مقاله پژوهشی

ارائه یک الگوریتم مسیریابی تحمل‌پذیر خطای آگاه از کیفیت سرویس چندمعیاره در شبکه‌های روی تراشه

علیرضا محجوب، فاطمه وردی و رؤیا راد

چکیده: شبکه روی تراشه یک زیرسیستم مبتنی بر مسیریاب است که با پیروی از پروتکل‌های ساده‌شده‌ای از شبکه ارتباطی داده‌های عمومی، مسیر حرکت یک بسته هنگام گذر از نقطه مبدأ به سمت مقصد را به کمک الگوریتم‌های مسیریابی مشخص می‌کند. به دلیل ، مشکلات ارتباطی ناشی از خرابی عناصر در شبکه روی تراشه، مانند مسیریاب و پیوندهای معیوب، گاهی امکان ارسال بسته از منبع به مقصد غیر ممکن می‌شود. در اغلب موارد الگوریتم‌های تحمل‌پذیر خطا با به کارگیری معیارهایی محدود، مسیر قابل اطمینان را انتخاب می‌کنند. به همین منظور در این مقاله به واسطه راهکاری انطباقی، با آگاهی از وضعیت تراکم دریافتی از گره‌های مجاور و ترکیب آنها با طول مسیر با استفاده از یک تکنیک تصمیم‌گیری چندمعیاره، مسیری مطمئن انتخاب می‌شود که با رتبه‌بندی مسیرهای مختلف بین گره‌های شبکه، با وقوع خرابی، مسیری قابل اطمینان و با ویژگی‌های کیفیت سرویس مشابه جایگزین گردد. استراتژی انتخاب مسیر در شبکه‌های روی تراشه برای شناسایی درگاه خروجی کمینه با به کارگیری راهکار تصمیم‌گیری چندمعیاره ویکور، در مقایسه با الگوریتم مسیریابی پیشین بهبود در تأخیر و گذردهی دارد. سربار سطح سخت‌افزار الگوریتم دارای هزینه پایین منطقی است که مقیاس‌پذیری را برای پیاده‌سازی‌های شبکه روی تراشه بزرگ حفظ می‌کند.

کلیدواژه: **شبکه‌های روی تراشه، مسیریابی، تحمل‌پذیری خطا، مسیریابی انطباقی، قابلیت اطمینان.**

۱- مقدمه

شبکه‌های روی تراشه، میان مجموعه‌ای از هسته‌های با ماهیت فکری[1] یا عناصر پردازشی مختلف ارتباط برقرار می‌کنند. از مهم‌ترین دلایل رویکرد به سوی طراحی به شکل شبکه روی تراشه می‌توان به بالابردن کارایی، کاهش تأخیر و کم‌کردن توان مصرفی اشاره کرد. ارتباط پردازنده‌های روی یک تراشه به واسطه گذرگاه مشترک[2]، معمول‌ترین معماری ارتباطی بر روی تراشه است که از مزایای به کارگیری آن می‌توان به سادگی و سربار پایین در پیاده‌سازی اشاره نمود [۱]. با این حال با طولانی‌شدن خط گذرگاه مشترک و افزایش تعداد عناصر تجمیع‌شده بر روی تراشه، سیگنال‌های پارازیتی موجود بر این مسیر مشترک به شدت افزایش خواهند یافت. بدین ترتیب، با افزایش تأخیر انتشار در اثر این پدیده، عملاً تعداد واحدهای پردازشی قابل اتصال به این سیستم ارتباطی، محدود شده و قابلیت مقیاس‌پذیری[3] کاهش خواهد یافت [۲]. مقیاس‌پذیری پایین در کنار سربار مساحت زیاد برای ارتباطات نقطه به نقطه و ایجاد تأخیر ارتباطی بالا در استفاده از گذرگاه مشترک از جمله مهم‌ترین نقاط ضعف این دست از روش‌های ارتباطی محسوب می‌شوند [۳] که طراحان را به استفاده از روش ارتباطی شبکه روی تراشه، به منظور محدودنمودن سربارها و افزایش کارایی ترغیب می‌نمایند [۴]. بهره‌گیری از ساختار ارتباطی و رویکردی جدید با نام شبکه روی تراشه، ارتباط میان واحدهای مختلف را از طریق مسیریابی بسته‌ها، توسط مسیریاب‌ها و راهگزین‌های تعبیه‌شده فراهم می‌کند [۵]. با برخورداری از قابلیت مقیاس‌پذیری، کاهش طول سیم‌بندی و افزونی تعداد گره‌ها در سطح تراشه، توان مصرفی کاهش و پهنای باند[4] شبکه افزایش پیدا خواهد کرد [۶]. مسأله تحمل‌پذیری خطا در کنار ویژگی‌هایی همچون تطبیق‌پذیری، عدم حضور بن‌بست[5] و یافتن کوتاه‌ترین مسیرها به عنوان ویژگی‌های مسیریابی در این مقاله، مورد مطالعه قرار می‌گیرند. اگر مسیریابی متمرکز باشد، الگوی مسیریابی با توجه به اطلاعات سراسری شبکه موفق به انتخاب دقیق‌تر مسیرها می‌گردد. در روش‌های توزیع‌شده، در حین حرکت بسته در هر گره به صورت مجزا، در مورد نحوه ادامه مسیر تصمیم‌گیری می‌شود. هر گاه در شبکه یک بسته یا فلیت منتظر در دسترس قرارگیری منابع بافر در گام بعدی خود بماند، ازدحام اتفاق می‌افتد و پس از آزادشدن منابع، بسته یا فلیت مسیر خود را در شبکه ادامه می‌دهد. بن‌بست به دلیل ازدحام چرخه‌ای رخ می‌دهد. اگر مجموعه‌ای از منابع شبکه برای ادامه مسیر بسته در سراسر شبکه به یکدیگر وابسته باشند، ازدحام به طور نامحدود ادامه خواهد داشت و منجر به بن‌بست می‌شود. به تعبیری بن‌بست در شبکه هنگامی رخ می‌دهد که تعدادی از منابع شبکه به صورت چرخشی در انتظار یکدیگر بمانند [۷]. از سوی دیگر، در برخی شرایط با توجه به الگوریتم مسیریابی، اگر از روش غیر کمینه استفاده شود، برای رسیدن از مبدأ به مقصد، مسیرهای بیشتری نسبت به مسیریابی کمینه وجود خواهد داشت که می‌تواند موجب سردرگمی بسته شود. البته این یک قاعده کلی نیست. به عنوان مثال مسیریابی منبع می‌تواند مسیرهای بدون حداقل خطر سرگردانی را برطرف

این مقاله در تاریخ ۲۲ تیر ماه ۱۳۹۹ دریافت و در تاریخ ۲۴ فروردین ماه ۱۴۰۰ بازنگری شد.

علیرضا محجوب، گروه کامپیوتر، واحد پرند، دانشگاه آزاد اسلامی، تهران، ایران، (email: alireza_mahjoub@yahoo.com).

فاطمه وردی (نویسنده مسئول)، گروه کامپیوتر، واحد پرند، دانشگاه آزاد اسلامی، تهران، ایران، (email: f.vardi@piau.ac.ir).

رؤیا راد، گروه کامپیوتر، واحد پرند، دانشگاه آزاد اسلامی، تهران، ایران، (email: raad@piau.ac.ir).

