ارائه راهکاری برای افزایش نرخ ارسال ترافیک اینترنت روی شبکه‌های نوری OPS

اکبر غفارپور رهبر

چکیده: شبکه زمان‌بندی‌شده[1] تمام نوری سوئیچینگ پاکت[2] را در نظر بگیرید که در آن پروتکل ارتباطی اینترنت در لایه‌های بالاتر به‌کار گرفته شده است. این نوع شبکه با معضل برخورد پاکت‌ها و در نتیجه حذف پاکت‌ها مواجه است. لذا ارسال دوباره[3] ترافیک حذف‌شده به شبکه در لایه نوری می‌تواند باعث افزایش بهره‌وری[4] اینترنت و حتی کاهش هزینه طراحی شبکه‌های (OPS)[5] گردد. در این روش یک کپی از ترافیک ارسال‌شده به شبکه (به‌صورت پاکت نوری) در حافظه الکترونیکی سوئیچ مرزی[6] نگه داشته می‌شود و هر وقت که پاکت نوری ارسالی در شبکه حذف شود، پاکت نوری جدیدی از این کپی درست شده و مجدداً به شبکه ارسال می‌گردد (ارسال دوباره در لایه نوری و مستقل از لایه TCP). به‌عبارت بهتر علاوه بر لایه (بالاتر) TCP که عمل ارسال دوباره پاکت‌های IP را انجام می‌دهد، لایه (پایین‌تر) نوری هم عمل ارسال دوباره پاکت‌های نوری را انجام می‌دهد. در این مقاله، علاوه بر ارائه روشی برای پیاده‌سازی ارزان‌تر شبکه OPS، میزان بهره‌وری اینترنت در شبکه زمان‌بندی‌شده OPS بررسی شده و روشی برای افزایش میزان بهره‌وری اینترنت و همچنین بهبود توزیع بهره‌وری بین گره‌های دورتر از هم ارائه می‌گردد.

کلید واژه: **اینترنت روی شبکه‌های نوری، شبکه‌های نوری زمان‌بندی‌شده OPS بدون بافر نوری، بهره‌وری اینترنت.**

۱- مقدمه

کاربردهای جدید و اینترنت نیاز شدید به پهنای باند بالا در شبکه‌های نسل بعدی دارند. شبکه تمام نوری تنها بستر ممکن برای فراهم‌نمودن چنین پهنای باند زیادی جهت ارسال ترافیک اینترنت می‌تواند در نظر گرفته شود. به‌علت دینامیک بالای ترافیک در شبکه‌های نسل بعدی، شبکه سوئیچینگ نوری پاکت OPS می‌تواند مورد استفاده قرار گیرد تا به‌طور مؤثر از پهنای باند فراهم‌شده در شبکه تمام نوری[7] استفاده نماید [۱]. از طرف دیگر شبکه زمان‌بندی‌شده OPS با کم‌کردن میزان ترافیک حذف‌شده[8] [۱] و [۲]، می‌تواند میزان استفاده از پهنای باند را بهبود ببخشد.

از لحاظ معماری، شبکه OPS می‌تواند به‌شکل زمان‌بندی‌شده و یا غیر زمان‌بندی‌شده باشد. در شبکه زمان‌بندی‌شده OPS، یک پاکت IP به همراه یک سرساز[9] در یک پاکت نوری با طول ثابت قرار داده شده و به شبکه ارسال می‌شود [۱]. ولی در شبکه OPS غیر زمان‌بندی‌شده، طول یک پاکت نوری می‌تواند به هر اندازه بوده و آزادانه در هر زمان به شبکه ارسال گردد. شایان ذکر است که از لحاظ کنترلی شبکه زمان‌بندی‌شده OPS پیچیدگی کمتری نسبت به شبکه OPS غیر زمان‌بندی‌شده دارد [۱]. از طرف دیگر پریود آسیب‌پذیری در شبکه OPS زمان‌بندی‌شده کمتر از پریود آسیب‌پذیری در شبکه OPS غیر زمان‌بندی‌شده است و لذا میزان حذف پاکت نوری در شبکه OPS زمان‌بندی‌شده کمتر است [۱].

در حالت کلی محدودیت‌هایی باعث شده‌اند تا پیاده‌سازی شبکه OPS در آینده نزدیک به دور از انتظار به‌نظر برسد. این محدودیت‌ها عبارتند از: (۱) عدم سهولت ضبط ترافیک در حوزه نوری[10] (به‌عبارت بهتر در بافر نوری[11]) و عدم امکان دسترسی مستقیم به آن به‌منظور رفع مشکل برخورد پاکت‌های نوری [۱]. این بدین دلیل است که حافظه در حوزه نور فقط با امتداد فیبر نوری میسر است[12] و این تکنولوژی هنوز دوران کودکی خود را سپری می‌کند، به‌طوری که استفاده از آن باعث پیچیدگی زیاد شبکه می‌شود. با این حال محققین زیادی در طراحی‌های خود برای رفع مشکل برخورد پاکت‌های نوری به بافر نوری پناه می‌برند. (۲) عدم امکان محاسبات سریع به‌دلیل وجود اطلاعات زیاد در سرساز هر پاکت نوری [۳]. این امر بدین دلیل است که سرعت ارسال و دریافت پاکت‌های نوری در شبکه OPS بسیار بالا است و هر سوئیچ هسته[13] در فاصله زمانی خیلی ناچیزی بایست قادر به سوئیچ‌کردن پاکت‌های نوری دریافتی از پورت‌های ورودی‌اش باشد و (۳) نیاز به سرعت سریع سوئیچ‌کردن [۳] (مثلاً در حد نانوثانیه). حال آن که این سرعت بسیار بالاتر از آن مقداری است که امروزه در سوئیچ‌های نوری می‌توان یافت.

برای رفع محدودیت اول توصیه می‌شود که از بافرهای نوری در سوئیچ‌های هسته استفاده نشود (همچنان که در این مقاله از بافر نوری در سوئیچ‌های هسته برای امر رفع برخورد[14] استفاده نشده است)، و در عوض از تکنیک‌های دیگر برای رفع برخورد که متعاقباً مطالعه می‌شود بهره جست. برای رفع محدودیت‌های دوم و سوم پیشنهاد می‌شود که چند پاکت IP در یک واحد بزرگ‌تر گردآوری شده و یک جا به‌شکل یک

این مقاله در تاریخ ۱۶ تیر ماه ۱۳۸۶ دریافت و در تاریخ ۶ بهمن ماه ۱۳۸۷ بازنگری شد. این تحقیق توسط دانشگاه صنعتی سهند شده است.

اکبر غفارپور رهبر، آزمایشگاه تحقیقاتی شبکه‌های کامپیوتری، دانشکده مهندسی برق، دانشگاه صنعتی سهند، شهر جدید سهند، تبریز، ایران
(email: ghaffarpour@sut.ac.ir).

1. Slotted
2. All-Optical Packet Switched Network
3. Retransmission
4. Throughput
5. Optical Packet Switching
6. Edge Switch
7. All-Optical Network
8. Lost Traffic
9. Header
10. Optical Domain
11. Optical Buffers
۱۲. برای ایجاد تأخیر به اندازه m میکروثانیه به فیبر نوری به‌طول $0/2 \times m$ کیلومتر نیاز داریم. مثلاً برای تأخیر ۱ میلی‌ثانیه‌ای به ۲۰۰ کیلومتر فیبر نیاز داریم!
13. OPS Core Switch
14. Contention Resolution

Archive of SID

www.SID.ir

پاکت نوری به شبکه ارسال شوند. به‌عبارت بهتر هر پاکت نوری باید قابلیت حمل چندین پاکت IP را داشته باشد. توجه داشته باشید که در شبکه زمان‌بندی‌شده OPS اندازه پاکت نوری ثابت می‌باشد و لذا ممکن است به‌علت اندازه‌های متفاوت پاکت‌های IP مقداری از فضای هر پاکت نوری هدر برود. این روش به ما اجازه می‌دهد تا از پاکت‌های نوری با اندازه بزرگ‌تر و همچنین از فاصله‌های زمانی بیشتر بین پاکت‌های نوری استفاده کنیم. شایان ذکر است که در شبکه زمان‌بندی‌شده OPS می‌بایست بین هر دو پاکت نوری یک فاصله زمانی[1] ثابتی وجود داشته باشد تا در این فاصله سوئیچ‌های هسته به امر رفع برخورد و آماده‌کردن خود برای سوئیچ‌کردن پاکت‌های نوری بپردازند. لذا با این روش دیگر لازم نیست از سوئیچ‌های بسیار سریع استفاده نمود. علاوه بر این، روش مذکور به‌دلیل کاهش شدید تعداد پاکت‌های نوری عبوری از سوئیچ‌های هسته در هر واحد زمان، از میزان پیچیدگی پردازش پاکت‌های نوری در هر سوئیچ هسته می‌کاهد [۴].

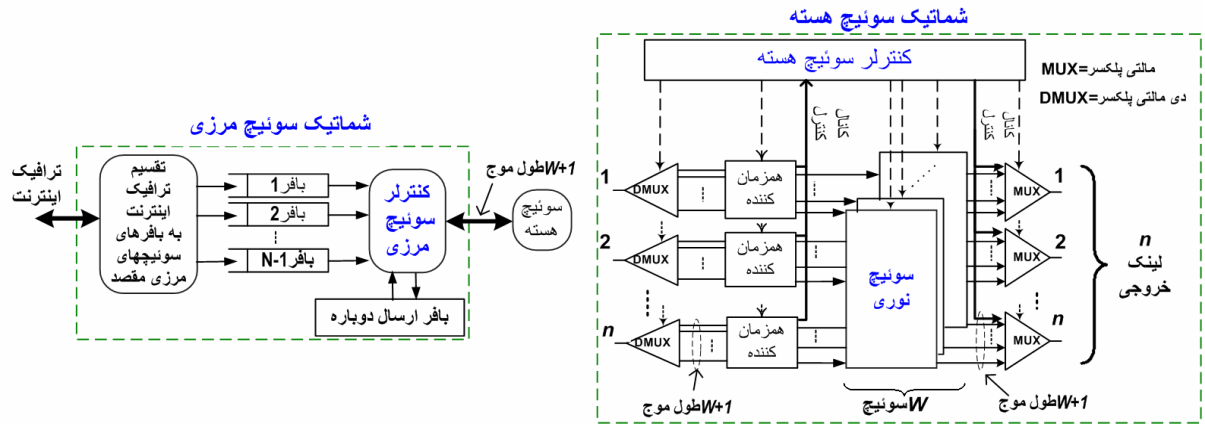
در شبکه OPS هیچ هماهنگی بین سوئیچ‌های مرزی مبدأ[2] در امر ارسال پاکت‌های نوری به شبکه وجود ندارد و لذا پاکت‌های نوری عبورکننده از یک سوئیچ هسته که به‌طور هم‌زمان بر روی یک طول موج یکسان به خروجی به‌خصوصی از سوئیچ هسته هدایت می‌گردند با هم برخورد می‌کنند. تعدادی از پاکت‌های نوری برخوردکننده می‌توانند از خروجی مورد نظر عبور کنند، حال آن که بقیه آنها ممکن است حذف شوند. در حالت کلی دو روش مرسوم برای مواجهه با مسئله برخورد پاکت‌های نوری عبارتند از: کاهش وقوع برخورد[3] و رفع برخورد [۵].

