

یک الگوریتم جدید مسیریابی بهینه سبز در شبکه‌های انتقال داده

محسن حیدریان و فریبا درویشیان

نوین و مهم، گسترش و توسعه شبکه‌های کامپیوتری سبز^۲ و کاهش ضایعات در مصرف منابع است. این تحقیق سعی می‌کند ایده شبکه‌های کامپیوتری سبز را از منظر مسیریابی بهینه سبز محقق نماید.

۱-۱ مسیریابی بهینه

مسیریابی در یک شبکه کامپیوتری عبارت است از محاسبه و تشکیل مسیر بین دو گره از شبکه جهت ارسال و دریافت داده بین آن دو گره [۱] و [۲]. معمولاً ارتباط بین گره‌های یک شبکه کامپیوتری توسط یک گراف مدل‌سازی می‌شود که گره‌ها در آن، سخت‌افزارهای شبکه نظیر روترها، سوئیچ‌ها یا کامپیوترها بوده و یال‌ها نیز اتصال بین این سخت‌افزارها را نمایش می‌دهند. مسیریابی در یک شبکه به شکل‌های بسیار متنوع و متعددی انجام‌پذیر است. یک دسته از این روش‌ها مبتنی بر پروتکل‌های مسیریابی نظیر OSPF^۳، RIP^۴، EIGRP^۵ و MST^۶ هستند که برای تشکیل مسیر بین مبدأ و مقصد و پیش‌راندن بسته‌ها، مبتنی بر نظریه گراف و الگوریتم‌های کنترل ترافیک عمل می‌کنند [۳] و [۴]. دسته دیگر مبتنی بر روش‌های خوشه‌بندی، الگوریتم‌های کلونی مورچه، الگوریتم‌های یادگیری و ... هستند [۵] و [۶]. یک گونه دیگر از روش‌های مسیریابی مبتنی بر بهینه‌سازی - برنامه‌ریزی خطی هستند [۷] تا [۹] که از روش‌های پیشینه‌سازی یا کمینه‌سازی ریاضی استفاده می‌کنند.

توجه شود که در روش‌های پیشینه‌سازی یا کمینه‌سازی بر اساس یک تابع هدف، تعدادی از ویژگی‌های شبکه مانند کارایی، بهره‌وری، خروجی، نرخ گم‌شدن بسته‌ها، کیفیت خدمات و ...، کمینه یا بیشینه می‌شوند [۱۰] تا [۱۲]. بنا بر نظر محقق و بنا بر این تحقیق در بسیاری از موارد می‌توان دید پیشینه‌سازی یا کمینه‌سازی پارامترهای شبکه، هرچند ممکن است کارایی شبکه را افزایش دهد، اما ممکن است استانداردهای سبز در شبکه را تهدید کند. به عبارت دیگر شبکه کامپیوتری مورد نظر از منظر مصرف انرژی، تولید CO₂ و افزایش ضایعات مصرف منابع و گرمایش، بحران‌ساز خواهد شد؛ بنابراین در چنین مواردی باید سیاست‌های پیشینه‌سازی یا کمینه‌سازی پارامترها را با بهینه‌سازی پارامترهای کلیدی و مؤثر در مصرف انرژی ادغام نمود تا استانداردهای سبز شبکه تضعیف نشود. در واقع از منظر استانداردهای شبکه‌های سبز، همه روش‌های کمینه‌سازی یا پیشینه‌سازی، سبز نیستند.

۱-۲ شبکه‌های کامپیوتری سبز

در دهه‌های گذشته، شبکه‌های کامپیوتری برای کاهش مصرف انرژی فسیلی، کاهش تردد در شهرها، توسعه شبکه‌های اجتماعی، افزایش امنیت

چکیده: تولید انرژی از منابع تجدیدپذیر مانند برق - آبی که مقدار CO₂ را کاهش می‌دهد، انرژی پاک نامیده می‌شود. امروزه فناوری‌ها و روش‌هایی که مصرف انرژی در شبکه‌های کامپیوتری و تولید CO₂ در محیط زیست را کاهش می‌دهند، شبکه سبز نامیده می‌شوند. اکنون مصرف زیاد انرژی در شبکه‌ها و تولید روزافزون CO₂، یک چالش مهم جهانی است. این تحقیق سه اصل مهم بهینه‌سازی، تخلیه‌نکردن منابع و هدرندادن منابع در استانداردهای شبکه سبز را تحلیل می‌کند و نشان می‌دهد که الگوریتم‌های مسیریابی بهینه با کارایی بالا، همواره استانداردهای سبز در شبکه‌ها را تضمین نمی‌کنند و باید اصول بهینگی و سبز بودن را تلفیق نمود. لذا با تلفیق اصول سبز بودن و بهینه‌سازی خطی، یک الگوریتم مسیریابی بهینه سبز جدید در شبکه‌های کامپیوتری ارائه می‌شود. در ادامه، سه نوع الگوریتم مسیریابی OUMR، USCP و OMMR مطابق با استانداردهای سبز تحلیل می‌شوند و ثابت می‌گردد که علی‌رغم بهینه‌بودن، سبز نیستند. سپس بر اساس نقاط ضعف و قوت این روش‌ها، الگوریتم مسیریابی بهینه سبز جدیدی ارائه می‌شود. نتایج شبیه‌سازی و مقایسه‌ها نشان می‌دهند که روش جدید ضمن افزایش کارایی شبکه، معیارهای سبز انتقال داده را نیز بهبود می‌بخشد.

کلیدواژه: شبکه‌های کامپیوتری سبز، استاندارد سبز، مسیریابی بهینه، مدل‌سازی خطی، مصرف بهینه منابع.

۱- مقدمه

در طول سه دهه گذشته، مهم‌ترین دلیل توسعه شبکه‌های کامپیوتری و سیستم‌های ارتباطی، جلوگیری از مصرف بی‌رویه منابع زیست‌محیطی مانند منابع جنگلی، منابع دریایی و انرژی‌های فسیلی بوده است. مصرف بی‌رویه این منابع باعث افزایش تولید CO₂ و گرمایش زمین شده‌اند. این در حالی است که امروزه انواع شبکه‌های ارتباطی نظیر اینترنت اشیا، شبکه‌های خودرویی، شبکه‌های موبایل و غیره باعث یک انفجار بزرگ در مصرف انرژی و سوخت‌های فسیلی شده‌اند. لذا توسعه شبکه‌های ارتباطی نوین با هدف کاهش دادن مصرف انرژی، استفاده بیشتر از انرژی‌های تجدیدپذیر^۱، جایگزینی گردش اطلاعات به‌جای فرم‌های کاغذی، توسعه حمل و نقل هوشمند به جای حمل و نقل سنتی و غیره به‌صورت جدی در دستور کار مراکز تحقیقاتی مهم دنیا قرار گرفته‌اند. یکی از این ایده‌های

این مقاله در تاریخ ۳ اردیبهشت ماه ۱۴۰۲ دریافت و در تاریخ ۱۳ شهریور ماه ۱۴۰۲ بازنگری شد.

محسن حیدریان (نویسنده مسئول)، دانشکده فناوری اطلاعات و مهندسی کامپیوتر، دانشگاه شهید مدنی آذربایجان، تبریز، ایران، (email: eydarian@azaruniv.ac.ir)

فریبا درویشیان، دانشکده فناوری اطلاعات و مهندسی کامپیوتر، دانشگاه شهید مدنی آذربایجان، تبریز، ایران، (email: f.darvishyan@azaruniv.ac.ir)

1. Renewable Energy

2. Green Networks
3. Open Shortest Path First
4. Routing Information Protocol
5. Enhanced Interior Gateway Routing Protocol
6. Minimum Spanning Tree

فرایندهای دوباره‌کاری در شبکه و افزایش مصرف انرژی دارند؛ لذا کنترل بهینه این پارامترها می‌تواند نرخ مصرف انرژی را بهینه کند [۱۹]. در بسیاری از موارد، کاهش حجم محاسبات از طریق توسعه و ارتقای نرم‌افزارها باعث جلوگیری از مصرف انرژی در سخت‌افزارها شده و زمینه‌های توسعه روش‌های محاسبات نرم و هوشمند را فراهم می‌کند؛ لذا محاسبات نرم هوشمند می‌تواند باعث کاهش مصرف انرژی در شبکه‌های کامپیوتری شود [۲۰].

استفاده از روش‌های فراابتکاری نظیر الگوریتم‌های ژنتیک برای کاهش پیچیدگی محاسباتی مسئله‌ها در شبکه‌ها نظیر تقسیم و حل مسئله‌های مسیریابی و راه‌گزینی، بخش مهمی از تحقیقات امروزی را به خود اختصاص داده است [۲۱].

در این تحقیق سعی می‌شود که الگوریتم‌های مسیریابی بهینه با استانداردهای سبز، تلفیق و روش‌های نوینی در مسیریابی بهینه سبز ابداع گردد. ابزار تحقق این روش‌های نوین، تلفیق توپولوژی شبکه با روش‌های مدل‌سازی خطی است. چالش مهمی که در این راه وجود دارد، مدل‌سازی پارامترهای شبکه و پارامترهای سبز در قالب قیدهای مدل‌سازی خطی است. انتخاب پارامترهای تأثیرگذارتر از بین تعداد زیادی پارامتر نیز چالش بعدی در این زمینه است.

نتایج شبیه‌سازی و مقایسه بین روش‌های موجود و جدید نشان می‌دهند که روش‌های جدید به‌صورت مؤثری انرژی مصرفی، ضایعات پهنای باند، ضایعات گره‌های مصرفی، ضایعات اتصالات مصرفی، طول مسیره‌ها، زمان انتقال و پارامترهای سبز بودن شبکه را بهبود می‌بخشد.

۱-۵ ساختار مقاله

بخش ۲ به تعریف استانداردهای سبز در شبکه‌های کامپیوتری و بخش ۳ به تشریح تعاریف و مفاهیم روش‌های مسیریابی بهینه موجود می‌پردازد. بخش ۴ از منظر استانداردهای سبز، نقاط ضعف و قوت روش‌های بهینه موجود را ارائه می‌کند. در بخش ۵ اصول بهینگی و سبز بودن روش‌های مسیریابی بهینه سبز با مدل‌سازی فرمال و ریاضی، تعریف و ارائه شده است. در بخش ۶ نیز شبیه‌سازی‌های کامپیوتری و نتایج عددی حاصل از مقایسه بین روش‌های بهینه موجود و روش‌های بهینه جدید آمده است.

۲- استانداردهای شبکه‌های کامپیوتری سبز

در این بخش، ابتدا استانداردهای شبکه‌های کامپیوتری سبز مطالعه شده و سپس مشخص می‌کنیم کدام معیارهای سبز در این تحقیق مورد تحلیل قرار خواهند گرفت. می‌توان ادعا کرد که در یک سیستم سبز، کاهش ضایعات، ممانعت از تخریب منابع و عملکرد مطلوب، مهم‌ترین اهداف سیستم هستند. معمولاً یک استاندارد سبز برای شبکه‌های کامپیوتری سبز بر تعدادی قانون، دستورالعمل یا معیار تأکید دارد که در صورت رعایت همه یا تعدادی از آنها، یک شبکه کامپیوتری در چارچوب سبز قرار می‌گیرد [۲۳] تا [۲۸]. یکی از استانداردهای سبز شامل ده فرمان است که به شرح ذیل ارائه می‌شود [۲۸]:

- ۱) از زباله به‌عنوان یک منبع استفاده شود: منظور توانایی بازیافت زباله و استفاده مجدد از آن است.
- ۲) در استفاده کامل و مطلوب از زیستگاه جغرافیایی همکاری شود: حقوقی که برای زیستگاه جغرافیایی تعریف می‌شود متعدد و گسترده است و ما حق پایمال کردن آن را نداریم. مثلاً در بسیاری از موارد، زباله ره‌اشده باعث تخریب یا توقف فرایندهای زیست‌محیطی گردیده و تأثیرات نامطلوبی بر شرایط زیست‌محیطی گونه‌های

اطلاعات، انتقال سریع داده‌ها، بهبود زیرساخت‌های دیجیتال و ...، توسعه یافتند؛ اما امروزه به‌دلیل استفاده بسیار زیاد از این تجهیزات ارتباطی و دیجیتال، شبکه‌های ارتباطی، خود عاملی برای افزایش مصرف انرژی و تولید CO₂ شده‌اند؛ لذا باید نسل جدید شبکه‌های کامپیوتری را به سمت کاهش مصرف انرژی و تولید CO₂ سوق دهیم. مجموعه روش‌ها و فناوری‌هایی که برای کاهش مصرف انرژی در شبکه‌ها و ممانعت از تولید CO₂ به‌کار می‌رود، شبکه سبز نامیده می‌شوند [۱۳] تا [۱۷]. معمولاً واژه انرژی قهوه‌ای (برق تولیدشده در یک نیروگاه گازی)، نقطه مقابل انرژی سبز (برق تولیدشده توسط یک ژنراتور بادی) بوده و منظور از انرژی قهوه‌ای، انرژی‌ای است که تولید یا مصرف آن باعث تولید CO₂ و هدر دادن منابع تجدیدناپذیر محیط‌زیست مثل سوخت‌های فسیلی می‌شود.

۱-۲ چالش‌های شبکه‌های کامپیوتری سبز

بسیاری از الگوریتم‌های مسیریابی بهینه در شبکه‌های کامپیوتری، سبز نیستند؛ در واقع این الگوریتم‌ها، بهینه‌سازی را با توجه به تمام پارامترهای سبز انجام نمی‌دهند. به عنوان مثال، تعدادی از پارامترهای سبز و غیرسبز که در الگوریتم‌های مسیریابی در یک شبکه بی‌سیم استفاده می‌شوند عبارتند از [۱۸] تا [۲۲]:

پارامترهای سبز: نوپز، قدرت سیگنال، انرژی باتری، طول عمر شبکه، جابه‌جایی گره‌ها و پویایی توپولوژی، نرخ خطا، نرخ گم‌شدن بسته‌ها و ازدحام.

پارامترهای غیر سبز: زمان انتقال، تعداد اتصالات به‌کاررفته، پهنای باند مصرفی، حجم داده عبوری از شبکه، طول بسته و فاصله بین گره‌ها.

مشاهده می‌شود پارامترهای سبز، پارامترهایی هستند که بر روی مصرف انرژی سبز و قهوه‌ای، منابع تجدیدپذیر و تولید CO₂ مستقیماً اثرگذار هستند و اندازه‌گیری آنها می‌تواند معیاری برای تحلیل سبز بودن یا نبودن شبکه باشد؛ اما پارامترهای غیرسبز مستقیماً تأثیرگذاری پارامترهای سبز را ندارند. با ابداع الگوریتم‌های کارآمد می‌توان وضعیت پارامترهای سبز و غیرسبز را بهبود بخشید.

ممکن است یک الگوریتم مسیریابی، زمان انتقال بسته‌ها را کمینه کند؛ اما پهنای باند مصرفی را بیشینه نماید. یقیناً این الگوریتم، سرعت انتقال داده را بیشینه خواهد کرد؛ اما تضمینی وجود ندارد که مصرف انرژی یا نرخ خطا را کمینه کند. لذا به‌عنوان ایده‌ای جدید، یک الگوریتم مسیریابی بهینه باید بتواند مسیر بهینه را به‌گونه‌ای انتخاب کند که پارامترهای کلیدی سبز را نیز بهبود داده و نهایتاً مطابقت بیشتری با معیارهای سبز بودن حاصل نماید.

۱-۴ ایده‌ها و راهکارهای سبز موجود

استفاده از روش‌های کنترلی بهینه برای خاموش و روشن کردن به‌موقع تجهیزات شبکه نظیر سوئیچ‌ها، روترها، ابزارهای بین شبکه‌سازی، آنتن‌ها و ... باعث می‌شود که سطح مصرف انرژی با وظایف تعریف‌شده برای تجهیزات شبکه، سازگار و از مصرف اضافی انرژی جلوگیری شود [۱۸]. برقراری ارتباط بهینه و تعاملی بین پارامترهای QoS^۱ و پارامترهای مصرف انرژی، یکی از روش‌های مهم در کاهش مصرف انرژی و کاهش ضایعات است. پارامترهای QoS مانند تأخیر، پهنای باند، نرخ گم‌شدن بسته‌ها، تغییرات تأخیر و نرخ خطای شبکه، تأثیر بسیار زیادی در

مسیریابی جدیدی ارائه شوند که به صورت مطلوب به بیشینه‌سازی یا کمینه‌سازی پارامترهای سبز هم توجه داشته باشند و فقط بر روی پارامترهای غیرسبز تمرکز نکنند.

(۲) هدرندان منابع: غالباً در الگوریتم‌های مسیریابی، پارامترها و منابع تعداد لینک استفاده‌شده، طول مسیر، پهنای باند مصرفی مسیر، انرژی مصرفی مسیر، حجم بسته و ... مهم هستند. لذا در این مقاله، الگوریتم‌های مسیریابی جدیدی ارائه شده که سعی می‌کنند با مصرف منابع کمتر، خدمات بیشتری بدهند. مثلاً با مصرف کردن تعداد لینک یا پهنای باند کمتر، داده بیشتری از شبکه عبور دهند.

(۳) تخلیه‌نکردن منابع: در این تحقیق سعی می‌شود الگوریتم‌های مسیریابی جدیدی ابداع گردند که منابع کمتری را به نشست‌های بیشتری تخصیص دهند و از بلعیده‌شدن منابع توسط تعداد کمی از نشست‌ها جلوگیری کنند.

الگوریتم‌های جدیدی که در این تحقیق ارائه می‌شوند مبتنی بر برنامه‌ریزی خطی بوده و کمینه‌سازی یا بیشینه‌سازی پارامترهای سبز و غیرسبز را مد نظر خواهند داشت؛ لذا از نوع بهینه‌سازی سبز هستند.

۳- روش‌های موجود: مسیریابی‌های بهینه

در این بخش همراه با ارائه تعاریف لازم، سه نوع از الگوریتم‌های مسیریابی مبتنی بر برنامه‌ریزی خطی و یک نوع الگوریتم درختی انتشار را مورد بررسی و مطالعه قرار می‌دهیم و اصول مسیریابی آنها را تشریح خواهیم کرد [۲۹] تا [۳۴]. سپس در بخش‌های بعدی عملکرد آنها را از نظر سه اصل سبز بودن تحلیل خواهیم نمود.

تعریف (۱) مدل‌سازی شبکه [۲۹] و [۳۰]: یک شبکه کامپیوتری توسط $N = (V, E, b, p, q)$ مدل‌سازی می‌گردد که $G = (V, E)$ یک گراف ساده جهت‌دار با مجموعه رئوس V و مجموعه اتصالات E است. هر اتصال یک یال به صورت $e = (u, v) \in E$ می‌باشد و همچنین سه عدد تابع $b(\cdot)$ ، $p(\cdot)$ و $q(\cdot)$ که مقدار آنها صحیح هستند، به این ترتیب تعریف می‌گردند:

$b(u, v) \geq 0$: عبارت است از پهنای باند قابل دسترس در یال جهت‌دار e .

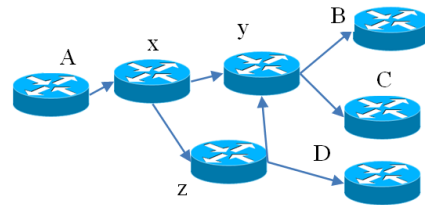
$p(u, v) \geq 0$: تأخیر انتشار را برای یال جهت‌دار e نشان می‌دهد.