1. Intellectual Property
2. Shared Bus
3. Scalability
4. Bandwidth
5. Deadlock Avoidance

کند، بدین معنی که بسته در اطراف گره مقصد در گردش است ولی به آن گره نمی‌رسد [۸]. این مشکل می‌تواند با توجه به شرایط شبکه از بین برود. همچنین گاهی ممکن است که منابع لازم برای ارسال بسته به علت شرایط پیاده‌سازی مسیریاب و ترافیک شدید شبکه در خدمت بسته‌های دیگر باشد، در این صورت بسته قابلیت عبور نداشته و برای همیشه در یک نقطه متوقف می‌گردد که در این حالت نیز قحطی‌زدگی خواهیم داشت [۹]. به منظور رفع معایب بیان‌شده، ارائه یک مسیریابی تحمل‌پذیر خطا در دستور کار قرار می‌گیرد. روش مسیریابی پیشنهادی، ضمن تضمین قابلیت تحمل‌پذیری خطا، قابلیت اطمینان را افزایش داده و با ایجاد تعادل بار در شبکه، علاوه بر کاهش ترافیک، منجر به کاهش زمان تحویل بسته‌ها به مقصد می‌شود. روش طرح‌شده جزء رویکردهای مسیریابی انطباقی است و با رتبه‌بندی مسیرهای ممکن، امکان گزینش مناسب‌ترین مسیرها را بر اساس پارامترهای کیفیت سرویس ممکن می‌سازد. از سوی دیگر در روش پیشنهادی می‌توان برای هر پارامتر، درجه اهمیت ویژه‌ای در نظر گرفت. این درجه اهمیت، کاربردهای مختلفی از الگوریتم پیشنهادی را در اختیار قرار می‌دهد. در این پژوهش پارامتری با عنوان مقدار استرس فراخوانی می‌شود که نشان‌دهنده تراکم پیوند در مسیریاب است. این مقدار برای این الگوریتم بسیار مهم است. به سادگی می‌توان تعداد سلول‌های اشغال‌شده در بافرهای ورودی را استرس نامید. هر مسیریاب باید بتواند مقدار تراکم را محاسبه و برای مسیریاب همسایه ذخیره کند و این مقدار با نوعی مکانیسم رویدادمحور به روز می‌شود.

این مقاله دارای ساختاری به شرح زیر است. در بخش دوم، راهکارهای مسیریابی در شبکه‌های روی تراشه با تمرکز بر مسئله تحمل‌پذیری خطا مورد بررسی قرار گرفته و ادبیات موضوع مطالعه می‌شود. در بخش سوم با ارائه رویکرد پیشنهادی، جزئیات مربوط به الگوریتم روش جدید بیان می‌شود. هدف، ارائه یک راهکار مسیریابی تحمل‌پذیر خطا در شبکه‌های روی تراشه به منظور بهبود مؤلفه‌های کیفیت سرویس است. تحمل‌پذیری خطا و بهبود معیارهای ارزیابی نیز از اهداف دیگر روش پیشنهادی است. در بخش چهارم، شبیه‌سازی روش پیشنهادی ارائه شده و نتایج به دست آمده از شبیه‌سازی، ارزیابی می‌شوند. در انتها و در بخش پنجم پس از یک نتیجه‌گیری کلی، پیشنهاد کارهای آتی و منابع ارائه می‌شوند.

۲- پیشینه و کارهای قبلی

برقراری ارتباط بین منابع و توانایی شبکه در پاسخگویی به ترافیک و نیازمندی‌های کاربردی آن، مهم‌ترین امتیاز یک الگوریتم مسیریابی است. از آنجایی که الگوریتم‌های مسیریابی وظیفه راهگزینی را بر عهده دارند، در این بخش، مرور بر ادبیاتی می‌شود که رویکردهای مسیریابی تحمل‌پذیر خطا را مورد بررسی و ارزیابی قرار می‌دهند. الگوریتم‌های مسیریابی آگاه از تراکم کوتاه‌ترین مسیر، دارای مزیت تأخیر زمانی کمتری در مقایسه با سایر الگوریتم‌های مسیریابی انطباقی هستند [۱۰]. این مدل از الگوریتم‌ها پس از آن مطرح شدند که طرح‌های مسیریابی مرکب مانند DyAD [۱۱] و DyXY [۱۲] توانستند بین الگوریتم‌های مسیریابی قطعی و انطباقی بر مبنای شرایط تراکم سیستم سوییچ کنند، یعنی ترکیب مزایای این دو الگوریتم مسیریابی را هم‌زمان داشته باشند. مدل چرخش زوج- فرد FTOE۳D[1] و FTXYZ[2] به منظور انجام مسیریابی انطباقی توسط چیو و سایر همکارانش [۱۳] پیشنهاد و توسط نیزار و همکاران [۱۴] نیز توسعه داده شده است. در این الگوریتم‌ها با اعمال محدودیت چرخش، هر چرخه زمان انتظاری را از میان می‌برد و در نتیجه مانع از ایجاد بن‌بست می‌شود.

در رویکرد FTNF۳D[3] [۱۵] یک تکنیک مسیریابی با چرخش محدود مبتنی بر مسیریابی تحمل‌پذیری خطای غیر کمینه پیشنهاد می‌گردد و بسته‌ها از گره مبدأ به گره مقصد از طریق مسیرهای کمینه‌ای بدون خطا ارسال می‌شود. الگوریتم FTOE۳D از نظر میزان تأخیر دارای کارایی بهتری در مقایسه با روش‌های FTNF۳D و FTXYZ است. دلیل این امر، آن است که در روش FTOE۳D، مسیریابی همواره از مسیرهای کمینه‌ای انجام می‌شود که دارای خطا نیستند. دو الگوریتم مسیریابی تحمل‌پذیر خرابی FTDR و FTDR-H [۱۶] از جدول‌های مسیریابی به منظور ذخیره‌سازی فاصله بین گره‌های فعلی و مقصد و برای هر جهت استفاده می‌کنند. زمانی که وضعیت لینک تغییر می‌کند، جداول مسیریابی به روز رسانی می‌شوند. الگوریتم مسیریابی انطباقی جدیدی با نام مسیریابی انطباقی پویای مؤثر (EDAR)[4] که توسط گروه تحقیقاتی لو و همکارانش [۱۷] پیشنهاد شده است، برای فراهم‌سازی قابلیت تحمل‌پذیر خرابی در شبکه‌های روی تراشه، استراتژی انتخاب مسیر وزن‌دار را مد نظر قرار می‌دهد. این مکانیزم، امکان عبور بسته از درگاه‌های متراکم و تحمل درگاه‌های دارای خرابی را برای مسیریاب فراهم می‌کند. الگوریتم تحمل‌پذیر خطای ارائه‌شده توسط گروه تحقیقاتی سینها [۱۸] به نام Dn-FTR[5] از خطاهای مسیریاب و لینک در شبکه جلوگیری می‌کند و همچنان قادر به ارائه مسیری در شبکه برای جفت‌های مقصد- مبدأ با جلوگیری از خطا است. گروه تحقیقاتی خیچار [۱۹] یک الگوریتم مسیریابی متمایز پویش خطای اصلاح‌شده مبتنی بر مکانیزم تشخیص خطای بازگشتی را ارائه کردند که موقعیت دقیق گره‌ها و لینک‌های معیوب را در شبکه تشخیص داده و اطلاعات را با دورزدن خطاها به مقصد ارسال می‌کند. گروه تحقیقاتی کوروکاوا [۲۰]، روشی برای مسأله تحمل‌پذیری خطا برای شبکه روی تراشه دوبعدی با کارایی بالا پیشنهاد کرده است. روش‌های مسیریابی مقاوم در برابر خطا، دارای دو مسأله مهم یعنی تأخیر زیاد در ارتباطات و استفاده از گره‌های کمتر است. تقریباً بر خلاف تمام روش‌های موجود که بسته‌ها همیشه گره‌های معیوب را دور می‌اندازند، محققان در این مقاله با ارائه روشی جدید و منحصر به فرد، بسته‌ها را از طریق گره‌های معیوب عبور می‌دهند. در [۲۱]، گروه تحقیقاتی زانگ به توصیف کشف مسأله سرگردانی و بن‌بست فعال به کمک آنالیز رسمی معماری شبکه روی تراشه تحمل‌پذیر خرابی لینک گروه تحقیقاتی وو [۲۲] می‌پردازد. در فرایند رفع این مشکل، معماری مسیریابی بهبودیافته‌ای به دست می‌آید که معماری مسیریابی را سهولت می‌بخشد. الگوریتم مسیریابی پیشنهادی، ویژگی‌های مطلوب متعددی را در پارامترهایی مانند بن‌بست، سرگردانی و تحمل خرابی تک‌لینکی دارد. گروه تحقیقاتی گاویش [۲۳]، الگوریتم‌های مسیریابی تحمل‌پذیر خرابی‌ای را برای شبکه‌های روی تراشه مبتنی بر همبندی توری پیشنهاد کرده است. در این الگوریتم، فلیت‌ها در طول لینک‌های با احتمال خرابی کمتر، از دیدگاه تغییرپذیری، اصلاح می‌شوند.

