

یک روش مبتنی بر commodityهای محلی برای مهندسی ترافیک در شبکه‌های MPLS بر اساس بهینه‌سازی مجدد مسیریابی LSPها

سیاوش خرسندی

دانشکده مهندسی کامپیوتر و فن‌آوری اطلاعات

دانشگاه صنعتی امیرکبیر

j.gnq`mc@bfb`ts`b-raq

بهادر بخشی

دانشکده مهندسی کامپیوتر و فن‌آوری اطلاعات

دانشگاه صنعتی امیرکبیر

aa`jgrgh@`ts`b-raq

مقصد موجود باشد ندارد [۶]. ثانياً قابلیت اختصاص مسیر مجزا برای جریان داده وجود ندارد و همه جریان‌ها به صورت مشترک از منابع شبکه استفاده می‌کنند. لذا در زمان ازدحام شبکه، منابع مورد نیاز برای تامین کیفیت سرویس به جریان اختصاص داده نمی‌شود.

برای حل این مشکل چندین راه‌حل پیشنهاد شده است که تکنولوژی MPLS یکی از آنهاست [۱۵]. با وجود اینکه اهداف اولیه MPLS مواردی مانند سوئیچ سریعتر بسته‌های IP بود، ولی با ارایه قابلیت مسیریابی صریح در MPLS این امکان بوجود آمد که بتوان برای هر جریان داده مسیر اختصاصی در شبکه ایجاد کرد و منابع مورد نیاز جریان (معمولاً نرخ بیت) را در این مسیر اختصاصی از مبدا تا مقصد رزور کرد و در نتیجه ازدحام در شبکه باعث استفاده غیر مجاز سایر جریان‌ها از منابع یک جریان نمی‌شود. در MPLS این مسیرهای اختصاصی توسط یک برچسب (Label) مشخص می‌شود و سوئیچ جریان داده‌ها در هر مسیریاب MPLS (LSR) با استفاده از این برچسب‌ها انجام می‌شود. به علت استفاده از برچسب‌ها، مسیرهای جریان داده در MPLS را (Label Switched Path) LSP می‌نامند. مسیر هر LSP قبل از اینکه جریان داده در آن منتقل شود توسط پروتکل مسیریابی LSP مشخص می‌شود و در نتیجه تمام بسته‌های جریان، مسیر از پیش تعیین شده‌ای را طی می‌کنند.

یکی از مسائل اصلی در MPLS، مسیریابی LSPها است. زمانی که از MPLS برای تامین کیفیت سرویس استفاده شود، این مسیریابی از نوع "مسیریابی کیفیت سرویس (QoS Routing) خواهد بود. در این مسیریابی‌ها دو هدف اصلی مد نظر است:

- تامین کیفیت سرویس برای جریان‌هایی پذیرفته شده.
 - استفاده بهینه و کارا از منابع شبکه.
- علاوه بر این دو هدف کلی، معیارهای زیر نیز برای مقایسه الگوریتم‌ها مدنظر است [۱۱ و ۱۲]:

چکیده: مسیریابی LSPها یکی از مسائل مهم در مهندسی ترافیک شبکه‌های MPLS است. هدف از این مسیریابی افزایش تعداد درخواست‌های پذیرفته شده با تضمین نیازمندی‌های کیفیت سرویس است. ما در این مقاله الگوریتمی جدید، LMCER (Local Multi Commodity Enhanced Routing)، برای این مسئله ارایه می‌کنیم. این روش تنها با داشتن اطلاعات توپولوژی شبکه، میزان جریان بر روی یال‌ها و بدون اطلاع از درخواست‌های بعدی، مسیریابی را انجام داده و برای هر درخواست مسیریابی با نرخ بیت درخواستی در شبکه تضمین می‌کند. LMCER دارای دو فاز و ایده آن مبتنی بر بهینه‌سازی مجدد است. با فرض اینکه می‌توان LSPها موجود در شبکه را مسیریابی مجدد کرد، در فاز اول درخواست‌ها با استفاده از یک الگوریتم on-line ساده مسیریابی می‌شود. در فاز دوم که به صورت متناوب اجرا می‌شود، یال‌های بحرانی تشخیص داده شده و مبتنی بر آنها commodityهای محلی تشکیل می‌شود. با حل مسئله MCMCF مسیر بهینه جدید برای LSPها بدست می‌آید. مقایسه کارایی نشان می‌دهد که LMCER دارای کارایی بهتری نسبت به الگوریتم‌های پایه است. در انتها نیز ایده استفاده از commodityهای محلی برای سایر مسایل مهندسی ترافیک MPLS مانند مقابله با خرابی بررسی شده است.

واژه‌های کلیدی: MPLS، مسیریابی LSP، بهینه‌سازی مجدد، Commodity محلی، MCMCF.

۱- مقدمه

در سال‌های اخیر کاربردهای چندرسانه‌ای و بلادرنگ در Internet به نیزی روزمره تبدیل شده است. چنین کاربردهایی نیاز به پشتیبانی کیفیت سرویس در Internet دارند. مدل اولیه Best Effort شبکه IP پاسخگوی این نیازمندی‌ها نیست [۵]. یکی از مشکلات اصلی که در این مساله وجود دارد، مسیریابی مبتنی بر آدرس مقصد است که در پروتکل‌های مسیریابی IP از آن استفاده می‌شود. این نحوه مسیریابی اولاً امکان استفاده از مسیرهای متعددی را که ممکن است از مبدا به

اینجا فرض می‌کنیم که قابلیت مسیریابی مجدد LSPها وجود دارد و به صورت متناوب برای بهبود تابع هدف برخی از LSP مسیریابی مجدد می‌شوند.

ساختار مقاله به این صورت است که در بخش ۲ کارهای قبلی را بررسی می‌کنیم، الگوریتم پیشنهادی در بخش ۳ معرفی می‌شود، نتایج اجرای الگوریتم و مقایسه آن با سایر الگوریتم‌ها در بخش ۴ آورده شده است. سایر کاربردهای commodityهای محلی در بخش ۵ بررسی می‌شود و بخش ۶ جمع‌بندی و کارهای آتی این مقاله را ارائه می‌کند.