$q(v) \geq 0$: تأخیر صف‌بندی در گره $u \in V$ را نمایش می‌دهد. در این تحقیق فرض می‌شود برای هر یال و گره شروع آن، تأخیر d برابر با مقدار زیر تعریف می‌شود

$$d(u, v) = q(u) + p(u, v) \quad (1)$$

توجه شود که $N = (V, E, b, p, q)$ به اختصار، شبکه N نامیده می‌شود. با توجه به شکل ۱، گره A مبدأ و گره‌های B ، C و D به ترتیب نشان‌دهنده گره‌های مقصد هستند.

تعریف (۲) مسئله مسیریابی تک‌پراکن تک‌کاناله [۳۰] و [۳۱] یا USCR^۴: مطابق شکل ۱ در یک مسئله تک‌پراکن، هدف این است که پیام به اندازه $\sigma > 0$ از یک مبدأ A به یک مقصد B توسط مسیری مانند $A-x-y-B$ منتقل گردد. مطابق شکل ۱ و تعریف ۳، مسیر $A-x-y-B$ یک مسیر تک‌پراکن تک‌کاناله یا USCP^۵ نامیده می‌شود. همچنین مطابق با شکل ۱، مسیر حاصل از جمع دو مسیر



شکل ۱: نمایش مسیریابی تک‌پراکن تک‌کاناله و تک‌پراکن چندکاناله بین مبدأ A و مقصد B .

حیات خواهد داشت.

(۳) از انرژی به صورت کارآمد استفاده کنید: مصرف انرژی و تبدیل آن به کار مفید باید اندازه‌گیری و ارزیابی شده و به طور مستمر، بهره‌وری مصرف انرژی باید کنترل گردد.

(۴) به جای بیشینه‌سازی تک‌بعدی، بهینه‌سازی چندبعدی کنید: بیشینه‌سازی/کمینه‌سازی ممکن است که تعدادی پارامتر را بیشینه/کمینه کند؛ اما سایر پارامترها نظیر پارامترهای سبز بودن شبکه را نادیده بگیرد. معمولاً بهینه‌سازی باید شامل ترکیبی از پارامترهای سبز و غیرسبز باشد. بهینه‌سازی چندمعیاره نیز که تعداد متفاوتی تابع هدف را بهینه می‌کند می‌تواند مفید باشد (ما این فرمان را اصل بهینه‌سازی پارامترهای سبز^۱ (OptGrnIndx) می‌نامیم).

(۵) هنگام مصرف، مواد و منابع حفظ گردند و ضایعات نشوند: باید بتوانیم با مصرف منابع کمتر، خدمات بیشتری ارائه بدهیم (ما این فرمان را اصل عدم تولید ضایعات^۲ (NoWstProd) می‌نامیم). ضایعات عبارت است از کار یا منابعی که مصرف‌نکردن آنها، تأثیری بر کمیت و کیفیت محصول نهایی ندارد.

(۶) محیط زیست خود را آلوده نکنید.

(۷) منابع را تخلیه نکنید: هنگام ارائه یک سرویس با محدودیت‌های خاص در مصرف منابع، سرعت و شدت عمل وجود نداشته باشد تا منابع در دسترس سایر خدمات نیز قرار بگیرد و سرویس‌های دیگر با کمبود ناگهانی یا درازمدت منابع مواجه نشوند (ما این فرمان را اصل عدم تخلیه انرژی یا مابع^۳ (NoDisChrg7) می‌نامیم).

(۸) در تعادل با محیط‌زیست باشید: تعادل بدین معناست که اجرای یک فرایند نباید روند مطلوب یا خروجی مفید فرایندهای دیگر را مختل یا متوقف کند.

(۹) بر اساس اطلاعات و آگاهی عمل کنید: منظور از اطلاعات و آگاهی، رکوردهای داده‌ای و اطلاعاتی است که مرتبط با پیکربندی مناسب سیستم و روند عملیاتی صحیح سیستم است. اگر این اطلاعات در دسترس نباشند یا آگاهی کم یا نادرست باشد، سیستم مناسب عمل نکرده و موجب تخریب و هدررفتن منابع خواهد شد.

(۱۰) به صورت محلی و با طی مسافت‌های محدود خرید کنید: منظور ممانعت از نقل و انتقال‌های سرتاسری و غیرضروری است. در این موارد استفاده از یک سیستم توزیع بهینه یا کارآمد برای منابع می‌تواند ضایعات انتقال را کاهش دهد.

در این تحقیق با الهام از ده فرمان فوق و با تأکید بر سه فرمان ۴، ۵ و ۷، ایده‌های لازم برای ارائه یک روش مسیریابی بهینه و سبز ارائه خواهند شد. لذا این سه فرمان به شرح زیر مد نظر هستند:

(۱) بیشینه‌سازی پارامترهای سبز: منظور این است که الگوریتم‌های

1. Optimized Green Indexes
2. Saving and No Waste Production
3. No Discharging Resources

4. Unicast Single Channel Routing

5. Unicast Single Channel Path

$$b(u, v) = \sum_{1 \leq i \leq k} b_i(u, v) \geq 0 \quad (۷)$$

می‌باشد و نهایتاً کمینه کردن مقدار

$$\max_{1 \leq i \leq k} T(\pi_i, B(\pi_i), \sigma_i) \quad (۸)$$

مد نظر است. لازم به ذکر است که روش OUMR از یک مدل خطی به نام MDF برای یافتن جواب بهینه متغیرهای f استفاده می‌کند و مشخص می‌نماید که در هر یالی باید به چه اندازه از پهنای باند مصرف شود. سپس به محاسبه اندازه هر جریان انتقال داده از مبدأ به مقصد می‌پردازد و مشخص می‌کند که از هر مسیر USCP باید چه جریانی به سمت مقصد ارسال شود. بدین ترتیب سعی می‌کند در مدت زمان کمینه T ، مقدار داده σ را بین مسیرهای USCP توزیع کرده و از شبکه عبور داده و از مبدأ به مقصد ارسال کند.

Ford و Fulkerson ثابت کردند که مدل خطی MDF همواره یک جواب بهینه دارد [۳۱]. مدل MDF به صورت زیر مدل سازی می‌گردد. در این مدل، زمان کمینه T توسط یک الگوریتم جستجوی دودویی محاسبه می‌شود و تابع هدف به صورت کمینه سازی است. قیدهای ۱ و ۲ نیز تضمین می‌کنند که مجموع جریان داده‌های ارسال شده از مبدأ در مقصد دریافت شوند. قید ۳ نیز تضمین می‌کند مجموع جریان‌های وارد شده به یک گره باید از آن گره خارج شود. قید ۴ هم تضمین می‌کند پهنای مصرف شده در هر یال از پهنای باند قابل دسترس در آن یال بیشتر نشود. مدل بهینه سازی خطی MDF همراه با تابع هدف کمینه سازی آن به شرح زیر است [۲۹] تا [۳۱]

$$\begin{aligned} \text{MDF} : \min & \left(\sum_{(u,v) \in E} d(u,v) \times f(u,v) - (T+1)\phi \right), u \neq v \\ \text{s.t.} & \\ ۱) & \sum_{(s,v) \in E} f(s,v) - \phi = 0 \\ ۲) & \sum_{(v,t) \in E} f(v,t) - \phi = 0 \\ ۳) & \sum_{(u,v) \in E} f(u,v) - \sum_{(v,u) \in E} f(u,v) = 0, u \neq s, t \\ ۴) & 0 \leq f(u,v) \leq b(u,v) \end{aligned} \quad (۹)$$

در تابع هدف، مقدار T زمان لازم برای انتقال پیام را نشان می‌دهد که متغیر نیست و باید برای بار اول مقداردهی گردد. مقدار اولیه آن از (۱) محاسبه می‌شود [۳۰]

$$T(\pi, B(\pi), \sigma) = D(\pi) + \left[\frac{\sigma}{B(\pi)} \right] - 1$$

مسیر π در این رابطه، طولانی‌ترین مسیر در بین USCP‌های مورد استفاده بین مبدأ و مقصد است. پس از حل مسائل فوق و مشخص شدن مقدار متغیرهای f و ϕ ، با استفاده از یک الگوریتم دودویی، کمترین مقدار T که در تابع هدف صدق کند محاسبه خواهد شد. همچنین بیشینه داده عبور کرده از شبکه نیز برابر است با [۲۹] و [۳۱]

$$\chi(T) = (T+1)\phi - \sum_{(u,v) \in E} d(u,v) \times f(u,v) \quad (۱۰)$$

تعریف ۸ (مسئله مسیریابی چندپراکن چندکاناله بهینه (درخت‌های حلقه دار) [۲۹] یا OMMR^۴): با توجه به شکل ۱، روش OMMR پیام به اندازه $\sigma > 0$ را از مبدأ A به مقصدهای چندپراکنی B ، C و D ارسال می‌کند؛ به طوری که هر کدام از مسیرهای $A-B$ ، $A-C$ و $A-D$ می‌تواند یک UMCP باشد و مدت زمان انتقال نیز باید کمینه شود. برای

یک مسیر تک پراکن چندکاناله $A-x-z-y-B$ و $A-x-y-B$ نامیده می‌شود که شامل حلقه نیز خواهد بود. این دو مسیر از مبدأ A به مقصد B منتهی می‌شوند. بسته‌هایی که از A به سمت B ارسال می‌شوند می‌توانند بین این دو مسیر توزیع گردند.

تعریف ۳ (تأخیر مسیر [۲۹] تا [۳۱]): یک مسیر منفرد USCP عبارت است از یک مسیر

$$\pi = (v_1, v_2, \dots, v_n) \quad (۲)$$

شامل گره‌های v_i که به اختصار مسیر منفرد بدون حلقه هم نامیده می‌شود. زمان مورد نیاز برای انتقال پیام در طول یک مسیر منفرد π با استفاده از $B(\pi)$ عبارت است از

$$T(\pi, B(\pi), \sigma) = D(\pi) + \left[\frac{\sigma}{B(\pi)} \right] - 1 \quad (۳)$$

تأخیر مسیر USCP به شرح زیر محاسبه می‌شود

$$d(\pi) = \sum_{i=1}^{n-1} (q(v_{i+1}) + p(v_i, v_{i+1})) \quad (۴)$$

تعریف ۴ (مسیر تک پراکن چندکاناله [۲۹] و [۳۰] یا UMCP^۱): یک مسیر تک پراکن چندکاناله بین A و B از چند عدد USCP تشکیل می‌گردد که مبدأ همه آنها A و مقصد همه آنها نیز B است و شامل یک یا چند حلقه نیز خواهد شد. این USCP‌ها ممکن است در یک یا چند یال با یکدیگر مشترک باشند (شکل ۱).

تعریف ۵ (پهنای باند قابل دسترس یک مسیر [۲۹] و [۳۲]): پهنای باند قابل دسترس در یک مسیر USCP به صورت $\pi = (v_1, v_2, \dots, v_n)$ برابر است با

$$B(\pi) = \min_{1 < j < k} b(v_{j-1}, v_j) \quad (۵)$$

هر مسیر USCP در یک UMCP می‌تواند بخشی از پیام $\sigma > 0$ را از مبدأ به مقصد منتقل کند.

تعریف ۶ (مسئله مسیریابی تک پراکن تک کاناله بهینه [۲۹] تا [۳۱] یا OUSR^۲): در این مسئله یک پیام به اندازه $\sigma > 0$ باید از مبدأ A به مقصد B توسط کوتاه‌ترین USCP منتقل گردد (یک UCSP با کمترین تأخیر)؛ به طوری که زمان $T(\pi, B(\pi), \sigma)$ کمینه باشد [۹]. این مسئله برای اولین بار با عنوان Quickest Path Problem توسط چن معرفی شد. البته روش‌های مختلفی مانند OSPF، RIP و EIGRP برای آن وجود دارد. همچنین به عنوان یک تحقیق جدید می‌توان برای آن یک مدل خطی بهینه ارائه کرد.

تعریف ۷: مسئله مسیریابی تک پراکن چندکاناله بهینه [۲۹] یا OUMR^۳: این بخش به تشریح روش و نتایج حاصل از تحقیقات Xue می‌پردازد [۳۰]. ایشان یک روش مسیریابی بهینه تک پراکن چندکاناله را با عنوان OUMR در شبکه‌های کامپیوتری ارائه کرده‌اند. فرض کنید که $\sigma > 0$ اندازه یک پیام باشد که باید توسط چند USCP به شکل $\pi = (v_1, v_2, \dots, v_n)$ از مبدأ v_1 به مقصد v_n منتقل شود. هدف در اینجا تجزیه پیام σ به n جزء صحیح و مثبت به صورت

$$\sigma = \sum_{1 \leq i \leq k} \sigma_i \quad (۶)$$

و نیز یافتن یک تجزیه صحیح مثبت برای پهنای باند اتصال e به صورت

1. Unicast Multichannel Path
2. Optimal Unicast Single Channel Routing
3. Optimal Unicast Multichannel Routing

در صورتی که جواب بهینه M_MDF بالا (f, ϕ, dup) باشد، جریان ورودی ϕ به مجموعه‌ای از جریان‌های متصل در شبکه و در گره‌های چندپراکن بین مسیرها توزیع می‌گردد. بیشترین مقدار داده‌ای که در زمان τ از مبدأ s به مقصدهای t_i ارسال می‌گردد برابر با (۱۵) است

$$\chi(\tau) = - \sum_{(u,v) \in E} d(u,v) \times f(u,v) + (T+1)n\phi - \sum_{v \in V} C(v) \times dup(v) \quad (15)$$

در نتیجه برای هر مقصد این مقدار برابر است با

$$\chi(\tau, t_i) \geq \frac{1}{n} \chi(\tau) \geq 0 \quad (16)$$

در شکل ۱، یک پیام به اندازه $\sigma > 0$ می‌تواند به قسمت‌های کوچک‌تر تقسیم گردد و هر قسمت از طریق مسیرهای منفرد $AxyzB$ ، $AxyB$ ، $AxyzC$ و $AxyC$ از مبدأ A به مقصدهای B ، C و D ارسال شود. البته هر بسته خارج‌شونده از A باید به سه مقصد نیز تحویل گردد؛ یعنی هر بسته باید به تعداد سه بار کی‌سازی شود. در این انتقال، زمان باید کمینه شده و مشخص گردد از هر یال چه پهنای باندی استفاده شود. یقیناً الگوریتم OMMR (ارسال بسته از یک مبدأ به چند مقصد) نسبت به الگوریتم OUMR (ارسال بسته از یک مبدأ به یک مقصد) سریع‌تر و کاراتر بوده و الگوریتم OUMR نیز نسبت به الگوریتم USCP سریع‌تر و کاراتر خواهد بود. اما سؤال اصلی آن است که آیا این الگوریتم‌ها نسبت به مصرف انرژی نیز بهینه‌اند؟ آیا این الگوریتم‌های بهینه نسبت به پارامترهای سبز شبکه نیز بهینه‌اند؟ در ادامه این تحقیق، این الگوریتم‌های بهینه نسبت به معیارهای سبز بودن، تحلیل خواهند شد و بر اساس این تحلیل، الگوریتم‌های مسیریابی سبز بهینه جدیدی ارائه می‌شوند.

تعریف ۱۲: مسیریابی چندپراکن درختی [۳۲] تا [۳۴]: الگوریتم‌های چندپراکن، مطابق شکل ۱ یک بسته را از یک مبدأ مانند A به بیش از یک مقصد مانند B ، C و D ارسال کرده و غالباً ساختار درختی (گراف بدون حلقه) دارند. ریشه درخت در مبدأ و برگ‌های آن نیز گره‌های مقصد هستند. برای هر مسیر تشکیل شده از تعدادی یال $e = (u,v) \in E$ استفاده می‌شود و علامت $D(\pi) \geq 0$ معرف تأخیر کل مسیر و علامت $B(\pi) \geq 0$ نمایش‌دهنده حداکثر پهنای باند قابل دسترس در یال‌های این مسیر است. مسیر درختی MST یکی از درخت‌های معروف چندپراکنی بدون حلقه است.

۴- تحلیل سبز مسیریابی‌های بهینه بین مبدأ و مقصد

برای تشریح الگوریتم‌های مسیریابی معرفی شده در بخش قبلی، شبکه ساده ارائه شده در شکل ۲ را در نظر می‌گیریم. گره S ، گره مبدأ و گره‌های t_1 ، t_2 ، t_3 و t_4 گره‌های مقصدها را نمایش می‌دهند. همچنین گره‌های B ، C و E از نوع چندپراکن میانی و سایر گره‌ها از نوع تک‌پراکن میانی هستند. برای راحتی کار، یال‌ها و گره‌های چندپراکن را با متغیرهای x_i مشخص کرده‌ایم. مثلاً در لینک (S, B) ، پهنای باند قابل دسترس آن ۶ واحد داده بر واحد زمان و تأخیر آن نیز ۲ واحد زمانی است. یعنی اگر یک واحد داده‌ای (یا ۶ واحد داده‌ای به‌طور هم‌زمان) از S خارج شود، بعد از ۲ واحد زمانی به B خواهد رسید. در این مقاله منظور از یک بسته، یک واحد داده‌ای است که در حالت کلی نیازی به اندازه‌گیری آن بر حسب بیت یا بایت نیست. همچنین برای اندازه‌گیری زمان، عبارت

توضیح روش، لازم است مفاهیم و تعاریف مورد نیاز در این روش، تشریح گردند [۲۹] تا [۳۱].

تعریف ۹: گره تک‌پراکن میانی: این گره، داده ورودی را فقط برای یک گره بعدی ارسال می‌کند.

تعریف ۱۰: گره چندپراکن میانی: در این گره، داده ورودی به بیش از یک گره بعدی ارسال می‌شود. این کار با ایجاد یک یا چند کپی از داده ورودی، تولید و هر کپی برای یک گره بعدی ارسال می‌شود.

چندبرابری‌سازی: در یک گره چندپراکن لازم است برای ارسال داده به هر گره بعدی، کپی‌سازی انجام شود که چندبرابری‌سازی نامیده می‌شود. بیشترین ظرفیت چندبرابری‌سازی در یک گره چندپراکن با $Capacity(v)$ و میزان چندبرابری‌سازی لازم در گره با $dup(v)$ نمایش داده می‌شود.

تأخیر چندبرابری‌سازی: زمان لازم برای انجام عملیات چندبرابری‌سازی $dup(v)$ در یک گره چندپراکن با $c(v) \geq 0$ نشان داده می‌شود. اگر گره تک‌پراکن باشد و یا $dup(v) = 0$ ، آنگاه $c(v) = 0$ است.