گروه تحقیقاتی رن [۲۴]، تکنیک تحمل‌پذیری را در برابر خطای مؤثر بر شبکه روی تراشه به منظور دستیابی به ارتباطات قابل اعتماد و افزایش

1. Fault Tolerant Odd Even 3D
2. Fault Tolerant XYZ
3. Fault Tolerant Negative First 3D
4. Efficient Dynamic Adaptive Routing
5. Direct Effect Fault Tolerance Routing Algorithm

تحمل خطا روی تراشه برای مدارهای مجتمع پیشنهاد کرده‌اند که مسیریاب‌های برکنارشده را به کار می‌گیرد. معماری تحمل خطای پیشنهادی با تغییر سیگنال‌های کنترلی بدون تغییر اساسی در همبندی، می‌تواند به طور پویا مجدداً پیکربندی شود. روش پیشنهادی با جلوگیری از بن‌بست، نرخ تأخیر در شبکه را کاهش داده و موجب بهبود کارایی در شبکه می‌شود.

با توجه به مرور ادبیات، بیشتر روش‌های مسیریابی، با هدف قرار دادن بن‌بست و سرگردانی، با بهبود پارامترهای تأخیر و نرخ گذردهی، تحمل‌پذیری خطا را دنبال می کنند. در حالی که استفاده از چند معیار نامتجانس در فضای گسسته به جای سنجش بهینگی با یک معیار می‌تواند بهترین تصمیم در بین گزینه‌های متعدد که حتی گاهی با هم در تضاد هستند را فراهم کند. راهکار پیشنهادی در این مقاله، یک رویکرد مسیریابی چندمعیاره برای انتخاب مسیر بهینه بر اساس ترکیبی از مولفه‌های کیفیت سرویس است که با انتخاب مسیرهای مشابه و پرهیز از خرابی موجب افزایش نرخ تحمل پذیری خطا می‌شود. در رویکرد ما، مکانیزم کنترل تراکم، وضعیت کانال را برای هر درگاه وزن دهی می کند. یک لیست از مسیرهای توافقی و شدنی از نزدیک ترین مسیرها به مسیر ایده‌آل ایجاد، و فاصله ترکیبی برای هر مسیر محاسبه می‌شود. سپس مسیری که کوچکترین فاصله ترکیبی را دارد، به عنوان مسیر بهینه انتخاب می‌گردد. روش پیشنهادی بر خلاف الگوریتم های مسیریابی مبتنی بر جدول، محدودیت سربار سخت افزاری نداشته و در شبکه های با مقیاس‌های بزرگ قابل پیاده‌سازی است. در ادامه، به توضیح رویکرد پیشنهادی می‌پردازیم.

۳- راهکار پیشنهادی

وجه تمایز در طراحی یک الگوریتم مسیریابی تحمل خطا، پارامترهای کیفیت سرویس است [۲] که با هدف دستیابی به کوتاه‌ترین مسیرها مورد بررسی قرار می‌گیرد. در اغلب موارد، الگوریتم‌های متحمل خطا با به کارگیری معیارهایی محدود، به انتخاب یک مسیر قابل اطمینان می‌رسند.

به همین منظور در این مقاله یک راهکار مسیریابی انطباقی ارائه می‌شود که با آگاهی از وضعیت گره‌های مجاور و ترکیب آن با طول مسیر، مطمئن‌ترین مسیر را انتخاب می‌کند. در روش پیشنهادی از راهکار تصمیم‌گیری چندمعیاره ویکور (VIKOR)[1] جهت رتبه‌بندی مسیرها بر اساس پارامترهای کیفیت سرویس استفاده می‌شود. این الگوریتم برگرفته از یک عبارت صربستانی به معنای راه حلی برای مصالحه و بهینه‌سازی چندمعیاره‌ای[2] است که اولین بار در سال ۱۹۹۸ توسط Opricovic و Tzeng ابداع شد [۲۵]. الگوریتم با وقوع خرابی در یک مسیر، جایگزینی با ویژگی‌های کیفیت سرویس مشابه جهت ارسال بسته انتخاب می‌نماید و با حفظ کارایی در هنگام خرابی، از ایجاد بن‌بست در شبکه پیشگیری می‌کند.

۳-۱ فرموله‌کردن مسأله

تصمیم‌گیری چندمعیاره (MCDM)[3] یا تجزیه و تحلیل تصمیم‌گیری با چند معیار (MCDA)[4] یک رشته فرعی از تحقیقات عملیات است که به طور قطعی معیارهای متضاد چندگانه را در تصمیم‌گیری ارزیابی می‌کند. حل مسایل پیچیده به خوبی و با در نظر گرفتن چندین معیار صریحاً منجر به تصمیم‌گیری آگاهانه‌تر و بهتر می‌شود. مسأله تصمیم‌گیری چندمعیاره به شرح زیر بیان شده است: تعیین بهترین راه حل از مجموعه گزینه‌های امکان‌پذیر که با توجه به مجموعه توابع معیار ارزیابی می‌گردد. در ادامه شناخت پارامترهای کیفیت سرویس، رویکرد تصمیم‌گیری چندمعیاره ویکور و نحوه استفاده از آن برای انجام مسیریابی در شبکه‌های روی تراشه معرفی می‌شود. روندنمای روش پیشنهادی بر اساس الگوریتم ویکور در شکل ۱ نمایه شده است.

گام اول) اولین گام روش ویکور، تشکیل ماتریس تصمیم است. ماتریس تصمیم یا همان ماتریس امتیازدهی گزینه‌ها بر اساس معیارها طبق (۱) تشکیل می‌شود. ماتریس تصمیم با X و هر درایه آن با X_{ij} نشان داده می‌شود.

گزینه‌های مورد بررسی در این مقاله همان مسیرهای موجود بین گره مبدأ و مقصد است که بر اساس پارامترهای کیفیت سرویس مختلف مانند سایز بافر گره‌های همسایه و همچنین وضعیت کانال‌ها اعم از مشغول، متراکم و خراب توسط روش ویکور مورد ارزیابی قرار می‌گیرند. علاوه بر این، تعداد گام‌های بین گره مبدأ و گره مقصد هم در امتیازدهی مسیرها حایز اهمیت است

$$X=\begin{bmatrix} X_{11} & \dots & X_{1i} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ X_{j1} & \dots & X_{ij} \end{bmatrix} \qquad (۱)$$

گام دوم) نرمال‌سازی یا بی‌مقیاس‌سازی، دومین گام در حل تمامی تکنیک‌های تصمیم‌گیری چندمعیاره مبتنی بر ماتریس تصمیم است. نرمال‌سازی به روش خطی طبق (۲) انجام می‌گیرد

$$f_{ij}=\frac{X_{ij}}{\sum_{1}^{m} X_{ij}} \qquad (۲)$$

در این فرمول X_{ij} معیار j برای مسیر iام است و m تعداد کل مسیرهای موجود بین گره مبدأ و مقصد می‌باشد. هر عدد در یک مجموعه بر مجموع عناصر آن مجموعه تقسیم می‌شود. در این صورت جمع کل عناصر پس از نرمال‌سازی یک خواهد بود. پس از نرمال‌سازی، در صورت وجود معیار منفی، مقدار آن باید از (۳) محاسبه شود