۲- کارهای مرتبط قبلی

مسئله مهندسی ترافیک در MPLS تنها منحصر به مسیریابی LSPها نیست. چهار مسئله اصلی در این رابطه در [۸] به صورت زیر دسته بندی شده است:

- مسیریابی با محدودیت، Constrained Routing
- کنترل پذیرش درخواست، Call Admission Control
- مسیریابی مجدد، Rerouting
- برنامه‌ریزی ظرفیت، Capacity Planning

در [۸] نشان داده شده است همه این مسایل در دسته مسایل NP قرار دارند. در ادامه با در نظر گرفتن تعاریف زیر، برخی از کارهایی که بر روی مسئله ۱ انجام شده است را مرور می‌کنیم:

مسیر شدنی: مسیری که ظرفیت باقی مانده تمام لینک‌های این مسیر از میزان نرخ بیت مورد نیاز LSP بیشتر است.

ظرفیت مسیر p : $c_p = \min\{c_{ij} \mid (i, j) \in p\}$

اولین و ساده‌ترین الگوریتمی که برای مسیریابی LSP استفاده شده است الگوریتم کمترین گام MHA (Min-Hop Algorithm) است [۱]. در این الگوریتم، LSP از مسیری شدنی با کمترین تعداد لینک مسیریابی می‌شود. این الگوریتم منجر به توزیع بار نامتقارن در شبکه شده و برخی از لینک‌ها تبدیل به گلوگاه می‌شوند.

الگوریتم WSP (Widest Shortest Path) به عنوان بهبودی برای MHA ارائه شده است [۱۰]. در WSP در صورتی که چندین مسیر با تعداد لینک مساوی موجود باشد، مسیر با ظرفیت بیشتر انتخاب می‌شود. بدین ترتیب در شبکه‌های که مسیرهای متعددی بین نودها وجود داشته باشد، WSP بار را بین مسیرها توزیع خواهد کرد. اما این الگوریتم هم مشکلات MHA را دارد و از کارایی بالایی برخوردار نیست.

الگوریتم SWP (Shortest Widest Path) از ایده‌ای مشابه WSP، اما با الویت متفاوت استفاده می‌کند [۱۰]. SWP مسیری با بیشترین ظرفیت را انتخاب می‌کند، در صورتی که چندین مسیر با ظرفیت یکسان وجود داشته باشد، مسیر با تعداد گام کمتر انتخاب می‌شود. به

اطلاعات مورد نیاز در الگوریتم: الگوریتم مسیریابی می‌تواند تنها اطلاعات LSP و وضعیت شبکه استفاده کند یا اینکه در شروع، الگوریتم نیازمند اطلاعات همه LSPهایی که از شبکه عبور خواهند کرد، باشد.

مقابله با خرابی: به علت خرابی‌هایی که در شبکه رخ می‌دهد، توپولوژی شبکه تغییر می‌یابد و لذا مسیر LSPها بایستی تغییر یابد. خرابی‌ها عموماً به صورت محلی رخ می‌دهند، پس لزومی ندارد که تمام مسیر LSPی که دچار خرابی شده است عوض شود، بلکه با مسیریابی مجدد محلی حول ناحیه خرابی می‌توان مسیر جدیدی برای LSP یافت.

مسیریابی بدون تقسیم جریان: با وجود اینکه تقسیم جریان داده‌ها به زیرجریان‌ها به استفاده بهینه از منابع شبکه کمک می‌کند ولی الگوریتم‌های مسیریابی مجاز به تقسیم جریان به صورت دلخواه نیستند، زیرا ترافیک‌های شبکه ممکن است به صورت ذاتی قابل تقسیم شدن نباشند.

بهینه‌سازی مجدد: با توجه به اینکه دسته‌ای از الگوریتم‌ها از اطلاعات LSPهای بعدی استفاده نمی‌کنند لذا ممکن است مسیر بهینه انتخاب نکرده باشند. در این الگوریتم‌ها می‌توان به صورت موردی مسیریابی مجددی برای LSPهای موجود در شبکه انجام داد تا کارایی شبکه افزایش یابد.

الگوریتم‌های مسیریابی LSP به دو دسته on-line و off-line تقسیم می‌شوند. در الگوریتم‌های off-line، اطلاعات همه LSP در شروع الگوریتم موجود است و هدف بهینه کردن استفاده از منابع شبکه است. در الگوریتم‌های on-line هر درخواست LSP به صورت مستقل و بدون داشتن اطلاعات LSPهای بعدی مسیریابی می‌شود. در این الگوریتم‌ها، هدف پیشینه کردن تعداد درخواست‌های پذیرفته شده است [۱۱] و [۱۲]. الگوریتم‌های ترکیبی نیز وجود دارد که دارای یک فاز off-line و یک فاز on-line هستند. در فاز off-line این الگوریتم‌ها، اطلاعات دقیق همه LSPها مورد نیاز نیست و از اطلاعات کلی مانند کل ترافیک ارسال از یک نود به نود دیگر استفاده می‌شوند.

در این مقاله، یک الگوریتم on-line برای مسیریابی LSPها ارائه می‌شود. تضمین نرخ بیت موثر مورد نیاز جریان داده پارامتر کیفیت سرویسی است که ارائه می‌شود است. فرض بر این است که سایر نیازمندی‌های کیفیت سرویس مانند تاخیر، قابل تبدیل به نیازمندی نرخ بیت هستند و این تبدیل در ابتدای ورود جریان به شبکه MPLS انجام می‌شود [۱۱، ۱۲، ۹ و ۱۶]. هر LSP توسط سه‌تایی (s_i, d_i, b_i)

مشخص می‌شود که s_i مسیریاب مبدأ، d_i مسیریاب مقصد و b_i میزان نرخ بیت موثر است. الگوریتم پیشنهادی، مسیریابی LSP را با داشتن اطلاعات همبندی شبکه و (c_{ij}, f_{ij}) برای هر لینک (i, j) انجام می‌دهد، که در آن c_{ij} ظرفیت و f_{ij} میزان جریان لینک است. ما در

LSP مسیریابی می‌شوند. مسیریابی همزمان همه این جریان‌ها توسط روش Flow Deviation [۲ و ۷] انجام می‌شود.