هدف کاهش وقوع برخورد کاهش تعداد برخورد پاکت‌های نوری در سوئیچ‌های هسته شبکه می‌باشد. از جمله این روش‌ها عبارتند از: (۱) اعلان وضعیت ترافیک حذف‌شده در شبکه به سوئیچ‌های مرزی مبدأ (مکانیزم بازخورد) به‌منظور کاهش بار ترافیک ارسالی از طرف سوئیچ‌های مرزی به شبکه [۶]. این روش برای کاهش ترافیک حذف‌شده در شبکه، از میزان ارسال ترافیک IP به شبکه می‌کاهد. در نتیجه این امر منجر به ذخیره‌کردن ترافیک در سوئیچ‌های مرزی مبدأ می‌شود. با این حال ذخیره‌کردن ترافیک می‌تواند منجر به افزایش تأخیر پاکت‌های IP و یا حتی حذف آنها، در صورتی که اندازه بافر الکترونیکی در سوئیچ‌های مرزی مبدأ محدود باشد، گردد. (۲) گردآوری چندین پاکت IP در یک واحد بزرگ‌تر به‌شکل یک پاکت نوری و ارسال یکجای آن به شبکه [۷] تا [۹]. این روش از شدت ورود[4] ترافیک IP به شبکه OPS می‌کاهد و یک ترافیک منظم‌تر به شبکه ارسال می‌کند [۸]. در نتیجه میزان حذف ترافیک در شبکه کمتر می‌شود. این روش تکنیک مناسب‌تری است که نه تنها از میزان ترافیک ارسالی به شبکه نمی‌کاهد بلکه همچنان که ذکر شد می‌تواند منجر به پیاده‌سازی زودهنگام شبکه OPS هم گردد. (۳) طراحی شبکه OPS با چندین فیبر که در آن هر سوئیچ در شبکه با تعدادی فیبر به سوئیچ دیگر در شبکه وصل شده است [۱۰]. در این آرایش شبکه، تعداد طول موج‌های موجود در هر فیبر می‌تواند به‌طور متناسب کم شود. (۴) مونیتورینگ ترافیک سوئیچ هسته که در آن کنترلر سوئیچ هسته وضعیت کانال‌های طول موج در پورت‌های خروجی سوئیچ هسته را مونیتور می‌کند [۱۱]. در صورتی که کانالی در مقطعی خالی باشد، کنترلر به سوئیچ مرزی متصل‌شده به این سوئیچ هسته پیغامی ارسال می‌کند تا سوئیچ مرزی یک پاکت نوری بر روی این کانال ارسال کند. با این روش تجهیزات رفع تصادم برای پاکت‌های نوری عبوری مورد استفاده قرار می‌گیرند و سوئیچ‌های مرزی از واردکردن پاکت‌های نوری که ممکن است در سوئیچ هسته حذف شوند پرهیز می‌کنند و (۵) ارسال ترافیک ملایم [۱۲] و [۱۳] که در آن در ابتدای هر فریم، یک سوئیچ مرزی مبدأ برای هر سوئیچ مرزی مقصد پهنای باندی را پیش‌بینی می‌کند. این پهنای باند که بر اساس نرخ ورود ترافیک به سوئیچ مرزی مقصد اندازه‌گیری می‌شود، به‌صورت تعدادی پاکت نوری در طول یک فریم معین می‌گردد. به‌عبارت بهتر سوئیچ مرزی مبدأ اجازه دارد به هر سوئیچ مرزی مقصد تعدادی پاکت نوری که تعداد آن در ابتدای هر فریم تعیین می‌گردد ارسال کند. سپس در زمان ارسال، پاکت‌های نوری اختصاص‌یافته به هر سوئیچ مرزی مقصد به‌صورت ملایم در طول فریم و بر روی کانال‌ها و فیبرها زمان‌بندی می‌شوند. با این کار، پاکت‌های نوری اختصاص‌یافته به هر سوئیچ مرزی مقصد در طول فریم فاصله یکسانی از هم دارند. همچنین زمان‌بندی ارسال پاکت‌های نوری به هر سوئیچ مرزی مقصد بر روی کانال‌های طول موج و فیبرها به‌صورت بالانس‌شده است. هنگام ارسال ترافیک، بر اساس زمان‌بندی انجام‌شده پاکت‌های نوری به سمت مقصد خود ارسال می‌گردند.

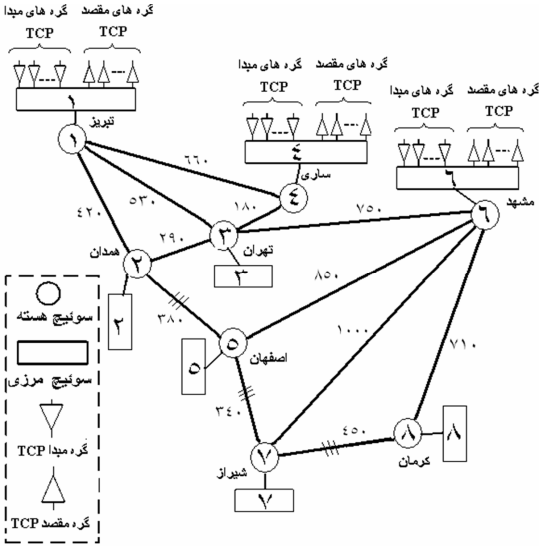
برای رفع برخورد روش‌هایی همچون استفاده از بافرهای نوری [۱۴]، استفاده از روش مسیریابی تغییر جهت داده شده [۱۴]، استفاده از مبدل طول موج[5] [۱۴]، و استفاده از روش ارسال دوباره ترافیک در حوزه نوری [۱۵] می‌توانند به‌کار برده شوند. با این حال بافرکردن نوری امری پیچیده بوده و فضای زیادی را اشغال می‌نماید. علاوه بر این میزان بافر نوری لازم برای رسیدن به شبکه‌ای با ترافیک حذف‌شده بسیار کم خیلی زیاد می‌باشد [۱۶] که این امر باعث افزایش هزینه پیاده‌سازی شبکه OPS خواهد شد. از طرف دیگر روش تبدیل طول موج گران‌قیمت است. با توجه به این که تعداد مبدل‌های طول موج لازم برای رسیدن به شبکه‌ای با میزان بسیار کم ترافیک حذف‌شده خیلی زیاد می‌باشد [۱۷]، هزینه پیاده‌سازی شبکه OPS به‌شدت بالا می‌رود. برای کاهش هزینه پیاده‌سازی شبکه OPS می‌توان میزان کمتری بافر نوری و یا مبدل طول موج در سوئیچ‌های هسته استفاده نمود، و یا از مبدل‌های طول موج که در هر سوئیچ هسته به اشتراک گذاشته می‌شوند[6] استفاده کرد. با این حال این امر باعث افزایش میزان ترافیک حذف‌شده در شبکه می‌گردد. برای رفع این نقیصه، می‌توان ترافیک حذف‌شده در شبکه را با استفاده از مکانیزم ارسال دوباره به شبکه OPS مجدداً ارسال نمود، منتها در حوزه نوری. بعضی از محققین پیشنهاد می‌کنند ارسال دوباره ترافیک حذف‌شده به شبکه بهتر است توسط لایه TCP انجام گیرد [۱۸] چرا که نگهداری ترافیک در لایه نوری[7] امری پیچیده می‌باشد. اما این امر ممکن است باعث به‌وجود آمدن مشکل تشخیص نادرست ازدحام در لایه TCP[8]، حتی زمانی که بار ترافیک در شبکه پایین است، گردد. توجه داشته باشید که به‌علت وجود برخورد تحت هر نوع بار ترافیکی، همیشه انتظار حذف پاکت‌های نوری در شبکه OPS می‌رود.

1. Time Gap
2. Ingress Edge Switches
3. Contention Reduction
4. Burstiness
5. Wavelength Converter
6. Shared-per-Node Wavelength Converter
7. Optical Layer
8. False TCP Congestion Detection

Archive of SID
www.SID.ir



شکل ۱: شبکه نوری OPS در حالت عمومی.



شکل ۲: توپولوژی یک شبکه OPS، مناسب برای ایران.

ارتباط اینترنت بین دو گره مبدأ و مقصد در شبکه را در نظر بگیرید. گره‌های مبدأ و مقصد TCP هر کدام به یک سوئیچ مرزی متصل می‌باشند. هرچه فاصله این دو گره از لحاظ تعداد گام[1] بیشتر باشد، احتمال حذف ترافیک در شبکه بیشتر و لذا میزان بهره‌وری اینترنت بین آنها کمتر می‌گردد. به‌عبارت بهتر دو گره نزدیک به هم میزان بهره‌وری اینترنت خیلی بیشتری نسبت به دو گره با فاصله (از لحاظ تعداد گام) زیادتر از هم می‌توانند داشته باشند. تاکنون هیچ روش عملی برای بهبوددادن بهره‌وری TCP بین گره‌های دور در شبکه OPS ارائه نشده است.

برای ارسال دوباره ترافیک حذف‌شده به شبکه در لایه نوری، یکی از دو روش ارسال دوباره عادی [۱۹] تا [۲۳] و ارسال دوباره با اولویت [۱۵] می‌تواند مورد استفاده قرار بگیرد. در روش ارسال دوباره عادی، ترافیک حذف‌شده آن قدر به شبکه ارسال می‌گردد تا در نهایت با موفقیت از شبکه عبور کند. دو مشکل را می‌توان برای روش ارسال دوباره عادی بیان نمود: (۱) با توجه به این که تعداد ارسال‌های دوباره در روش ارسال دوباره عادی محدود نمی‌باشد، این مکانیزم ممکن است باعث شود تا لایه TCP نیز اقدام به ارسال دوباره ترافیک بنماید. به‌دنبال ارسال دوباره ترافیک از لایه TCP، این لایه میزان ارسال ترافیک به شبکه را می‌کاهد. لذا از میزان بهره‌وری اینترنت شبکه کاسته می‌شود و (۲) از طرف دیگر روش ارسال دوباره عادی باعث نوعی بی‌عدالتی در سرویس‌دهی به پاکت‌های نوری در شبکه می‌گردد، به‌طوری که یک پاکت نوری ممکن است در همان اولین ارسال از شبکه عبور کند، حال آن که یک پاکت نوری دیگر به تعداد بی‌نهایت بار (از نقطه نظر تئوری) به شبکه دوباره ارسال شود.

اهداف این مقاله عبارتند از (۱) ارائه معماری سوئیچ‌های مرزی مبدأ و سوئیچ‌های هسته و الگوریتم‌های کنترلی آنها، (۲) استفاده از روش ارسال دوباره با اولویت برای رفع معایب روش ارسال دوباره عادی و روش عدم ارسال دوباره در حوزه نوری تحت شبکه زمان‌بندی‌شده OPS و (۳) مطالعه دقیق‌تر بهره‌وری اینترنت با استفاده از TCP Reno [۲۴] و با در نظر گرفتن هزینه در شبکه زمان‌بندی‌شده OPS با استفاده از سیمولاتور OPNET [۲۵]. نشان داده می‌شود که روش ارسال دوباره با اولویت می‌تواند بهره‌وری مناسبی را نسبت به روش ارسال دوباره عادی داشته باشد. همچنین توزیع میزان بهره‌وری اینترنت بین گره‌های دور و نزدیک از لحاظ تعداد گام نسبتاً به هم نزدیک‌تر می‌گردد. علاوه بر این، مکانیزم گردآوری پاکت‌های IP در این مقاله استفاده می‌شود تا OPS بتواند به‌گونه‌ای طراحی گردد که دیگر نیازی به سوئیچ‌های سریع نداشته باشد. با این مکانیزم‌ها، پیاده‌سازی شبکه OPS می‌تواند در آینده نزدیک تحقق یابد.

این مقاله بدین صورت سازمان‌دهی می‌شود که بخش ۲ مدل شبکه، عملکردها، تعاریف و مفروضات را بیان می‌کند. پروتکل‌های ارسال دوباره در حوزه نوری در بخش ۳ مورد بحث قرار می‌گیرد. بخش ۴ کارآیی شبکه را ارزیابی کرده و بخش ۵ از مقاله نتیجه‌گیری می‌کند.