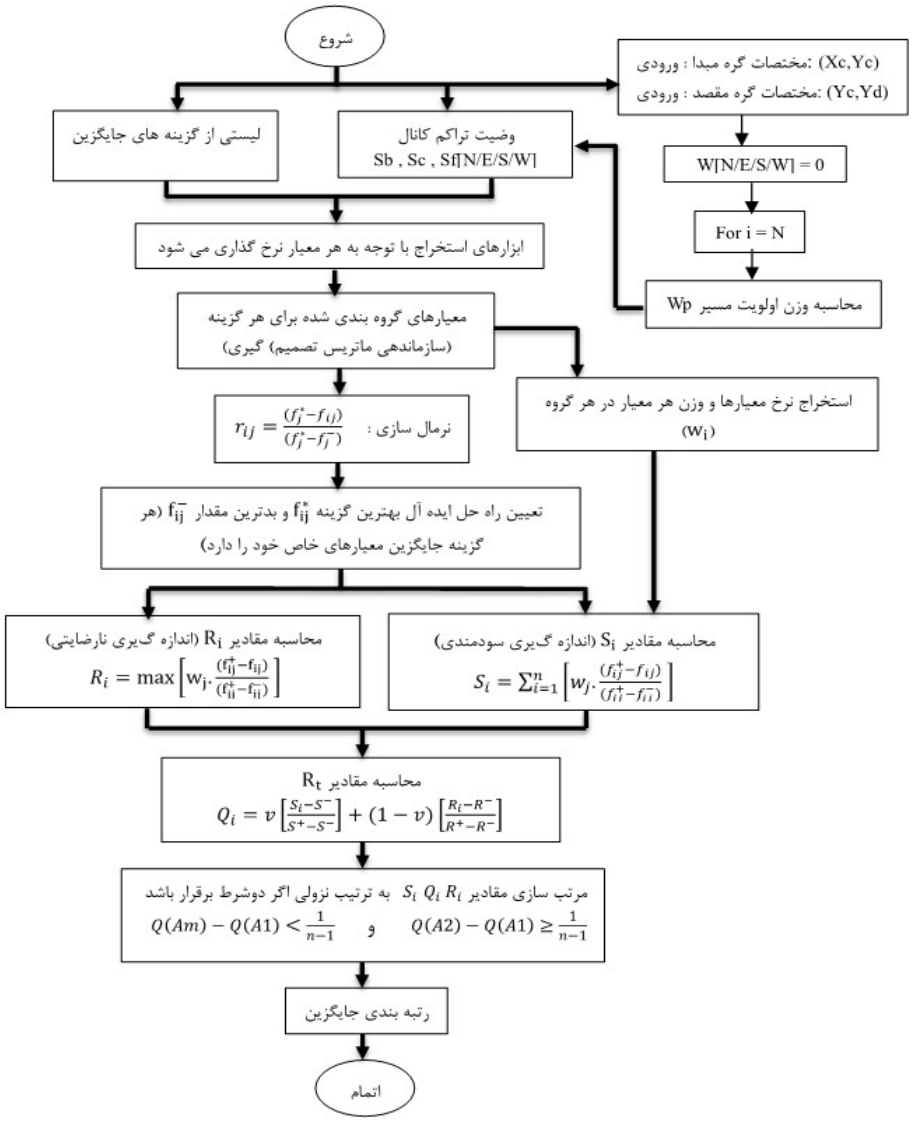
$$f_{ij}=1-f_{ij} \qquad (۳)$$

به این ترتیب ماتریس تصمیم نرمال f از (۴) به دست می‌آید. در این ماتریس، f_{ij} مقدار نرمال‌شده معیار j برای iامین مسیر بین گره مبدأ و مقصد است

$$f=\begin{bmatrix} f_{11} & \dots & f_{1i} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ f_{j1} & \dots & f_{ij} \end{bmatrix} \qquad (۴)$$

گام سوم) گام سوم، شناسایی بهترین و بدترین مقدار هر معیار در ماتریس است و برای معیارهای مثبت با ماهیت سود، بزرگ‌ترین مقدار بهترین نتیجه و کوچک‌ترین مقدار بدترین پاسخ است. برای معیار منفی با ماهیت هزینه، کوچک‌ترین مقدار بهترین برآیند و بزرگ‌ترین مقدار، بدترین جواب است. بهترین و بدترین مقدار هر معیار را به ترتیب f^* و f^- می‌نامیم. برای محاسبه این دو مقدار از (۵) و (۶) استفاده می‌شود

1. Vlse Kriterijumsk Optimizacija Kompromisno Resenje
2. Multi-Criteria Optimization and Compromise Solution
3. Multiple Criteria Decision Making
4. Multiple Criteria Decision Analysis



شکل ۱: الگوریتم پیشنهادی با تکنیک ویکور.

$$f^* = \max X_{ij} \quad (۵)$$

$$f^- = \min X_{ij} \quad (۶)$$

در این رابطه f^* نشان‌دهنده ایده‌آل مثبت و f^- نشان‌دهنده ایده‌آل منفی است. بنابراین در این گام بزرگ‌ترین و کوچک‌ترین عدد هر ستون ماتریس تصمیم تعیین می‌گردد.

گام چهارم) گام چهارم، محاسبه مقدار سودمندی S_i و مقدار نارضایتی R_i برای iامین مسیر بین گره مبدأ و مقصد است. مقدار سودمندی S بیانگر فاصله نسبی مسیر iام از نقطه ایده‌آل و مقدار تأسف R بیانگر حداکثر ناراحتی این مسیر به دلیل دوری از نقطه ایده‌آل است. برای محاسبه این مقادیر به ترتیب از (۷) و (۸) استفاده می‌شود

$$S_i = L_{1,j} = \sum_{j=1}^{n} w_j \times \frac{f_j^* - f_{ij}}{f_j^* - f_j^-} \quad (۷)$$

$$R_i = L_{\infty,j} = \max[w_j \times \frac{f_j^* - f_{ij}}{f_j^* - f_j^-}] \quad (۸)$$

در این رابطه f_j^* بهترین مقدار برای معیار jام، f_j^- بدترین مقدار برای معیار jام، w_j نشان‌دهنده وزن معیار یا به عبارتی دیگر نشان‌دهنده درجه اهمیت معیار مورد نظر و f_{ij} مقدار نرمال‌شده معیار j برای iامین مسیر بین گره مبدأ و مقصد در ماتریس تصمیم نرمال است.

گام پنجم) محاسبه شاخص ویکور Q_i برای مسیر iام در این گام انجام می‌شود. در این گام مقدار شاخص ویکور با استفاده از (۹) برای هر یک از مسیرهای موجود بین گره‌های مبدأ و مقصد محاسبه می‌شود

$$Q_i = v[\frac{S_i - S^-}{S^* - S^-}] + (1-v)[\frac{R_i - R^-}{R^* - R^-}] \quad (۹)$$

در این رابطه مقادیر S^*، R^*، S^- و R^- به ترتیب با استفاده از (۱۰) تا (۱۳) محاسبه می‌شوند و مقدار v نشان‌دهنده وزن استراتژی S_j و R_j و $0 < v < 1$ است

$$S^* = \max S_i \quad (۱۰)$$

$$S^- = \min S_i \quad (۱۱)$$

$$R^* = \max R_i \quad (۱۲)$$

$$R^- = \min R_i \quad (۱۳)$$

پارامتر v نیز با توجه به میزان توافق گروه تصمیم‌گیرنده تعیین می‌گردد. چنانچه توافق خیلی زیاد باشد آن گاه $v > 0.5$، اگر توافق با اکثریت آرا باشد آن گاه $v = 0.5$ و در صورتی که توافق اندک باشد آن گاه $v < 0.5$

جدول ۱: تعیین وزن اولویت مسیر.

وزن اولویت مسیر (W_{path})	سطح اولویت مسیر (N/E/S/W)	موقعیت گره‌ها
{۲,۱,۲,۳}	pp_2, pp_1, pp_2, pp_3	$(Xd > Xc)\&(Yd = Yc)$
{۲,۱,۳,۳}	pp_2, pp_1, pp_2, pp_3	$(Xd > Xc)\&(Yd < Yc)$
{۱,۲,۳,۲}	pp_1, pp_1, pp_3, pp_2	$(Xd = Xc)\&(Yd < Yc)$
{۲,۳,۳,۱}	pp_2, pp_2, pp_2, pp_1	$(Xd < Xc)\&(Yd < Yc)$
{۲,۳,۲,۱}	pp_2, pp_2, pp_2, pp_1	$(Xd < Xc)\&(Yd = Yc)$
{۳,۳,۲,۱}	pp_2, pp_2, pp_2, pp_1	$(Xd < Xc)\&(Yd > Yc)$
{۳,۲,۱,۲}	pp_2, pp_2, pp_1, pp_2	$(Xd = Xc)\&(Yd > Yc)$
{۳,۱,۲,۳}	pp_2, pp_1, pp_2, pp_3	$(Xd > Xc)\&(Yd > Yc)$

خواهد بود. هرچه v بزرگ‌تر باشد به نظرات گروهی و هرچه v کوچک‌تر باشد به نظرات فردی بیشتر بها داده شده است.