تمام الگوریتم‌های پیش‌گفته جزء الگوریتم‌های on-line هستند. PBR (Profile Based Routing) [۱۷] شاید مهمترین الگوریتمی باشد که بتوان آنرا در دسته الگوریتم‌های ترکیبی قرار داد. در PBR فرض می‌شود که اطلاعات آماری ترافیک بین نودهای شبکه موجود است. PBR در فاز off-line با مدل کردن مسئله به صورت یک مسئله MCMCF (Minimum Cost Multi Commodity Flow) مسیریابی بهینه برای ترافیک بین نودها را می‌یابد. در فاز on-line، PBR با استفاده از مسیرهایی که در فاز off-line بدست آمده، شبکه مجازی بین هر دو نود می‌سازد و مسیریابی LSPها بین این دو نود، در این شبکه مجازی با استفاده از کوتاهترین مسیر انجام می‌شود.

اگر تیزمانندی نرخ بیت جریان‌ها در طول زمان عوض شود، در این صورت مسیریابی مجدد جریان‌ها در طول زمان می‌تواند به بهبود کارایی شبکه کمک کند. این ایده‌ای است که در روش مسیریابی متغیر با زمان از آن استفاده شده است [۱۴]. در اینجا فرض بر این است میزان نرخ بیت درخواستی هر LSP در طول زمان متغیر است. بنابراین بجای رزور نرخ بیتی برابر حداکثر نرخ بیت مورد نیاز در طول زمان، زمان به بازه‌هایی تقسیم می‌شود و برای هر LSP به اندازه حداکثر نرخ بیت مورد نیاز آن در این بازه، نرخ بیت رزور می‌شود. در بازه بعدی مسیریابی مجدد LSPها انجام شده، نرخ بیت جدید برای آنها رزور شده و در صورت لزوم LSPهای جدید اضافه می‌شود.

یکی از آخرین کارهایی که در رابطه با مسیریابی LSP انجام شده است، ارائه یک مدل تحلیلی و بدست آوردن حد بالای کارایی برای الگوریتم‌های مسیریابی on-line است [۴]. در این مقاله یک مدل دقیق و پرهزینه (از نظر حل مدل) به صورت یک مسئله بهینه‌سازی IP و یک مدل تقریبی بر اساس Multi Class Erlang Formula و Maximum Multi Commodity Flow ارائه شده است. نتایج این کار نشان می‌دهد که به ترتیب الگوریتم‌های VFD و MIRA نزدیک‌ترین نتایج به مدل‌های تحلیلی را بدست می‌دهند.

۳- الگوریتم LMCER

در این بخش ابتدا تعریف رسمی مسئله، سپس ایده کلیدی روش پیشنهادی و جزئیات الگوریتم LMCER را بررسی خواهیم کرد.

۱-۳ تعریف مسئله

شبکه با یک گراف جهت دار (V, E) مدل می‌شود که V مجموعه نودها و E مجموعه یال‌هاست. هر نود شبکه معادل یک عضو مجموعه V است و هر لینک بین نود i و j با دو یال جهت دار (i, j) و (j, i) مدل می‌شود. هر درخواست LSP هم با سه‌تایی (s_i, d_i, b_i) مدل می‌شود و

دلیل اینکه در SWP اولویت اول با ظرفیت لینک‌ها است، توزیع بار در SWP نسبت به WSP بهتر است و لذا SWP کارایی بهتری نسبت به WSP خواهد داشت.

دسته‌ای دیگر از الگوریتم‌های مسیریابی LSP مبتنی بر الگوریتم کوتاهترین مسیر Dijkstra هستند که در آنها هزینه هر لینک تابعی از میزان ترافیک لینک است. این ایده اولین بار در [۱۳] ارائه شد. در [۱۴] توابع متعددی برای هزینه لینک بررسی شده است و نشان داده شده که توابع هزینه زیر کارایی بهتری نسبت به توابع دیگر دارند:

$$w_{ij} = e^{\frac{c_{ij}}{c_{ij} - f_{ij}}} \quad (1)$$

$$w_{ij} = \frac{c_{ij}}{c_{ij} - f_{ij}} \quad (2)$$

$$w_{ij} = \frac{1}{c_{ij} - f_{ij}} \quad (3)$$

از جمله مهمترین کارهایی که بر روی مسیریابی LSP انجام شده است، می‌توان به MIRA (Minimum Interference Routing Algorithm) اشاره کرد [۱۱ و ۱۲]. MIRA توجه خاصی به نودهای از شبکه که می‌تواند به عنوان مبدا یا مقصد LSP باشند دارد. این مجموعه را مجموعه A می‌نامیم. ایده اصلی در MIRA این است که هر LSP از مسیریابی مسیریابی شود که کمترین تداخل را با LSPهای بعدی ایجاد کند. مقدار مزاحمت بوسیله حداکثر جریان قابل ارسال اندازه‌گیری می‌شود. هر LSP (s_i, d_i, b_i) با توجه به تابع هدف زیر مسیریابی می‌شود:

$$\max \sum_{(S_i, D_j) \in A} \maxflow(S_i, D_j) \quad (4)$$

که در آن $\maxflow(S, D)$ حداکثر جریان قابل ارسال از نود S به نود D است. بنابراین مسیریابی بنحوی انجام می‌شود که کمترین کاهش در حداکثر جریان قابل ارسال بین نودهای مجموعه A ایجاد شود.

یکی از الگوریتم‌هایی که اخیراً برای مسیریابی LSP ارائه شده است الگوریتم VFD (Virtual Flow Deviation) است [۳]. در VFD علاوه بر اینکه همانند MIRA از اطلاعات توپولوژی شبکه استفاده می‌شود، برای پیش‌بینی درخواست LSPهای بعدی از تاریخچه LSPهای قبلی نیز استفاده می‌شود. VFD برای اینکه بتواند تاثیر LSP جدید بر روی مسیریابی LSPهای بعدی را در نظر بگیرد، از جریان‌های مجازی استفاده می‌کند. جریان‌های مجازی جریان‌های هستند که ممکن است با LSP جدید تداخل داشته باشند، این جریان‌ها با استفاده از اطلاعات آماری جمع‌آوری شده ایجاد می‌شود. در مسیریابی LSP جدید، جریان‌های مجازی متناظر آن نیز ایجاد شده و به همراه این