تعریف ۱۱: مسئله مسیریابی چندکاناله چندپراکن بهینه [۲۹]: فرضاً تعداد مقصدهای d_i ، n باشد و از مبدأ s به هر مقصد چندپراکن d_i ، k_i مسیر منفرد با نام π_{ij} موجود باشد $(j = 1, 2, \dots, k_i)$. برای انتقال پیام $\sigma > 0$ از مبدأ s به هر کدام از مقصدهای d_i به‌طور هم‌زمان و جداگانه، زمان انتقال τ باشد. مسئله تصمیم‌گیری مسیریابی چندکاناله چندپراکن عبارت است از مشخص کردن یک تجزیه به شرح زیر

$$\sigma = \sum_{1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq k_i} \sigma_{ij}, \sigma_{ij} \geq 0 \quad (11)$$

به‌طوری که هر σ_{ij} توسط π_{ij} از مبدأ به تمام مقصدها ارسال می‌شود و همچنین لازم است پهنای باند برای هر یال $(u,v) \in \pi_{ij}$ تجزیه گردد؛ به‌طوری که خواهیم داشت

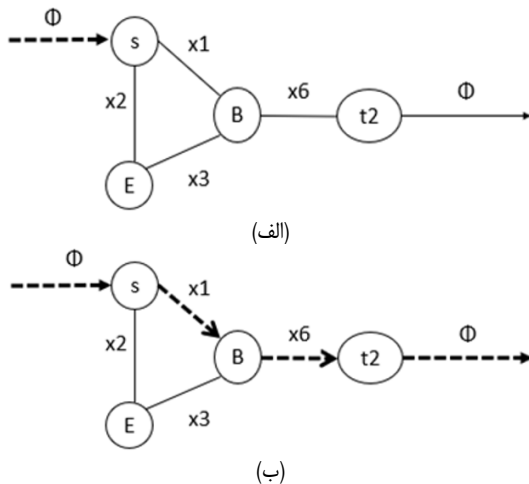
$$b(u,v) = \sum_{1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq k_i} b_{ij}(u,v), b_{ij}(u,v) \geq 0 \quad (12)$$

در گره‌های چندپراکن نیز پس از محاسبه $dup_{ij}(v)$ زمان انتقال مسیر توسط (۱۳) مشخص می‌گردد

$$\max_{1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq k_i} T(\pi_{ij}, B_{ij}(\pi_i), \sigma_{ij}) \quad (13)$$

زمان کمینه برای انتقال داده مورد نیاز توسط الگوریتم معرفی شده در [۲۹] قابل محاسبه می‌باشد. مسئله تصمیم‌گیری چندکاناله چندپراکن با واحد زمانی τ توسط مسئله Multicast Maximum Dynamic Flow یا $M_MDF(\tau)$ به‌صورت زیر قابل حل است [۲۹]

$$\begin{aligned} M - MDF : \min & \left(\sum_{(u,v) \in E} d(u,v) \times f(u,v) - (T+1)n\phi \right. \\ & \left. + \sum_{v \in V} C(v) \times dup(v) \right) \\ \text{s.t.} & \\ ۱) & \sum_{(s,v) \in E} f(s,v) - \phi = 0 \\ ۲) & \sum_{(v,t) \in E} f(v,t) - \phi = 0, \quad i = 1, 2, \dots, n \\ ۳) & \sum_{(u,v) \in E} f(u,v) + dup(v) - \sum_{(v,u) \in E} f(u,v) = 0, \quad u \neq s, t \\ ۴) & \sum f(u,v) = \sum f(u,t_i), \\ & v \in V, \{(s,v), (u,t_i)\} \in \pi_{ij}, j = 1, \dots, k_i \\ ۵) & (m-1) \sum f(u,v) \geq dup(v), \\ & v \in MulticastNodes, m = num(Outputs(v)) \\ ۶) & \sum_{(u,v) \in E} f(u,v) \geq f(v,u), \quad v \in V \\ ۷) & 0 \leq f(u,v) \leq b(u,v), \quad (u,v) \in E \\ ۸) & 0 \leq dup(v) \leq Capacity(v), \quad v \in V \end{aligned} \quad (14)$$



شکل ۳: مسئله مسیریابی تک‌پراکن تک‌کاناله برای $s-t_2$. خطوط نقطه‌چین مسیر عبور داده را نشان می‌دهد. (الف) جریان ورودی وارد مبدأ می‌شود و (ب) مسیر π_1 با کمترین زمان انتقال انتخاب می‌شود. (در متن ارجاع ندارد)

$$\begin{aligned} \pi_1 &= \langle s, B, t_2 \rangle \\ D(\pi_1) &= D(x_1) + D(x_6) = 4 \\ B(\pi_1) &= \min \{B(x_1), B(x_6)\} = 6 \\ T(\pi_1, 6, \lambda_0) &= 4 + \left\lceil \frac{\lambda_0}{6} \right\rceil - 1 = 16 \end{aligned} \quad (17)$$

برای انتقال $\sigma = \lambda_0$ واحد داده‌ای از مسیر π_1 ، زمان کمینه و پهنای باند قابل دسترس به شرح زیر قابل محاسبه است

$$\begin{aligned} \pi_2 &= \langle s, E, B, t_2 \rangle \\ D(\pi_2) &= D(x_2) + D(x_3) + D(x_6) = 5 \\ B(\pi_2) &= \min \{B(x_2), B(x_3), B(x_6)\} = 4 \\ T(\pi_2, 4, \lambda_0) &= 5 + \left\lceil \frac{\lambda_0}{4} \right\rceil - 1 = 19 \end{aligned} \quad (18)$$

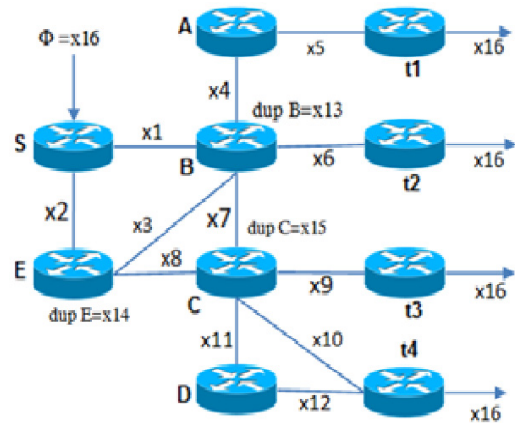
لذا مشاهده می‌شود که مسیر π_1 از مسیر π_2 سریع‌تر بوده و نرخ انتقال داده بالاتری دارد. نرخ انتقال داده در دو مسیر π_1 و π_2 به ترتیب برابرند با $\lambda_0 \div 16 = 5$ و $\lambda_0 \div 19 = 4,12$ واحد داده بر واحد زمان؛ لذا π_1 به مسیر بهینه است.

۴-۲ اجرای مسیریابی تک‌پراکن چندکاناله بهینه در شکل ۲

در شکل ۴-الف باید مسیرهای UMCP را بین s و t_2 اجرا نماییم. فرض کنیم که در مسیریابی تک‌پراکن چندکاناله از S به t_2 ، فقط از دو مسیر π_1 و π_2 استفاده نماییم؛ البته می‌توانیم مسیرهای دیگری را نیز اضافه کنیم. در این صورت تابع هدف و قیدهای مدل خطی MDF به شرح زیر ساخته خواهند شد

$$\begin{aligned} \min & (2x_1 + 2x_6 + x_2 + 2x_3 - (T-1)x_6) \\ S: & \phi = x_1 + x_2 \rightarrow x_1 + x_2 - x_6 = 0 \\ t_2: & x_6 - \phi = 0 \rightarrow x_6 - x_6 = 0 \\ B: & x_1 + x_3 - x_6 = 0 \\ E: & x_2 - x_3 = 0 \\ & 0 \leq x_1 \leq 6, 0 \leq x_2 \leq 4, 0 \leq x_3 \leq 5, 0 \leq x_6 \leq 10 \end{aligned} \quad (19)$$

در تابع هدف که تابع کمینه‌سازی است، T زمان استفاده از شبکه را نشان می‌دهد که متغیر نیست و باید در تکرار اول الگوریتم از مقدار تأخیر در هر دو مسیر π_1 و π_2 بیشتر در نظر گرفته شود. قیدهای ۱ تا ۴ نیز



لینک	تأخیر	پهنای باند
X1	۲	۶
X2	۱	۴
X3	۲	۵
X4	۲	۵
X5	۱	۸
X6	۲	۱۰
X7	۲	۵
X8	۱	۷
X9	۱	۸
X10	۲	۳
X11	۱	۳
X12	۱	۴

نام گره	تأخیر چندبرابر	ظرفیت چندبرابر
	سازی (C)	سازی (cap)
B, C, E	۲	۳۰

شکل ۴: یک شبکه نمونه $N = (V, E, b, p, q)$ با منابع مشخص که به صورت گراف نمایش داده شده است.

واحد زمانی به کار می‌رود که یک عبارت کلی بوده و برحسب ثانیه محاسبه نمی‌شود. حجم یک پیام داده‌ای نیز به صورت مضربی از واحدهای داده‌ای یا بسته‌ای است. واحد اندازه‌گیری پهنای باند نیز «یک واحد داده بر یک واحد زمان است» که مشابه نرخ انتقال داده است. یک یا چند واحد داده‌ای می‌توانند به صورت پیاپی با اختلاف زمانی معادل یک واحد زمانی از یکدیگر در یک گره مبدأ تولید و ارسال شوند.

متغیر x_1 نیز پهنای باند مصرف‌شده از یال (S, B) را نشان می‌دهد که در هر کدام از روش‌های مسیریابی قابل محاسبه است و داریم: $0 \leq x_1 \leq 6$. مشخصات منابع موجود در گره‌ها و لینک‌ها نیز در جدول داخل شکل قابل مشاهده است. در ادامه جهت درک فرایند مسیریابی و مراحل انتقال داده از یک مبدأ به یک یا چند مقصد، مسئله‌های تک‌پراکن تک‌کاناله، تک‌پراکن چندکاناله بهینه و چندپراکن چندکاناله بهینه را از مبدأ s به یک یا چند مقصد به عنوان مثال تشریح می‌کنیم. حجم پیامی (σ) که باید منتقل شود برابر با λ_0 واحد داده‌ای است.

۴-۱ اجرای مسیرهای تک‌پراکن تک‌کاناله بهینه در شکل ۲

باید مسیرهای USCP را بین s و t_2 اجرا کنیم. در مسئله مسیریابی تک‌پراکن تک‌کاناله از s به t_2 ، مسیرهای $\pi_1 = \langle s, B, t_2 \rangle$ و $\pi_2 = \langle s, E, B, t_2 \rangle$ می‌توانند استفاده شوند. برای هر دو مسیر، زمان انتقال و پهنای باند قابل دسترس را محاسبه می‌کنیم. طبق محاسبات زیر برای انتقال $\sigma = \lambda_0$ واحد داده از مسیر π_1 ، عبارت $T(\pi_1, B(\pi_1), \sigma)$ مقدار زمان کمینه را نشان می‌دهد؛ لذا برای ارسال پیام $\sigma = \lambda_0$ از کانال منفرد π_1 ، 16 واحد زمانی لازم است [۲۹] تا [۳۱]

رویت است. در شکل ۴- الف نیز هنوز مقدار هیچ یک از متغیرهای x_i محاسبه نشده است.

۴-۳ اجرای مسیره‌های چندپراکن چندکاناله در شکل ۲

اکنون در شکل ۲ باید مسیره‌های MMCP را بین مبدأ و مقصدها اجرا کنیم. در این مسئله پیام $\sigma = ۸۰$ از مبدأ s به مقصدهای t_1 ، t_2 و t_3 منتقل می‌شود و در هر مقصد نیز باید پیام $\sigma = ۸۰$ دریافت شود (جمعاً باید ۳۲۰ واحد داده به مقصدها تحویل شود). سه گره B ، C و E پیام دریافتی را چندبرابری می‌کنند. اکنون متغیرهای x_i الی $x_{۱۶}$ توسط مدل بهینه‌سازی خطی M-MDF مدل‌سازی و محاسبه خواهند شد. با توجه به قوانین و تابع هدف، یک مسئله چندپراکنی چندکاناله داریم. معادلات (۲۰) تا (۲۷) مربوط به مدل $M_MDF(T)$ هستند که با تشریح اثرگذاری در ذیل مشخص و درج شده‌اند. در هر گره، یک معادله یا قانون مرتبط به آن گره اعمال شده است.

معادلات مربوط به اعمال مسئله خطی $M_MDF(T)$ در مسئله مسیریابی چندپراکنی چندکاناله برای توپولوژی شکل ۲ به شرح زیر خواهد بود. توجه شود معادلات به ترتیب برحسب قیود مسئله اصلی ساخته می‌شوند و نام هر گره قبل از معادلات مرتبط ذکر شده است.

رابطه (۲۰) تابع هدف را با متغیرهای آن نمایش می‌دهد

$$\min(2x_1 + x_2 + 2x_3 + 2x_4 + x_5 + 2x_6 + 2x_7 + x_8 + x_9 + 2x_{10} + x_{11} + x_{12} + 2x_{13} + 2x_{14} + 2x_{15} - (T+1)x_{16}) \quad (20)$$

رابطه (۲۱) معادله بین جریان‌های ورودی و خروجی در گره مبدأ s را نشان می‌دهد

$$S: x_1 + x_2 - x_{16} = 0 \quad (21)$$

رابطه (۲۲) ارتباط بین متغیرهای جریانی و چندبرابری در گره‌های میانی را نمایش می‌دهد

$$\begin{aligned} B: x_1 + x_3 + x_{13} - x_4 - x_6 - x_7 &= 0 \\ C: x_7 + x_8 + x_{15} - x_9 - x_{10} - x_{11} &= 0 \\ E: x_2 + x_{14} - x_8 - x_3 &= 0 \end{aligned} \quad (22)$$

روابط (۲۳) نشان می‌دهند جریان ورودی به مبدأ باید برابر با جریان‌های ورودی به مقصدها باشد

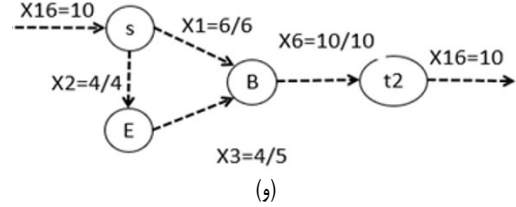
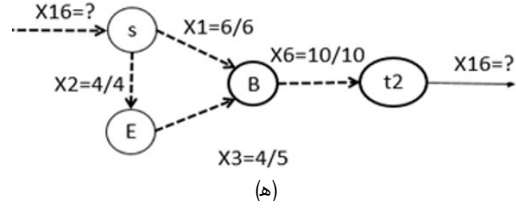
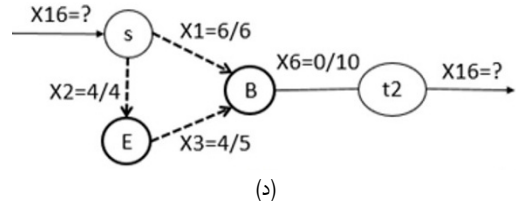
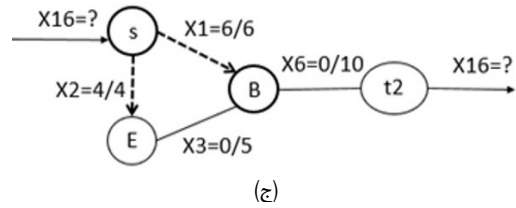
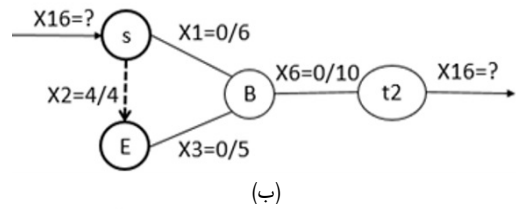
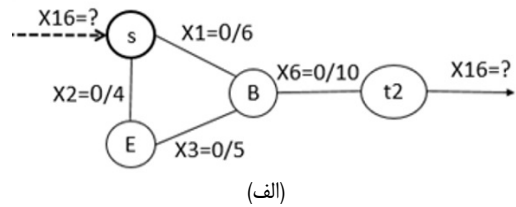
$$\begin{aligned} x_1 + x_2 - x_5 &= 0 \\ x_1 + x_2 - x_6 &= 0 \\ x_1 + x_2 - x_9 &= 0 \\ x_1 + x_2 - x_{10} - x_{12} &= 0 \end{aligned} \quad (23)$$

رابطه (۲۴) محاسبه لازم برای چندبرابری داده‌ها در گره‌های میانی را تعیین می‌کند

$$\begin{aligned} B: (3-1)(x_1 + x_3) &\geq \text{dup}(B) \rightarrow 2x_1 + 2x_3 - x_{13} \geq 0 \\ C: (3-1)(x_7 + x_8) &\geq \text{dup}(C) \rightarrow 2x_7 + 2x_8 - x_{15} \geq 0 \\ E: (2-1)(x_2) &\geq \text{dup}(E) \rightarrow x_2 - x_{14} \geq 0 \end{aligned} \quad (24)$$

رابطه (۲۵) باعث می‌شود که در گره‌های چندبرابری، داده اضافی تولید نشود

$$\begin{aligned} A: x_4 &\geq x_5 \\ B: x_1 + x_3 &\geq x_4, x_1 + x_3 \geq x_6, x_1 + x_3 \geq x_7 \\ C: x_7 + x_8 &\geq x_9, x_7 + x_8 \geq x_{10}, x_7 + x_8 \geq x_{11} \\ D: x_{11} &\geq x_{12} \\ E: x_2 &\geq x_3, x_2 \geq x_8 \end{aligned} \quad (25)$$



شکل ۴: الگوریتم UMCP برای انتقال پیام به حجم ۸۰ بین s و t_1 اجرا می‌شود.

نشان می‌دهند در هر گره بین فلوی ورودی و خروجی به یال‌ها چه قانونی برقرار است.

به عنوان مثال در گره B ، مجموع فلوهای ورودی x_1 و x_3 برابر با فلوی خروجی x_4 است. چون مسئله فوق یک مسئله برنامه‌ریزی خطی است، در نرم‌افزار Matlab یا QSB قابل حل می‌باشد و برای عبور دادن پیام $\sigma = ۸۰$ از S به B ، جواب بهینه آن به صورت زیر حاصل خواهد شد: $x_1 = 6$ ، $x_2 = 4$ ، $x_3 = 10$ ، $x_4 = 10$ ، $x_5 = 10$ ، $x_6 = 10$ ، $x_7 = 10$ ، $x_8 = 10$ ، $x_9 = 10$ ، $x_{10} = 10$ ، $x_{11} = 10$ ، $x_{12} = 10$ ، $x_{13} = 10$ ، $x_{14} = 10$ ، $x_{15} = 10$ ، $x_{16} = 10$. مشاهده می‌شود برای انتقال پیام $\sigma = ۸۰$ به صورت تک‌پراکنی چندکاناله در مقایسه با روش تک‌پراکنی تک‌کاناله، زمان انتقال داده‌ها کوتاه‌تر و سرعت انتقال داده نیز بیشتر شده و برابر است با $۷,۱۴ = ۸۰ \div ۱۱,۲$.

بر اساس شکل‌های ۴- الف تا ۴- و، روند اجرای الگوریتم مشخص گردیده و در این مراحل، مسئله مسیریابی تک‌پراکنی چندکاناله در نشست S_t_1 تشریح شده و پاسخ مسئله خطی MDF در شکل ۴- و آمده است. مراحل الف تا ج نحوه عبور داده از کانال‌ها و تقدم و تأخر دریافت آن در هر گره را نشان می‌دهند. خطوط خط‌چین به معنای شرکت کردن اتصال در عبور داده هستند و جواب بهینه مسئله MDF در شکل ۴- و قابل

رابطه (۲۶) کران متغیرهای جرابینی و چندبرابرساز را تعیین می کند

$$\begin{aligned} & \cdot \leq x_1 \leq 6, \cdot \leq x_2 \leq 4, \cdot \leq x_3 \leq 5, \cdot \leq x_4 \leq 5, \\ & \cdot \leq x_5 \leq 8, \cdot \leq x_6 \leq 10, \cdot \leq x_7 \leq 5, \cdot \leq x_8 \leq 7, \\ & \cdot \leq x_9 \leq 8, \cdot \leq x_{10} \leq 3, \cdot \leq x_{11} \leq 3, \cdot \leq x_{12} \leq 4, \\ & \cdot \leq x_{16} \leq 20. \end{aligned} \quad (26)$$

رابطه (۲۷) تعیین می کند که کران متغیرهای چندبرابرساز باید چه قدر باشد

$$\cdot \leq x_{13}, x_{14}, x_{15} \leq 3. \quad (27)$$

مسئله M-MDF بالا (مطابق (۲۰) تا (۲۷)) یک مسئله بهینه سازی خطی است و توسط نرم افزار MATLAB یا QSB قابل حل است. پس از حل مسئله بالا، ابتدا مقادیر متغیرهای x_i محاسبه شده و سپس مسیرها مطابق با شکل ۵، انتخاب و علامت گذاری می گردند.