گام ششم) مرتب‌کردن مسیرها بر اساس مقادیر S_i، R_i و Q_i گام بعدی است. در این مرحله تمامی مسیرها بر اساس مقادیر به دست آمده از روابط بالا مرتب‌سازی می‌شوند تا بر اساس شروط از پیش تعریف شده مسیر ایده‌آل انتخاب شود. برای این منظور، مسیرها بر اساس مقادیر S، R و Q در سه گروه از کوچک به بزرگ مرتب می‌شوند. بهترین مسیر، مسیری است که در هر سه مقدار S، R و Q رتبه برتر باشد. در غیر این صورت مسیر برتر مسیری است که کوچک‌ترین Q را داشته باشد.

گام هفتم) با توجه به دو شرط مزیت قابل قبول و ثبات قابل قبول، ۱) مسیری برتر است که در هر سه شاخص کمترین باشد و ۲) بین مسیر اول (a) و مسیر دوم (b) باید (۱۴) برقرار باشد

$$Q_b - Q_a \geq \frac{1}{m-1} \qquad (۱۴)$$

ثبات قابل قبول در تصمیم‌گیری به این معنا است که راهکار سازشی انتخاب‌شده باید حداکثر مطلوبیت گروهی و حداقل تأثر فردی را داشته باشد. اگر شرط اول برقرار نباشد، گزینه اول و دوم گزینه برتر شناخته می‌شوند. اگر شرط دوم برقرار نباشد، از اولین گزینه با توجه به رتبه‌بندی Q تا آخرین گزینه‌ای که در شرط دوم صدق نمی‌کند، گزینه‌های برتر هستند.

۳-۲ الگوریتم مسیریابی VICOR

به منظور پیاده‌سازی روش پیشنهادی، مشابه [۱۷]، استراتژی مسیر وزن‌دار استفاده می‌شود. با این تفاوت که تعداد گام‌های بین گره‌های مبدأ و مقصد با اولویت مسیر کمینه و وزن‌های وضعیت کانال (مشغول/ متراکم/ خراب) در زمان بلادرنگ به عنوان معیار وزن اولویت مسیر (W_{path}) با تشکیل ماتریس تصمیم‌گیری ویکور محاسبه می‌گردند. از آنجایی که گره مقصد می‌تواند در هشت جهت نسبت به گره فعلی قرار داشته باشد، زمانی که گره‌های مبدأ و مقصد مختصات یکسانی دارند، بسته به گره مقصدش رسیده است و در غیر این صورت وزن اولویت مسیر مطابق جدول ۱ محاسبه می‌شود. سایر مقادیر وزنی که قرار است محاسبه شوند شامل وزن اولویت مسیر (W_{path})، وزن وضعیت شلوغی کانال (W_{Busy})، وزن وضعیت تراکم کانال (W_{Cong}) و وزن وضعیت خرابی کانال (W_{Fault}) است. از آنجایی که الگوریتم، ابتدا حرکت در جهت محور x و سپس محور y را تحت شرایط ترافیکی یکسان انتخاب می‌کند، چهار درگاه شمالی، شرقی، جنوبی و غربی (N/E/S/W) در گره مبدأ با توجه به تعداد گام‌های مورد نیاز برای ارسال بسته‌ها به سمت مقصد، به

جدول ۲: تعیین سطح تراکم (ارزش استرس).

وضعیت کانال	سطح تراکم	درصد اشغال بافر در گره همسایه
عادی	کم	کمتر از ۵۰٪
شلوغ	در حد متوسط	۵۰٪ تا ۸۰٪
متراکم	شدید	بالای ۸۰٪

جدول ۳: ساختار ماتریس تصمیم‌گیری برای پیاده‌سازی راهکار پیشنهادی.

N	اولویت مسیر	وزن مسیر	سایز بافرگره مجاور (فلیت)	وضعیت کانال
E	pp_3	۳	۱	شلوغ
S	pp_1	۱	نامشخص	خراب
W	pp_2	۲	۳	عادی
N	pp_3	۳	۴	عادی

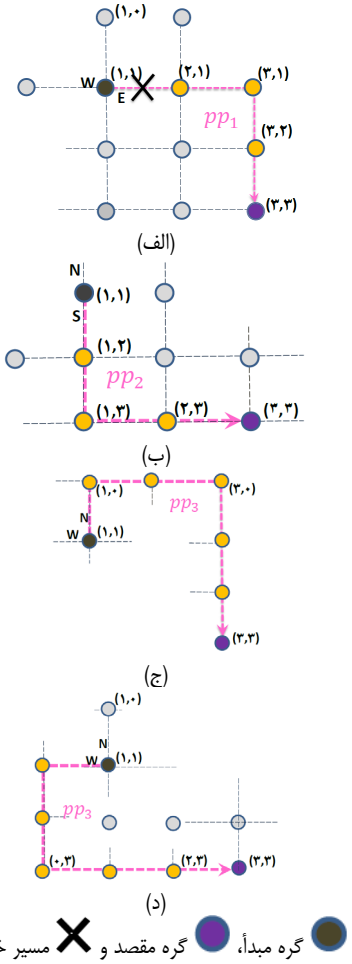
صورت pp_1, pp_2, pp_3 سطح‌بندی می‌شوند. برای هر دو جهت که تا گره مقصد دارای تعداد گام یکسان باشند، سطح یکسانی در نظر گرفته می‌شود.

در هر گره، چهار جهت (N/E/S/W) به منظور رتبه‌بندی مسیرهای احتمالی در نظر گرفته می‌شود. سطوح دسته‌بندی شده بر حسب تعداد گام و وضعیت‌های کانال، مقادیر کمی امتیازدهی ماتریس تصمیم را تشکیل می‌دهند. با توجه به وجود تراکم شدید اطراف گره‌های معیوب، یک مکانیزم کنترل تراکم بر اساس طرح تراکم چندسطحی نیز در الگوریتم پیشنهادی طراحی شده است. هر مسیریاب دارای جدول ارزش استرس است که در آن مقادیر تنش برای هر کانال خروجی مقایسه می‌شود. مقدار استرس مربوط توسط مسیریاب‌های مجاور تولید می‌گردد و مقدار بسته‌های موجود در بافر [۲۶]، ورودی مسیریاب‌ها را نشان می‌دهد.

جدول ۲ پیش‌بینی سطح تراکم و ارزش استرس مربوط به هر درگاه را نشان می‌دهد. با توجه به مقدار تنش، سه سطح تراکم مختلف تعریف شده است. سطح کم‌تراکم، سطحی است که در آن کمتر از ۵۰٪ فضای بافر اشغال شده و کانال عادی در نظر گرفته می‌شود. سطح متوسط، سطحی است که در آن ۵۰٪ تا ۸۰٪ فضای بافر اشغال شده و کانال شلوغ در نظر گرفته می‌شود. همچنین سطح شدید، سطحی است که در آن بیش از ۸۰٪ بافر اشغال گردیده و کانال متراکم در نظر گرفته می‌شود.

مسیرهای احتمالی از گره فعلی به سمت گره مقصد از چهار جهت شمالی، غربی، جنوبی و شرقی است. هر گره دارای یک جهت اولویت بالا pp_1 است که با توجه به مسیریابی XY تعیین می‌شود. همچنین با در نظر گرفتن تعداد گام تا گره مقصد، یک جهت اولویت میانی pp_2 و دو جهت اولویت پایین pp_3 در نظر گرفته می‌شود. وزن هر سطح اندیس عددی آن است. برای هر دو جهت که تا گره مقصد دارای تعداد گام یکسان باشند، سطح یکسانی در نظر گرفته می‌شود. در ادامه با ذکر یک مثال به توضیح گام‌های مختلف روش پیشنهادی خواهیم پرداخت.

