بافر اضافی را که قابل اختصاص است به پاکتهای متعلق به جریان های جدید-- -. در زیر نحوه اثرات ظرفیت EF در مدل های بافر تشریح شده توسط هاپ DS m برای رسیدن به مقادیر قید تأخیر ممکن بالایی و پایینی دیده می‌شود، برای جیران k ام EF جدید که توسط بردار خصوصیت سرعت آن مشخص می‌شود (b_k,r_k,n_k) این مقادیر قید تأخیر گستره‌ای از تأخیرهای ممکن هستند که ساپورت می‌شوند در هاپ DS m .

C. مقدار تأخیر ممکن پایین EF

خصوصیت ظرفت اضافی EF پایه‌ای است برای محاسبهٔ مقدار قید تأخیر پیش هاپ پایین که قابل ساپورت توسط DS است. اگر $S_{n+1,m}(1)$ نشان دهد حداکثر بار کاری مورد نیاز یک جریان EF جدید را N+1 در هاپ DS m در یک قید تأخیر بالقوه τ معیار درست برای جریان EF جدید که مورد قبول باشد توسط یک هاپ DS m بدون تخطی از الزامات کنونی جریان‌های ساپورت شده m، بر شکل (۱۲) است. با جایگزینی $\frac{S_{N+1,m}\,\pi}{r}$ با مقادیر بارکاری داریم: (B)

مقدار r ارائه می‌دهد یک مقدار قید تأخیر ممکن پایین ترین را که هاپ m می‌تواند به جریان N+1 ارائه دهد. اگر پاکتهای --- بتواند عمل کند توسط هاپ m بدون تغییر سپس --- می تواند عمل کند بدون تأخیر در هاپ m. حداقل مقادیر تأخیر ممکن $d_m^{\ell F_{EF}}$ به شکل (۱٤) خواهند بود.

D. مقدار قید تأخیر بالای EF

مقدار قید بالایی تأخیر $d_{N+1,m}^{uf_{EF}}$ نشان می‌دهد حداکثر زمان انتظار را که پاکت از جریان N+1 می‌تواند به تأخیر انداخته شود در هاپDS m بدون باعث شدن اینکه جریان N+1 پاکتهای خود را از دست بدهد و بردن تخطی از الزامات بافر جریانهای باقیمانده که اکنون بلوک شده اند در هاپ DS m . این تأخیر شامل می‌شود زمان کلی را که یک پاکت جریان N+1 طول می‌کشد در اتاق های انتظار وصف های

سرویس قابل محاسبه است بر پایه بافر اضافی کنونی در بافر هاپ m. با در نظر گرفتن الزامات جریان‌ۀای ساپورت شده کنونی، ظرفیت بافر هاپ m به شکل زیر قابل تشریح است: (۱۵) از آنجا که پاکتهای N+1 می‌توانند در صف انتظار باشند تا d N+1,m-1 واحد زمان، حداکثر مقدار زمانی که یک پاکت N+1 می تواند در صف در هاپ m باشد برابر (d N+1,m-1 + d N+1,m-1) است. تعداد بافرها، B N+1 مورد نیاز برای اطمینان از خدمات آزارتر N+1 باید کافی باشد تا حداکثر تعداد پاکتهای تولیدی N+1 بیش از (d N+1,m-1 + d N+1,m-1) برقرار باشد. این عدد قابل توصیف است، به شکل زیر: (۱۶) و (۱۷) با حل آنها برای (d + d N+1,m-1 N+1,m-1) داریم: (۱۸)

بنابراین، اگر --- باشد، یک قید تأخیر ممکن (ufEF=d N+1,m-1 + d N+1,m-1) به شکل زیر قابل توصی خواهد بود: (۱۹) بر پایه آنالیز انجام شده در بخش بعد الگوریتم تقسیم بندی بودجه تأخیر eze بهینه دیگری ارائه می‌دهیم.

IX منبع شبکه بر پایۀ تقسیم بندی تأخیر eze

با در نظر گرفتن از منبع شبکه برای تجمع ترافیک EF در گره‌های DS می‌توانیم محاسبه کنیم مقادیر گسترده ممکن تأخیر را که ساپورت می‌کند جریان های EF ترافیک را فرض کنید که هر گره DS عمل کند بعنوان بافر خروجی تقریباً بزرگ و ظرفیت لینک کوچک مقادیر تأخیر ابتدایی ممکن سپس تنظیم می‌شوند بار برآوری الزامات ظرفیت گره DS در مسیر راه بدون تخطی از الزامات جریان. این روش

احتمالاً در بدست می‌آورد بهرهٔ بهتری از منابع شبکه که افزایش می‌دهد قابلیت گره DS را در ساپورت کردن نیاز های جریان های جدید هر چند، این فرآیند با کساتی روبرو است و هزینه بالای دارد وقتی که شدت ترافیک EF کوچک است.