طبق مراحل مختلف ذکر شده در شکل های ۵- الف تا ح برای مسئله مسیریابی چندپراکن چندکاناله بر روی مسیرهای s, t_i با توجه به مدل خطی M_MDF ، به شرح زیر قابل اعمال است:

الف) یک شبکه ساده با مقدار $x_i(b, d)$ برای هر یال و مقدار (۲۸) برای هر گره چندپراکن

$$dup(v)[capacity(v), c(v)] \quad (28)$$

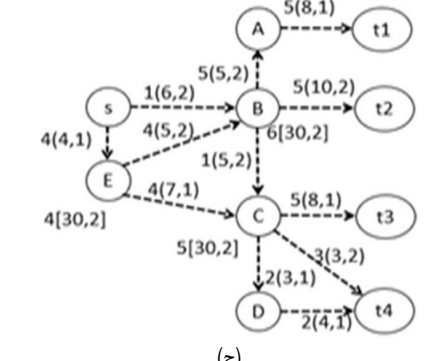
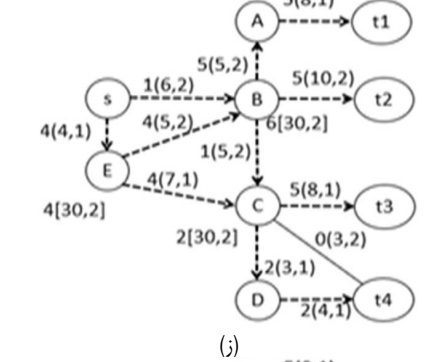
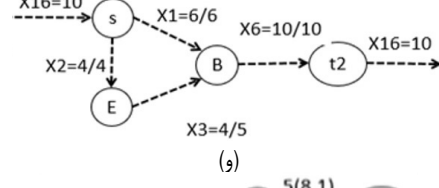
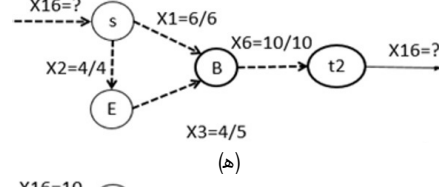
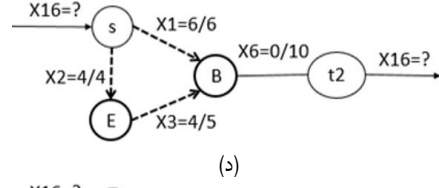
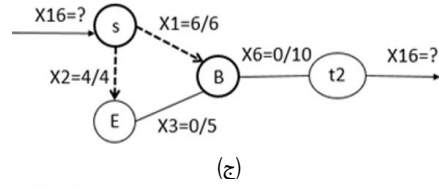
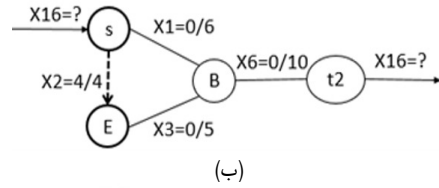
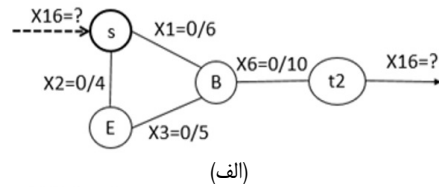
- ب) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{11}
- ج) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{12}
- د) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{21}
- ه) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{22}
- و) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{31}
- ز) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{32}
- ح) انتخاب و علامت گذاری مسیر π_{42}

در هر مرحله از تصویر، مسیر انتخاب شده بین مبدأ و مقصد مورد نظر نمایش داده شده است. مقدار اولیه T نیز طبق رابطه موجود محاسبه و جایگذاری می شود. مشاهده می گردد که در مسیریابی چندپراکن چندکاناله از تمام لینک های شبکه برای انتقال پیام استفاده شده است. همچنین زمان بهینه برای انتقال پیام $\sigma = 80$ به هر چهار مقصد، طبق محاسبات الگوریتم برابر با $8/12$ واحد زمانی است. به عبارت دیگر مقدار 320 واحد داده ای در $8/12$ واحد زمانی به هر 4 مقصد منتقل شده است؛ لذا سرعت انتقال داده کل در این روش برابر با $39/4 = 8/12 \div 320$ است. همچنین سرعت انتقال داده برای هر گره به طور متوسط برابر با $9/85 = 320 \div 4$ است. بنابراین روش مسیریابی چندپراکنی چندکاناله در مقایسه با سایر روش ها از سرعت بسیار بالاتری برخوردار است. توجه شود که بر روی هر یال، یک برچسب (b, d) درج شده که b حداکثر پهنای باند قابل دسترس در اتصال x_i و d میزان تأخیر همان اتصال را نشان می دهد. برای هر گره چندپراکن، برچسب $[capacity(v), c(v)]$ نمایش داده شده که $capacity(v)$ حداکثر ظرفیت چندبرابرسازی و $c(v)$ نیز تأخیر چندبرابرسازی برای همین گره چندپراکن را نشان می دهد. مقادیری که توسط مسئله M_MDF برای متغیرهای x_i محاسبه و تخصیص می گردد، قبل از برچسبها در شکل درج شده است.

۴-۴ تحلیل و مقایسه نتایج روش های مسیریابی از منظر

کارایی و بهینگی

مطابق جدول ۱ برای الگوریتم های OUSR، OUMR و OMMR، مقادیر متغیرهای x_1 الی x_{16} و نیز مقادیر لازم برای متغیر ϕ و پارامتر



شکل ۵: تشریح مراحل انتقال داده از گره s به گره های مقصد t_1 تا t_4 با روش مسیریابی چندپراکن چندکاناله بهینه. مرحله های (الف) تا (د) نحوه اجرای الگوریتم را تشریح می کند.

جدول ۱: نتایج مربوط به انواع مسیریابی در شبکه شکل ۲ بین مبدأ و همه مقصدها.

T	ϕ	X_{10}	X_{1r}	X_{1r}	X_{1r}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	X_{11}	Routing
۸,۱۲	۵	۵	۴	۶	۲	۲	۳	۵	۴	۱	۵	۵	۴	۴	۱			OMMRS- t_i $i = \{1, 2, 3, 4\}$
۲۰	۵	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۵	۵	۰	۰	۵		OUSR $S-t_1$
۲۰	۵	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۵	۵	۰	۰	۵		OUMR $S-t_1$
۱۷	۶	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۶	۰	۰	۰	۰	۶		OUSR $S-t_2$
۱۱,۴	۱۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۱۰	۰	۰	۴	۴	۶		OUMR $S-t_2$
۲۰	۵	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۵	۰	۵	۰	۰	۰	۰	۰	۵		OUSR $S-t_3$
۱۲,۹۶	۸	۰	۰	۰	۰	۰	۰	۸	۴	۴	۰	۰	۰	۰	۴	۴		OUMR $S-t_3$
۳۰	۳	۰	۰	۰	۰	۰	۳	۰	۳	۰	۰	۰	۰	۰	۳	۰		OUSR $S-t_4$
۲۰,۳۱	۵	۰	۰	۰	۲	۲	۳	۰	۰	۵	۰	۰	۰	۰	۰	۵		OUMR $S-t_4$

جدول ۲: منابع مصرف‌شده در الگوریتم‌های مسیریابی بهینه برای شکل ۵ بین مبدأ و همه مقصدها.

OMMR	OUMR	OUSR	پارامترهای مصرفی
$41 \div 4 = 10,25$	$80 \div 4 = 20$	$51 \div 4 = 12,75$	میانگین پهنای باند مصرفی هر مقصد
$10 \div 4 = 2,5$	$17,4 \div 4 = 4,35$	$13,4 \div 4 = 3,35$	میانگین گره مصرفی هر مقصد
$12 \div 4 = 3$	$17 \div 4 = 4,25$	$11 \div 4 = 2,75$	میانگین تعداد لینک مصرفی هر مقصد
۴۱	۸۰	۵۱	پهنای باند مصرفی کل مقصدها
$80 \div 8,12 = 9,86$	$21,15 \div 4 = 5,29$	$15,37 \div 4 = 3,84$	میانگین سرعت انتقال داده به هر مقصد
۸,۱۲	$64,74 \div 4 = 16,19$	$87 \div 4 = 21,75$	میانگین زمان انتقال به مقصدها
۵	$28 \div 4 = 7$	$19 \div 4 = 4,75$	متوسط فلوئی ورودی به مبدأ برای هر نشست

مصرف می‌شوند؛ اما معیاری مانند تعداد نشست‌های موفق برگزارشده نمی‌تواند بهینه (بیشینه) شود. در الگوریتم‌های چندکاناله که حلقه دارند، یال‌هایی در گراف وجود دارند که در تعداد زیادی از مسیرها بین مبدأها و مقصدهای متعددی قرار دارند. به عبارت دیگر این یال‌ها بین مسیرهای زیادی مشترک هستند و در نتیجه به دلیل استفاده مکرر، پهنای باند آنها تقلیل می‌یابد و تبدیل به اتصال تنگنا می‌شوند. به عنوان مثال برای انتقال داده از s به t_r مسیرهای $\langle S, x_1, x_2, x_3, x_4, t_r \rangle$ ، $\langle S, x_1, x_2, x_3, x_4, t_r \rangle$ و $\langle S, x_1, x_2, x_3, x_4, t_r \rangle$ قابل استفاده هستند. در بین این سه مسیر، مسیر $\langle S, x_1, x_2, x_3, x_4, t_r \rangle$ با شرایط $delay = 5$ ، $b = 5$ و $T = 20$ ، همان مسیر بهینه است (مطابق با جداول ۱ و ۲). بعد از برپاشدن این مسیر از پهنای باند x_1 به اندازه ۵ واحد مصرف می‌شود و پهنای باند باقیمانده در این مسیر به ۱ کاهش می‌یابد. اکنون برای انتقال داده از s به t_1 و t_2 عملاً با یک اتصال تنگنا مواجه هستیم.

در این صورت، مسیر اولی که توسط الگوریتم‌های مسیریابی OUSR، OUMR یا OMMR از s به مقصدهای t_1 ، t_2 و t_3 برپا می‌شود، یقیناً بخش بزرگی از پهنای باند x_1 را مصرف خواهد کرد و پهنای باند بسیار کمی از x_1 برای مسیرهای بعدی باقی خواهد ماند؛ لذا مسیرهای بعدی یا پهنای باند بسیار کمی برپا می‌شوند یا قابلیت برگزاری نخواهند داشت. بنابراین تعداد مسیرهای بعدی که قابل تشکیل هستند به شدت کاهش می‌یابد؛ لذا بهتر است با استفاده از تکنیک‌های مهندسی ترافیک و بهینه‌سازی در الگوریتم‌های مسیریابی OUMR و OMMR تغییراتی ایجاد شود که این نقطه ضعف برطرف گردیده و علاوه بر پهنای باند مصرف‌شده، تعداد مسیرهای تشکیل‌شده را نیز بهینه (بیشینه/کمینه) کنند. در این صورت معیارهایی نظیر پهنای باند مصرفی، یک معیار سبز محسوب نمی‌شوند و معیارهایی نظیر تعداد مسیرهای برپاشده، یک معیار سبز خواهند بود. به عبارت دیگر، الگوریتمی که بتواند پهنای باند مصرفی و تعداد مسیرهای تشکیل‌شده را همزمان بهینه کند، سبزتر است.

T محاسبه و درج شده است. این متغیرها در شکل ۵ و جدول ۱ مشخص گردیده‌اند. جدول ۱ نشان می‌دهد الگوریتم OUMR در مقایسه با الگوریتم OUSR زمان انتقال را کاهش و فلوئی ورودی را افزایش داده است. الگوریتم OMMR نیز نسبت به هر دو الگوریتم دیگر سرعت انتقال داده و فلوئی ورودی را بیشتر کرده است.

در جدول ۱، توجه شود در مسئله تک‌پراکن تک‌کاناله، جریان ورودی به مبدأ برابر با پهنای باند قابل دسترس در مسیر می‌باشد. همچنین الگوریتم‌های OMMR، OUMR و OUSR به ترتیب ۱، ۴ و ۴ بار اجرا شده‌اند و در کل ۳۲۰ واحد داده‌ای را از مبدأ به مقصد ارسال کرده‌اند. الگوریتم OMMR از دو الگوریتم دیگر کارآمدتر و سریع‌تر است.

در جدول ۲ مشاهده می‌شود که الگوریتم OMMR در مقایسه با سایر الگوریتم‌ها، زمان، پهنای باند و تعداد لینک را کمتر مصرف کرده و سرعت انتقال داده را نیز افزایش داده است. اکنون نتایج حاصل برای سه الگوریتم فوق را از منظر استانداردهای سبز (سه معیار ذکرشده) بررسی و تحلیل می‌کنیم تا مشخص شود کدام الگوریتم مسیریابی بهینه با استاندارد شبکه سبز سازگارتر است. در بخش بعدی، تعدادی پارامتر جدید را معرفی می‌کنیم و نشان می‌دهیم این الگوریتم‌ها با توجه به این پارامترهای جدید، سبز نیستند و معیارهای سبزبودن را تضعیف می‌کنند.

۴-۵ تحلیل و مقایسه نتایج مسیرهای بهینه از منظر سبزبودن

در این بخش بر اساس سه اصل استاندارد سبزبودن شبکه‌ها، وضعیت سبزبودن الگوریتم‌های OUSR، OUMR و OMMR را بررسی می‌کنیم.

الف) تحلیل بر اساس اصل $OptGrnIndx$: اصل بهینگی چندمعیاری - چندبعدی

طبق این اصل، مشاهده می‌شود که معیارهایی مانند پهنای باند مصرفی یا زمان انتقال داده به صورت بهینه (بیشینه/کمینه) محاسبه و

جدول ۳: هر کدام از الگوریتم‌ها ۱۰۰ بار بر روی توپولوژی شکل ۲ اجرا شده است. در هر بار اجرا، حجم داده منتقل شده به هر مقصد برابر با ۸۰ واحد داده‌ای است.

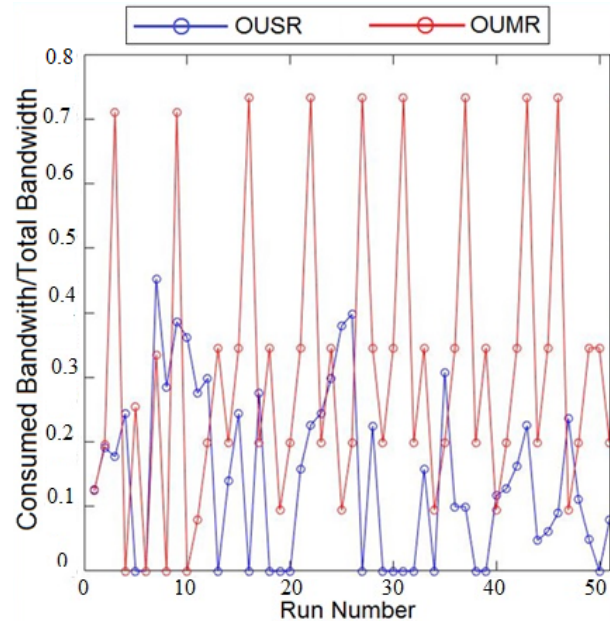
روش	OUSR	OUMR	OMMR
میانگین زمان انتقال	۱۹,۸۸	۱۶,۰۵	۸,۸۵
میانگین فلوی ورودی	۱۳,۷	۲۰,۶۷	۱۱
$\frac{ConsumedBandwidth}{TotalBandwidth}$	۰,۱۳	۰,۳۱	۰,۳۵
$\frac{ConsumedLinks}{TotalLinks}$	۰,۲۳	۰,۵۸	۰,۳۳
$\frac{ConsumedNodes}{TotalNodes}$	۰,۳۴	۰,۸۱	۰,۴۵

و قفل شدن شبکه محسوب می‌شود (نوسان شدید کارایی الگوریتم یا ایست ناگهانی الگوریتم). دلیل این امر آن است که الگوریتم بهینه‌سازی OUMR به صورت یکجا همه منابع در x_1 و x_2 را استفاده کرده که به معنای تخلیه کردن یا بلعیدن این منابع است. اگر با ابداع روش‌های جدید، الگوریتم OUMR را ارتقا دهیم و از این تخلیه کردن منابع جلوگیری کنیم، آنگاه مسیرهای منتهی به t_1 و t_2 نیز قابل اجرا خواهند بود. در واقع تخلیه منابع شبکه می‌تواند سایر مسیرها و منابع بالفعل را نیز از دسترس خارج کرده و باعث سقوط کارایی شبکه شود.

۴-۶ تحلیل به‌ازای تکرار زیاد الگوریتم‌ها

ابتدا سناریوی شبیه‌سازی به شکل زیر ارائه می‌شود: در ابتدای الگوریتم مسیریابی بهینه، OUSR، OUMR یا OMMR اجرا گردیده و سپس مسیر بهینه بین مبدأ و مقصد(ها) تشکیل می‌شود. در این مسیرها تعداد اتصالات، گره‌ها و پهنای باند به‌کارگرفته شده (مثل Consumed Nodes) و همچنین تعداد گره‌ها، اتصالات و پهنای باند قابل دسترس که به‌کار گرفته نشده‌اند (مثل Total Nodes) محاسبه می‌شود. مطابق جدول ۳، خارج قسمت این دو مقدار می‌تواند مقدار مورد نظر برای مقایسه معیارهای NoDisChrgV، OptGrmIndx4 و NoWstProd5 را در استاندارد سبز حاصل کند. خارج قسمت این مقادیر به ازای صد بار اجرای هر الگوریتم در جدول ۳ آمده و هر الگوریتم به صورت متوالی و پی‌درپی اجرا می‌شود. به ازای اجرای بار اول، مقادیر صورت و مخرج کسر محاسبه می‌شود. یقیناً برای اجرای بار دوم، پهنای باند، تعداد گره‌ها و تعداد اتصالات کاهش خواهد یافت؛ لذا اجرای دوم الگوریتم یا مقدور است و یا به دلیل کمبود منابع، قابل اجرا نخواهد بود. به عبارت دیگر اجرای دوم یا سقوط می‌کند یا انجام می‌شود؛ لذا مقادیر صورت و مخرج مجدداً محاسبه شده و به مقادیر صورت و مخرج در اجرای بار اول افزوده می‌شوند. در نتیجه برای صد بار اجرا، مجموع صورت و مخرج کسر برای همه اجراهای موفق و سقوط کرده محاسبه خواهد شد.

در شکل ۶ نتایج حاصل از صد بار اجرای الگوریتم‌های OUSR و OUMR نمایش داده شده است. این نمودار به خوبی نشان می‌دهد که ستون $\frac{ConsumedBandwidth}{TotalBandwidth}$ برای الگوریتم OUSR بارها با صفر برابر شده است. به عبارتی نشست‌های سقوط کرده در این الگوریتم بسیار بیشتر از OUMR است. طبق این شکل مشاهده می‌شود که الگوریتم OUMR تعداد نشست‌های شکست‌خورده کمتری داشته و لذا میزان استفاده از پهنای باند در آن بهتر بوده و نیز با شدت کمتری منابع پهنای باند را تخلیه کرده است. با توجه به اینکه OUMR از مسیرهای چندکاناله استفاده می‌کند، انعطاف‌پذیری بیشتری در انتخاب



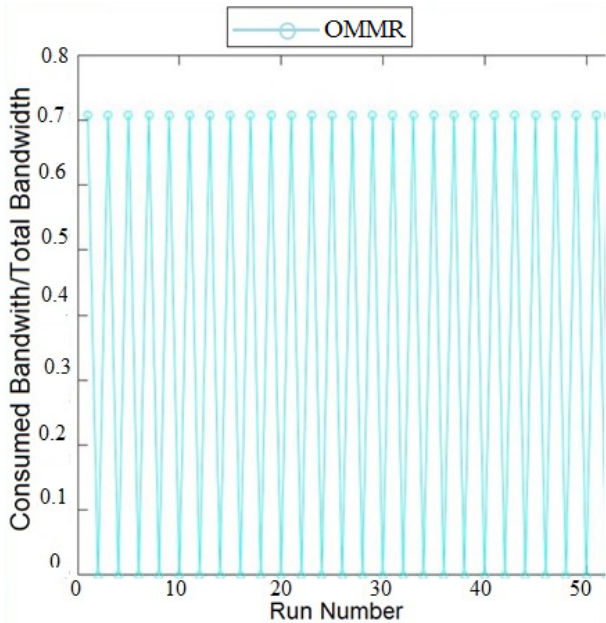
شکل ۶: الگوریتم OUSR نسبت به الگوریتم OUMR نشست‌های زیادی را با پهنای باند صفر مواجه کرده و این نشست‌ها را تشکیل نداده است.