۲- مدل شبکه، عملکردها، تعاریف و مفروضات

یک شبکه تمام- نوری OPS را مطابق شکل ۱ در نظر بگیرید که N سوئیچ مرزی را به سوئیچ‌های هسته متصل کرده است. مثلاً شکل ۲ شبکه‌ای با $N=8$ سوئیچ هسته و $N=8$ سوئیچ مرزی را نمایش می‌دهد. توجه داشته باشید که یک سوئیچ مرزی به‌عنوان یک واسط حوزه الکترونیک به حوزه نور و بالعکس نقش ایفا می‌کند. تعدادی گره مبدأ TCP[2] و به همان تعداد گره مقصد TCP[3] به هر سوئیچ مرزی متصل می‌باشند. از طرفی هر سوئیچ هسته فاقد بافر نوری برای ذخیره پاکت‌های نوری بوده و از نوع سوئیچ با قابلیت انتخاب طول موج[4] می‌باشد. در حالت کلی ابعاد یک سوئیچ هسته $n\times n$ بوده و به n تا سوئیچ (سوئیچ مرزی یا سوئیچ هسته) ورودی و n تا سوئیچ (سوئیچ مرزی یا سوئیچ هسته)

1. Hop

2. TCP Source Node
3. TCP Sink Node
4. Wavelength - Selective Cross - Connect Switch

Archive of
www.SID.ir

خروجی متصل است. هر لینک اتصال دارای یک کابل فیبر نوری می‌باشد که W عدد طول موج برای حمل دیتا و یک طول موج برای حمل سیگنال کنترلی را در بر دارد. همچنین هر سوئیچ هسته دارای N_c عدد مبدل طول موج می‌باشد که به‌صورت مشترک بین تمام لینک‌های خروجی مورد استفاده قرار می‌گیرند. دلیل به اشتراک گذاشتن مبدل‌های طول موج کاهش هزینه سوئیچ هسته و در نتیجه کاهش هزینه شبکه OPS می‌باشد. در این شبکه یک پاکت نوری از لحظه ارسال توسط یک سوئیچ مرزی مبدأ تا لحظه دریافت توسط یک سوئیچ مرزی مقصد در حوزه نوری باقی می‌ماند و به هیچ وجه به حوزه الکترونیک تبدیل نمی‌شود. حال آن که سیگنال کنترلی در هر سوئیچ هسته از حوزه نوری به حوزه الکترونیکی تبدیل شده، پردازش‌های لازم بر اساس اطلاعات موجود در سیگنال کنترلی انجام گرفته، سیگنال کنترلی جدیدی مجدداً ایجاد شده، و به سمت سوئیچ بعدی در شبکه ارسال می‌گردد.

هر سوئیچ مرزی مبدأ یک بافر اختصاصی الکترونیکی (شماتیک سوئیچ مرزی در شکل ۱ را ملاحظه کنید) برای نگهداری ترافیک ارسالی به هر سوئیچ مرزی مقصد دارد. بنابراین در شبکه‌ای با N سوئیچ مرزی مقصد (از دید هر سوئیچ مرزی مبدأ)، سوئیچ مرزی مبدأ دارای $N-1$ بافر اختصاصی الکترونیکی می‌باشد. علاوه بر این با توجه به این که تنها سوئیچ‌های مرزی مبدأ مسئولیت ارسال دوباره ترافیک (در صورت لزوم) در حوزه نوری را می‌توانند داشته باشند (و نه سوئیچ‌های هسته)، یک بافر الکترونیکی پشتیبان برای ارسال دوباره ترافیک که با لیست‌های پیوندی مدیریت می‌شود در هر سوئیچ مرزی مبدأ به‌کار برده می‌شود.

هر طول موج به شیارهای زمانی ثابت[1] (از این به بعد به هر شیار زمانی ثابت به اختصار شیار گفته می‌شود) تقسیم‌بندی می‌شود. به‌عبارت بهتر هر شیار به دو قسمت ارسال ترافیک با S_T واحد زمان و فاصله زمانی حفاظتی[2] با S_O واحد زمان تقسیم‌بندی می‌گردد. یک سوئیچ مرزی مبدأ در هر شیار از هر طول موج (فقط در فاصله S_T از شیار مورد نظر) می‌تواند تنها یک پاکت نوری ارسال کند. توجه داشته باشید که هر پاکت نوری از چندین پاکت IP درست شده است و بنابراین در هر شیار تعدادی پاکت IP می‌توانند به‌سمت سوئیچ مرزی مقصد ارسال شوند. هر سوئیچ مرزی مبدأ می‌تواند حداکثر W عدد پاکت نوری را به‌طور هم‌زمان به شبکه ارسال کند. در هر شیار (به‌عبارت بهتر بین ارسال هر دو پاکت نوری) یک فاصله زمانی حفاظتی به‌طول S_O واحد زمان نیز وجود دارد. این زمان شامل مدت زمان پردازش در سوئیچ هسته، مدت زمان سوئیچینگ، و مدت زمان لازم برای حفاظت شبکه از متغیربودن زمان ورود پاکت‌های نوری می‌باشد. در این شبکه فرض می‌شود که تأخیر انتشار[3] بین هر دو سوئیچ (سوئیچ مرزی به سوئیچ هسته و یا سوئیچ هسته به سوئیچ هسته) از یکدیگر مضرب صحیحی از S_O+S_T می‌باشد.

شایان ذکر است که در شبکه زمان‌بندی‌شده‌ای که پاکت‌های IP ابتدا گردآوری شده و سپس یکجا به‌شکل یک پاکت نوری به شبکه ارسال می‌گردند، پهنای باند نمی‌تواند صد در صد مورد استفاده قرار گیرد. در این حالت دو بالاسری[4] برای هر طول موج وجود دارد. بالاسری اول به‌خاطر فاصله زمانی S_O می‌باشد. لذا به‌میزان $100S_O/(S_O+S_T)$ درصد از هر طول موج نمی‌تواند برای ارسال ترافیک مورد استفاده قرار گیرد. بالاسری دوم به‌خاطر گردآوری پاکت‌های IP با طول‌های متفاوت در یک پاکت نوری با طول ثابت است. در نظر بگیرید سرعت ارسال ترافیک روی یک طول موج R bits/sec و متوسط طول پاکت‌های IP، L باشد. در این صورت حداکثر ترافیکی که می‌توان در یک پاکت نوری ارسال کرد، $V = R \times S_T$ بیت می‌باشد. حال آن که در حالت ایده‌آل کل پهنای باند موجود در یک شیار برابر با $U = R(S_T + S_O)$ است. لذا به‌طور متوسط به‌میزان $100 \times (V \bmod L)/U$ درصد از پهنای باند موجود به‌علت گردآوری پاکت‌های IP تلف می‌شود که در آن $X \bmod Y$ به معنی باقیمانده X بر Y است. لذا متوسط درصد پهنای باند قابل استفاده بر روی هر طول موج برابر با $B = 100 \times (1 - S_O/(S_O + S_T) - (V \bmod L)/U)$ است. به‌عبارت بهتر حداکثر میزان بهره‌وری که گره‌های مبدأ TCP یک سوئیچ مرزی مبدأ می‌توانند داشته باشند عبارتست از $W \times R \times B$ بیت بر ثانیه. در نتیجه در شبکه‌ای با N سوئیچ مرزی، حداکثر میزان بهره‌وری که کلیه گره‌های مبدأ TCP می‌توانند داشته باشند عبارتست از

$$T = N \times W \times R \times B \qquad (1)$$

هم‌زمانی[5] یک موضوع مهم در شبکه‌های نوری زمان‌بندی‌شده است، به‌طوری که ورود پاکت‌های نوری و اطلاعات کنترلی در هر سوئیچ هسته بایست به‌صورت هم‌زمان انجام گیرد. و لیکن به‌خاطر تغییرات درجه حرارت و سایر مشکلات رخ داده در حین ارسال سیگنال‌های نوری مثل chromatic dispersion، ورود پاکت‌های نوری و اطلاعات کنترلی در سوئیچ هسته ممکن است به‌صورت هم‌زمان انجام نگیرد. به‌همین خاطر در هر پورت ورودی سوئیچ هسته یک سری المان‌های هم‌زمان‌کننده (شکل ۱ ملاحظه شود) استفاده می‌شود. این المان‌ها با یک سری تأخیردهنده‌های فیبر نوری که به‌صورت دقیق می‌توانند کالیبره شوند درست می‌شوند [۲۶] و [۲۷]. برای بحث کامل بر روی هم‌زمان‌سازی در شبکه‌های نوری زمان‌بندی‌شده سوئیچینگ پاکت به [۲۶]، [۲۸] و [۲۹] مراجعه شود.

۳- تکنیک‌های ارسال دوباره در حوزه نوری

در این مقاله برای بازیافت پاکت‌های نوری حذف‌شده در شبکه و بهبود بهره‌وری اینترنت، دو تکنیک ارسال دوباره در حوزه نوری مورد استفاده قرار می‌گیرند: تکنیک ارسال دوباره عادی و تکنیک ارسال دوباره با اولویت. شایان ذکر است که ساختار کنترلی ارسال دوباره ترافیک برای هر دو روش ارسال دوباره عادی و با اولویت یکسان می‌باشد. با این حال، تنها اختلاف آنها در فیلد اولویت پاکت نوری است به‌طوری که برای روش ارسال دوباره عادی چنین فیلدی کاربرد ندارد. همچنین در این مقاله، حالتی که ارسال دوباره در حوزه نوری انجام نمی‌شود هم مورد بررسی قرار می‌گیرد. در ادامه عملکرد سوئیچ‌های هسته و سوئیچ‌های مرزی در پیاده‌سازی تکنیک ارسال دوباره با اولویت مورد بحث قرار می‌گیرد و سپس اختلاف سایر تکنیک‌ها با این تکنیک بیان می‌شود.

۳-۱ عملکرد سوئیچ‌های مرزی

هر سوئیچ مرزی مبدأ، از پروتکل ارائه‌شده در [۱۲] و [۱۳] برای دسترسی به شبکه OPS استفاده می‌کند. توجه کنید که در این پروتکل به مجموعه‌ای از F شیار زمانی پشت سر هم بر روی یک طول موج یک

1. Time-Slot
2. Time-Gap
3. Propagation Delay
4. Overhead
5. Synchronization

Archive of SID
www.SID.ir

فریم گفته می‌شود. لذا در طول هر فریم به‌طول F (که F بیانگر تعداد شیارها و از طرفی بیانگر زمان فریم بر حسب مدت زمان شیار می‌باشد) و با در نظر گرفتن W طول موج، $F\times W$ پاکت نوری در مدت زمان یک فریم قابل ارسال است. عملیات ذیل در هر سوئیچ مرزی مبدأ انجام می‌شود:

۱) در زمان t آغاز یک فریم، سوئیچ مرزی مبدأ تعداد پاکت‌های نوری لازم تا زمان $t+F(S_T+S_O)$ جهت ارسال ترافیک به هر یک از سوئیچ‌های مرزی مقصد را برآورد می‌کند. در این برآورد، تعداد پاکت‌های نوری که لازم است به شبکه مجدداً ارسال گردند نیز مد نظر قرار می‌گیرند.

۲) سوئیچ مرزی مبدأ برنامه‌ریزی زمانی ارسال پاکت‌های نوری برآوردشده به هر یک از سوئیچ‌های مرزی مقصد را به‌طور یکنواخت در طول فریم، تا زمان $t+F(S_T+S_O)$ و به‌طور یکنواخت بر روی طول موج‌ها انجام می‌دهد. بدین ترتیب هر سوئیچ مرزی مبدأ از قبل می‌داند که در طول فریم چه زمانی، بر روی چه طول موجی، و به چه سوئیچ مرزی مقصد پاکت نوری مربوطه را ارسال کند.