• چگونگی پخش بار یال بحرانی بر روی سایر یال‌ها.
 برای تشخیص یال‌های بحرانی دو استراتژی مختلف استفاده می‌شود. تا زمانی که کل بار اعمال شده به اندازه‌ای نیست که شبکه اشباع شوند نایستی توزیع بار بگونه‌ای باشد که چند یال محدود دارای میزان استفاده زیادی باشند. بنابراین در این وضعیت، هدف کمینه کردن بیشترین میزان استفاده است و مسئله بهینه‌سازی از نوع min-max خواهد بود. لذا یال بحرانی، یالی است که میزان استفاده از آن، بیشتر از بیشترین میزان استفاده در بررسی قبلی است. در حالت دوم بار ورودی شبکه را اشباع می‌کند. در نتیجه برخی از یال‌ها دارای میزان استفاده بسیار بالایی خواهند بود و تعدادی از درخواست‌های LSP پذیرفته نمی‌شوند. در اینجا نمی‌توان مانند حالت قبل با مقایسه میزان استفاده یال‌ها با بیشترین میزان استفاده، لینک‌های بحرانی را یافت. در این حالت ما مسئله را به مسئله min-mean تبدیل می‌کنیم و از میانگین میزان استفاده برای تشخیص یال‌های بحرانی استفاده می‌شود. در هر بررسی میانگین استفاده از یال‌ها بدست آمده و یال‌هایی که میزان استفاده بیشتری از این مقدار دارند، یال بحرانی تشخیص داده می‌شوند. برای پخش بار یال‌های بحرانی بر روی سایر یال‌ها، از Minimum Cost Multi Commodity Flow Problem استفاده می‌شود. هر یال بحرانی (i, j) به عنوان یک commodity در نظر گرفته می‌شود. مبدا این commodity نود i و مقصد آن نود j است. جزییات تشکیل commodityها در بخش بعد شرح داده می‌شود. بعد از تشکیل commodityها، مسیریابی همزمان بهینه commodityها در شبکه با توجه به تابع هزینه زیر انجام می‌شود:

$$f(C, F) = \sum_{\forall (i, j) \in E} -\ln\left(m - \frac{f_{ij}}{c_{ij}}\right) \quad (10)$$

که در آن m بیشترین میزان استفاده از یال‌ها در آخرین بررسی است. با توجه به اینکه $\ln(m - (f_{ij}/c_{ij})) \leq 0$ ، $m \leq 1$ و $(f_{ij}/c_{ij}) \leq m$ خواهد بود. هرچه میزان استفاده از یال، f_{ij}/c_{ij} ، به m نزدیک باشد، تابع هدف مقدار بزرگتر خواهد داشت. با توجه به این تابع هدف، در حل مسئله MCMCF سعی می‌شود که میزان استفاده از یال‌ها تا حد ممکن از m کمتر باشد.

بعد از بدست آوردن مسیریابی بهینه برای commodityها، مانند PBR برای هر commodity یک شبکه‌ای مجازی تشکیل می‌شود و LSPهایی که در این commodity وجود داشتند مسیریابی می‌شوند.

۳-۳ الگوریتم LMCER

توصیف شبه کدی الگوریتم در شکل (۱) آمده است. در فاز اول یک مسیر برای LSP جدید محاسبه می‌شود. این فاز در دو مرحله انجام می‌شود. در مرحله اول، شبکه شدنی (V, E') بدست می‌آید. در مرحله دوم مسیر بهینه این LSP در این شبکه شدنی با استفاده از

C : مجموعه ظرفیت یال‌هاست.

F : مجموعه جریان بر روی یال‌هاست.

اگر k -ام جریان از یال (i, j) عبور کند، 1 است در غیر این صورت 0 . در اینجا اجازه تقسیم جریان وجود ندارد.

مسئله بهینه‌سازی مورد نظر به شرح زیر است:

$$\min z = f(C, F) \quad (5)$$

با توجه به:

$$f_{ij} = \sum_k x_{ij,k} b_k \leq c_{ij}, \quad \forall (i, j) \in E \quad (6)$$

$$\sum_{(s_k, j) \in E} x_{s_k, j, k} = 1, \quad \forall k \quad (7)$$

$$\sum_{(i, d_k) \in E} x_{i, d_k, k} = 1, \quad \forall k \quad (8)$$

$$\sum_{(i, j) \in E} x_{ij,k} - \sum_{(j, i) \in E} x_{ji,k} = 0, \quad \forall k, \forall i \in V \quad (9)$$

تابع $f(C, F)$ تابع هدف بهینه‌سازی است و بعداً شرح داده می‌شود. محدودیت (۶) تضمین می‌کند که بار روی هر یال از میزان ظرفیت آن کمتر باشد. محدودیت (۷) و (۸) تضمین می‌کنند که مسیر از مبدا LSP شروع شده و در مقصد LSP خاتمه یابد. با توجه به اینکه $x_{ij,k}$ تنها دو مقدار 0 یا 1 دارد، محدودیت (۹) همان محدودیت flow conservation است.

همانطور که قبلاً اشاره شده، در [۸] نشان داده شده است، این مسئله، Constrained Routing، از نوع مسائل NP است. لذا الگوریتم پیشنهادی یک جواب تقریبی برای مسئله ارائه خواهد کرد.

۲-۳ ایده روش

هر درخواست LSP جدید تنها در صورتی پذیرفته می‌شود که بتوان مسیر شدنی از مبدا به مقصد پیدا کرد. موفقیت این جستجو به میزان استفاده (utilization) از لینک‌های شبکه وابسته است. هرچه میزان استفاده بیشتر باشد، تعداد LSPهایی که پذیرفته می‌شود، کاهش می‌یابد. مشکل اصلی زمانی پیش می‌آید که به علت عدم توزیع مناسب بار، میزان استفاده از برخی لینک‌ها بسیار بالا می‌رود در حالی که سایر لینک‌ها بار زیادی ندارند.

در روش ما، برای حل این مشکل، به صورت متناوب وضعیت استفاده از یال‌ها بررسی شده و یال‌های با میزان استفاده بالا، مشخص می‌شوند. این یال‌ها را یال‌های بحرانی می‌نامیم. سپس بار یال‌های بحرانی بر روی سایر یال‌ها پخش می‌شود تا میزان استفاده از آنها کاهش یابد. دو نکته اصلی در اینجا قابل توجه است:

• نحوه تشخیص یال‌های بحرانی.