زیرا سود شبکه و منابع آن کاهش می یابد و اندازه بندی دوبارهٔ فرآیند کوچک است.

ما ارائه می‌دهیم الکوریتم ۲ را برای تقسیم بنید تأخیر eze ترافیک EF را برای متوازن کردن بار در مسیر راه به گونه‌ای که تعداد تنگناها کمتر شود. برای رسیدن به این هدف، الگوریتم ۲ اختصاص می دهد. بودجه‌های تأخیر گره پیش DS بیشتری را به DS های با باز زیاد در مقایسه با الگوریتم (LB_DSP)، الگوریتم بخش بندی می‌کند کل ترافیک EF تأخیر eze را.

A الگوریتم متوازن بار بر پایه تقسیم بندی بار eze .

مکانیسم تقسیم بندی تأخیر eze بر پایه متوازن بار LB_DSP الگوریتم ۲ آمده است، که بهره می برد از کل تأخیر eze ترافیک EF به جای slack در تأخیر eze برای توازن بار ترافیکی EF در مسیر مورد نظر وقتی یک جریان ترافیک EF جدید را می‌پذیرد. ابتدا محاسبه می کند d^{lf} ابتدایی را برای این جریان جدید بر حسب شدت ترافیک EF در هر گره DS در مسیر راه. سپس تنظیم می‌کند مقادیر d^{lf} را با استفاده از روش تحقیق عددی تا زمانی که قرار گیرند در هر کوچکترین گره DS و بیشترین مقادیر تأخیر ممکن، بدون اجتناب از الزامات تأخیر eze جریان های مورد قبول و جدید. یک گره با بار کم مقدار تأخیر کمتری می‌یابدف از اینرو بار بیشتری می‌پذیرد.

در همین حال، یک گره DS با بار زیاد تأخیر بیشتری می‌یابد، پول قبول می‌کند افزایش کمتری را در بارد.

X شبیه سازی و نتایج

آنچه که انجام دادیم در ٤ آزمایش ارزیابی شد و نتایج آن مورد مقایسه قرار گرفت با الگوریتم EF تمام شبیه سازی ها انجام شد در شبکه شکل ۲ ، با استفاده از نسخه اصلاح شده OC-Bertely ns-224. هدف اولیهٔ این آزمایشات مدیریت بهینه ترافیک EF در حول شبکه DS از طریق توازن بار است. در آزمایش اول، انجام دادیم و مقایسه کردیم حساسیت تأخیر EF eze هر دو الگوریتم را به مقدار جریان های مقبول EF در طی یک ران شبیه سازی شبکه . در آزمایش دوم، محاسبه کردیم مقدار جریان های EF مقبول موفق را توسط الگوریتم های خواهان و الگوریتم EF توسط بسیاری از اتصالات تولید شده. در این آزمایش جریان‌های مقبول نیاز به قید تأخیر eze ، Goms واندازه $\sigma = 280$brust بایت داشتند. با نظارت و محاسبه مقدار جریان های EF مقبول در مسیر راه که از ---- پذیر آمده است، شبیه سازی کردیم الگوریتم LB_DSP را و آنچه در بخش VIII گفتیم به آن اعمال کردیم و افزایش دادیم ظرفیت بافر Cove را برای محاسبه مقادیر r^{uf}, d^{lf} در گره‌های DS مربوطه.