۳) حال در نظر بگیرید در زمان $t+j(S_T+S_O)$ نوبت ارسال مجموعه پاکت‌های نوری برنامه‌ریزی شده در شیار j در طول فریم فرا رسیده است. به یاد داشته باشید که مقاصد این مجموعه از پاکت‌های نوری ممکن است متفاوت از هم باشند. این مجموعه برنامه‌ریزی شده را با $\{a_{w,d}\}$ نشان می‌دهیم که در آن w طول موج از قبل برنامه‌ریزی شده و d آدرس سوئیچ مرزی مقصد می‌باشد. با در نظر گرفتن سوئیچ مرزی مقصد d برای $a_{w,d}$، سوئیچ مرزی مبدأ پاکت‌های IP موجود در بافر تخصیص داده شده به سوئیچ مرزی مقصد d را گردآوری کرده و یک پاکت نوری ایجاد می‌کند. این پاکت نوری در قدم شماره ۵ از روی طول موج w به مقصد d ارسال خواهد شد.

۴) در فاصله زمانی S_O، اطلاعات مربوط (در ادامه توضیح داده می‌شود) به هر یک از پاکت‌های نوری برنامه‌ریزی شده برای ارسال در شیار j بر روی طول موج کنترلی گردآوری شده و به شبکه ارسال می‌گردد.

۵) سپس در زمان $t+j(S_T+S_O)+S_O$ پاکت‌های نوری ایجادشده روی طول موج‌هایی که از قبل برنامه‌ریزی شده‌اند، به شبکه ارسال می‌شوند.

۶) یک نسخه از ترافیک ارسالی در هر پاکت نوری در حافظه الکترونیکی پشتیبان برای ارسال دوباره (در صورت لزوم) نگهداری می‌شود (شماتیک سوئیچ مرزی در شکل ۱ را مشاهده کنید).

همچنان که در قدم ۴ ذکر شد قبل از ارسال پاکت‌های نوری، اطلاعات مربوط به هر یک از آنها بر روی کانال کنترلی به شبکه ارسال می‌گردد. این اطلاعات برای هر پاکت نوری عبارتند از: آدرس سوئیچ مرزی مبدأ، آدرس سوئیچ مرزی مقصد، کد هویت و اولویت پاکت نوری. دو فیلد کد هویت و اولویت پاکت نوری برای امر ارسال دوباره استفاده می‌شوند. همچنان که بعداً توضیح داده می‌شود فیلد اولویت پاکت نوری فقط در روش ارسال دوباره با اولویت مورد استفاده قرار می‌گیرد. شایان ذکر است که فیلد کد هویت یک مقدار منحصر به فرد می‌باشد که در سوئیچ‌های مرزی مقصد برای به ترتیب درآوردن پاکت‌های نوری دریافت شده و در سوئیچ‌های مرزی مبدأ برای امر ارسال دوباره پاکت‌های نوری که در شبکه حذف شده‌اند مورد استفاده قرار می‌گیرد. توجه داشته باشید که کد هویت یک پاکت نوری از زمان اولین ارسال توسط یک سوئیچ مرزی مبدأ تا زمان تحویل به سوئیچ مرزی مقصد ثابت بوده و هرگز تغییر نمی‌کند.

با در نظر گرفتن کوتاه‌ترین مسیر فرض کنید که تعداد گام‌های بین یک جفت سوئیچ مرزی مبدأ و مقصد (بدون در نظر گرفتن گام بین سوئیچ مرزی و سوئیچ هسته) در شبکه H باشد. مثلاً در شکل ۲، تعداد گام‌های بین سوئیچ‌های مرزی شماره ۲ و ۸ عبارتست از $H=3$ (در شکل ۲ یکی از مسیرهای بین سوئیچ مرزی ۲ و سوئیچ مرزی ۸ به‌طور مشخص با سه خط نشانگر موازی نمایش داده شده است که در آن گام اول از سوئیچ هسته ۲ به ۵، گام دوم از سوئیچ هسته ۵ به ۷ و گام سوم از سوئیچ هسته ۷ به ۸ می‌باشد). هر سوئیچ مرزی مبدأ فیلد اولویت پاکت نوری که برای اولین بار به شبکه ارسال می‌کند را به $H-1$ تنظیم می‌نماید. برای مثال در شکل ۲، سوئیچ مرزی مبدأ ۸ فیلد اولویت پاکت‌های نوری که مثلاً قرار است به سوئیچ‌های مرزی مقصد ۱، ۵ و ۶ ارسال شوند را به‌ترتیب به ۲، ۱ و ۰ تنظیم می‌کند. هنگام ارسال یک پاکت نوری به سمت سوئیچ مرزی مقصد مربوطه، سوئیچ مرزی مبدأ محتویات آن را در یک حافظه الکترونیکی متعلق به آن سوئیچ مرزی مقصد (که با لیست زنجیری پیاده‌سازی می‌شود) برای ارسال دوباره احتمالی ذخیره می‌کند.

زمانی که یک پاکت نوری در یک سوئیچ هسته در شبکه حذف می‌شود، آن سوئیچ هسته یک فرمان NACK[1] را ایجاده کرده و به سوئیچ مرزی مبدأ که آن پاکت نوری را ارسال کرده بود می‌فرستد. این فرمان کد هویت و شماره سوئیچ مرزی مبدأ و شماره سوئیچ مرزی مقصد پاکت نوری حذف‌شده را در بر دارد. با دریافت این فرمان و با توجه به کد هویت و شماره سوئیچ مرزی مقصد، سوئیچ مرزی مبدأ نسخه پشتیبان موجود در حافظه مربوطه را یافته، از آن پاکت نوری جدیدی را درست کرده و سپس آن را در اولین زمان ممکن (با استفاده از پروتکل ارائه‌شده در [۱۲] و [۱۳]) به شبکه ارسال می‌دارد. حال تصور کنید با توجه به اطلاعات موجود در نسخه پشتیبان، فیلد اولویت مربوط به پاکت نوری حذف‌شده K باشد. زمانی که سوئیچ مرزی مبدأ پاکت نوری مذکور را مجدداً به شبکه ارسال می‌دارد، فیلد اولویت آن پاکت نوری به $K+1$ تنظیم می‌شود. این تنظیم عیناً در ترافیک نسخه پشتیبان مربوطه نیز انجام می‌گیرد. توجه کنید که هیچ‌گونه ارتباطی بین لایه اینترنت و لایه نوری وجود ندارد و لذا ممکن است ترافیکی که توسط لایه نوری دوباره ارسال می‌شود توسط لایه TCP هم بعد از وقوع Time Out دوباره ارسال گردد. نتیجه این امر ممکن است باعث ورود مکرر ترافیک در گره مقصد TCP گردد که پروتکل TCP فقط یکی از آنها را خواهد پذیرفت.

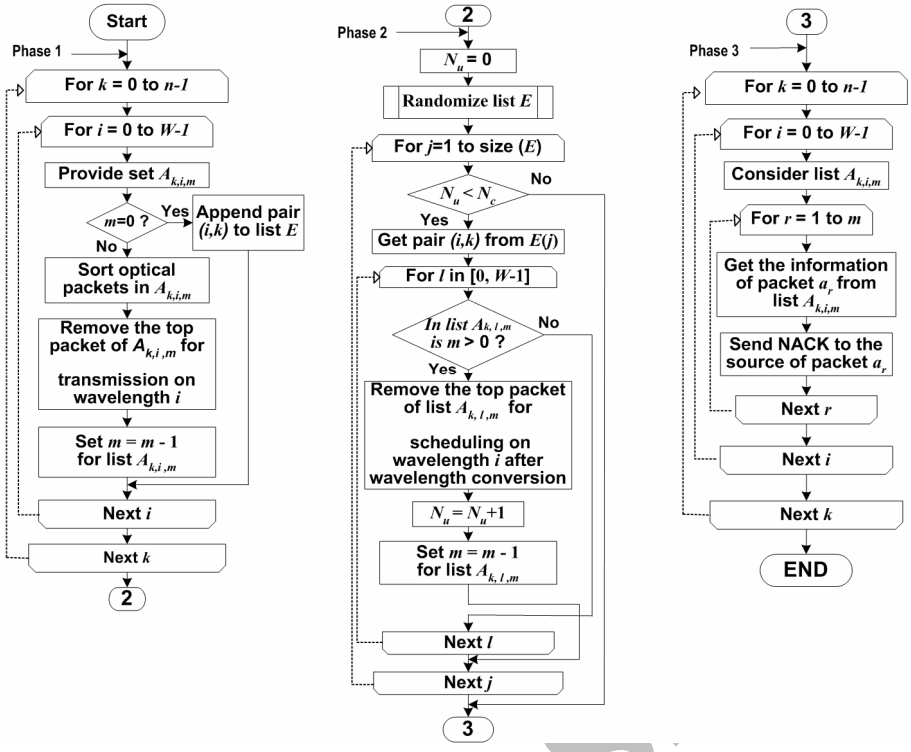
فرض کنید فاصله زمانی یک سوئیچ مرزی مبدأ تا دورترین سوئیچ هسته در شبکه T_P باشد. همچنین در نظر بگیرید T_{Proc} زمان پردازش یک پاکت نوری در سوئیچ‌های هسته شبکه باشد. در صورتی که در مدت زمان $2T_P+T_{Proc}$، سوئیچ مرزی مبدأ هیچ‌گونه فرمانی دال بر حذف‌شدن پاکت نوری از شبکه دریافت نکند، نسخه پشتیبان مربوط به آن پاکت نوری را از حافظه مربوطه حذف می‌کند.

تنها فرق روند ارسال ترافیک بین روش ارسال دوباره با اولویت و عادی در اینست که در روش ارسال دوباره عادی فیلد اولویت استفاده نمی‌شود. برای حالتی که ارسال دوباره ترافیک در حوزه نوری انجام نمی‌گیرد، بخش مدیریت ارسال دوباره فوق‌الذکر وجود ندارد. به‌عبارت بهتر فقط لایه TCP مسئولیت ارسال دوباره پاکت‌های IP حذف‌شده به شبکه را دارد.

1. Negative ACK

Archive of SID

www.SID.ir



شکل ۳: فلوچارت رفع برخورد در سوئیچ‌های هسته برای روش ارسال دوباره بااولویت.

۳-۲ عملکرد سوئیچ‌های هسته

در این بخش توضیح می‌دهیم که چگونه برخورد رخ داده شده در یک لینک خروجی یک سوئیچ هسته رفع می‌شود. شایان ذکر است که در یک شیار زمانی، تعدادی پاکت نوری به هر یک از لینک‌های خروجی سوئیچ هسته آدرس‌دهی می‌شوند. یکی از لینک‌های خروجی را در نظر بگیرید. از پاکت‌های نوری آدرس‌دهی شده به این لینک خروجی بر روی یک طول موج، تعداد یک عدد پاکت نوری به‌راحتی ارسال می‌شود. سپس تعدادی از آنها از مبدل‌های طول موج موجود برای ارسال از لینک خروجی استفاده کرده و ارسال می‌شوند. در نهایت بقیه پاکت‌های نوری در سوئیچ هسته از بین می‌روند. توجه داشته باشید که هیچ نوع بافری برای ذخیره پاکت‌های نوری در سوئیچ هسته وجود ندارد.