گام اول: برای درک بهتر مسأله در نظر بگیرید که وضعیت جایگیری گره‌های فعلی و مقصد به صورت شکل ۲ باشد. گره (۱.۱)، گره فعلی و گره (۳.۳)، گره مقصد در نظر گرفته شده است. بنابراین مسیر pp_1 به عنوان مسیر اولویت اول شناخته می‌شود زیرا مطابق با الگوی مسیریابی XY است. با توجه به این که مسیر pp_1 نیز دارای خرابی است، مسیر pp_2 با چهار گام به عنوان مسیر اولویت دوم و pp_3 در اولویت آخر قرار می‌گیرد. وزن‌های اولویت مسیر و وضعیت‌های کانال (مشغول/ متراکم/ خراب) برای رتبه‌بندی، ماتریس ویکور را تشکیل می‌دهند.



شکل ۲: مسیر متفاوت بین مبدأ و گره مقصد بر اساس روش پیشنهادی، (الف) مسیر درگاه سطح ۱ (pp_1)، (ب) مسیر درگاه سطح ۲ (pp_2) و (ج) و (د) مسیر درگاه سطح ۳ (pp_3).

جدول ۳ ساختار ماتریس وزن‌دهی به مسیر را با توجه به اولویت کوتاهترین مسیر و مقدار تراکم نشان می‌دهد. همانطور که مشاهده می‌شود درگاه شمالی با اولویت مسیر و بیشترین سایز بافر آزاد، در بهترین وضعیت و درگاه شرقی با بیشترین تراکم، در وضعیت شلوغ قرار گرفته است.

گام دوم: برای نرمال‌سازی وزن اولویت مسیر و وضعیت کانال‌ها بر اساس (۲) خواهیم داشت

$$fij_{Weight}(N)=\frac{۳}{۳+۲+۳}=۰/۳۸ \quad (۱۵)$$

$$fij_{Weight}(W)=\frac{۳}{۳+۲+۳}=۰/۳۸ \quad (۱۶)$$

$$fij_{Weight}(S)=\frac{۲}{۳+۲+۳}=۰/۲۵ \quad (۱۷)$$

نرمال‌سازی وزن وضعیت کانال‌ها یا سایز بافر گره مجاور

$$fij_{Buffer}(N)=\frac{۱}{۱+۳+۴}=۰/۱۳ \quad (۱۸)$$

$$fij_{Buffer}(W)=\frac{۴}{۱+۳+۴}=۰/۵۰ \quad (۱۹)$$

$$fij_{Buffer}(S)=\frac{۳}{۱+۳+۴}=۰/۳۸ \quad (۲۰)$$

جدول ۴: وضعیت کانال پس از نرمال‌سازی.

مسیرهای احتمالی	وزن اولویت مسیر نرمال‌شده	سایز بافر نرمال‌شده
N	۰/۶۲	۰/۱۳
S	۰/۷۵	۰/۳۸
W	۰/۶۲	۰/۵۰

جدول ۵: مقادیر ایده‌آل‌های مثبت و منفی.

نرمال‌سازی	ایده‌آل مثبت f_j^*	ایده‌آل منفی f_j^-
وزن اولویت مسیر	۰/۷۵	۰/۶۲
اندازه بافر	۰/۵۰	۰/۱۳

جدول ۶: مقدار سودمندی S_i و نارضایتی R_i برای هر درگاه.

مسیرهای احتمالی	S_i	R_i
N	۰/۶۶	۰/۳۳
S	۰/۱۱	۰/۱۱
W	۰/۳۳	۰/۳۳

برای نرمال‌سازی معیارهای منفی با کسر از واحد، بر اساس (۳) داریم

$$rij_{Weight}(N)=۱-۰/۳۸=۰/۶۲ \quad (۲۱)$$

$$rij_{Weight}(W)=۱-۰/۳۸=۰/۶۲ \quad (۲۲)$$

$$rij_{Weight}(S)=۱-۰/۲۵=۰/۷۵ \quad (۲۳)$$

وضعیت کانال پس از نرمال‌سازی در جدول ۴ نشان داده شده است.

گام سوم: ایده‌آل مثبت، حداکثر مقدار هر ستون و ایده‌آل منفی، حداقل مقدار در آن ستون است که از (۵) محاسبه و در جدول ۵ نشان داده شده است.

گام چهارم: در رویکرد پیشنهادی، ضریب تأثیر وزن W_j سه معیار یعنی وزن اولویت مسیر، وزن اولویت کانال و وزن خرابی، یکسان و برابر ۰/۳۳ در نظر گرفته شده است. محاسبات سودمندی مسیر iام از نقطه ایده‌آل یعنی S_i و همچنین نارضایتی از مسیر iام به دلیل دوری از مقدار ایده‌آل یعنی R_i با استفاده از (۷) و (۸) و در جدول ۶ ارائه شده است.

محاسبه مقدار سودمندی S_i و نارضایتی R_i برای درگاه شمالی

$$S_{i(N)}=\frac{۰/۳۳\times(۰/۷۵-۰/۶۲)}{۰/۷۵-۰/۶۲}+\frac{۰/۳۳\times(۰/۵۰-۰/۱۳)}{۰/۵۰-۰/۱۳} \quad (۲۴)$$
$$=۰/۳۳+۰/۳۳=۰/۶۶$$

$$R_{i(N)}=\max(a.b)=۰/۳۳ \quad (۲۵)$$

به همین ترتیب، این معیارها برای درگاه‌های جنوبی و غربی به شرح زیر تعیین می‌شوند

$$S_{i(S)}=\frac{۰/۳۳\times(۰/۷۵-۰/۷۵)}{۰/۷۵-۰/۶۲}+\frac{۰/۳۳\times(۰/۵۰-۰/۳۸)}{۰/۵۰-۰/۱۳} \quad (۲۶)$$
$$=۰+۰/۱۱=۰/۱۱$$

$$R_{i(S)}=۰/۱۱ \quad (۲۷)$$

$$S_{i(W)}=\frac{۰/۳۳\times(۰/۷۵-۰/۶۲)}{۰/۷۵-۰/۶۲}+\frac{۰/۳۳\times(۰/۵۰-۰/۵۰)}{۰/۵۰-۰/۱۳} \quad (۲۸)$$
$$=۰/۳۳+۰=۰/۳۳$$

$$R_{i(W)}=۰/۳۳ \quad (۲۹)$$

جدول ۷: مسیرهای احتمالی پس از تعیین شاخص ویکور.

مسیرهای احتمالی	S_i	R_i	Q_i
N	۰٫۶۶	۰٫۳۳	۱
S	۰٫۱۱	۰٫۱۱	۰
W	۰٫۳۳	۰٫۳۳	۰٫۷
N	۰٫۶۶	۰٫۳۳	۱

جدول ۸: رتبه‌بندی مسیرهای ممکن.

مسیرهای احتمالی	بهترین مسیر	رتبه اول	رتبه دوم
N			√
S	√		
W		√	

بنابراین بر اساس (۱۰) تا (۱۳) خواهیم داشت

$$S^* = ۰٫۶۶ \quad (۳۰)$$

$$S^- = ۰٫۱۱ \quad (۳۱)$$

$$R^* = ۰٫۳۳ \quad (۳۲)$$

$$R^- = ۰٫۱۱ \quad (۳۳)$$

گام پنجم: شاخص Q_i از (۹) محاسبه و نتایج آن در جدول ۷ نشان داده شده است

$$Q_{i(N)} = ۰٫۵[\frac{۰٫۶۶ - ۰٫۱۱}{۰٫۶۶ - ۰٫۱۱}] + (۱ - ۰٫۵)[\frac{۰٫۳۳ - ۰٫۱۱}{۰٫۳۳ - ۰٫۱۱}] = ۱ \quad (۳۴)$$

$$Q_{i(S)} = ۰٫۵[\frac{۰٫۱۱ - ۰٫۱۱}{۰٫۶۶ - ۰٫۱۱}] + (۱ - ۰٫۵)[\frac{۰٫۱۱ - ۰٫۱۱}{۰٫۳۳ - ۰٫۱۱}] = ۰ \quad (۳۵)$$

$$Q_{i(W)} = ۰٫۵[\frac{۰٫۳۳ - ۰٫۱۱}{۰٫۶۶ - ۰٫۱۱}] + (۱ - ۰٫۵)[\frac{۰٫۳۳ - ۰٫۱۱}{۰٫۳۳ - ۰٫۱۱}] = ۰٫۷ \quad (۳۶)$$

گام ششم: درگاه جنوبی S در هر سه شاخص کمترین مقدار را دارد و با توجه به برقراری شرط اول به عنوان مسیر برتر انتخاب می‌شود. از آنجایی که باید هر سه مسیر رتبه‌بندی شوند، با برقراری شرط دوم مسیر غربی W با داشتن شاخص Q_i کوچک‌تر از مسیر شمالی N به ترتیب در رتبه‌های اول و دوم جای می‌گیرند. نتایج در جدول ۸ ارائه شده‌اند.