بسیار کوچکی نیز ایجاد می کند که نمی توان هیچ LSP را از طریق این مسیرها ارسال کرد. بنابراین برای کاهش اندازه شبکه مجازی این یال ها را در نظر نمی گیریم).

آخرین مرحله، مسیریابی مجدد LSP های این commodity در شبکه مجازی است. در حل MCMCF، جریان یک commodity به چندین مسیر تقسیم می شود اما الگوریتم های مسیریابی LSP مجاز به تقسیم جریان یک LSP نیستند.

```

ALGORITHM: LMCER
INPUT: Network  $(V, E, C, F)$ , LSP  $(s, d, b)$ 
OUTPUT: Route of the LSP
1 {  $(V, E')$  B Feasible-Network  $(V, E, b)$ 
    $Shortest-Path(V, E', C, F, s, d, b)$ 
if (Check-Condition) then
2 {  $A$  B Create-Commodities
    $(V, E, C, F')$  B Remove-Commodities( $A$ )
    $B$  B MCMCF  $(V, E, C, F', A)$ 
   for  $\forall$  commodity  $i \in A$  do
      $(V', E', C')$  B Create-Virtual-Network( $B$ )
     Sort-LSPs-in-Commodity
     for  $\forall$  LSP  $l \in i$  do
       SWP-Reroute  $(V', E', C', l)$ 
     end for
   end for
end if

```

شکل (۱). شبه کد الگوریتم LMCER

```

ALGORITHM: Create-Commodities
INPUT: Network  $(V, E, C, F)$ 
OUTPUT: Set of Commodities
for each LSP  $l$  in Network do
  for each  $(i, j)$  in LSP's Route do
    if Is-Critical  $(i, j)$  then
      Add-to-Commodity  $(i, j, l)$ 
      if (there is commodity started in node  $k$ 
        and finished in  $i$ ) then
        Remove-from-Commodity  $(i, j, l)$ 
        Add-to-Commodity  $(k, j, l)$ 
      end if
    end for
  end for

```

شکل (۲). شبه کد الگوریتم Create-Commodities

الگوریتم کوتاهترین مسیر Dijkstra بدست می آید. برای محاسبه کوتاهترین مسیر، وزن هر یال تابعی از جریان آن یال در نظر گرفته می شود. در اینجا از تابع هزینه (۳) که نشان داده شده است یکی از توابع مناسب برای محاسبه وزن است، استفاده می شود. اگر هیچ مسیری از مبدا به مقصد پیدا نشود این LSP پذیرفته نمی شود.

اجرا شدن فاز دوم منوط به شرایطی است که توسط Check-Condition بررسی می شود. این شرایط می تواند وابسته به وضعیت شبکه، زمان و ... باشد. در اینجا برای اینکه فاز دوم به صورت متناوب اجرا شود، ما از تعداد LSP ها استفاده می کنیم، بعد از هر ۲۰ درخواست LSP جدید، فاز دوم اجرا می شود.

فاز دوم با ایجاد commodity ها شروع می شود. شبه کد الگوریتم Create-Commodities در شکل (۲) نشان داده شده است. این الگوریتم، مسیر تمام LSP های موجود در شبکه را از مبدا LSP تا مقصد آن بررسی می کند. برای هر یال (i, j) موجود در مسیر، بحرانی بودن آن بررسی می شود. اگر این یال بحرانی باشد، این LSP به commodity که از نود i شروع می شود و به نود j ختم می شود اضافه می شود. با این حال ممکن است در مسیر LSP چندین یال بحرانی پشت سر هم وجود داشته باشد. در این صورت، این یال های پشت سرهم یک commodity تشکیل می دهند. بحرانی بودن یال ها هم بسته به min-max یا min-mean بودن مسئله تعیین می شود. جریانی که در این commodity ارسال خواهد شد برابر مجموع نرخ بیت تمام LSP هایی است که در این commodity وجود دارند.

بعد از تشکیل commodity ها، جریان متناظر با commodity ها توسط Remove-Commodities از شبکه حذف می شود و شبکه جدید (V, E, C, F') بدست می آید. در شبکه جدید، مسیریابی بهینه همزمان commodity های ایجاد شده با حل مسئله MCMCF بدست می آید. برای حل این مسئله ما از بسته نرم افزاری PPRN (که از <http://www-eio.upc.es/~jcastro/pprn.html> قابل دسترسی است) استفاده کردیم. حل MCMCF با PPRN نیازمند اندکی دستکاری در تابع هدف است. PPRN مسئله را در ۳ فاز حل می کند. نتایجی که در فاز اول ایجاد می کند در برخی موارد باعث منفی شدن $m - (f_{ij} / c_{ij})$ شود که بایستی در این حالت مقدار بزرگی را با تابع هدف جمع کرد. در ضمن PPRN برای حل مسئله با تابع هدف غیر خطی نیاز به گرادبان تابع هدف دارد، بایستی دقت شود که اندازه گرادبان مقدراری نامتنهائی نباشد.

با حل مسئله MCMCF، جریان هر commodity بر روی یال ها مشخص می شود. با استفاده از جریانه ها، برای هر commodity یک شبکه مجازی تشکیل می شود. این شبکه مجازی (V', E', C') تنها شامل یال هایی است که commodity مورد نظر مقدار جریان مثبتی بر روی آنها دارد (در عمل، در برخی موارد PPRN مقدار جریان های

LSPهای درخواستی برابر ۱۰۰۰۰ است و LSP پذیرفته شده از شبکه حذف نمی‌شوند.

اولین پارامتری که مورد بررسی قرار دادیم، تعداد درخواست‌های رد شده است. نتایج این بررسی در شکل (۴) نشان داده شده است. این شکل نشان می‌دهد از نظر تعداد درخواست‌های رد شده، الگوریتم LMCER کمترین تعداد و WSP بیشترین تعداد را دارد. در هر الگوریتم قبل از تعداد مشخصی درخواست (برای مثال برای LMCER، ۵۶۷۰ درخواست) هیچ درخواستی رد نمی‌شود، تا قبل از این تعداد، میزان استفاده هیچ یک از لینک‌ها نزدیک ۱ نیست، این مورد در شکل (۶) بررسی شده است. بعد از این تعداد درخواست، با افزایش تعداد درخواست‌ها احتمال رد شدن درخواست‌ها نیز افزایش می‌یابد.