عملکرد کلی یک سوئیچ هسته در یک شیار زمانی را می‌شود به‌صورت ذیل خلاصه کرد. از بخش ۳-۱ به‌خاطر داشته باشید که در یک شیار زمانی ابتدا بخش اطلاعات کنترلی (در فاصله زمانی حفاظتی S_O) و سپس پاکت‌های نوری (در فاصله زمانی S_T) وارد سوئیچ هسته می‌شوند. توجه کنید که در ذیل کلیه اعمال گفته‌شده در قدم‌های ۱ تا ۵ در فاصله زمانی حفاظتی S_O و قدم ۶ در فاصله زمانی S_T انجام می‌گیرد.

۱) در فاصله زمانی حفاظتی، سوئیچ هسته از همه لینک‌های ورودی‌اش اطلاعات مربوط به پاکت‌های نوری را از طول موج‌های کنترلی دریافت می‌کند. توجه کنید که هر لینک ورودی سوئیچ هسته دارای یک طول موج کنترلی (همچنان که در شماتیک سوئیچ هسته در شکل ۱ نشان داده شده است) می‌باشد که اطلاعات پاکت‌های نوری واردشونده از آن لینک را حمل می‌کند.

۲) با توجه به اطلاعات پاکت‌های نوری استخراج‌شده از طول موج‌های کنترلی، سوئیچ هسته برخورد بالقوه پاکت‌های نوری در هر لینک خروجی‌اش را شناسایی می‌کند.

۳) سوئیچ هسته برخورد را در هر لینک خروجی رفع می‌کند (در ادامه همین بخش توضیح داده می‌شود).

۴) سوئیچ هسته W عدد سوئیچ درونی خود (تصویر سوئیچ هسته در شکل ۱ را ملاحظه کنید) را آماده سوئیچ‌کردن پاکت‌های نوری که قرار است در فاصله زمانی S_T دریافت نماید می‌کند.

۵) برای هر لینک خروجی، اطلاعات کنترلی پاکت‌های نوری که مشخص شده‌اند تا از آن لینک به سوئیچ بعدی ارسال گردند، گردآوری می‌شود. سپس بر روی طول موج کنترلی هر لینک خروجی، اطلاعات کنترلی آن لینک ارسال می‌گردد.

۶) پاکت‌های نوری در فاصله زمانی S_T وارد سوئیچ هسته شده و از مسیر از قبل آماده شده در قدم ۴ به سمت مقاصد خود سوئیچ می‌شوند.

حال جزئیات رفع برخورد در یک سوئیچ هسته که در قدم ۳ به آن اشاره شد در سه حالت استفاده از تکنیک ارسال دوباره با اولویت، تکنیک ارسال دوباره عادی و تکنیکی که در آن ارسال دوباره در لایه نوری انجام نمی‌شود، بیان می‌گردد. فرض کنید مجموعه‌ای از m پاکت نوری قرار است هم‌زمان بر روی طول موج i $(i = ۰,\ldots,W-۱)$ به لینک خروجی k $(k = ۰,\ldots,n-۱)$ ارسال شوند (برخورد m پاکت نوری). با این حال فقط یکی از آنها می‌تواند بر روی طول موج i از لینک خروجی k ارسال شود. این مجموعه از پاکت‌های نوری را با مجموعه ذیل نمایش می‌دهیم

$$A_{k,i,m} = \{a_۰, a_۱, \ldots, a_{m-۱} \mid ۰ \le m \le n\}$$

در نظر بگیرید برای پاکت نوری شماره j ام (a_j) از مجموعه A، چهار نوع اطلاعات در طول موج کنترلی وجود دارد: ۱) S_j بیانگر آدرس سوئیچ مرزی مبدأ، ۲) D_j بیانگر آدرس سوئیچ مرزی مقصد، ۳) P_j بیانگر شماره اولویت و ۴) I_j بیانگر کد هویت.

ابتدا روش رفع برخورد در یک سوئیچ هسته برای تکنیک ارسال دوباره با اولویت مطرح می‌شود (فلوچارت شکل ۳). این فلوچارت دارای سه فاز است. در فاز اول، برخورد روی هر طول موج از هر لینک خروجی مستقلاً ارزیابی می‌شود. سپس در فاز ۲ با توجه به این که مبدل‌های طول موج به‌صورت مشترک در سوئیچ هسته استفاده می‌شوند، مبدل‌های طول موج

Archive of SID

www.SID.ir

به‌صورت تصادفی به لینک‌های خروجی تخصیص می‌یابند. در فاز سوم اطلاعات پاکت‌های نوری که در سوئیچ هسته قرار است حذف شوند به سوئیچ‌های مرزی مبدأ مربوطه ارسال می‌گردند.

همچنان که فاز اول فلوچارت نمایش می‌دهد، ابتدا اطلاعات مربوط به پاکت‌هایی که قرار است بر روی طول موج i از لینک خروجی k ارسال گردند در لیست $A_{k,i,m}$ گردآوری می‌شود که در آن m تعداد پاکت‌های نوری است. در صورتی که $m=0$ باشد، جفت (i,k) به مجموعه طول موج‌های استفاده‌نشده در لیست E اضافه می‌گردد. در رفع برخورد لیست $A_{k,i,m}$ وقتی که $m>0$ باشد، ابتدا پاکت‌های نوری مجموعه به‌صورت نزولی و بر اساس شماره اولویت P دسته‌بندی[1] می‌شوند. سپس یک پاکت نوری با بالاترین شماره اولویت از مجموعه $A_{k,i,m}$ برای ارسال روی طول موج i از لینک خروجی k انتخاب شده، بقیه $m-1$ پاکت نوری منتظر رفع برخورد در فاز دوم با استفاده از N_c مبدل طول موج موجود در سوئیچ هسته مانده، و تعداد عناصر لیست $A_{k,i,m}$ به‌روز می‌شود. توجه داشته باشید که با این مکانیزم از چندین پاکت نوری با اولویت مساوی، یکی به‌صورت تصادفی از بالای مجموعه $A_{k,i,m}$ برای سوئیچ‌کردن انتخاب خواهد شد.

در فاز دوم ابتدا عناصر لیست E به‌صورت تصادفی در خود لیست توزیع می‌شوند. سپس به‌ازای هر عنصر انتخابی از این لیست، یک مبدل طول موج به لینک خروجی مربوطه اختصاص می‌یابد. مثلاً اگر عنصر انتخاب‌شده طول موج $i=4$ از لینک خروجی $k=7$ باشد، در این صورت یکی از مبدل‌های طول موج برای رفع برخورد احتمالی در لینک ۷ اختصاص می‌یابد. از میان لیست‌های به‌روزشده A مربوط به لینک خروجی k، لیست $A_{k,l,m}$ که حداقل یک پاکت نوری دارد به‌طور اتفاقی انتخاب می‌شود. سپس مبدل طول موج در نظر گرفته شده برای لینک خروجی k به‌منظور تبدیل طول موج l پاکت نوری که اطلاعات آن از سر لیست $A_{k,l,m}$ به‌دست می‌آید به طول موج i به‌کار برده می‌شود. به‌دنبال آن، تعداد عناصر لیست $A_{k,l,m}$ به‌روز می‌شود. فاز دوم زمانی تمام می‌شود که تعداد مبدل‌های طول موج استفاده‌شده N_u مساوی N_c گردد. همچنان که در فاز دوم مشاهده می‌گردد رفع برخورد برای پاکت‌هایی انجام می‌گیرد که از بالای لیست $A_{k,l,m}$ انتخاب می‌شوند. به‌عبارت بهتر فیلد اولویت پاکت‌ها در این فاز هم در نظر گرفته می‌شود. لذا منابع موجود در شبکه ابتدا به پاکت‌های نوری با اولویت بالا داده می‌شود تا امکان عبور از شبکه را داشته باشند و سپس منابع باقیمانده به پاکت‌های نوری با اولویت پایین داده می‌شود.

در فاز سوم رفع برخورد، زمانی که به‌خاطر عدم وجود منابع کافی یک سوئیچ هسته مجبور به حذف پاکت نوری a_r می‌شود، سوئیچ هسته یک فرمان NACK به سوئیچ مرزی مبدأ S_r می‌فرستد. این فرمان حامل پارامترهای I_r و D_r می‌باشد که پاکت نوری حذف‌شده در شبکه را به سوئیچ مرزی مبدأ S_r معرفی می‌کند. توجه داشته باشید که در صورت ارسال موفق پاکت نوری a_r، هیچ فرمانی به S_r فرستاده نمی‌شود.

تنها فرق روند رفع برخورد بین روش ارسال دوباره با اولویت و عادی در اینست که در فاز اول روش ارسال دوباره عادی عمل دسته‌بندی کردن انجام نمی‌گیرد و در عوض همچنان که مرسوم است، عناصر لیست $A_{k,i,m}$ به‌صورت اتفاقی در خود لیست توزیع می‌گردند.

برای حالتی که ارسال دوباره ترافیک در حوزه نوری انجام نمی‌گیرد، روش کار عیناً شبیه روش ارسال دوباره عادی منتها بدون فاز سوم می‌باشد. به‌عبارت بهتر در این حالت ارسال دوباره پاکت‌های IP حذف‌شده به شبکه فقط توسط لایه TCP انجام می‌گیرد.

۳-۳ بحث روی روش‌های ارسال دوباره با اولویت و عادی

تکنیک ارسال دوباره با اولویت می‌تواند سه مزیت عمده نسبت به تکنیک ارسال دوباره عادی داشته باشد: (۱) اگرچه در ترافیک بالا پاکت نوری که برای اولین بار به شبکه ارسال شده است شانس کمتری دارد که از شبکه عبور کند، ولی همین پاکت نوری با اولویتی که بعداً کسب می‌کند به سرعت می‌تواند از شبکه عبور کند. این امر تعداد ارسال‌های دوباره یک پاکت نوری را محدود می‌کند [۱۵]. (۲) به‌خاطر محدودشدن تعداد ارسال‌های دوباره برای هر پاکت نوری، با اولویت‌کردن پاکت‌های نوری باعث افزایش میزان عدالت در برخورد با پاکت‌های نوری می‌شود. ولی در تکنیک ارسال دوباره عادی، یک پاکت نوری ممکن است در همان اولین ارسال از شبکه عبور کند و پاکت نوری دیگری برای همیشه به شبکه ارسال دوباره گردد و (۳) به‌خاطر محدودشدن تعداد ارسال‌های دوباره لازم برای هر پاکت نوری، تعداد ارسال‌های دوباره توسط لایه TCP نیز کاسته می‌شود. لذا لایه TCP می‌تواند حجم اطلاعات ارسالی به شبکه را زیاد کند. این امر باعث افزایش بهره‌وری می‌گردد.

از طرف دیگر، پیاده‌سازی تکنیک ارسال دوباره با اولویت ممکن است پیچیده‌تر از تکنیک ارسال دوباره عادی به‌نظر برسد و این شاید به مسئله دسته‌بندی کردن در تکنیک ارسال دوباره با اولویت و مدیریت فیلد اولویت برگردد. شایان ذکر است عمل دسته‌بندی کردن که در فاز اول فلوچارت شکل ۳ برای هر طول موج انجام می‌شود، می‌تواند مثلاً با تکنیک دسته‌بندی سریع[2] انجام گیرد که در آن بدترین زمان دسته‌بندی پیچیدگی زمانی $O(n\log_2(n))$ را دارد. با توجه به این که مقدار n در سوئیچ‌های نوری مقدار کوچکی می‌باشد، زمان دسته‌بندی کردن مشکلی در عمل به‌وجود نمی‌آورد. توجه کنید که تکنیک ارسال دوباره عادی هم عمل توزیع اتفاقی عناصر لیست‌ها را انجام می‌دهد. از طرف دیگر توجه داشته باشید که در شبکه طراحی‌شده، زمان S_O می‌تواند به‌قدر کافی بزرگ انتخاب شود تا زمان کافی برای زمان‌بندی در سوئیچ هسته را فراهم نماید. همچنین، تکنیک ارسال دوباره با اولویت فقط نیاز به تعدادی بیت اولویت برای هر پاکت نوری دارد که در سیگنال کنترلی در کنار سایر فیلدها ارسال می‌گردد. یک سوئیچ هسته فیلد اولویت و سایر فیلدها را استخراج کرده و با توجه به آن تصمیم‌گیری می‌کند چه پاکت‌های نوری اهمیت دارند که سوئیچ شوند و چه پاکت‌هایی در سوئیچ هسته بهتر است حذف شوند.