در شکل ۳، شبه‌کد الگوریتم پیشنهادی با رویکرد ویکور آمده است.

راهکار پیشنهادی در شبکه‌های روی تراشه فاقد خرابی، احتمالاً از مسیری طولانی‌تر گذر می‌کند که بدون سرگردانی است. برای مناطقی با خرابی محدب [۲۷]، بسته‌ها ابتدا در طول یال شبکه و سپس در جهت گوشه منطقه مسیریابی می‌شوند. این وضعیت برای مناطق با خرابی مقعر [۲۷] و یا سناریوهای جدی دیگر، با فعال‌سازی مکانیزم شرط مسیریابی مجدد [۲۸] همراه است. در صورتی که تعداد مسیریابی مجدد از تعداد آستانه تجاوز نماید، مسیریاب با محدودسازی مسیریابی مجدد، بسته‌ها را حذف می‌کند. نتیجه حذف بسته‌ها، حفظ تعادل بار ترافیکی سیستم با کاهش لینک‌های ارتباطاتی و جلوگیری از سرگردانی خواهد بود. با گم‌شدن بسته‌ها و قبل از ارسال مجدد، درگاه قبلی که دارای خرابی است از طریق مکانیزم [۲۹] غیر فعال شده و سپس مکانیزم درخواست بازفرستی خودکار (ARQ)[1] به کار گرفته می‌شود. همچنین این تکنیک

```
01  CordinatesOfDestinationNode(Xd, Yd) ;
02  CordinatesOfCurrentNode(Xc, Yc)
03  S_Busy , S_Cong , S_Fault [N/E/S/W]
04  Selected Output Channel
05  Start
06    W[N/E/S/W] = 0 ;
07        For i = N to W {              //N , E , S , W
08            calculate  W_Path [i] using Wp pseudo;
09         // calculate W_Busy/W_Cong//W_Fault [i] , using Equation(1)
10         if(Sb/c/f[i] == 1 {          //S_Busy , S_Cong , S_Fault
11           W_Busy/W_Cong/W_Fault [i] = 0.33 ;      //W_Busy , W_Cong , W_Fault
12             }
13               else{
14           Wa/c/f[i] = 0 ;  }
15  DEFINE: X_mxn  //Matrix consisting of priority scores assigned decisions/alternatives),
    A_i,based on attributes/decisions criteria/goals,
16  Input: X_mxn  //Matrix consisting of priority scores assigned decisions/alternatives), A_i,
    based on attributes/decisions criteria/goals
17          if  i = 1, ... : m
18              START if:  j = 1: n
19   CALCULATE: C_j(A_i);  C_j(A)^+=
     Max_i C_j(A_i); C_j(A)^- =Min_i C_j(A_i); L_p,i=[Σ_j=1^n {W_j(C_j(A)^+ − C_j(A_i))/(C_j(A)^+ − C_j(A)^−)}^p]^(1/p)  Where i =
     1, ... , m;  and j = 1, ... , n ;  p = 1,2, ... , ∞ (distance norm)
20              END if
21  END if
22              CALCULATE  C_j(A)^+ ); C_j(A)^− L_p,i
23  output_channel = i }
24  END
25       }
26  }}
27  End Algorithm
```

- Assume decisions/alternatives as $A_i, i = 1,\ldots,m$
- Assume attributes/decisions as $C_j, j = 1,\ldots,n$
- We state the pseudo-codes for the working principle of VIKOR

شکل ۳: شبه‌کد الگوریتم پیشنهادی با رویکرد ویکور.

می‌تواند برای جلوگیری از سرگردانی در مناطق خراب مقعر و با تبدیل آن به منطقه خراب محدب کاربردی باشد. اما حتی با وجود انتخاب مسیری غیر کمینه در مناطق دارای خرابی و متراکم، این تضمین وجود دارد که بسته با موفقیت تحویل داده شود.

٤- شبیه‌سازی و ارزیابی نتایج

پلتفرم ارزیابی الگوریتم در مقاله بر مبنای همبندی توری دوبعدی بوده و شبیه‌سازی با استفاده از شبیه‌ساز ناکسیم[2] [۳۰] و با رایانه‌ای شخصی با Intel®Core™ I۳٫۷@۴۱۷٫۳GHz و پردازنده RAM ۸ GB در محیط سیستم عامل لینوکس[3] انجام شده است. جهت ارزیابی راهکار ارائه‌شده، معیارهای استاندارد نرخ گذردهی T و میانگین تأخیر D از (۱۵) و (۱۶) از [۱۷] و [۳۱] استخراج می‌شوند

$$T = \frac{R_{flits}}{N_{nodes} - N_{clk}} \quad (۳۷)$$

که در (۳۷)، N_{nodes} تعداد گره‌ها، R_{flits} کل فلیت‌های دریافتی و N_{clk} تعداد سیکل‌های کلاک از اولین فلیت تولیدشده تا آخرین فلیت دریافت‌شده است. معادله (۳۸) میانگین تأخیر D را تعریف می‌کند که میانگین مقدار تأخیر برای کل تعداد پیام‌ها است، به طوری که K کل تعداد پیام‌هایی است که به گره‌های مقصدشان می‌رسند و D_i تأخیر برای گره i است

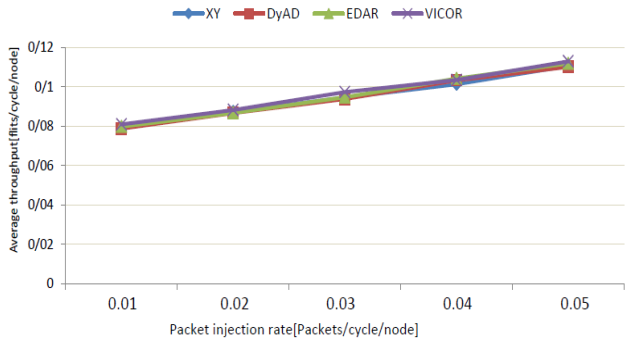
$$D = \frac{۱}{K}\sum_{i=۱}^{k} D_i \quad (۳۸)$$

برای تضمین صحت نتایج، شبیه‌سازی در هر نرخ تزریق بسته (PIR)، پنج بار تکرار گردیده و نتایج به صورت میانگین ارائه شده‌اند. زمان‌های راه‌اندازی و اجرا به ترتیب ۱۰۰۰ و ۱۰۰۰۰ سایکل کلاک هستند. الگوریتم مسیریابی تحت الگوهای متعدد رایج در برآورد کارایی،

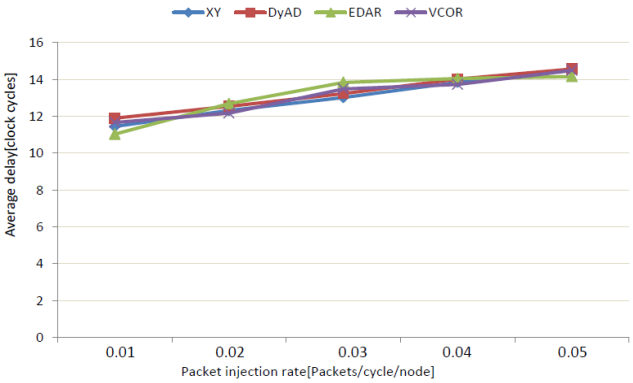
1. Automatic Repeat Request

2. Noxim

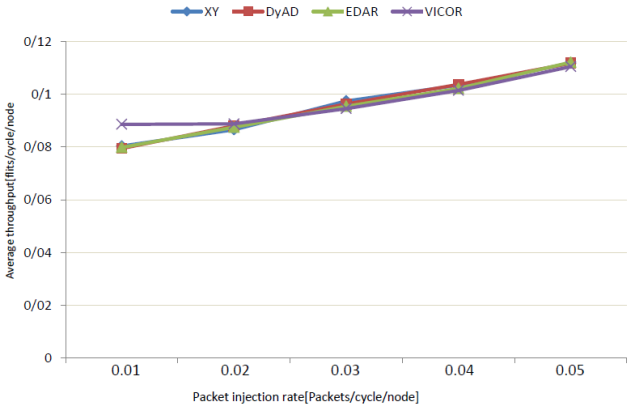
3. Linux



شکل ۴: میانگین نرخ گذردهی الگوریتم‌های مسیریابی مختلف تحت بار ترافیک Random.