ب) تحلیل بر اساس اصل NoWstProd5: اصل هدر ندادن منابع

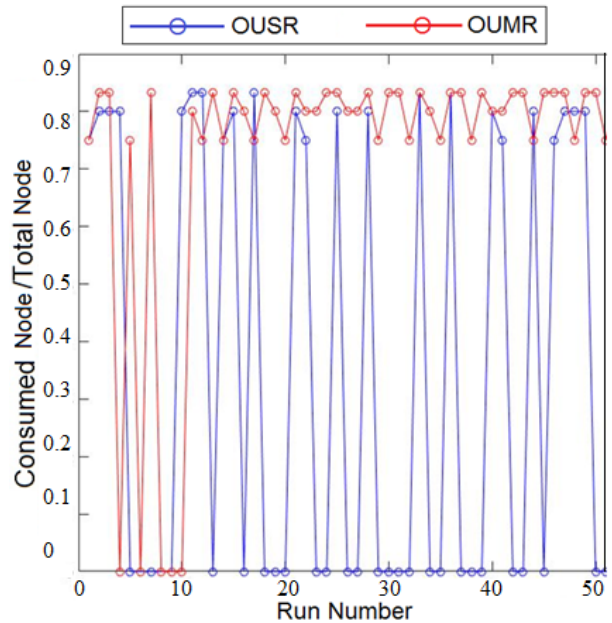
طبق این اصل، حفظ (نگهداشت) منابع و عدم تبدیل منابع به ضایعات باید بررسی شود. اگر برای ارائه مقدار مشخصی از خدمات به یک نشست انتقال داده، مقدار منابع مصرف‌شده را کاهش دهیم، از ضایعات منابع جلوگیری کرده‌ایم. به عبارت دیگر برای ارائه خدمات، بدون اینکه از کمیت و کیفیت خدمات بکاهیم باید سعی کنیم از منابع کمتری استفاده کنیم. با توجه به نتایج جدول ۲ و ۳، الگوریتم OMMR در مقایسه با الگوریتم‌های OUSR و OUMR، منابعی نظیر پهنای باند، تعداد لینک‌ها، تعداد اتصالات، تعداد گره‌ها، زمان و تعداد مسیرهای کمتری را استفاده کرده؛ اما مثل دو الگوریتم دیگر، ۳۲۰ واحد داده‌ای را از شبکه عبور داده است. نکته مهم دیگر اینکه الگوریتم OMMR به دلیل اینکه چندپراکنی است، فقط یک بار اجرا شده؛ اما دو الگوریتم دیگر، هر کدام ۴ بار اجرا شده‌اند. لذا الگوریتم OMMR با مصرف منابع محاسباتی و مصرفی کمتر، داده بیشتری را از شبکه عبور داده و توانسته تا منابع بیشتری از شبکه را حفظ کرده و نجات دهد.

ج) تحلیل بر اساس اصل NoDisChrgV: اصل تخلیه نکردن منابع

هدف این اصل، جلوگیری از بلعیده شدن منابع و تخلیه آنها توسط یک نشست انتقال داده است؛ به طوری که الگوریتم دچار نوسانات ناگهانی نشده و برای اجرای نشست‌های بعدی نیز به اندازه کافی منابع باقی بماند. فرض کنید قصد داریم با الگوریتم مسیریابی بهینه OUMR داده به حجم $\sigma = 80$ را از مبدأ s به مقصد t_2 به روش تک‌پراکن چندکاناله ارسال کنیم. در این صورت با حل مسئله OUMR برای این مسیر، جواب بهینه $x_1 = 5$ ، $x_2 = 4$ ، $x_3 = 4$ ، $x_4 = 9$ و $x_5 = 9$ حاصل می‌شود. این امر باعث می‌گردد که همه پهنای باند x_1 مصرف شده و پهنای باند باقیمانده در x_2 و x_3 نیز به ۱ واحد برسد و این اتصالات به اتصال تنگنا تبدیل شوند. لذا به دلیل این تنگناها، عملاً برپایی مسیر از s به سمت t_2 غیرممکن خواهد شد. این در حالی است که هنوز در سایر اتصالات x_4 ، x_5 و x_6 به اندازه کافی پهنای باند وجود دارد که رها و آزاد بوده و علی‌رغم داشتن قابلیت استفاده نمی‌توان آنها را به‌کار برد (یعنی به ضایعات تبدیل شده‌اند). این مشکل به نوعی بلاک شدن منابع



شکل ۹: الگوریتم OMMR با یک بار اجرای مسیریابی بین مبدأ و مقصدها برای بار دوم پهنای باند یا ظرفیت چندبرابری قابلیت دسترسی نخواهد داشت؛ لذا نمودار این الگوریتم نشان می‌دهد که نشست‌های درخواستی، یک در میان مردود می‌شوند.



شکل ۷: درصد تعداد گره‌های مصرفی بر مجموع تعداد گره‌ها برای دو الگوریتم OUSR و OUMR نشان می‌دهد که الگوریتم OUMR توانایی بیشتری در استفاده از گره‌های شبکه دارد.

جدول ۴: پارامترها و مقادیر شبیه‌سازی.

اندازه پیام (m)	محدودیت پهنای باند (K)	حداکثر تأخیر (uid)	حداقل تأخیر (ld)	حداکثر پهنای باند (uib)	حداقل پهنای باند (lb)	تعداد گره‌های مقصد	تعداد دفعات اجرا (n)	گره مبدأ
۸۰	۳۵۰	۵	۱	۵۰	۲۰	۳	۱۰	B و A

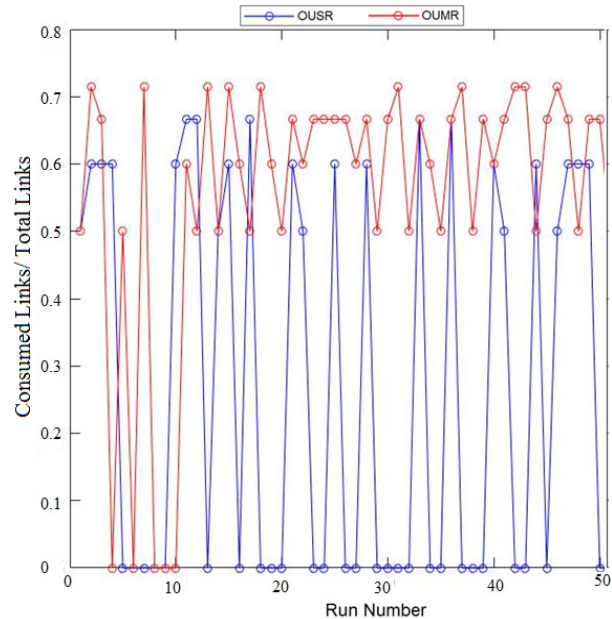
$$\frac{ConsumedLinks}{TotalLinks} \quad (31)$$

نیز مقدار به‌دست‌آمده پایین است. هر چند عملکرد الگوریتم OUMR از عملکرد OUSR بهتر است، اما هر دو الگوریتم در شاخص‌های تخلیه منابع، تعداد نشست‌های سقوط‌کرده و ضایعات منابع وضعیت مطلوبی ندارند. هر دو الگوریتم در مقایسه با OMMR داده یکسانی را با صرف منابع بیشتری از شبکه عبور می‌دهند.

مطابق شکل ۷، این الگوریتم توانایی لازم برای بهره‌برداری از پهنای باند موجود در شبکه را ندارد. این بدان معناست که الگوریتم OUSR پهنای باند زیادی را به ضایعات تبدیل می‌کند. طبق شکل در نشست‌های زیادی، الگوریتم OUSR نتوانسته نشست انتقال داده را تشکیل بدهد و گره‌های مصرفی آن صفر بوده است. این بدان معناست که الگوریتم OUSR تعداد گره‌های زیادی را به ضایعات تبدیل می‌کند.

مطابق شکل ۸ در نشست‌های زیادی، الگوریتم OUSR نتوانسته نشست انتقال داده را تشکیل بدهد و اتصالات مصرفی آن صفر بوده و بدان معناست که الگوریتم OUSR تعداد اتصالات زیادی را به ضایعات تبدیل می‌کند.

در مورد الگوریتم چندپراکن چندکاناله OMMR در نمودار مربوط به پهنای باند در شکل ۹ پرش‌های متناوب مشاهده می‌گردد. عدم امکان برگزاری یک نشست چندپراکن جدید به دلیل وجود یک گلوگاه ظرفیت در گره‌های چندبرابرساز است. در صورتی که حداقل یکی از گره‌های



شکل ۸: درصد تعداد اتصالات مصرفی بر مجموع تعداد اتصالات برای دو الگوریتم OUSR و OUMR نشان می‌دهد که الگوریتم OUMR توانایی بیشتری در استفاده از اتصالات شبکه دارد.

مسیر داشته و از تخلیه‌شدن منابع بیشتر جلوگیری می‌کند. اما مطابق با جدول ۴ و شکل ۵ مشاهده می‌شود هر سه الگوریتم از مشکل تخلیه منابع رنج می‌برند و شاخص

$$\frac{ConsumedBandwidth}{TotalBandwidth} \quad (29)$$

برای هر سه از ۵۰ درصد کل منابع کمتر است. به همین ترتیب با توجه به جدول ۳ و شکل‌های ۷ و ۸ برای دو شاخص

$$\frac{ConsumedNodes}{TotalNodes} \quad (30)$$

ب) بهبود معیار NoDisChrgV- ممانعت از تخلیه شدن منابع شبکه
مدل MDF فعلی، منابع شبکه را برای مسیرهای اولیه تخلیه کرده و می‌بلعد و مسیرهای بعدی با کمبود شدید منابع روبه‌رو می‌شوند؛ لذا با طراحی و ساخت یک مدل جدید MDF و با افزودن متغیرها و قیدهای کنترلی جدید به آن می‌توان از شدت و سرعت تخلیه شدن منابع شبکه جلوگیری به عمل آورد.

ج) بهبود معیار NoWstProd- حفظ و ممانعت از هدررفتن منابع
نحوه تشکیل و اجرای مسیرهای اولیه توسط MDF فعلی می‌تواند بر روی کیفیت اجرای مسیرهای آتی اثرگذار باشد. مثلاً پراکندگی و موقعیت مکانی مسیرهای اولیه در توپولوژی شبکه ممکن است مسیرهای بعدی را با اتصال تنگنا مواجه کند؛ در نتیجه مسیرهای آتی با جریان ورودی کوچکی از ϕ تشکیل خواهند شد. گاهی اوقات نیز این اتصالات تنگنا قابل استفاده نبوده و بلااستفاده باقی می‌مانند تا احتمالاً درخواست‌های بعدی، امکان استفاده از آنها را بیابند. این موضوع بدان معناست که در شبکه، منابع وجود دارند؛ اما به دلیل مشکلاتی نظیر بروز اتصال تنگنا، امکان بهره‌برداری از آنها نیست. این مشکل، هدررفتن ظرفیت یا هدررفتن منابع شبکه نامیده می‌شود. گاهی اوقات نیز ممکن است منابع زیادی برای ارائه خدمات کوچکی مصرف شود که این چالش، هدررفتن منابع شبکه نامیده می‌شود. لذا با ایجاد مدل جدید MDF و افزودن متغیرها و قیدهای جدیدی به آن می‌توان از هدررفتن منابع شبکه جلوگیری بیشتری به عمل آورد. با توجه به توضیحات فوق، لازم است مدل جدید MDF همراه با قیدها و متغیرهای جدید ساخته شود که این روش جدید را $GMDF^1$ می‌نامیم.

تعریف فرمال مسئله جدید GMDF: هدف تعیین ضرایب کنترلی، تنظیم پهنای باند D_i ، α_i ، β_i و K است؛ به طوری که فلوی ورودی ϕ به زنجیره‌ای از جریان‌های f_i تجزیه شود به قسمی که پهنای باند شبکه به صورت بهینه و عادلانه (با توزیع یکنواخت) در اختیار نشست‌های فعلی و بعدی شبکه قرار گیرد. همچنین قوانین ممانعت از تخلیه پهنای باند برای عادلانه و بهینه کردن مصرف پهنای باند توسط مسیرهای شبکه استفاده می‌شود. این قوانین به صورت شرط‌های جدید در مدل خطی جدید تعبیه می‌شوند. ما مدل خطی جدید GMDF را به شرح زیر ارائه می‌کنیم

$$GMDF : \min \sum_{i=1}^n D_i d_i f_i - (\tau + 1) D \phi, \quad i = 1, \dots, n \quad (32)$$

n is the number of total links.

s.t.

$$1) \sum_{i=1}^p f_i - \phi = 0 \quad (33)$$

p is the number of output links from source node.

$$2) \sum_{i=1}^q f_i - \phi = 0 \quad (34)$$

q is the number of input links to destination node.

$$3) \sum_{i=1}^p f_i - \sum_{i=1}^q f_i = 0 \quad (35)$$

at each node, sum of input flows is equal to

sum of output flows.

چندبرابرساز، ظرفیتی برای چندبرابرسازی داده نداشته باشد با وجود پهنای باند و ظرفیت چندبرابرسازی در سایر گره‌ها، این نشست قابل اجرا نخواهد بود. در واقع تمام ظرفیت گره چندپراکن توسط نشست اول بلعیده می‌شود. با توجه به نتایج حاصل، هر سه الگوریتم با بلعیدن تمام ظرفیت موجود (پهنای باند و در ظرفیت چندبرابرسازی در الگوریتم چندپراکن) و تخلیه منابع برای اجرای نشست‌های بعدی دچار مشکل می‌شوند و ضمن افزایش ضایعات در منابع شبکه، کارایی آنها نیز به شدت پایین می‌آید. در ادامه سعی می‌شود با ارتقای این الگوریتم‌ها، معیارهای سبز بودن را در آنها بهبود بخشیده و کارایی آنها را افزایش دهیم. از آنجا که برای سبزتر کردن این الگوریتم‌ها، راه حل‌های متفاوتی برای هر کدام از آنها لازم است؛ در این تحقیق بر روی الگوریتم OUMR تمرکز می‌کنیم و بررسی دو الگوریتم OUSR و OMMR را به تحقیقات بعدی موکول می‌نماییم.

۵- ابداع روش جدید و تشریح دلایل ارتقای آن از منظر معیارهای سبز

۵-۱ هدف از ابداع الگوریتم مسیریابی بهینه سبز

در بخش پیش مشاهده شد که روش‌های مسیریابی بهینه موجود، سه معیار $OptGrmIdx^4$ ، $NoWstProd^5$ و $NoDisChrgV$ را تضعیف کرده و در استاندارد سبز بودن مورد تأیید قرار نمی‌گیرند. با الهام از نتایج حاصل در بخش پیش، اینک قصد داریم الگوریتم مسیریابی بهینه‌ای ارائه کنیم که استاندارد سبز شبکه را بیشتر رعایت کند. در ادامه تحقیق، مدل برنامه‌ریزی خطی جدیدی برای مسیریابی بهینه ارائه می‌کنیم؛ به طوری که ضمن بهینه‌کردن سایر پارامترهای مورد نظر، ضایعات مصرف پهنای باند و زمان را نیز کاهش دهد. در بخش شبیه‌سازی و نتایج نشان می‌دهیم که الگوریتم مسیریابی بهینه جدید ضمن سبز بودن، نسبت به سایر الگوریتم‌های موجود کارایی بیشتری دارد.

۵-۲ متغیرسازی و شرح فرمال روش جدید

الف) بهبود معیار $OptGrmIdx^4$ - بهینه‌سازی چندمعیاری

تابع هدف مدل خطی MDF به صورت $\min \sum_{i=1}^n d_i f_i - (\tau + 1) \phi$ در روش OUMR است که در صورت قرینه کردن به تابع هدف بیشینه‌سازی $\max(-\sum_{i=1}^n d_i f_i + (\tau + 1) \phi)$ تبدیل می‌شود. این تابع هدف نشان می‌دهد که مدل خطی MDF سعی می‌کند جریان ورودی ϕ را به شبکه وارد کرده و آن را به گونه‌ای به جریان‌های f_i تجزیه کرده و از اتصالات شبکه عبور دهد که در مدت زمان τ ، بیشترین مقدار داده از شبکه عبور کند. لذا این مدل خطی در مصرف پهنای باند، به کارگیری تعداد لینک‌ها، به کارگیری گره‌های شبکه و تعمیق جریان در بعضی مسیرها حریص بوده و سعی می‌کند مصرف آنها را بیشینه نماید. لذا به دلیل غفلت از معیارهای سبز، غیرسبز و غیرعادلانه عمل می‌کند. بنابراین ممکن است که جواب متغیرهای پهنای باند f_i را بیشینه و به صورت غیرعمد از بهینه‌سازی متغیرهای دیگر شبکه غفلت کند. در نتیجه ممکن است مصرف منابع شبکه در نشست تشکیل شده فعلی را بیشینه کرده و نشست‌های آتی را با کمبود جدی منابع مواجه نماید. این رفتار ناعادلانه با متغیرهای شبکه، عملکرد شبکه را غیرسبز خواهد کرد. برای رفع این مشکل بهتر است یک مدل خطی بهینه یعنی MDF جدید ایجاد کرده و با بهینه‌کردن متغیرهای بیشتری (سبز و غیرسبز)، سبز بودن الگوریتم را بهبود دهیم. مدل جدید MDF شامل متغیرها، معادلات و نامعادلات جدیدی بوده که می‌تواند معیار $OptGrmIdx^4$ را محقق نمایند.

عادلانۀ پهنای باند، کاهش زمان انتقال در یک مسیر انتقال داده و امتیازات دیگری را عملی کند. روش GOURM ابتدا مدل خطی GMDF را حل کرده و سپس زمان بهینه برای انتقال پیام را از مبدأ به مقصد محاسبه می‌کند. در این تحقیق در اولین اجرا فرض می‌کنیم که مسیره‌ها، این ضرایب متناسب با نیازمندی‌ها تغییر کرده و به‌روزرسانی می‌شوند. تخصیص مقادیر مختلف به این ضرایب، مسیره‌های بهینه انتخاب‌شده را تغییر می‌دهد و به ما اجازه می‌دهد بتوانیم ترافیک را در سطح توپولوژی شبکه به‌صورت دلخواه جابه‌جا کنیم.

قضیه ۱: مسئله GMDF دارای جواب شدنی و بهینه است.

قضیه ۲: تغییرات ضرایب D_i ، مقادیر متغیرهای f_i را به سمت کران بالا یا پایین آنها میل می‌دهد.

قضیه ۳: تغییرات ضرایب α_i و β_i ، لینک‌های مسیر بهینه را تغییر می‌دهد و ترافیک بین مبدأ و مقصد را بر روی مسیره‌های پرلینک یا کم‌لینک فشرده خواهد کرد (چگالی لینک بر روی مسیر بهینه را تغییر خواهد داد).