مزیت راهکار ارائه‌شده در این مقاله آنست که با تنظیم زمان S_O، می‌توان سرعت پردازش در حوزه الکترونیک را با سرعت ارسال در حوزه نوری هماهنگ کرد. به‌عبارت بهتر با بزرگ‌تر در نظر گرفتن S_O، می‌توان زمان کافی برای پردازش محاسبات الکترونیکی فراهم نمود. شایان ذکر است که برای S_O بزرگ‌تر، S_T هم بایست متناسباً بزرگ‌تر انتخاب شود تا میزان بالاسری بحث‌شده در بخش ۲ کمتر گردد.

٤- ارزیابی کارآیی شبکه

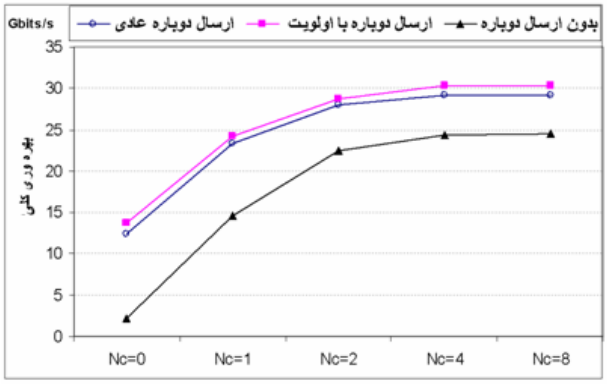
در این بخش کارآیی پروتکل اینترنت تحت سه تکنیک ارسال دوباره با اولویت، تکنیک ارسال دوباره عادی و تکنیکی که در آن ارسال دوباره

1. Sort

2. Quick Sort

Archive of SID

www.SID.ir



شکل ۴: بهره‌وری کلی پروتکل اینترنت در شبکه.

در لایه نوری انجام نمی‌شود مورد ارزیابی قرار می‌گیرد. در این مقاله حداکثر هیجده بار ارسال دوباره در شبکه مورد مطالعه اجازه داده می‌شود و این تعداد در اصل برای روش ارسال دوباره عادی لازم است، چرا که در روش ارسال دوباره با اولویت احتمال این که لازم باشد یک پاکت نوری بیش از پنج بار به شبکه ارسال شود امری بسیار نادر است [۱۵]. شبکه مورد مطالعه در شکل ۲ نمایش داده شده است که می‌تواند شهرهای ایران را تحت پوشش قرار دهد که در آن اعداد نشان داده شده بر روی لینک‌ها بیانگر فاصله مستقیم بر حسب کیلومتر می‌باشند. در این شبکه $N=8$ سوئیچ مرزی به‌کار رفته، هر سوئیچ مرزی به یک سوئیچ هسته متصل شده، به هر سوئیچ مرزی تعدادی گره مبدأ TCP و تعدادی گره مقصد TCP وصل شده، برای هر فیبر ارتباطی $W=4$ طول موج در نظر گرفته شده، و نرخ ارسال ترافیک روی هر طول موج $R=2500$Mbits/sec می‌باشد. مسیریابی در این شبکه بر اساس کمترین تعداد گام می‌باشد. همچنین طول فریم در پروتکل استفاده شده در سوئیچ‌های مرزی مبدأ $F=20$ در نظر گرفته می‌شود.

توجه داشته باشید که در شکل ۲ هر سوئیچ مرزی می‌تواند به‌صورت مبدأ و مقصد کار کند (به‌عبارت بهتر به هر هفت سوئیچ مرزی دیگر اطلاعات می‌فرستد و یا از هر هفت سوئیچ مرزی دیگر اطلاعات دریافت می‌کند). بین هر جفت سوئیچ مرزی مبدأ و سوئیچ مرزی مقصد یک‌صد ارتباط اینترنت در نظر گرفته می‌شود. هر یک از این ارتباطات بین یک گره مبدأ TCP و یک گره مقصد TCP برقرار است. هر یک از این گره‌های TCP به سوئیچ مرزی وصل می‌شود (شکل ۲). از این پس به این یک‌صد ارتباط اینترنت یک مجموعه ارتباط گفته می‌شود. همچنان که شکل ۲ نمایش می‌دهد، هر مجموعه ارتباط می‌تواند بر اساس تعداد گام‌ها به مجموعه ارتباط تک‌گامه، مجموعه ارتباط دوگامه و غیره تقسیم‌بندی شود. مثلاً در شکل ۲ ارتباط اینترنت برقرارشده از گره‌های مبدأ TCP متصل به سوئیچ مرزی ۳ با گره‌های مقصد TCP متصل به سوئیچ مرزی ۱(بین تبریز– تهران) یک مجموعه ارتباط تک‌گامه می‌باشد (بدون در نظر گرفتن گام بین سوئیچ مرزی و سوئیچ هسته همچنان که در بخش ۳–۱ مطرح شد). به‌طور مشابه بین سوئیچ مرزی ۲ و سوئیچ مرزی ۸ (بین همدان– کرمان) یک مجموعه ارتباط سه‌گامه وجود دارد (با ۳ خط موازی کوچک بر روی لینک‌ها در شکل ۲ نشان داده شده است). تمام گره‌های مبدأ و مقصد بر اساس پروتکل واقعی TCP Reno [۲۴] کار می‌کنند (نه بر اساس مدل‌سازی برای تولید ترافیک TCP). متوسط اندازه پاکت‌های IP مورد ارزیابی‌شده در این مقاله ۴۶۰۸ بیت می‌باشد. همچنین اندازه هر پاکت TCP ACK ۳۲۰ بیت است. لذا متوسط طول پاکت‌ها $L=2464$ بیت می‌باشد. حداکثر اندازه پنجره هر گره TCP گیرنده و فرستنده ۱۰۰۰ پاکت IP در نظر گرفته می‌شود.

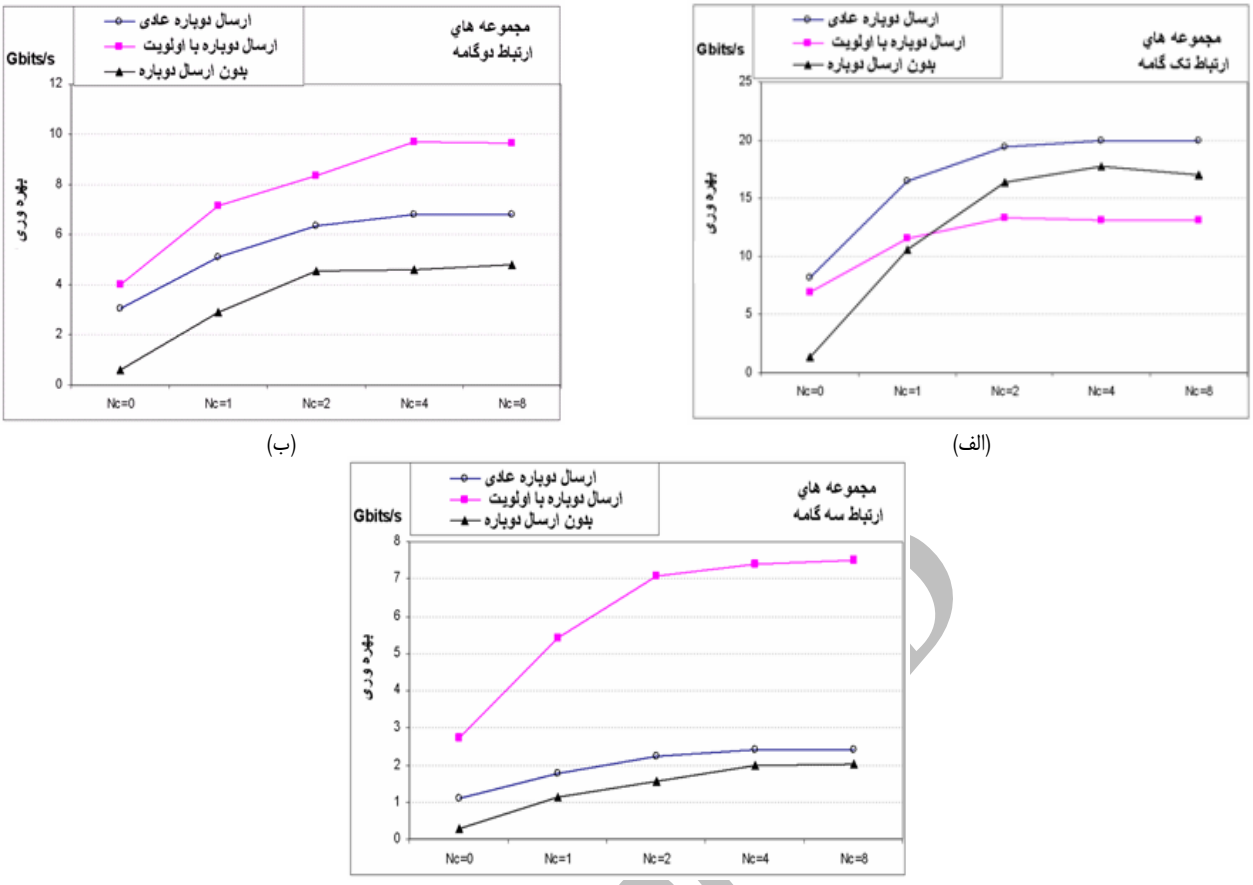
در هر سوئیچ مرزی مبدأ، ظرفیت بافر اختصاص داده شده به هر یک از سوئیچ‌های مرزی مقصد ۱۰۰۰۰ پاکت IP می‌باشد. همچنین در شبکه مورد ارزیابی، مقادیر $S_T=9$ و $S_O=1$ میکروثانیه تنظیم می‌شوند به‌طوری که در هر شیار از هر طول موج چندین پاکت IP حداکثر تا $V=22500$ بیت (برابر با حاصل‌ضرب S_T در R) می‌تواند گردآوری و ارسال شود. همچنین از نرم‌افزار OPNET [۲۵] برای پیاده‌سازی شبیه‌سازی‌ها در این مقاله استفاده شده است.