در آزمایش سوم، مقایسه کردیم حالت اندازه brust ترافیک هر دو الگوریتم را به تعداد EF های مقبول. در آزمایش چهارم محاسبه کردیم مخزن ظرفیت موجود Cav باقیمانده در ترافیک EF را با تعداد جریان های EF مورد قبول توسط LB_DSP و

LB_ESP در این آزمایش، دنبال کردمی نظارت و محاسبهٔ تعداد جریان های EF مقبول را در مسیر راه مورد نظر که تشکیل شده بود از ---- . برای شبیه سازی الگوریتم LB_ESP ، افزایش دادیم ظرفیت بافر را در $Core_{G,D,B,1,A}$ برای محاسبه مقادیر میتود بالایی در پایینی تأخیر در گره‌های متفاوت DS . لینک ارتباط می‌دهد -- - در شکل ٦ آمده است و همان تنگنای شبکه است ظرفیت آن 4.5m bus و ظفیت دیگر لینکها 6m bps. این ظرفیت تسهیم شد بین کلاسهای ترافیک ساپورت شده بعنوان 35% برای کلاس EF که معادل 1.57M bps از ظرفیت کل تنگنا است و 2.1 mbps برای دیگر لینکها. و 45% ظرفیت لینکها رزرو شد برای کلاس AF. ظرفیت باقیمانده قابل استفاده توسط جریانۀای BE است. تأخیر توسعه در تمام لینکها برابر 1ms بود. خصوصیات منابع ترافیک EF در جدول ١ آمده است. شکل ٣ نشان می‌دهد که تعداد جریان‌های EF مقبول زیاد می‌شود با افزایش الزامات تأخیر eze . تا زمانی که جریان های کاربرد زمان واقعی کار نرمال می کنند با قید تأخیر eze بالاتر شبکه قادر خواهد بود به پذیرش جریان های EF بیشتر در ترافیک EF ، به شرطی که تمام الزامات تأخیر eze بر آورده شده باشد. دو الگوریتم تلاش رد قبول حداکثر جریان ترافیک را دارند که محدود کند تعداد تنگناها را . وقتی تأخیر eze کم باشد. هر دو الگوریتم تقریباً کار آیی برابر دارند. هر چند، وقتی که الزامات تأخیر eze بیشتر شود. LB_DSP می پذیرد جریان‌های بیشتر و یا از الگوریتم LB_DSP پیشی می‌گیرد. این به دلیلی این است که LB_DSP دارای توازن جریان ترافیک EF بهتری است وقتی

که Slack تأخیر eze بالا باشد. وقتی جریان های EF نیاز به قید تأخیر eze معین دارند، جایی که تعداد تقاضاهای اتصال کوچک است، سپس الگوریتم LB_DSP می‌تواند منجر شود به استفاده بهتر از شبکه نسبت به دیگران چنانچه در شکل ٤ دیدیم. این منجر می‌شود به افزایش تعداد جریانهای EF نهایی قابل قبولی. هب چند کارآیی بالای الگوریتم LB_DSP تقریباً در شکل ٥ از بین می‌رود و شکل ما. شکل ٢ نشان می‌دهد که الگوریتم LB_DSP قبول می‌کند جریانهای EF مورد قبول به همراه burst ترافیک آنها زیاد می‌شود، زیرا burst ترافیک و اندازهٔ ان اثر مستقیمی دارد بر بودجه تأخیر eze جریان های EF . پس از دوران این بخش از الزامات تأخیر eze جریان، شبکه دارای الزامات تأخیر تا حدی سخت تر گردید و نتوانست ساپورت کند جریان‌های EF بیشتر را زیرا تأخیر Slack eze کوچکتر شد. دو چند، با استفاده از الگوریتم LB_DSP گره‌های DS به سادگی ساپورت می‌کنند جراین های ترافیک d^{lf} را. به این دلیل است که LB_DSP غلبه می‌یابد بر LB_DSP وقتی ترافیک bursty EF است و یا تعداد اتصالات EF زیاد می‌شود و منجر می‌شود یک burst ترافیک بالقوه. سر انجام، دیده می‌شود که الگوریتم LB_DSP انجام می‌دهد LB_DSP را وقتی که سرعت سرویس جریانهای EF ثابت باشد و تعداد اتصالات کم باشد هر چند الگوریتم LB_DSP غلبه دارد بر LB_DSP وقتی که جریان‌های ترافیک Bursty شوند.

XI. نتیجه گیری

در این مقاله معرفی کردیم الگوریتم‌های مدیریت اصلی را که بارویی شود در کنترل مدیریت تماس برای تطبیق بهینه جریان‌های EF مورد قبول در شبکه DS . در واقع، مدیریت سرویس و کنترل مکانیسم در بخش اصلی ساختار DS برای گارانتی کردن eze Qos مورد نظر ترافیک EF می‌باشند.