تغییرات k می‌تواند محدوده سبزدون الگوریتم و مسیره‌های بهینه انتخاب‌شده را تغییر دهد. برای درک بهتر تأثیر ضرایب فوق، شکل ۹ را در نظر می‌گیریم.

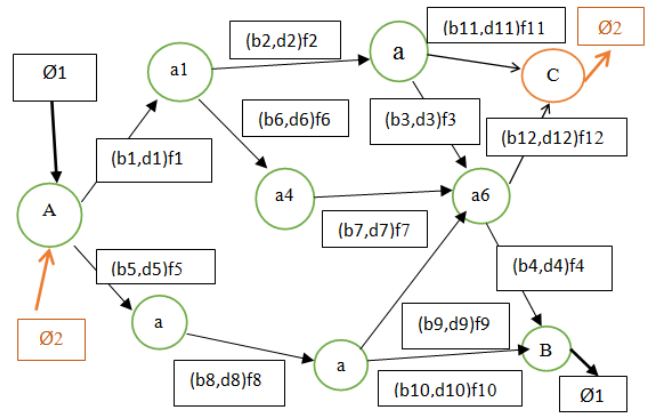
در شکل ۱۰، دو نشست تک‌پراکن چندکاناله بین مبدأ A و مقصدهای B و C تشکیل می‌شود. اولویت اجرای هر کدام از این نشست‌ها روی کارایی نشست بعدی تأثیرگذار است.

دو جریان ϕ و ϕ' مطابق شکل ۱۰ از مبدأ A وارد شبکه شده و به‌ترتیب به سمت مقصدهای B و C ارسال می‌شوند. ابتدا یکی از دو نشست را با الگوریتم OUMR و سپس نشست بعدی را اجرا می‌کنیم. به این ترتیب مشخص می‌شود که تأثیر نشست اول بر روی نشست دوم و میزان مصرف منابع شبکه چگونه است. ابتدا نشست AB و سپس نشست AC را اجرا خواهیم کرد. نشست AB را مسئله اول برنامه‌ریزی خطی (Problem ۱) و نشست AC را مسئله دوم برنامه‌ریزی خطی (Problem ۲) نام‌گذاری می‌کنیم. در هر اجرا، میزان تأخیر و پهنای باند مسیره‌ها به‌صورت تصادفی تولید شده است. در شکل ۱۰، متغیرهای f_i وجود دارند. روش تولید قیدها در نشست‌های AB و AC مطابق با مدل خطی OUMR است؛ به عنوان مثال در گره a_1 ، قید $f_1 = f_2 + f_3$ قابل تولید می‌باشد. تابع هدف در این مسئله‌ها به شکل $\sum_{i=1}^{12} f_i \times d_i - (\tau + 1)\phi$ است.

پارامتر کنترلی K با قید $\sum_{i=1}^{12} f_i \leq K$ به مدل خطی، اعمال و مقدار K از صفر شروع می‌شود و در شکل‌های ۱۱ تا ۱۶ نمایش‌دهنده maximum available bandwidth یا همان شمارنده محور x است. مشاهده می‌شود در همه شکل‌های مذکور با تغییر مقدار K و نیز تغییر در اولویت اجراشن دو مسئله ۱ و ۲، مقدار تحویل بسته‌ها به مقصد، تعداد لینک‌های استفاده‌شده و نیز پهنای باند مصرف‌شده در دو مسئله دچار کاهش یا افزایش مهمی می‌شود؛ لذا دسترسی به یک مقدار K قابل قبول (بهینه) و نیز کنترل اولویت نشست‌ها نیاز به یک الگوریتم جدید دارد که هدف این تحقیق می‌باشد.

شکل‌های ۱۴ تا ۱۶ اجرای الگوریتم OUMR را برای دو مسئله نشان می‌دهند؛ به‌طوری که اول نشست AC و سپس نشست AB اجرا شده

حیدریان و درویشیان: یک الگوریتم جدید مسیریابی بهینه سبز در شبکه‌های انتقال داده



شکل ۱۰: یک توپولوژی شامل ۱ مبدأ، ۲ مقصد، ۷ گره میانی و ۱۲ لینک یا اتصال برای تحلیل ضرایب مدل خطی جدید به‌ویژه تحلیل K .

$$\forall i: \alpha_i b_i \leq f_i \leq \beta_i b_i, \alpha_i, \beta_i \in [0, 1], \alpha_i \leq \beta_i \quad (36)$$

flow f_i is bounded from below and above.

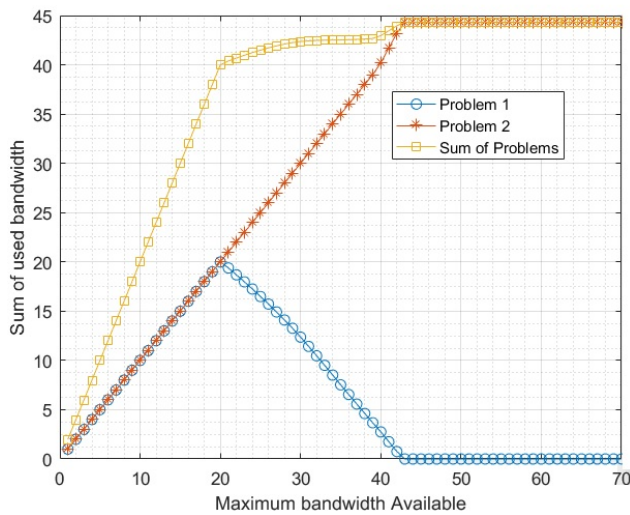
$$\sum_{i=1}^n f_i \leq K \quad (37)$$

sum of consumed bandwidth is bounded.

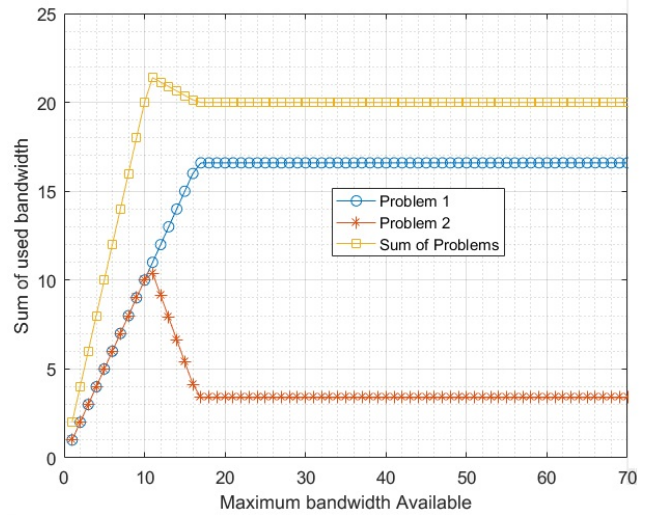
در تابع هدف جدید GMDF با توجه به اینکه مقدار تأخیر d_i برای هر لینک در این مدل خطی ثابت است، افزایش ضرایب D_i موجب کاهش متغیر f_i در تابع هدف خواهد شد و بالعکس. این امر باعث کاهش یا افزایش پهنای باند مصرفی در لینک i می‌شود؛ لذا متغیر D_i مقدار پهنای باند مصرفی در لینک را کنترل خواهد کرد. به همین ترتیب متغیر D نیز مقدار جریان ورودی ϕ را کنترل خواهد کرد. از طرف دیگر تغییرات ضرایب D_i و D می‌تواند تغییر در تأخیرهای d_i در لینک‌های مسیر بهینه محسوب شده و مسیر بین مبدأ و مقصد را عوض کند؛ لذا این ضرایب به‌عنوان ضرایب کنترلی و تغییردهنده مسیر یا توزیع مسیر در شبکه نیز می‌توانند تعبیر شوند.

قید ۱ نشان می‌دهد که جریان ورودی ϕ باید بر روی لینک‌های خارج‌شونده از گره مبدأ پخش شود. همچنین قید ۲ نشان می‌دهد فلوهای واردشونده به مقصد باید برابر با فلو ϕ باشند. دو قید ۱ و ۲ به نوعی اصل بقای جریان را در شبکه تضمین می‌کنند؛ یعنی هیچ بخشی از داده نباید در شبکه حذف شود و کل داده ورودی به شبکه (ϕ) باید برابر با کل داده خروجی از شبکه باشد (ϕ). قید ۳ نشان می‌دهد که مجموع جریان ورودی به یک گره میانی با مجموع جریان خروجی از همان گره میانی باید برابر باشد. در قید ۴ ضرایب α_i و β_i می‌توانند کران پایین و بالای متغیرهای f_i را تغییر داده که این تغییرات نیز می‌تواند محدوده f_i را تغییر داده و کاهش یا افزایش آن را موجب شود. به عنوان مثال، یک تخصیص $\beta_v = (3/4)b_v$ و $\alpha_v = (2/4)b_v$ بدین معناست که در لینک ۷، مقدار پهنای باند مصرفی f_v نمی‌تواند از ۵۰ درصد پهنای باند قابل دسترس لینک یعنی b_v کمتر و از ۷۵ درصد آن نیز بیشتر شود. مقدار K در قید ۵ نیز باعث می‌شود که پهنای باند مصرف‌شده در همه اتصالات یک نشست کران‌دار شده و از یک سقف و کف مشخصی در یک مسیر تقاضاشده تجاوز نکند. این قید تضمین می‌کند سایر نشست‌ها نیز به‌صورت بهینه از پهنای باند قابل قبولی برخوردار شوند.

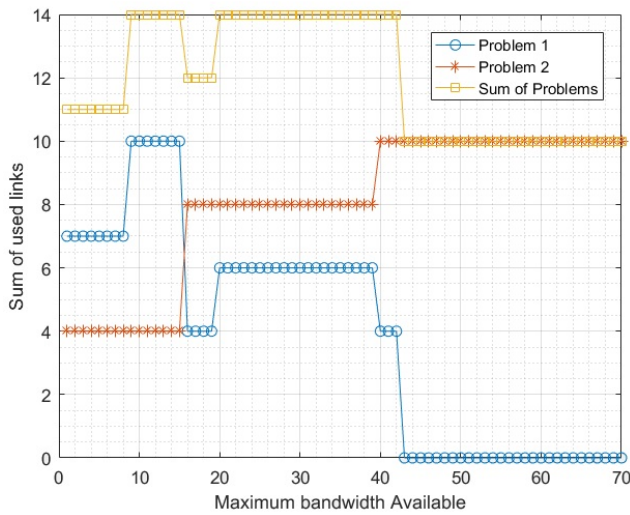
مدل جدید GOURM^۱ می‌تواند توزیع مصرف پهنای باند، تنظیم



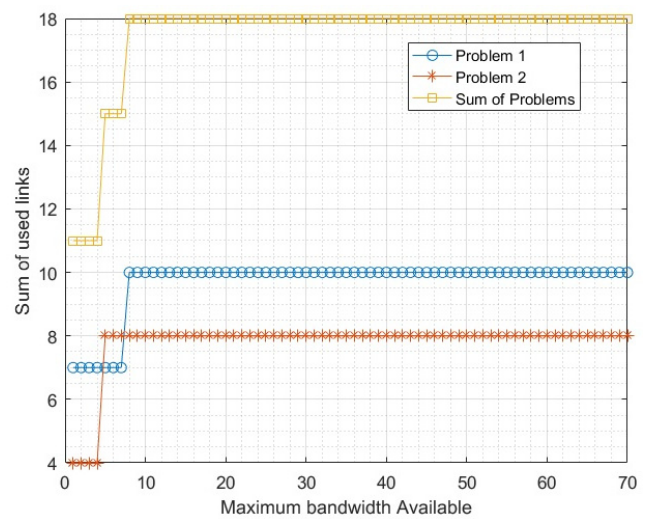
شکل ۱۴: ابتدا نشست AC و بعد نشست AB اجرا شده است. مشاهده می‌شود با افزایش K از یک نقطه به بعد به دلیل بلعیده شدن کل پهنای باند توسط نشست اول AC، نشست دوم توانایی اجرایش را از دست داده است.



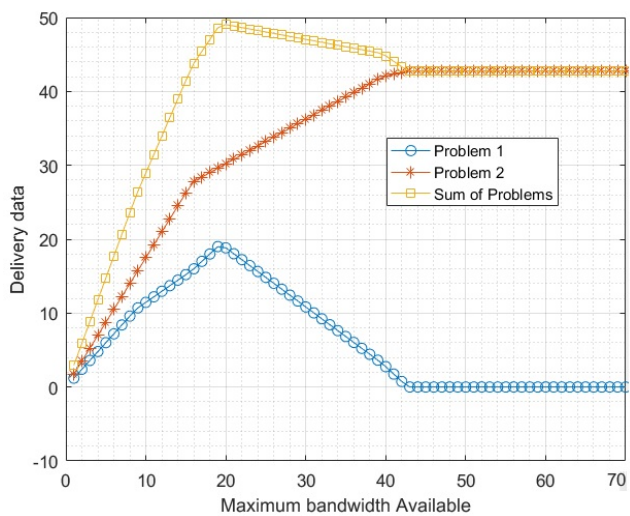
شکل ۱۱: ابتدا نشست AB و بعد نشست AC اجرا شده است. مشاهده می‌شود با شروع K از صفر و افزایش آن، هر دو نشست قابلیت اجرا داشته و نشست AB همواره بیشتر از نشست AC پهنای باند مصرف کرده است. در این سناریو، نشست AC نیز مجال و مهلت اجرا پیدا کرده است.



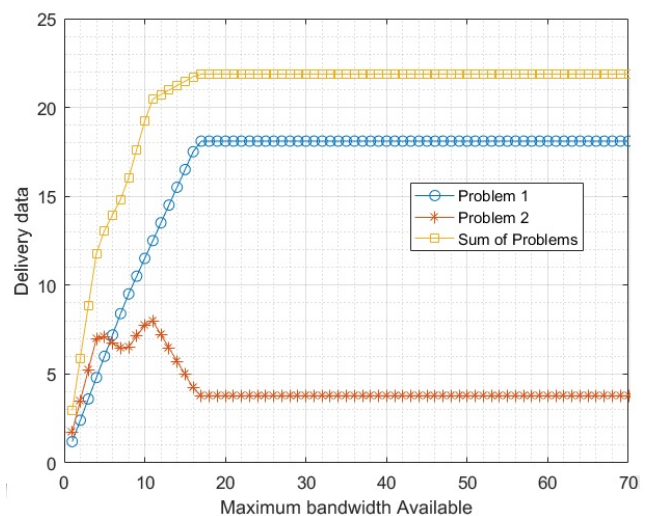
شکل ۱۵: ابتدا نشست AC و بعد نشست AB اجرا شده است.



شکل ۱۲: ابتدا نشست AB و بعد نشست AC اجرا شده است. مشاهده می‌شود با شروع K از صفر و افزایش آن برای نشست دوم یعنی AC، باز هم لینک‌های زیادی قابل دسترس بوده است. تعداد کل لینک‌های توپولوژی شبکه ۱۲ عدد است و دو مسیر تک‌پرکن چندکاناله توانسته‌اند به صورت مشترک از بعضی لینک‌ها استفاده کنند.



شکل ۱۶: ابتدا نشست AC و بعد نشست AB اجرا شده است. نرخ تحویل بسته به مقصد از تکرار ۴۱ام به بعد برای نشست AB صفر شده است.



شکل ۱۳: ابتدا نشست AB و بعد نشست AC اجرا شده است. مشاهده می‌شود با شروع K از صفر و افزایش آن، نشست دوم یعنی AC هم توانسته که همواره بسته‌هایی را به مقصد تحویل دهد.

است. در این حالت مشاهده می‌شود که معمولاً نشست AC منابع شبکه را بلعیده و نشست AB را در بسیاری از موارد غیر قابل اجرا کرده است. مطابق با شکل ۱۵ مشاهده می‌شود با تغییرات مقدار K از صفر و رشد

جدول ۵: پارامترها و مقادیر شبیه‌سازی.

نام الگوریتم	تعداد دفعات اجرا (n)	تعداد گره‌های مقصد	حداقل پهنای باند (lb)	حداکثر پهنای باند (ub)	حداقل تاخیر (ld)	حداکثر تاخیر (ud)	محدودیت پهنای باند (K)	اندازه پیام (b)
OUMR	۱۰	۳	۲۰	۵۰	۱	۵	۳۵۰	۸۰
GOUMR	۱۰	۳	۲۰	۵۰	۱	۵	۳۵۰	۸۰

جدول ۶: پارامترهای شبیه‌سازی و مقایسه دو الگوریتم.

نام الگوریتم	تعداد دفعات اجرا (n)	تعداد تکرارها در هر اجرا	حداقل پهنای باند (lb)	حداکثر پهنای باند (ub)	حداقل تاخیر (ld)	حداکثر تاخیر (ud)	محدودیت پهنای باند (K)
OUMR	۱۰	۱۰۰	۲۰	۵۰	۱	۴	-
GOUMR	۱۰	۱۰۰	۲۰	۵۰	۱	۴	۱۵۰

الگوریتم در مصرف منابع شدت و ضعف ندارد و منابع را هدر نمی‌دهد؛ لذا پایداری مقدار ϕ نیز نشان‌دهنده عملکرد سبز یک الگوریتم است. نتایج شبیه‌سازی نشان می‌دهند ضمن ثابت‌بودن مقدار $Data$ ، مدل GMDF در مقایسه با مدل MDF پارامترهای سبز شبکه را بهبود می‌دهد.

۶-۲ اجرای آزمایش ۱

در شکل ۱۶ شبکه N با دو مبدأ A و B و سه مقصد D_1 ، D_2 و D_3 و D_4 و وزن‌های $f_i(b_i, d_i)_i$ ارائه شده است (جدول ۴)؛ به طوری که $1 \leq d_i \leq 5$ و $20 \leq b_i \leq 50$ می‌باشد.

در هر بار اجرا $\sigma = 80$ بوده و مبدأ و مقصد به صورت تصادفی انتخاب می‌شوند. توجه گردد که بین دو مبدأ و سه مقصد مذکور، همواره شش نشست تک‌پراکن چندکاناله بین یک مبدأ و یک مقصد به صورت $D_1 \rightarrow D_2, D_1 \rightarrow D_3, A \rightarrow D_4, B \rightarrow D_1, B \rightarrow D_2, B \rightarrow D_3, B \rightarrow D_4$ قابل برگزاری است و هر شش نشست از شانس تصادفی یکسان برای برگزاری برخوردار هستند. یک نشست تقاضا شده بین یک مبدأ و یک مقصد، ممکن است به دلیل وجود اتصالات تنگنا، مسدودبودن مسیرها، تخلیه پهنای باند، ضایعات شدن پهنای باند و سایر دلایل، قابل برگزاری نباشد. نشستی که قابلیت اجرا پیدا نمی‌کند، یک نشست شکست‌خورده تلقی می‌شود. هر دو الگوریتم OUMR و GOUMR برای اجرای این شش نشست با شرایط یکسان بر روی توپولوژی شکل ۱۷ اجرا می‌شوند و نتایج حاصل از اجرای آنها برای پارامترهای ϕ ، T ، B و $Data$ مقایسه خواهند شد.

۶-۳ اجرای آزمایش ۲

اکنون برای انجام مقایسه‌های بیشتر بین دو الگوریتم جدید و قبلی، شبکه‌های بزرگ‌تری را در شبیه‌سازی لحاظ می‌کنیم. در شکل ۲۱ شبکه N را با ۷۷ یال و ۳۶ گره مشاهده می‌نماییم. شبکه N با سه مبدأ s_1 ، s_2 و s_3 ، سه مقصد D_1 ، D_2 و D_3 و وزن‌های $f_i(b_i, d_i)_i$ ارائه شده است؛ به طوری که $1 \leq d_i \leq 5$ و $20 \leq b_i \leq 50$ می‌باشد. مانند آزمایش ۱، دو الگوریتم OUMR و GOUMR را بر روی شکل ۲۲ اجرا می‌کنیم و نتایج را بررسی و مقایسه خواهیم کرد. جدول ۵ مقادیر و پارامترهای شبیه‌سازی را نمایش می‌دهد؛ لذا الگوریتم GOUMR نسبت به OUMR عملکرد بسیار مناسبی داشته و از هدردادن منابع و نشست‌ها به میزان چشم‌گیری جلوگیری می‌کند.