میزان گذردهی شبکه در شکل (۵) نشان داده شده است. در این شکل نیز مشخص است که تا قبل از مقدار مشخصی بار برای هر الگوریتم (این مقدار متناظر تعداد درخواست‌هایی است که قبل از آن میزان استفاده از یال‌ها نزدیک ۱ نیست)، رابطه خطی بین بار اعمال شده و میزان ترافیک عبوری برقرار است، بعد از آن شبکه به تدریج اشباع شده و گذردهی کاهش می‌یابد.

پارامتر آخر میزان استفاده از یال‌هاست که نتایج آن در شکل (۶) آمده است. در این شکل خطوط پرنرنگ میانگین میزان استفاده یال‌ها و خطوط کم‌رنگتر بیشترین میزان استفاده از یال‌ها در شبکه را نشان می‌دهد. دو نکته در این شکل قابل توجه است، اول اینکه در الگوریتم LMCER بیشترین میزان استفاده از یال‌ها بعد از تعداد درخواست‌های بیشتری نسبت به سایر الگوریتم‌ها به ۱ نزدیک می‌شود. بنابراین اولین عدم پذیرش LSP در LMCER دیرتر اتفاق می‌افتد، این همان نتیجه‌ای است که در شکل (۴) نشان داده شده است. دوم، حتی بعد از اینکه بیشترین استفاده از یال‌ها برای همه الگوریتم‌ها نزدیک ۱ شد، LMCER دارای میانگین استفاده کمتری است و لذا تعداد درخواست‌های بیشتری پذیرفته می‌شود. هر دو نکته، نتایج مورد انتظاری هستند که توسط تابع رابطه (۱۰) برآورده می‌شوند.

همانطور که در مقدمه اشاره شد علاوه بر تعداد درخواست‌های پذیرفته شده و استفاده بهینه از منابع شبکه، پارامترهای اطلاعات مورد نیاز و تقسیم جریان نیز در مقایسه الگوریتم‌ها اهمیت دارد. از دید اطلاعات مورد نیاز شبکه، LMCER تنها به اطلاعات توپولوژی شبکه و میزان جریان بر روی لینک‌ها نیاز دارد و بدون اطلاع از درخواست LSPهای بعدی مسیریابی را انجام می‌دهد. از دید مسیریابی بدون تقسیم جریان نیز، همانطور که شرح داده شد، LMCER این شرط را برقرار می‌کند.

ما در اینجا LMCER را با الگوریتم‌هایی همچون MIRA و VFD مقایسه نکرده‌ایم، نتایج [۴] نشان می‌دهد که کارایی الگوریتم‌های VFD و MIRA به حد آستانه بدست آمده از مدل تحلیلی بسیار نزدیک، بنابراین انتظار نمی‌رود LMCER مبتنی بر کوتاهترین مسیر،

برای حل این مشکل در مرحله مسیریابی مجدد، الویت با LSPهای است که دارای نرخ بیت بیشتری هستند. بنابراین LSPهای commodity بر اساس نرخ بیت آنها مرتب شده و مسیریابی به ترتیب از LSPهای با نرخ بیت بیشتر شروع می‌شود. برای مسیریابی از الگوریتم SWP استفاده می‌کنیم. با توجه به اینکه شبکه مجازی از حل MCMCF ایجاد شده پس نرخ بیت لازم برای همه LSP در شبکه مجازی وجود دارد و الویت اول در اینجا نرخ بیت بالاتر است که توسط SWP برآورده می‌شود. البته علاوه بر این روش مسیریابی مجدد، فرض دیگری نیز لازم است تا مشکل تقسیم جریان پیش نیاید. ما نیز در اینجا از فرضی که در الگوریتم PBR وجود دارد استفاده می‌کنیم: "MCMCF مجموع چندین LSP را به عنوان یک commodity در نظر می‌گیرد و از طرفی ظرفیت یال‌های شبکه بسیار بیشتر از میزان نرخ بیت LSPهاست". با توجه به این نکات، تقسیم جریان در MCMCF الزاما به معنای تقسیم جریان LSPها نیست.

الگوریتمی که برای مسیریابی مجدد استفاده می‌شود، SWP-Reroute، مبتنی بر SWP است، اما بایستی همپوشانی و تداخل بین مسیر اولیه و جدید LSP را نیز حل کند. برای مثال فرض کنید مسیر اولیه یک LSP شامل یال‌های (i, j) ، (j, k) است. مسیری که با حل MCMCF برای رسیدن از مبدا commodity به مقصد آن بدست آمده شامل یال‌های (k, l) ، (l, m) ، (m, i) باشد، در این صورت در مسیر جدید این LSP هیچ یک از یال‌های (i, j) ، (j, k) ، (k, l) ، (l, m) ، (m, i) نخواهد بود، زیرا این یال‌ها تشکیل یک دور می‌دهند، بلکه مسیر شامل (i, n) است. SWP-Reroute دوره‌های حاصل از اتصال مسیر اولیه و مسیر حاصل از MCMCF را حذف می‌کند.

۴- ارزیابی کارایی

در این بخش نتایج عملی اجرای الگوریتم LMCER را ارائه کرده و آنرا با الگوریتم‌های پایه SWP، WSP و الگوریتم کوتاهترین مسیر مقایسه می‌کنیم. در این بخش، SP بیانگر نتایج الگوریتم کوتاهترین مسیر با تابع وزن (۳) است (الگوریتم LMCER بدون اجرای فار ۲).

مشابه اکثر کارهای گذشته، توپولوژی شبکه‌ای که کارایی الگوریتم‌ها بر روی آن بررسی شده، شبکه‌ای است که اولین بار در [۱۱] مطرح شده است. این شبکه دارای ۱۵ نود و ۲۸ لینک است که در شکل (۳) نشان داده شده است. در این شبکه لینک‌های پرنرنگ دارای ظرفیت ۲۴۰۵bps و سایر لینک‌ها دارای ظرفیت ۶۲۲bps هستند.