شکل ۴ بهره‌وری کلی اینترنت برحسب گیگابیت بر ثانیه (Gbits/sec) برای مدت زمان پنج ثانیه از شبیه‌سازی را مورد بررسی قرار می‌دهد. بهره‌وری برای تعداد متعددی از مبدل‌های طول موج به اشتراک گذاشته شده ($N_c=0,1,2,4,8$) در هر سوئیچ مورد ارزیابی قرار گرفته است. توجه کنید که حداکثر بهره‌وری که گره‌های مبدأ TCP می‌توانند داشته باشند (طبق (۱) و با محاسبه $B=88.7\%$) برابر با ۷۰/۹ Gbits/sec است. موارد ذیل می‌تواند به سهولت از شکل ۴ مشاهده گردد:

- در مقایسه با بهره‌وری قابل انتظار ۷۰/۹ Gbits/sec، بالاترین بهره‌وری اینترنت به‌دست آمده حدود ۳۱ Gbits/sec (حدود ۴۴٪) است. این امر به‌دلیل عملکرد هر گره مبدأ TCP است که در آن به‌دنبال حذف یک پاکت IP در شبکه پروتکل TCP سرعت ارسال ترافیک به شبکه را پایین می‌آورد.
- همیشه بالاترین میزان بهره‌وری اینترنت زمانی قابل حصول است که از روش ارسال دوباره با اولویت استفاده شود. توجه داشته باشید که میزان بهره‌وری اینترنت بستگی به دریافت پاکت‌های ACK ارسالی از طرف گره‌های مقصد TCP دارد. در روش ارسال دوباره عادی، یک پاکت ACK ممکن است مدت زمان زیادی لازم داشته باشد تا به گره مبدأ TCP برگردد (به‌خاطر تعدد ارسال‌های دوباره). لذا تحت این روش، گره مبدأ TCP فرض را بر این می‌گذارد که در شبکه ازدحام[1] وجود دارد و به‌دنبال آن میزان ارسال ترافیک به شبکه را می‌کاهد. به یاد داشته باشیم که هر گره مبدأ TCP هنگام ارسال یک پاکت IP، تایمری را برای آن تنظیم می‌کند و اگر پاکت ACK مربوط به آن پاکت در زمان تنظیم‌شده به گره مبدأ برنگردد (تایمر به انتهای شمارش برسد[2]) فرض بر ازدحام شبکه گذاشته می‌شود. برخلاف روش ارسال دوباره عادی، در روش ارسال دوباره با اولویت زمان دریافت پاکت‌های ACK محدودتر است، لذا میزان اتمام شمارش تایمرها کمتر است. بنابراین تعداد دفعات کاهش ترافیک ارسالی به شبکه کمتر می‌شود و این امر باعث افزایش میزان بهره‌وری اینترنت تحت روش ارسال دوباره با اولویت نسبت به روش ارسال دوباره عادی می‌گردد.
- با استفاده از هر یک از روش‌های ارسال دوباره در لایه نوری، بهره‌وری اینترنت نسبت به حالتی که ارسال دوباره ترافیک انجام نمی‌گیرد به حد قابل چشم‌گیری افزایش می‌یابد. برای این که با ارسال دوباره پاکت‌های نوری، تعداد پاکت‌های IP حذف‌شده در شبکه کمتر می‌شود و لذا گره‌های مبدأ TCP می‌توانند حجم زیادی ترافیک به شبکه ارسال نمایند. در نتیجه میزان بهره‌وری افزایش می‌یابد. مثلاً بهره‌وری اینترنت تحت شبکه‌ای که تنها یک عدد مبدل طول موج در هر سوئیچ هسته استفاده می‌کند و از روش ارسال دوباره با اولویت بهره می‌جوید، از بهره‌وری شبکه‌ای که چهار

1. Congestion
2. Timeout

Archive of SID
www.SID.ir



شکل ۵: توزیع میزان متوسط بهره‌وری اینترنت به تفکیک مجموعه‌های ارتباطی، (الف) مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه، (ب) مجموعه‌های ارتباط دوگامه و (ج) مجموعه‌های ارتباط سه‌گامه.

جدول ۱: مقایسه هزینه مبدل‌های طول موج استفاده‌شده در شبکه و درصد افزایش بهره‌وری اینترنت نسبت به حالت پایه.

نوع ارسال دوباره در حوزه نوری R=	$N_c=0$	$N_c=1$	$N_c=2$	$N_c=4$	$N_c=8$
بدون ارسال دوباره	حالت پایه	$(5,5,8u)$	$(9,0,16u)$	$(9,9,32u)$	$(9,9,64u)$
ارسال دوباره عادی	$(4,5,0u)$	$(9,4,8u)$	$(11,5,16u)$	$(12,0,32u)$	$(12,0,64u)$
ارسال دوباره با اولویت	$(5,1,0u)$	$(9,8,8u)$	$(11,8,16u)$	$(12,5,32u)$	$(12,5,64u)$

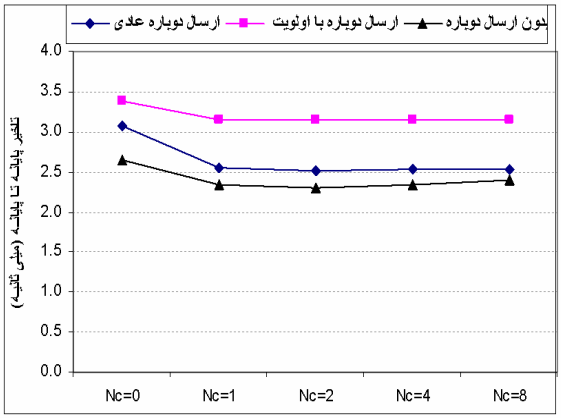
مبدل طول موج در هر سوئیچ هسته استفاده کرده و از ارسال دوباره در حوزه نوری بهره نمی‌جوید، بیشتر است.

- در شکل ۴ تحت هر سه روش، با افزایش تعداد مبدل‌های طول موج بهره‌وری اینترنت نیز افزایش می‌یابد. این بدین دلیل است که افزایش تعداد مبدل‌های طول موج باعث کاهش پاکت‌های نوری حذف‌شده در شبکه شده و گره‌های مبدأ TCP می‌توانند حجم زیادی ترافیک به شبکه ارسال کنند (لذا بهره‌وری اینترنت افزایش می‌یابد). و نیز زمانی که تعداد کمی مبدل طول موج در سوئیچ‌های هسته استفاده شود (شبکه ارزان‌تر)، بهره‌وری اینترنت تحت روش ارسال دوباره با اولویت به‌صورت چشم‌گیری افزایش می‌یابد.
- با افزایش تعداد مبدل‌های طول موج، درصد افزایش بهره‌وری اینترنت کمتر می‌شود. در شبکه مورد نظر، ۸ عدد سوئیچ هسته وجود دارد که هر یک N_c عدد مبدل طول موج استفاده می‌کنند. اگر هزینه هر مبدل طول موج u واحد باشد، در آن صورت کل هزینه مبدل‌های طول موج در شبکه $8uN_c$ می‌باشد. همچنین بیایید شبکه OPS اصلی [۱] را که هیچ مبدل طول موجی استفاده نمی‌کند، شبکه حالت پایه بنامیم. توجه کنید که در شبکه OPS اصلی، ارسال دوباره در حوزه نوری انجام نمی‌گیرد. در این صورت هزینه کل استفاده از مبدل‌های طول موج در شبکه و میزان سودی که با استفاده از این مبدل‌ها برای هر یک از روش‌های ارسال یا عدم ارسال دوباره به‌دست می‌آید، نسبت به حالت پایه در جدول ۱ نشان داده شده است. المان موجود در حالت استفاده از ارسال دوباره R و تعداد مبدل طول موج N_c این جدول شامل دو مورد (X,Y) است که در آن داریم: ۱) با در نظر گرفتن T_b (بهره‌وری حالت پایه) و T_c (بهره‌وری شبکه در حالت R و N_c)، مورد اول برابر است با $X=(T_c-T_b)/T_b$ ؛ و ۲) مورد دوم برابر است با $Y=8N_cu$.

طبق جدول ۱، استفاده از مبدل‌های طول موج برای حالت $N_c\le 2$ مقرون به صرفه است. همچنان که مشاهده می‌شود از حالت $N_c=2$ تا $N_c=4$، بهترین بهره‌وری برای روش ارسال دوباره با اولویت قابل مشاهده می‌باشد که از ۱۱/۸ به ۱۲/۵ برابر بهره‌وری حالت پایه رسیده است (افزایش معادل ۰/۷ بهره‌وری حالت پایه). این در حالیست که هزینه مبدل طول موج در شبکه از $16u$ به $32u$ افزایش یافته است. لذا حالت $N_c=4$ مقرون به صرفه نمی‌باشد. عدم مقرون به صرفه بودن برای حالت $N_c=8$ هم صادق می‌باشد.

شکل ۵ توزیع میزان متوسط بهره‌وری اینترنت (در شکل ۲) را به‌طور مجزا برای مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه، مجموعه‌های ارتباط دوگامه، و

Archive of SID
www.SID.ir



شکل ۶: تأخیر پایانه تا پایانه.

مجموعه‌های ارتباط سه‌گامه برای مدت زمان پنج ثانیه از شبیه‌سازی را نمایش می‌دهد. مثلاً در شکل ۵، مقدار نشان داده شده برای بهره‌وری اینترنت مجموعه‌های ارتباط سه‌گامه از متوسط‌گیری تمامی مجموعه‌های ارتباطی سه‌گامه موجود در شبکه شکل ۲ به‌دست آمده است. نتایج ذیل در شکل ۵ قابل مشاهده است:

شکل ۵-الف نمایش می‌دهد که مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه تحت روش ارسال دوباره با اولویت، میزان متوسط بهره‌وری اینترنت کمتری نسبت به روش ارسال دوباره عادی دارند. این امر به‌خاطر مقدار اولیه $H-1$ (تحت روش ارسال دوباره با اولویت) است که در فیلد اولویت پاکت‌های نوری که برای اولین بار به شبکه ارسال می‌شوند تنظیم می‌گردد. لذا مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه در مواجهه با ترافیک مجموعه‌های ارتباط چندگامه در یک سوئیچ هسته شانس کمتری برای عبور از سوئیچ هسته را دارند. این امر بر خلاف روش ارسال دوباره عادی است که در آن پاکت‌های نوری متعلق به مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه، مجموعه‌های ارتباط دوگامه و مجموعه‌های ارتباط سه‌گامه هیچ اولویتی نسبت به هم در سوئیچ‌های هسته ندارند. برای حالتی که ۸ عدد مبدل طول موج در هر سوئیچ هسته وجود دارد، بهره‌وری اینترنت مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه کمی کاهش پیدا کرده است و در عوض بهره‌وری اینترنت مجموعه‌های ارتباط دوگامه و سه‌گامه (شکل‌های ۵-ب و ۵-ج) افزایش یافته است. این امر به‌دلیل کاهش ترافیک حذف‌شده در شبکه می‌باشد که باعث می‌شود پاکت‌های IP متعلق به مجموعه‌های ارتباط دوگامه و سه‌گامه کاهش یابد و لذا ترافیک این مجموعه‌ها بتوانند اندکی با ترافیک مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه رقابت کنند و بهره‌وری خود را بالا ببرند.

شکل ۵-ب نمایش می‌دهد که مجموعه‌های ارتباط دوگامه تحت روش ارسال دوباره با اولویت میزان متوسط بهره‌وری اینترنت بیشتری نسبت به روش ارسال دوباره عادی دارند. این امر به‌خاطر استفاده از مقدار اولیه $H-1$ (تحت روش ارسال دوباره بااولویت) در فیلد اولویت پاکت‌های نوری است که برای اولین بار به شبکه ارسال می‌شوند. لذا این فرصت به آنها داده می‌شود که با ترافیک مجموعه‌های ارتباط تک‌گامه رقابت کنند و میزان بهره‌وری بالاتری را نسبت به استفاده از روش ارسال دوباره عادی کسب کنند.

شکل ۵-ج نمایش می‌دهد که مجموعه‌های ارتباط سه‌گامه تحت روش ارسال دوباره با اولویت میزان متوسط بهره‌وری اینترنت بیشتری نسبت به روش ارسال دوباره عادی دارند. این امر به‌خاطر همان دلیل مذکور در بند قبلی می‌باشد. حتی میزان افزایش متوسط بهره‌وری اینترنت برای مجموعه‌های ارتباط سه‌گامه تحت روش ارسال دوباره با اولویت خیلی چشم‌گیرتر می‌باشد.