۶-۴ اجرای آزمایش ۳

ما هر دو الگوریتم را در شرایط یکسان مطابق جدول ۶ بر روی شکل ۲۲ مورد آزمایش قرار می‌دهیم و در ۱۰ اجرای متوالی نتایج آنها را تحلیل خواهیم کرد. در هر اجرا نیز هر دو الگوریتم را ۱۰۰ بار بر روی شبکه

صعودی آن، تعداد نشست‌های قابل استفاده برای نشست دوم یعنی AB با نوسان همراه بوده و سرانجام از یک نقطه به بعد، نشست AB دیگر مجال اجرا شدن را نداشته و تعداد لینک‌های مصرفی آن صفر شده است. مشاهده می‌شود برای اینکه نشست AB بعد از نشست AC دچار کاهش کارایی نشود، لازم است یک مقدار K بهینه و مطلوب محاسبه شود تا هر دو نشست کارآمد به کارشان ادامه دهند. به نظر می‌رسد مقدار $K = 20$ در این مسئله، مقدار مطلوبی باشد. برای اینکه نشست AC بعد از AB دچار مشکل نشود، مقدار $K = 12$ مناسب و بهینه است. مثال فوق نشان می‌دهد که تغییر ترتیب اجرای نشست‌ها، مقدار بهینه K را تغییر می‌دهد.

۶- شبیه‌سازی و نتایج

۶-۱ اصطلاحات و تعاریف

در ابتدا اصطلاحات جدید و لازم در شبیه‌سازی را به صورت ذیل معرفی می‌کنیم:

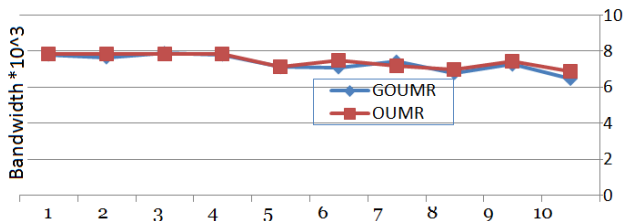
فلوی ورودی ϕ : الگوریتم OUMR یا GOUMR اجازه می‌دهد فلوی ورودی با نرخ مشخصی از مبدأ به داخل مسیرهای تک‌پراکن چندکاناله جریان یابد. اگر یک الگوریتم، پهنای باند و تعداد اتصالات شبکه را هدر ندهد، یقیناً این پارامتر را افزایش خواهد داد. $Data$: عبارت است از مقدار داده‌ای که یک الگوریتم در مدت زمان مشخص T از مبدأ به مقصد انتقال می‌دهد. هنگام مقایسه الگوریتم‌ها با یکدیگر، مقدار $Data$ برای آنها یکسان در نظر گرفته خواهد شد.

T : مدت زمانی است که یک الگوریتم برای انتقال داده مشخصی از یک مبدأ به یک مقصد لازم دارد.

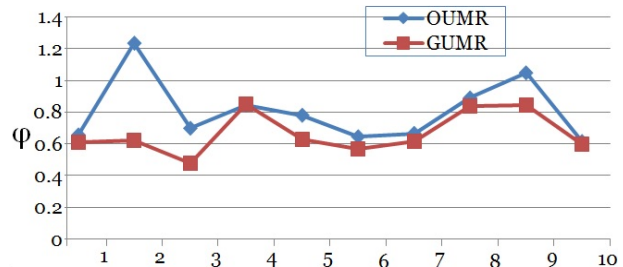
معیار سبز بودن ϕ : معیار

$$\phi = \frac{\phi \times B}{T} \quad (38)$$

را معیار سبز بودن یک الگوریتم در نظر می‌گیریم. توجه شود چون حجم داده‌ای که در یک نشست باید از شبکه عبور کند برای هر دو الگوریتم مساوی است، پس اگر یک الگوریتم بتواند هم‌زمان مقادیر ϕ و B (فلوی ورودی مبدأ و پهنای باند مصرفی) را کاهش داده و مقدار T (زمان انتقال داده) را در سطح مطلوب و ثابتی حفظ کند، یقیناً می‌تواند سه معیار سبز بودن را بهبود دهد. یعنی الگوریتمی بهتر است که نسبت به الگوریتم‌های دیگر، ضایعات پهنای باند کمتری داشته باشد و با فلوی ورودی کمتری بتواند همان مقدار داده را در زمان قابل قبول‌تری (زمان برابر یک کمتر) از شبکه عبور دهد. لذا جهت مقایسه دو الگوریتم بر اساس معیار سبز بودن، الگوریتمی بهتر است که مقدار ϕ کمتری را به‌ازای مقادیر مساوی $Data$ کسب کند. از طرف دیگر عدم نوسان مقدار ϕ نشان می‌دهد که یک



شکل ۲۰: GOURM به ۹۸ درصد پهنای باند مورد نیاز OUMR نیاز دارد؛ لذا مصرف پهنای باند را به اندازه ۲ درصد کاهش می‌دهد.



شکل ۲۱: الگوریتم GOURM نسبت به الگوریتم OUMR سبتر است؛ زیرا پارامتر ϕ در آن به اندازه ۰.۸۱ درصد پارامتر ϕ در OUMR بوده و پایدارتر است. هر دو الگوریتم به ازای مقدار $K = ۳۵۰$ به تعداد ۱۰ بار متوالی در شرایط مساوی و تصادفی بر روی توپولوژی شکل ۱۷ اجرا شده‌اند. توجه شود که برای هر دو الگوریتم داریم: $Data = \sigma = ۸۰$. هر اجرا بر روی منابع باقیمانده شبکه اعمال می‌شود. در این حالت، $K = ۳۵۰$ یک مقدار مطلوب و بهینه است.

در شکل ۲۷ نحوه استفاده از پهنای باند شبکه توسط دو الگوریتم OUMR و GOURM مشاهده می‌شود. از آنجا که پهنای باند اولیه در شبکه برای هر دو الگوریتم یکسان بوده است، می‌توان ادعا کرد الگوریتم پیشنهادی با استفاده از پهنای باند کمتری نسبت به الگوریتم OUMR دیتا را عبور می‌دهد. همچنین استفاده از پهنای باند به شکل توزیع شده می‌باشد؛ در نتیجه الگوریتمی که پارامتر p_1 آن کوچکتر است از پهنای باند کمتری برای انتقال دیتا استفاده می‌کند.

۶-۶ تحلیل هدر دادن پهنای باند قابل دسترس (پارامتر p_2)

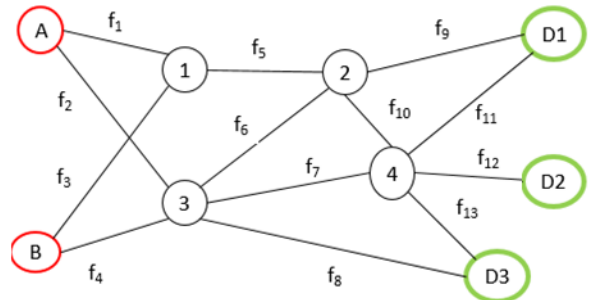
جهت بررسی نحوه استفاده از پهنای باند قابل دسترس توسط یک نشست، پارامتر

$$p_2 = \frac{A'}{B'} \quad (۴۰)$$

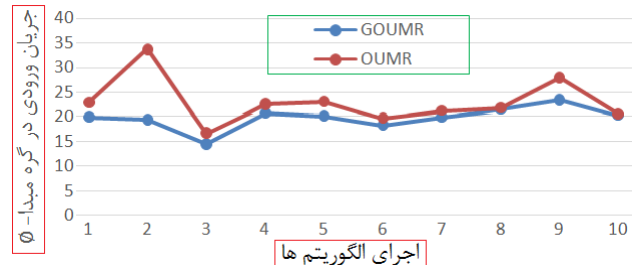
را مورد بررسی قرار می‌دهیم. در اینجا A' مجموع پهنای باند مصرف شده توسط نشست جدید در تکرار z ام و B' مجموع پهنای باند باقیمانده (قابل دسترس) اتصالات در تکرار z ام است.

شکل ۲۸ نشان می‌دهد که الگوریتم GOURM بر عکس الگوریتم OUMR، پارامتر p_2 را بسیار پایدار کنترل کرده است. الگوریتم OUMR در بسیاری از موارد نتوانسته از پهنای باند قابل دسترس موجود در اتصالات شبکه استفاده کند و نشست‌های درخواستی را با شکست مواجه کرده و پهنای باندی به آنها تخصیص نداده است. الگوریتم GOURM در مقایسه با الگوریتم OUMR، مقدار پارامتر p_2 را کاهش داده و نتوانسته که پهنای باند باقیمانده را به صورت مفیدتری استفاده نماید و از تولید ضایعات جلوگیری کند.

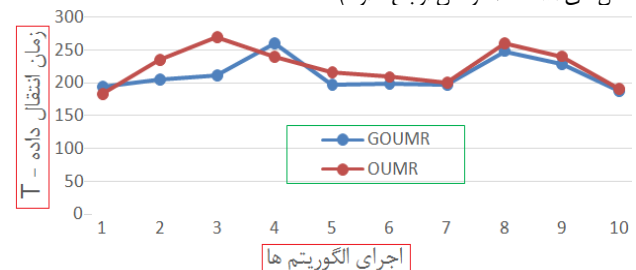
در شکل ۲۸ نحوه استفاده از پهنای باند قابل دسترس توسط هر نشست جدید را مشاهده می‌کنیم. الگوریتم OUMR دارای نوسانات شدیدی در استفاده از پهنای باند قابل دسترس است. بالا بودن پارامتر p_2 در نقاط قله این نمودار، استفاده بالا از پهنای باند قابل دسترس برای



شکل ۱۷: یک شبکه نمونه N جهت انجام شبیه‌سازی و مقایسه بین دو الگوریتم. در هر نشست تک‌پراکن چندکاناله، گره‌های A و B کاندیدای مبدأ بودن و گره‌های D_1 ، D_2 و D_3 نیز کاندیدای مقصد بودن هستند.



شکل ۱۸: مقایسه مقدار ϕ در دو الگوریتم GOURM و OUMR. مشاهده می‌شود که الگوریتم GOURM مقادیر ϕ کوچکتر و پایدارتری داشته و لذا از پهنای باند کمتری برای انتقال داده استفاده می‌کند؛ در نتیجه از تخلیه شدن پهنای باند و هدر رفتن آن جلوگیری می‌کند. توجه شود برای هر دو الگوریتم داریم: $Data = \sigma = ۸۰$. الگوریتم GOURM به اندازه ۰.۸۶ الگوریتم OUMR جریان ورودی نیاز دارد و ۱۴ درصد جریان ورودی به شبکه را کاهش می‌دهد (شکل‌های ۱۸ تا ۲۱). (شکل‌های ۱۸ تا ۲۰ در متن ارجاع ندارند)



شکل ۱۹: مشاهده می‌شود که الگوریتم GOURM به ۹۵ درصد زمان OUMR برای انتقال داده از مبدأ به مقصد نیاز دارد و مصرف زمان را به اندازه ۵ درصد کاهش می‌دهد. توجه شود برای هر دو الگوریتم داریم: $Data = ۸۰$.

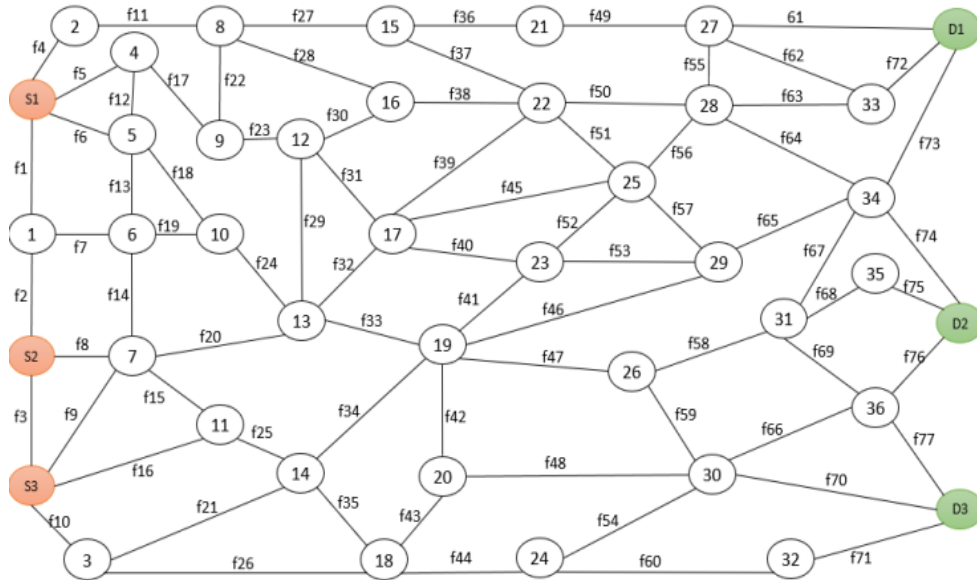
به صورت متوالی پیاده‌سازی می‌کنیم. پارامترهای شبیه‌سازی در جدول ۶ مشخص شده است. سپس نتایج حاصل از صد بار پیاده‌سازی را به صورت موردی و میانگین مورد تحلیل قرار می‌دهیم.

۵-۶ تحلیل هدر دادن پهنای باند سراسری (پارامتر p_1)

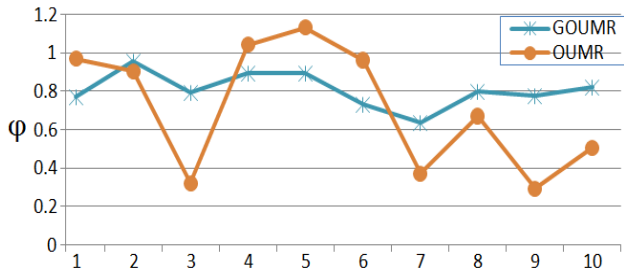
جهت بررسی نحوه استفاده از پهنای باند در تمام اتصالات شبکه در هر تکرار، پارامتر

$$p_1 = \frac{A}{B} \quad (۳۹)$$

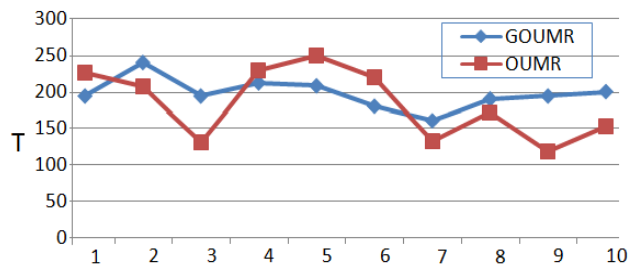
را تعریف کرده و مورد بررسی قرار می‌دهیم. A مجموع پهنای باند مصرف شده در تمام اتصالات شبکه در تکرار z ام ($j = ۱, \dots, ۱۰۰$) و B مجموع پهنای باند اولیه در تمام اتصالات شبکه است. در واقع A مجموع پهنای باند در حال مصرف را توسط نشست جدید و سایر نشست‌هایی که به اتمام نرسیده‌اند، نشان می‌دهد. پس از اتمام هر نشست، پهنای باندی که توسط آن نشست در حال استفاده بوده است به پهنای باند قابل دسترس در شبکه برگردانده می‌شود.



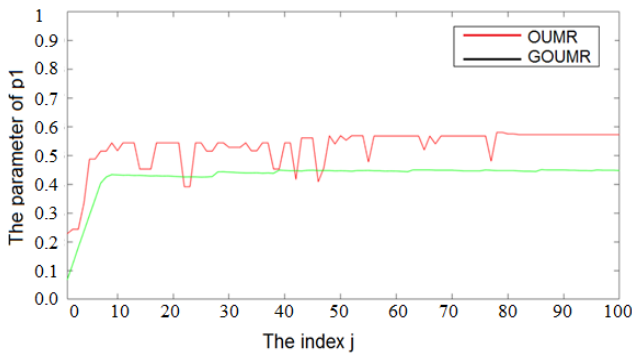
شکل ۲۲: یک شبکه با ۳۶ گره و ۷۷ اتصال. داده‌ها از سه مبدأ به سمت سه مقصد به صورت تک‌پراکن چندکاناله مسیریابی خواهند شد.



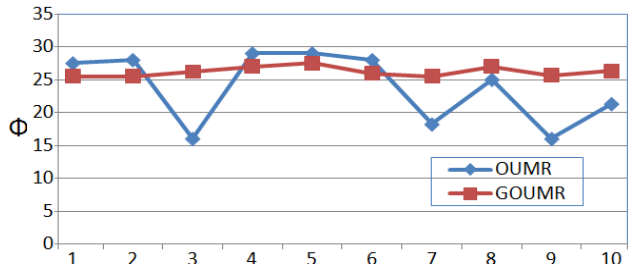
شکل ۲۶: پارامتر ϕ در الگوریتم OUMR نسبت به الگوریتم GOURM بسیار ناپایدار است. توجه شود الگوریتم GOURM نسبت به مقدار ϕ را به اندازه ۱۰ درصد افزایش می‌دهد.



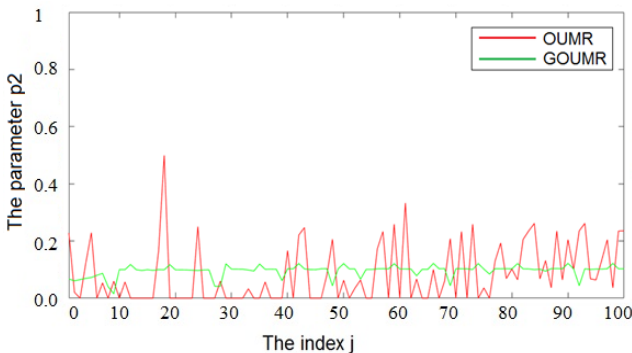
شکل ۲۳: زمان لازم برای انتقال داده در GOURM نسبت به OUMR پایدار است و نسبت آن برابر با ۱٫۰۷ می‌باشد. الگوریتم GOURM زمان انتقال را به اندازه ۷ درصد افزایش داده است. (شکل‌های ۲۳ تا ۲۶ در متن ارجاع ندارند)



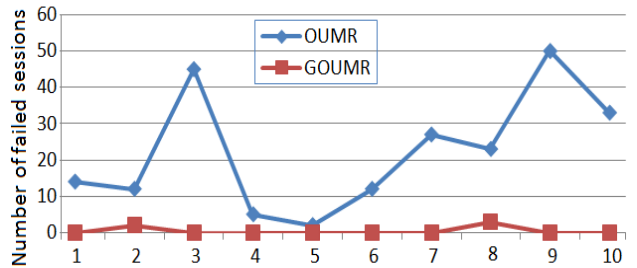
شکل ۲۷: تحلیل و ارزیابی پارامتر p_1 . الگوریتم GOURM نسبت به الگوریتم OUMR در مصرف پهنای باند بسیار پایدار عمل کرده و با مصرف پهنای باند کمتر، داده‌ها را از شبکه عبور می‌دهد؛ به عبارتی ضایعات کمتری دارد و سبزتر است.