ترافیکی که برای مقایسه الگوریتم‌ها به شبکه اعمال شده است، ترافیکی تصادفی است. مبدا و مقصد LSPها تنها می‌توانند نودهای لبه‌ای شبکه (۱، ۲، ۵، ۱۲، ۱۳، ۱۴، ۱۵، ۸، ۹، ۴) باشند و احتمال انتخاب آنها از توزیع یکنواخت تبعیت می‌کند. میزان نرخ بیت درخواستی LSP با استفاده از توزیع نمایی با میانگین ۲bps ایجاد شده است. تعداد کل

مسیر استفاده می‌شود که در آن وزن هر یال تابعی از میزان جریان بر روی آن است. مسیریابی اولیه توسط این الگوریتم انجام می‌شود و به صورت متناوب وضعیت یال‌ها بررسی می‌شود، در صورتی که میزان استفاده از یالی بالا باشد، این یال به عنوان یک commodity محلی در نظر گرفته می‌شود. بعد از یافتن تمام commodityها، با حل MCMCF مسیرهای بهینه جدید برای جریان‌ها پیدا می‌شود. LMCER تنها از اطلاعات وضعیت شبکه و بدون اطلاع از درخواست‌های بعدی، مسیریابی LSP را انجام می‌دهد. فرض مهمی که در LMCER وجود دارد، قابلیت مسیریابی مجدد LSPها است، در LMCER ممکن است مسیر یک LSP موجود در شبکه بارها عوض شود.

پیاده‌سازی LMCER و نتایج مقایسه آن با الگوریتم‌های SWP، WSP، و SP نشان می‌دهد که LMCER می‌تواند تعداد بیشتری درخواست LSP را نسبت به سایر الگوریتم‌ها مسیریابی کند.

امکان استفاده از ایده commodityهای محلی برای سایر کاربردها بررسی و نشان داده شد که از LMCER می‌توان برای مقابله با خرابی‌ها در شبکه استفاده کرد. مواردی که در بخش ۵ به آنها اشاره شد (ترکیب LMCER با سایر الگوریتم‌های مسیریابی on-line و استفاده از LMCER برای مقابله با خرابی)، بررسی توابع هدف دیگر در حل MCMCF و استفاده از شرایطی دیگر برای تشخیص یال‌های بحرانی از جمله کارهای آتی این مقاله هستند.

کارایی بهتری از این الگوریتم‌ها داشته باشد. اما اگر در فاز اول LMCER از الگوریتم‌های کاراتری بجای کوتاهترین مسیر استفاده شود، کارایی LMCER افزایش می‌یابد. امکان ترکیب ایده commodity محلی با این الگوریتم‌ها نیز وجود دارد که در بخش بعد به آن می‌پردازیم.

۵- سایر کاربردها

ما در این مقاله به ترکیب ایده commodityهای محلی با یک الگوریتم مسیریابی on-line ساده، کوتاهترین مسیر، پرداختیم. می‌توان از این ایده برای سایر مسایل مطرح در مهندسی ترافیک MPLS نیز استفاده کرد.

۱-۵ بهینه‌سازی مجدد

یکی از مراحل لازم برای الگوریتم‌های on-line مرحله بهینه‌سازی مجدد است. زیرا این الگوریتم‌ها نمی‌توانند تاثیر درخواست‌های بعدی را به صورت دقیق مدل کنند. ایده LMCER ذاتا مبتنی بر بهینه‌سازی مجدد است، بنابراین می‌توان تشکیل و حل commodityهای محلی را به عنوان مرحله بهینه‌سازی مجدد سایر الگوریتم‌ها مانند MIRA یا VFD در نظر گرفت و LMCER را با این الگوریتم‌ها ترکیب کرد.

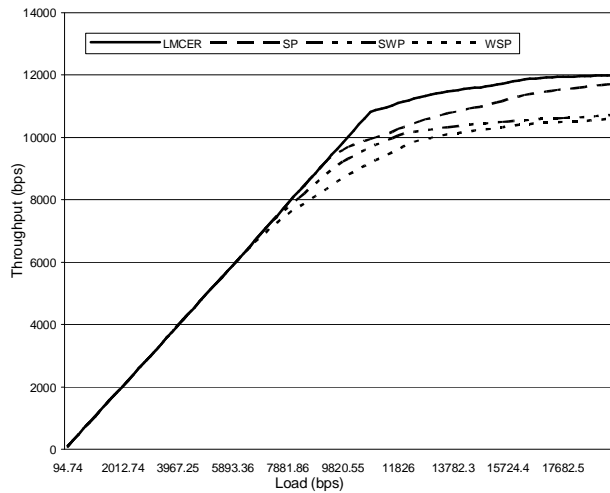
۲-۵ مقابله با خرابی

LMCER می‌تواند به عنوان الگوریتمی برای مقابله با خرابی‌ها در MPLS استفاده شود. برای این منظور کافی است که در مرحله تشکیل commodityها، لینک‌های خراب به عنوان یال‌های بحرانی در نظر گرفته شود. لینک‌های خراب از شبکه حذف و MCMCF حل می‌شود. با مسیریابی مجدد LSPها مشکل خرابی رفع می‌شود.

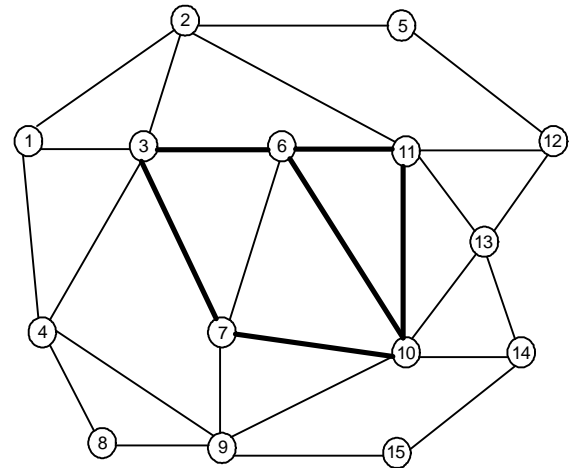
استفاده از LMCER برای مقابله با خرابی چند ویژگی مهم دارد، اول اینکه خرابی به صورت محلی رفع می‌شود و لزومی به مسیریابی مجدد LSPهای خراب شده در کل شبکه وجود ندارد. دوم، این روش یک روش واکنشی برای مقابله با خرابی است و لزومی به رزور مسیرهای پشتیبان به صورت صریح وجود ندارد. سوم، با توجه به اینکه مسیرهای جدید از حل مسئله MCMCF بدست می‌آید، این مسیرها مسیرهای بهینه‌ای خواهند بود. بنابراین تا جای ممکن تابع هدف (بیشینه کردن تعداد LSPهای پذیرفته شده) تغییر نمی‌کند و ایجاد خرابی باعث تغییر چشم‌گیری در کارایی شبکه نمی‌شود.