شکل ۶ متوسط تأخیر پایانه تا پایانه[1] را برای سه روش ارسال دوباره در حوزه نوری نمایش می‌دهد. این تأخیر از لحظه ارسال هر پاکت IP از یک سوئیچ مرزی مبدأ تا لحظه دریافت کامل آن در یک سوئیچ مرزی مقصد محاسبه می‌شود. همچنان که مشاهده می‌شود با افزایش تعداد مبدل‌های طول موج تأخیر در هر سه روش کاهش می‌یابد. این بدین دلیل است که افزایش تعداد مبدل‌های طول موج باعث افزایش بهره‌وری اینترنت شده و گره‌های TCP مبدأ تعداد زیادی پاکت IP تولید می‌کنند. در نتیجه تعداد زیادی پاکت IP وارد سوئیچ‌های مرزی مبدأ می‌شود. از طرفی توجه داشته باشید که زمان انتظار پاکت‌های IP در هر سوئیچ مرزی مبدأ زمانی که تعداد زیادی پاکت IP در شیارها گردآوری می‌شوند کمتر است نسبت به زمانی که تعداد کمی پاکت IP در شیارها گردآوری شوند [۸]. همچنان که در شکل ۶ قابل مشاهده است در حالت استفاده از تعداد مبدل‌های طول موج زیادتر، حجم ترافیک اضافی واردشده در هر سوئیچ مرزی مبدأ باعث افزایش اندک تأخیر پایانه تا پایانه هم می‌شود.

از طرفی در شکل ۶ مشاهده می‌شود که کمترین تأخیر متعلق به روش بدون ارسال دوباره در حوزه نوری است زیرا در این روش ارسال مجدد رخ نمی‌دهد. حال آن که در دو روش دیگر پاکت‌های IP ممکن است در حوزه نوری مجدداً ارسال شوند و این امر باعث افزایش تأخیر پایانه تا پایانه می‌گردد. از طرفی تأخیر پایانه تا پایانه تحت روش ارسال دوباره با اولویت زیادتر از روش ارسال دوباره عادی است. توجه داشته باشید احتمال این که پاکت‌های نوری تحت روش ارسال دوباره با اولویت در بار اول از سوئیچ‌های هسته عبور کنند نسبت به روش ارسال دوباره عادی کمتر است [۱۵]. لذا در مقایسه با روش ارسال دوباره عادی، پاکت‌های نوری جدید با احتمال زیادی تحت روش ارسال دوباره با اولویت ارسال مجدد می‌شوند و این امر باعث افزایش تأخیر پایانه تا پایانه در این روش می‌گردد.

۵- نتیجه‌گیری

در این مقاله دو روش ارسال دوباره در حوزه نوری و روش عدم ارسال دوباره در این حوزه برای بررسی بهره‌وری اینترنت در شبکه زمان‌بندی‌شده IP/OPS مورد مطالعه قرار گرفت. مشاهده گردید که ارسال دوباره پاکت‌های نوری میزان بهره‌وری اینترنت را افزایش می‌دهد. همچنین مشاهده شد که با تغییری جزئی در روش ارسال دوباره عادی می‌توان روش ارسال دوباره با اولویت را پیاده‌سازی کرد که با استفاده از آن میزان بهره‌وری اینترنت زیادتر می‌شود. زمانی که تعداد کمتری مبدل طول موج در سوئیچ‌های هسته استفاده شود (شبکه ارزان‌تر)، بهره‌وری اینترنت تحت روش ارسال دوباره با اولویت به‌صورت چشم‌گیری افزایش می‌یابد. همچنین بهره‌وری اینترنت بین ارتباطات دورتر و نزدیک‌تر نسبتاً به هم نزدیک می‌شود. بنابراین کیفیت ارتباط اینترنتی بین گره‌های دور، از لحاظ تعداد گام، در شبکه IP/OPS بهبود می‌یابد. لذا روش ارسال دوباره با اولویت که می‌تواند بهترین استفاده را از منابع موجود در شبکه نموده و بهره‌وری اینترنت را افزایش دهد، برای شبکه‌های OPS توصیه می‌گردد.

مراجع

[1] C. Papazoglou, G. Papadimitriou, and A. Pomportsis, "Design alternatives for optical-packet-interconnection network architectures," *J. of Optical Networking*, vol. 3, no. 11, pp. 810-825, Nov. 2004.

1. End-to-End Delay

Archive of SID
www.SID.ir

[2] S. Yao, S. Yoo, and B. Mukherjee, "A comparison study between slotted and unslotted all-optical packet-switched network with priority-based routing," in *Proc. IEEE OSA Optical Fiber Conf.*, vol. 2, pp. TuK2-1-TuK2-3, 2001.
[3] C. Develder, "Node architectures for optical packet and burst switching," in *Proc. In. Conf. on Optical Internet, COIN-PS'2002*, Cheju Island, Korea, Jul. 2002.
[4] M. O'Mahony, D. Simeonidou, D. Hunter, and A. Tzanakaki, "The application of optical packet switching in future communications networks," *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, no. 3, pp. 128-135, Mar. 2001.
[5] A. G. P. Rahbar and O. Yang, "Contention avoidance and resolution schemes in bufferless all-optical packet-switched networks: a survey," *IEEE Communications Surveys and Tutorials Magazine*, vol. 10, no. 4, pp. 94-107, Dec. 2008.
[6] Z. Lu, D. K. Hunter, and I. D. Henning, "Congestion control scheme in optical packet switched networks," in *Proc. Optical Fiber Communication Conf.*, paper OTHM4, 5 Mar. 2006.
[7] C. Raffaelli and P. Zaffoni, "TCP performance in optical packet-switched networks," *Photonic Network Communications*, vol. 11, no. 3, pp. 243-252, May 2006.
[8] F. Xue, Z. Pan, Y. Bansal, and J. Cao, "End-to-end contention resolution schemes for an optical packet switching network with enhanced edge routers," *J. of Lightwave Tech.*, vol. 21, no. 11, pp. 2595-2604, Nov. 2003.
[9] H. Jingyi and S. H. G. Chan, "TCP and UDP performance for internet over optical packet-switched networks," in *Proc. IEEE Int. Conf. Communications, ICC 2003*, vol. 2, pp. 1350-1354, May 2003.
[10] A. G. P. Rahbar and O. Yang, "Fiber-channel trade off for reducing collisions in slotted single-hop optical packet-switched (OPS) networks," *OSA J. of Optical Networking*, vol. 6, no. 7, pp. 897-912, Jul. 2007.
[11] F. Xue, Z. Pan, Y. Bansal, and J. Cao, "End-to-end contention resolution schemes for an optical packet switching network with enhanced edge routers," *J of Lightwave Tech.*, vol. 21, no. 11, pp. 2595-2604, Nov. 2003.
[12] A. G. P. Rahbar and O. Yang, "A new bandwidth access framework in slotted-OPS networks," in *Proc. IEEE Conf. on Local Computer Networks (LCN)*, pp. 559-560, Tampa, Florida, USA, Nov. 2006.
[13] A. G. P. Rahbar and O. Yang, "Distribution-based bandwidth access scheme in slotted all-optical packet-switched networks," *Elsevier Computer Networks J.*, vol. 53, no. 5, pp. 744-758, Apr. 2009.
[14] S. Yao, B. Mukherjee, S. J. B. Yoo, and S. Dixit, "A unified study of contention-resolution schemes in optical packet-switched networks," *J. of Lightwave Technology*, vol. 21, no. 3, pp. 2595-2604, Mar. 2003.
[15] A. G. P. Rahbar and O. Yang, "Prioritized retransmission in slotted all-optical packet-switched networks," *OSA J. of Optical Networking*, vol. 5, no. 12, pp. 1056-1070, Dec. 2006.
[16] D. K. Hunter, M. C. Chia, and I. Andonovic, "Buffering in optical packet switches," *J. of Lightwave Technology*, vol. 16, no. 12, pp. 2081-2094, Dec. 1998.
[17] V. Eramo, M. Listanti, and P. Pacifici, "A comparison study on the number of wavelength converters needed in synchronous and asynchronous all-optical switching architectures," *IEEE/OSA J. of Lightwave Technology*, vol. 21, no. 2, pp. 340- 355, Feb. 2003.
[18] M. Nord, S. Bjørnstad, and C. M. Gauger, "OPS or OBS in the core network," COST 266/IST - OPTIMIST, Budapest, Hungary, Feb. 2003.
[19] I. Chlamtac and A. Fumagalli, "QUADRO-star: a high performance optical WDM star network," *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 42, no. 8, pp. 2582-2590, Aug. 1994.
[20] E. Modiano, "Random algorithms for scheduling multicast traffic in WDM broadcast - and - select networks," *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 7, no. 3, pp. 425-434, Jun. 1999.
[21] K. Samaras, D. C. O'Brien, and D. J. Edwards, "Analytical calculation of throughput of ALOHA based protocols in optical wireless data networks," in *IEE Proc. Part J - Optoelectronics*, vol. 147, no. 4, pp. 322-328, Aug. 2000.
[22] L. Wang, M. Ma, and M. Hamdi, "Efficient protocols for multimedia streams on WDMA networks," *J. of Lightwave Technology*, vol. 21, no. 10, pp. 2123-2144, Oct. 2003.
[23] Q. Zhang, V. M. Vokkarane, Y. Wang, and J. P. Jue, "Analysis of TCP over optical burst-switched networks with burst retransmission," in *Proc. IEEE Globecom*, vol. 4, 1978-1983, St. Louis, MO, ,USA, Nov. 2005.
[24] W. R. Stevens, *TCP/IP Illustrated, Volume 1: The Protocols*, Addison-Wesley, 1994.
[25] OPNET, http://www.opnet.com/products/modeler/home.html, accessed May 2006.
[26] B. Bostica, M. Burzio, P. Gambini, and L. Zucchelli, "Synchronization issues in optical packet switched networks," *Photonic Networks,* G. Prati, Ed., UK, Springer-Verlag, pp. 362-376, 1997.
[27] J. Ramamirtham and J. Turner, "Design of time sliced optical burst routers," in *Proc. IEEE/OSA Optical Fiber Communication*, paper MF101, Los Angeles, US, Feb. 2004.
[28] S. Yao, B. Mukherjee, and A. Dixit, "Advances in photonic packet switching: an overview," *IEEE Communications Magazine*, vol. 38, no. 2, pp. 84-94, Feb. 2000.
[29] J. R. Feehrer and L. H. Ramfelt, "Packet synchronization for synchronous optical deflection-routed interconnection networks," *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, vol. 7, no. 6, pp. 605-611, Jun. 1996.

اکبر غفارپور رهبر استادیار دانشکده مهندسی برق دانشگاه صنعتی سهند تبریز می‌باشد که در سال‌های ۱۹۹۲ و ۱۹۹۵ مدرک کارشناسی و کارشناسی ارشد خود را در رشته‌های کامپیوتر سخت‌افزار و معماری کامپیوتر از دانشگاه علم و صنعت ایران دریافت کرده است. وی مدرک دکترای خود را در سال ۲۰۰۶ در رشته علم کامپیوتر– گرایش شبکه‌های کامپیوتری از دانشگاه اتاوا– کانادا دریافت نموده است. ایشان مدیر آزمایشگاه تحقیقاتی شبکه‌های کامپیوتری در دانشگاه صنعتی سهند می‌باشد. "این آزمایشگاه در زمینه شبکه‌های نوری (Optical Networks)، زمان‌بندی (Scheduling)، شبکه‌های بی‌سیم اقتضایی متحرک (VANET)، تلویزیون اینترنتی (IPTV)، و آنالیز و مدلسازی شبکه های کامپیوتری فعالیت می‌نماید که نتایج حاصل از این تحقیقات در بیش از ۵۰ مقاله علمی منتشر شده است. برای اطلاعات بیشتر به سایت http://ee.sut.ac.ir/showcvmain.aspx?id=13 مراجعه شود.

Archive of SID

www.SID.ir