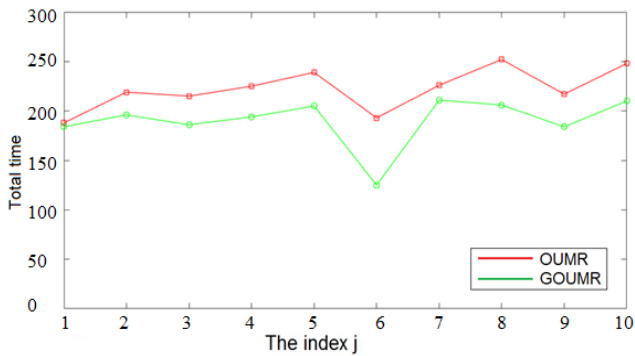
شکل ۲۴: جریان ورودی برای انتقال داده در GOURM نسبت به OUMR پایدار است و نسبت آن برابر با ۱٫۱۰ می‌باشد. الگوریتم GOURM فلوی انتقال را به اندازه ۱۰ درصد افزایش داده است.



شکل ۲۸: مقایسه پهنای باند قابل دسترس هدررفته در دو الگوریتم. الگوریتم GOURM بهتر می‌تواند از پهنای باند قابل دسترس باقیمانده در شبکه استفاده کند.



شکل ۲۵: تعداد نشست‌های شکست‌خورده در GOURM برابر با ۵ و در OUMR برابر با ۲۲۳ است که تفاوت بسیار چشم‌گیری را نشان می‌دهند. این مورد نشان می‌دهد که الگوریتم OUMR به دلیل عدم پایداری در پارامترهای ϕ و T به شدت درخواست‌های تشکیل جلسه را با شکست مواجه می‌کند. الگوریتم OUMR نسبت به GOURM بیش از ۹۹ درصد نشست‌ها را با شکست مواجه می‌کند و کارایی را به شدت تهدید کرده و منابع را هدر می‌دهد. الگوریتم OUMR هنگام تشکیل نشست‌ها، بسیار بد عمل می‌کند و پهنای باند را به صورت شدیدی تخلیه می‌کند؛ به طوری که پس از آن مجبور می‌شود علی‌رغم وجود داشتن منابع، نشست‌های بسیار زیادی را رد کرده و با شکست مواجه کند.



شکل ۳۰: الگوریتم GOUMR نسبت به الگوریتم OUMR زمان کمتری برای انتقال داده مصرف می‌کند.

این پهنای باند رها شده می‌تواند در نشست‌های بعدی بهتر مورد استفاده قرار گیرد.

۶-۸ تحلیل هدر دادن زمان

اجرای هر نشست از زمان شروع تا اتمام نشست در هر تکرار قابل اندازه‌گیری می‌باشد. همچنین زمان اجرای هر دو الگوریتم برای ۱۰۰ بار درخواست اجرای نشست نیز قابل اندازه‌گیری است. ممکن است هنگامی که یک نشست جدید ایجاد می‌شود، نشست‌هایی که هنوز به اتمام نرسیده‌اند نیز در حال اجرا باشند. این همپوشانی زمانی در محاسبه زمان اجرای کل الگوریتم نیز لحاظ شده و منظور ما در اینجا، بازه زمانی شروع اولین نشست تا اتمام آخرین نشست است.

در شکل ۳۰ مشاهده می‌کنیم که همواره الگوریتم GOUMR زمان اجرای کل کمتری دارد. در واقع الگوریتم پیشنهادی در مقایسه با الگوریتم OUMR در زمان کمتر و با شرایط یکسان در هر درخواست، داده‌ها را در زمان کمتری عبور داده است.

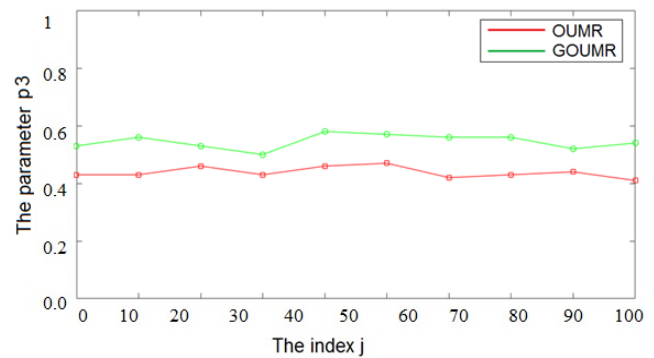
۶-۹ تحلیل نشست‌های شکست‌خورده

هر نشست از یک مبدأ مشخص به یک مقصد مشخص در صورتی که پهنای باند کافی برای اجرای آن نشست در مسیر موجود باشد، اجرا می‌شود و پهنای باند به آن اختصاص می‌یابد؛ در غیر این صورت یک نشست شکست‌خورده نامیده می‌شود. الگوریتمی که تعداد نشست‌های شکست‌خورده بیشتری در تعداد مشخصی از درخواست‌ها داشته باشد، عملکرد خوبی نخواهد داشت.

همان‌طور که در جدول ۷ مشاهده می‌کنید الگوریتم OUMR برای تعداد n درخواست در تمامی دفعات اجرا، نشست‌های شکست‌خورده بیشتری نسبت به الگوریتم GOUMR دارد. در واقع الگوریتم پیشنهادی به دلیل توزیع مناسب پهنای باند به مسیرها، همیشه پهنای باند قابل دسترس کافی برای اجرای نشست‌های درخواستی جدید را در اختیار دارد.

۷- نتیجه‌گیری

الگوریتم‌های مسیریابی بهینه ممکن است بعضی از ویژگی‌های شبکه را بهینه کنند؛ اما ویژگی‌های سبزدون شبکه را کاهش دهند. در این مقاله، روش جدید GOUMR ارائه شد که یک الگوریتم مسیریابی بهینه و جدید برای بهینه‌کردن ویژگی‌های شبکه همراه با تقویت معیارهای سبز است. روش جدید GOUMR مبتنی بر برنامه‌ریزی خطی است. نتایج شبیه‌سازی نشان داد که الگوریتم جدید در مقایسه با الگوریتم موجود OUMR بیشتر استاندارد سبزدون را رعایت می‌کند. سه ویژگی استاندارد سبزدون شبکه در این تحقیق مد نظر قرار گرفت: (۱) مصرف بهینه پهنای



شکل ۳۱: مقایسه سبزدون دو الگوریتم. مشاهده می‌شود الگوریتم GOUMR پارامتر سبزدون را افزایش داده است.

جدول ۷: تعداد نشست‌های شکست‌خورده.

شماره شبیه‌سازی	تعداد نشست‌های شکست‌خورده در الگوریتم OUMR	تعداد نشست‌های شکست‌خورده در الگوریتم GOUMR
۱	۱۹	۱
۲	۱۵	۰
۳	۲۱	۰
۴	۱۵	۰
۵	۴۴	۰
۶	۱۱	۱
۷	۱۳	۰
۸	۲۸	۰
۹	۱۵	۰
۱۰	۱۹	۰

هر نشست را نشان می‌دهد که نشان‌دهنده بلعیدن پهنای باند در این نقاط قله‌ای است. به دلیل استفاده نامناسب و بیش از حد پهنای باند توسط نشست‌های در حال انجام، پهنای باند قابل دسترس برای اجرای نشست‌های بعدی کافی نیست؛ لذا در نقاطی که پارامتر p_r مقدار صفر را نشان می‌دهد الگوریتم OUMR توانایی برگزاری نشست بعدی را ندارد. در مقابل، الگوریتم GOUMR به دلیل استفاده از قید محدودکننده پهنای باند به صورت توزیع شده از پهنای باند قابل دسترس در شبکه استفاده می‌کند و احتمال شکست در اجرای نشست را بسیار کاهش داده و به همه نشست‌های درخواستی، پهنای باند اختصاص می‌دهد. الگوریتم GOUMR در مقایسه با OUMR توانسته که به صورت میانگین، پهنای باند قابل دسترس را ۱۴ درصد بهتر مورد استفاده قرار دهد.

۶-۷ تحلیل معیار سبزدون الگوریتم‌ها (پارامتر p_r)

جهت بررسی میزان سبزدون الگوریتم‌های مسیریابی، پارامتر

$$p_r = \frac{\sum_{i=1}^{100} (B - A)}{n \times B} \quad (41)$$

را مورد بررسی قرار می‌دهیم. با توجه به رابطه فوق، این پارامتر در بازه $0 \leq p_r \leq 1$ قرار می‌گیرد. الگوریتمی که پارامتر p_r آن بزرگ‌تر باشد از لحاظ معیار سبزدون بهتر عمل کرده است.

همان‌طور که در شکل ۲۹ مشاهده می‌کنیم الگوریتم GOUMR در مقایسه با الگوریتم OUMR سبزتر است و این برتری در تمام دفعات اجرای شبیه‌سازی برقرار است. در واقع الگوریتم GOUMR همواره نسبت به الگوریتم OUMR، پهنای باند بیشتری را بدون استفاده رها می‌کند و

- [17] C. Kaur and S. Kaur, "An energy efficient resource allocation policy in cloud infrastructure," *International J. of Engineering Science*, vol. 31, no. ???, pp. ???-???, Feb. 2024.
- [18] G. Koutsandria, V. DiValerio, D. Spenza, S. Basagni, and C. Petrioli, "Wake-up radio-based data forwarding for green wireless networks," *J. of Computer Communications*, vol. 160, pp. 172-185, Sept. 2020.
- [19] Y. Wu, B. Guo, Y. Shen, J. Wang, and X. Liu, "A cross-layer optimization and design approach under QoS constraints for green IP over WDM networks," *J. of Computer Networks*, vol. 76, pp. 177-190, May 2015.
- [20] C. Singhal, D. K. Jain, A. Tarable, and A. Nayyar, "Special issue on smart green computing for wireless sensor networks," *J. of Computer Communications*, vol. 190, no. C, pp. 216-218, Jun. 2022.
- [21] S. Kumar, et al., "Towards green communication in wireless sensor network: GA enabled distributed zone approach," *J. of Ad Hoc Networks*, vol. 93, Article ID: 101903, Oct. 2019.
- [22] F. Andreagiiovanni, R. G. Garroppo, and M. G. Scutellà, "Green design of wireless local area networks by multiband robust optimization," *J. of Electronic Notes in Discrete Mathematics*, vol. 64, pp. 225-234, Feb. 2018.
- [23] S. Abbasi and H. A. Choukolaei, "A systematic review of green supply chain network design literature focusing on carbon policy," *Decision Analytics J.*, vol. 6, Article ID: 100189, Mar. 2023.
- [24] S. Dong, G. Ren, Y. Xue, and K. Liu, "Urban green innovation's spatial association networks in China and their mechanisms," *J. of Sustainable Cities and Society*, vol. 93, Article ID: 104536, Jun. 2023.
- [25] L. Melander and A. Arvidsson, "Green innovation networks: a research agenda," *J. of Cleaner Production*, vol. 357, no Article ID: 131926, May 2022.
- [26] C. H. Hsu and N. M. Eshwarappa, "Green communication approach for the smart city using renewable energy systems," *J. of Energy Reports*, vol. 8, pp. 9528-9540, Nov. 2022.
- [27] B. T. Geetha, P. S. Kumar, and B. S. Bama, "Green energy aware and cluster based communication for future load prediction in IoT," *J. of Sustainable Energy Technologies and Assessments*, vol. 52, no. C, Article ID: 102244, Aug. 2022.
- [28] N. Drouant, E. Rondeau, J. P. Georges, and F. Lepage, "Designing green network architectures using the ten commandments for a mature ecosystem," *J. of Computer Communications*, vol. 42, pp. 38-46, Apr. 2014.
- [29] A. Isazadeh and M. Heydarian, "Optimal multicast multichannel routing in computer networks," *Computer Communications*, vol. 31, no. 17, pp. 4149-4161, Nov. 2008.
- [30] G. L. Xue, "Optimal multichannel data transmission in computer networks," *J. of Computer Communications*, vol. 26, no. 7, pp. 759-765, May 2003.
- [31] L. R. Ford and D. R. Fulkerson, "Constructing maximal dynamic flows from static flows," *J. of Operation Research*, vol. 6, no. 3, pp. 419-433, Sept./Jun. 1958.
- [32] D. Lin, Z. Lin, L. Kong, and Y. L. Guan, "CMSTR: a constrained minimum spanning tree based routing protocol for wireless sensor networks," *J. of Ad Hoc Networks*, vol. 146, Article ID: 103160, Jul. 2023.
- [33] S. Babu and A. R. K. Parthiban, "DTMR: an adaptive distributed tree-based multicast routing protocol for vehicular networks," *J. of Computer Standards & Interfaces*, vol. 79, Article ID: 103551, Jan. 2022.
- [34] Q. Liu, H. P. Ren, R. J. Tang, and J. L. Yao, "Optimizing co-existing multicast routing trees in IP network via discrete artificial fish school algorithm," *J. of Knowledge-Based Systems*, vol. 191, Article ID: 105276, Mar. 2020.

محسن حیدریان در سال ۱۳۷۸ در مقطع کارشناسی ریاضی کاربردی از دانشکده ریاضی دانشگاه تبریز و در سال ۱۳۸۱ در مقطع کارشناسی ارشد ریاضی کاربردی (گرایش بهینه‌سازی) از دانشکده ریاضی دانشگاه تبریز فارغ‌التحصیل گردید. موضوع پایان‌نامه ایشان بر بهینه‌سازی کنترل ازدحام در شبکه‌های کامپیوتری تمرکز داشت و در سال ۱۳۸۹ مدرک دکتری در گرایش سیستم‌های کامپیوتری را از دانشگاه تبریز دریافت نمود. وی از سال ۱۳۸۹ در دانشکده فناوری اطلاعات و مهندسی کامپیوتر دانشگاه شهید مدنی آذربایجان به‌عنوان هیأت علمی مشغول تدریس و انجام فعالیت‌های پژوهشی است. رساله دکتری ایشان بر بهینه‌سازی انتقال داده در نشست‌های چندپراکنی تمرکز داشته است. زمینه‌های مورد علاقه وی عبارتند از امنیت شبکه، بهینه‌سازی کارایی شبکه، طراحی مرورگرهای امن، طراحی و ساخت نرم‌افزارها و سیستم‌های الکترونیکی در حوزه کنترل کیفی، اندازه‌گیری تلرانس‌های هندسی در صنعت و طراحی و ساخت سیستم‌های هوشمند مبتنی بر اینترنت اشیا.

باند، تعداد گره‌ها و لینک‌های استفاده‌شده، ۲) هدرن دادن پهنای باند، تعداد گره‌ها و تعداد لینک‌های استفاده‌شده و ۳) تخلیه‌نکردن پهنای باند، تعداد گره‌ها و تعداد لینک‌های استفاده‌شده. الگوریتم GOUMR در مقایسه با الگوریتم OUMR می‌تواند داده بیشتری را از شبکه انتقال دهد؛ در حالی که کاهش زیادی در پارامترهای زیر ایجاد کرده است: پهنای باند مصرفی، اتصالات مصرفی، انرژی مصرفی، زمان انتقال، ضایعات پهنای باند، ضایعات اتصالات و نشست‌های انتقال داده لغوشده.

مراجع

- [1] A. Mihailovic, B. Abrishamchi, and M. Farhoudi, "A comprehensive multi-topology minimum set cover link-state routing approach for emerging random all-IP access network topologies," *J. of Computer Networks*, vol. 219, Article ID: 109418, 2022.
- [2] A. Y. Romanov, E. V. Lezhnev, and A. Y. Glukhikh, "Development of routing algorithms in networks-on-chip based on two-dimensional optimal circulant topologies," *J. of Heliyon*, vol. 6, no. 1, Article ID: e03183, Jan. 2020.
- [3] Z. Basit, M. Tabassum, T. Sharma, and M. Furqan, "Performance analysis of OSPF and EIGRP convergence through IPsec tunnel using multi-homing BGP connection," *Materials Today: Proceedings*, vol. 62, no. 7, pp. 4853-4861, Dec. 2022.
- [4] D. Liu, B. Barber, and L. DiGrande, CHAPTER 5 - Routing Protocols: RIP, RIPv2, IGRP, EIGRP, OSPF, Cisco CCNA/CCENT Exam 640-802, 640-822, 640-816 Preparation Kit 2009, pp. 169-196.
- [5] H. Wu and Y. Gao, "An ant colony optimization based on local search for the vehicle routing problem with simultaneous pickup-delivery and time window," *J. of Applied Soft Computing*, vol. 139, no. C, Article ID: 110203, May 2023.
- [6] I. L. Cherif, L. Zitoune, and V. Vèque, "Energy efficient routing for wireless mesh networks with directional antennas: when Q-learning meets ant systems," *J. of Ad Hoc Networks*, vol. 121, Article ID: 102589, Oct. 2021.
- [7] A. Isazadeh and M. Heydarian, "Optimal multicast multichannel routing in computer networks," *J. of Computer Communications*, vol. 31, no. 17, pp. 4149-4161, Nov. 2008.
- [8] M. Garvey, R. G. Rieksts, B. Q. Ventura, and J. A. Ahn, "Binary linear programming models for robust broadcasting in communication networks," *J. of Mathematics*, vol. 204, pp. 173-184, May 2016.
- [9] J. Costa, J. M. Paniago, P. P. Andrade, J. Noronha, and T. F. Vieira, "Integer linear programming formulations for the variable data rate and variable channel bandwidth scheduling problem in wireless networks," *J. of Computer Networks*, vol. 165, Article ID: 106939, Dec. 2019.
- [10] Y. Liu and Q. Chen, "Collaborated eco-routing optimization for continuous traffic flow based on energy consumption difference of multiple vehicles," *J. of Energy*, vol. 274, Article ID: 127277, Jul. 2023.
- [11] M. M. Nasiri, H. Mousavi, and S. N. Abarghoee, "A green location-inventory-routing optimization model with simultaneous pickup and delivery under disruption risks," *Decision Analytics J.*, vol. 6, Article ID: 100161, Mar. 2023.
- [12] S. Chaurasia, K. Kumar, and N. Kumar, "MOCRAW: a meta-heuristic optimized cluster head selection based routing algorithm for WSNs," *J. of Ad Hoc Networks*, vol. 141, Article ID: 103079, Mar. 2023.
- [13] A. Taneja, S. Rani, and S. Garg, "Energy aware resource control mechanism for improved performance in future green 6G networks," *J. of Computer Networks*, vol. 217, Article ID: 109333, Nov. 2022.
- [14] S. Kamble, P. Bhilwar, and B. R. Chandavarkar, "Novel fuzzy-based objective function for routing protocol for low power and lossy networks," *J. of Ad Hoc Networks*, vol. 144, Article ID: 103150, May 2023.
- [15] R. Tirumalasetti and S. K. Singh, "Automatic dynamic user allocation with opportunistic routing over vehicles network for intelligent transport system," *J. of Sustainable Energy Technologies and Assessments*, vol. 57, Article ID: 103195, Jun. 2023.
- [16] B. R. Dawadi, D. B. Rawat, S. R. Joshi, and M. M. Keitsch, "Recommendations for energy efficient SoDIP6 network," in *Proc. Int. Conf. on Computing, Networking and Communications, ICNC'19*, pp. 714-718, Honolulu, HI, USA, 18-21 Feb. 2019.

فریبا درویشیان در سال ۱۳۹۶ در مقطع کارشناسی از دانشگاه سید جمال‌الدین اسدآبادی در گرایش مهندسی نرم‌افزار و در سال ۱۴۰۱ از دانشگاه شهید مدنی آذربایجان در مقطع کارشناسی ارشد گرایش مهندسی فناوری اطلاعات فارغ‌التحصیل گردید. پایان‌نامه وی با عنوان «یک مدل ارتقای امنیت اعتمادپذیری در شبکه‌های اجتماعی اینترنت اشیا» مورد دفاع قرار گرفت. نام‌برده به مباحث اعتمادپذیری، امنیت شبکه، بهینگی کارایی شبکه و توسعه نرم‌افزار علاقه‌مند بوده و پس از فارغ‌التحصیلی، عمده فعالیت‌های ایشان بر روی توسعه نرم‌افزار متمرکز شده است.