۶- جمع‌بندی و کارهای آتی

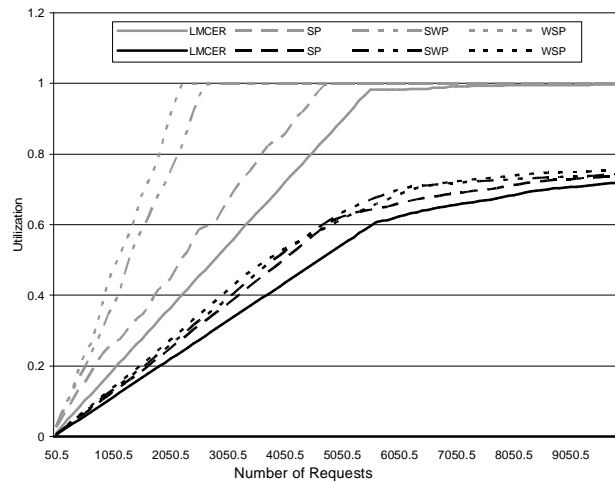
ما یک الگوریتم جدید مسیریابی LSP در شبکه MPLS ارائه کردیم. ایده اصلی این روش مبتنی بر بهینه‌سازی محلی و مسیریابی مجدد است. این روش به همراه یک الگوریتم مسیریابی on-line دیگر مورد استفاده قرار می‌گیرد. برای این منظور در اینجا از الگوریتم کوتاهترین



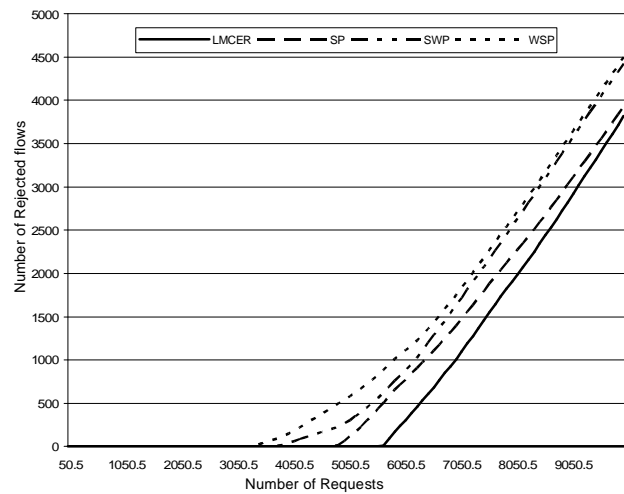
شکل (۵). گذردهی شبکه نسبت به بار ورودی



شکل (۳). توپولوژی شبکه مورد آزمایش



شکل (۶) میزان استفاده از لینک بیشینه و میانگین



شکل (۴). تعداد LSPهای رد شده در ۱۰۰۰۰ درخواست

- [7] L. Fratta, M. Gerla, L. Kleinrock, *The flow deviation method: An approach to store-and-forward network design*, Networks 3, 1973.
- [8] M.K. Girish, B. Zhou, J. Hu, *Formulation of the traffic engineering problems in MPLS based IP networks*, Fifth IEEE Symposium on Computers and Communications ISCC, 2000.
- [9] R. Guerin, H. Ahmadi and M. Naghshineh, *Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high speed networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1991.
- [10] R. Guerin, D. Williams, A. Orda, *QoS routing Mechanisms and OSPF extensions*, GLOBECOM, 1997.
- [11] M. S. Kodialam, T.V. Lakshman, *Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering*, INFOCOM, 2000.
- [12] K. Kar, M. Kodialam, T.V. Lakshman, *Minimum interference routing of bandwidth guaranteed tunnels with*

مراجع

- [1] D.O. Awduche, L. Berger, D. Gan, T. Li, V. Srinivasan, G. Swallow, *RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP tunnels*, IETF RFC 3209, December 2001.
- [2] D. Bertsekas, R. Gallager, *Data Networks*, Prentice-Hall, 1987.
- [3] A. Capone, L. Fratta, F. Martignon, *Dynamic routing of bandwidth guaranteed connections in MPLS networks*, International Journal on Wireless and Optical communications 1(1), 2003.
- [4] A. Capone, L. Fratta, F. Martignon, *Dynamic online QoS routing schemes: Performance and bounds*, Journal of Computer Networks, ARTICLE IN PRESS, 2005.
- [5] S. Chen and K. Nahrstedt, *An Overview of Quality-of-Service Routing for the Next Generation High-Speed Networks: Problems and Solutions*.
- [6] A. Elwalid, S. H. L. C. Jin, and I. Widjaja, *MATE: MPLS adaptive traffic engineering*, INFOCOM, 2001.

- [15] E. Rosen, A. Viswanathan and R. Callon, *Multi-protocol label switching architecture*, RFC 3031. 2001.
- [16] J. A. Schormans, J. Pitts, K. Williams and L. Cuthbert, *Equivalent capacity for on/off sources in ATM*, Electronic Letters 30(21), 1994.
- [17] S. Suri, M. Waldvogel, D. Bauer, P.R. Warkhede, *Profile-Based Routing: A New Framework for MPLS Traffic Engineering*, Computer Communications 26 (4), 2003.
- MPLS traffic engineering applications*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications 18 (12), 2000.
- [13] S. Plotkin, *Competitive routing on virtual circuits in ATM networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications 13 (7), 1995.
- [14] F. Ricciato and U. Monaco, *Routing demands with time-varying bandwidth profiles on a MPLS network*, Journal of Computer Networks 47, 2005.