می‌توانیم ترافیک EF eze Qos را ارتقا دهیم توسط مدیریت بهتر توزیع برروی لینکهای متفاوت یک مسیر راه از طریق بهینه سازی ذخیره سازی منبع شبکه برای ترافیک EF و با کنترل کردن توزیع ترافیک EF بر پایه منابع شبکه موجود. پیشنهاد داریم که الگوریتم‌های LB_DSP، LB_DSP برای تقسیم بندی الزامات تأخیر eze یک جریان EF جدید به بودجه تأخیر هر لینک و گره در مسیر راهش، به گونه‌ای که تأخیر eze جریان EF جدید و جریان EF موجود قبول شوند و در شبکه گارانتی شوند. برخی تقسیم بندی های منبع شبکه از این الگوریتم بصورت تلفیقی استفاده می‌کنند، برای اختصاص الزامات منبع eze بر هر گره منبع در طی مسیر راه انتخاب شده.

ما با استفاده از ns. 2.26 آزمایش انجام دادیم برای مقایسه تأخیر eze و حساسیت burst بودن ترافیک هر دو الگوریتم ها بر تعداد جریان‌های EF مورد قبول در طی زمان ران شبیه سازی. ما دیدیم که الگوریتم LB_DSP توازن ترافیک بهتری دارد از LB_DSP، وقتی که ترافیک EF حفظ کند خصوصیاتش را و اعمال کند به راههای

ورودی شبکه . در مقابل الگوریتم LB_DSP شبکه را قادر می‌سازد به قبول جریان های ترافیک EF بیشتر وقتی این ترافیک bursty باشد. با استفاده از بودجه تأخیر eze بهینه و تقسیم بندی منبع شبکه برای ترافیک EF می‌توانیم بدست آوریم بهره های مفیدی در کار آیی شبکه DS و استفاده از منابع . علاوه بر این پردازش بار قرار داده شده توسط جریان در گره DS کمتر میشود.. ترافیک EF توزیع یکنواختی می‌یابد در مسیر راه و منجر می‌شود به توازن بارهای ترافیک EF بر لینکهای شبکه در مسیرهای راهیابی متفاوت.

منابع

۱. *ترافیک* ؛ پدیدآورنده :سیامک ذوالفقاریان، یونس انصاری (تصویرگر) ؛ ناشر :تولد ؛ فروردین، ۱۳۸۸

۲. مدیریت بحران در حوزه *ترافیک*؛ پدیدآورنده :علیرضا اسماعیلی، اصحاب حبیب زاده ؛ (ویراستار)؛ ناشر :دانشگاه علوم انتظامی ؛ اردیبهشت، ۱۳۸۹

۳. تجزیه و تحلیل مسائل *ترافیک* ؛ پدیدآورنده :ریچاردجان سالتر، حمید بهبهانی (مترجم)، سیدمهدی ابطحی (مترجم)، امیرمسعود سامانی (مترجم)؛ ناشر :ارکان ؛ ۱۳۸۳

فهرست مطالب

ترافیک..... ۱

مقدمه..... ۵

مرود قبول..... ۷

II زمان بندی چند خدماتی..... ۱۰

III کارهای مشابه..... ۱۲

A. تعاریف..... ۱۶

B. مدل ارسال سریع ترافیک..... ۱۷

C. مدل شبکه و تعیین شکل..... ۱۸

V. روش‌های بخش بندی منبع..... ۲۰

A. رویهٔ توزیع متقارن..... ۲۱

C. روش تناسبی ظرفیت با قیمانده (RCPP)..... ۲۱

VI. تقسیم بندی تأخیر EFeze..... ۲۲

A. الگوریتم کنترل مدیریت بی دقت..... ۲۳

B. تقسیم بندی Slack تأخیر eze بر پایه بار..... ۲۳

VII. مدل بار کاری جریان EF..... ۲۴

VIII . گستره ممکن تأخیر هاپ DS..... ۲۵

A. مدل ظرفیت ذخیره ارسال تسریع شده..... ۲۶

B. مدل بافر اختصاص یافته ارسالی تسریع شده..... ۲۸

C. مقدار تأخیر ممکن پایین EF..... ۲۹

D. مقدار قید تأخیر بالای EF..... ۲۹

A الگوریتم متوازن بار بر پایه تقسیم بندی بار eze ۳۱

X شبیه سازی و نتایج..... ۳۲

XI. نتیجه گیری..... ۳۵

منابع..... ۳۷