شکل ۵: میانگین نرخ تأخیر الگوریتم‌های مسیریابی مختلف تحت بار ترافیک Random.

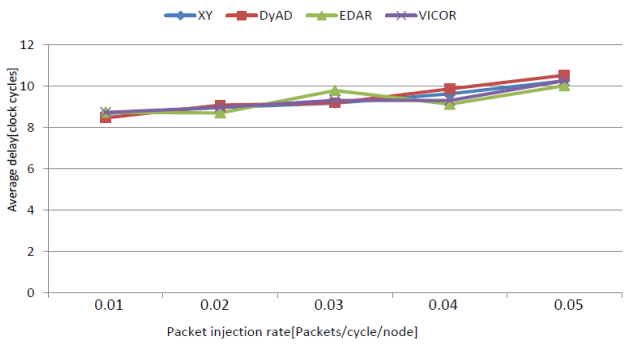


شکل ۶: میانگین نرخ گذردهی الگوریتم‌های مسیریابی مختلف تحت بار ترافیک Shuffle.

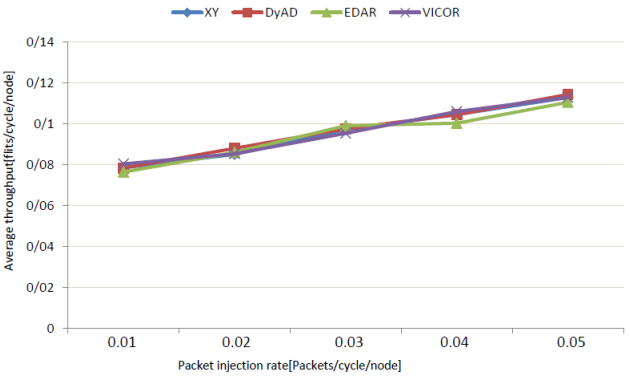
شامل ترافیک تصادفی[1]، ترافیک به هم آمیخته[2] و ترافیک ترانهاده[3] ارزیابی می‌شود.

نمودارهای حاصل از شبیه‌سازی در شرایط بدون خرابی راهکار پیشنهادی در مقابل رویکرد آگاه از تراکم EDAR [۱۷] و دو الگوریتم XY و DyAD تحت شرایط ترافیک یکسان ارائه شده است. از آنجایی که معماری‌های این راهکارها متفاوت هستند، نتایج تولیدشده با کاهش نرخ گذردهی توسط شبیه‌ساز، نرمال‌سازی می‌شوند. تفاوت راهکار پیشنهادی و الگوریتم EDAR در نحوه وزن‌دهی به معیارها است. در EDAR به ترتیب وضعیت خرابی، وضعیت متراکم و وضعیت مشغول بیشترین تأثیر کارایی را روی کانال دارند. پس از وزن‌دهی به مسیرها به

1. Traffic-Random
2. Traffic-Shuffle
3. Traffic-Transpose



شکل ۷: میانگین نرخ تأخیر الگوریتم‌های مسیریابی مختلف تحت بار ترافیک Shuffle.



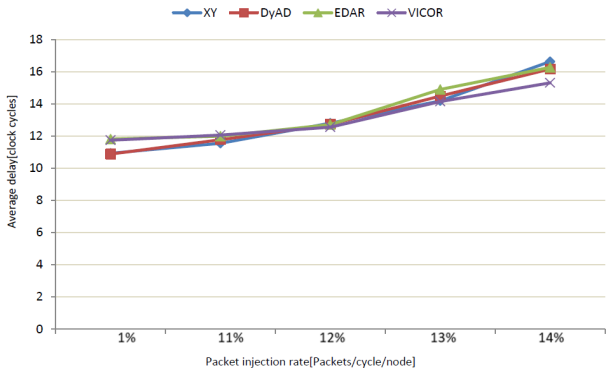
شکل ۸: میانگین نرخ گذردهی الگوریتم‌های مسیریابی مختلف تحت بار ترافیک Transpose.

کمک یک تکنیک رتبه‌بندی تجمعی ساده، EDAR ارزش حاصل از مجموع شاخص‌ها به هر گزینه را محاسبه می‌کند و گزینه با کمترین مقدار، مسیر اولویت را مشخص می‌نماید. در حالی که روش پیشنهادی پس از بهینه‌سازی وزن باارزش‌ترین وضعیت $(W_{Busy}/W_{Cong}/W_{Fault})$، مسیرها را هدف رتبه‌بندی قرار داده و اگر در بهینه‌سازی تابع معیار اول، جواب بهینه و منحصر به فردی به دست بیاید، مسأله تمام می‌شود و در غیر این صورت، نسبت به بهینه‌سازی تابع معیار دوم اقدام خواهد شد. پروسه به ترتیب اهمیت ادامه می‌یابد تا مسأله به طور کامل حل شود. در رویکرد پیشنهادی هر شاخص به طور جداگانه از سایر شاخص‌ها، مبنای ارزیابی گزینه‌های رقیب قرار می‌گیرد به نحوی که مسیر انتخابی تفاوت قابل ملاحظه‌ای از دیدگاه مطلوبیت گروهی حداکثر و تأثر فردی حداقل دارد.

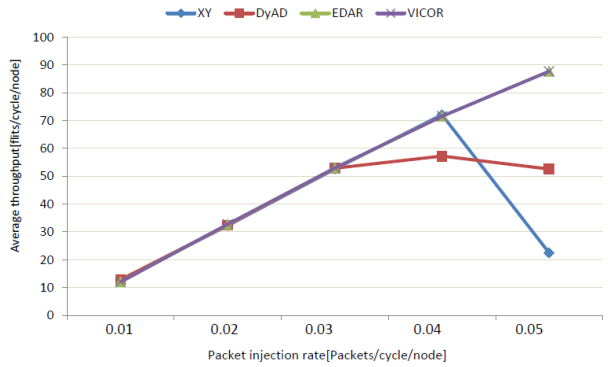
٤-١ نتایج مربوط به کارایی

مسیریاب VICOR در شبکه مش ۴×۴ و ۸×۸ در شرایط بدون خرابی و سپس با ۵٪، ۱۰٪، ۱۵٪ و ۲۰٪ لینک خراب شبیه‌سازی شده است، زیرا تمام الگوریتم‌های مسیریابی در لینک‌های تا ۲۰٪ خرابی، دارای کارایی هستند. نتایج میانگین گذردهی و نرخ تأخیر تحت بار ترافیک Random، Shuffle و Transpose در شرایط بدون خرابی در شکل‌های ۴ تا ۹ نشان داده است.

در شرایط بدون خرابی می‌توان مشاهده کرد که الگوریتم مسیریابی پیشنهادی به میانگین تأخیر کمتر و گذردهی بالاتر در مقایسه با الگوریتم EDAR دست می‌یابد. نزدیکی نتایج آزمایش‌های روش پیشنهادی با الگوریتم‌های XY و DyAD به دلیل پیروی الگوریتم پیشنهادی از روش XY در شرایط بدون خرابی است. الگوریتم مسیریابی XY در بلندمدت خود را با الگوی ترافیکی سازگار می‌کند. همچنین در صورت امکان، ترافیکی یکنواخت با مسیریابی بسته‌ها ابتدا در طول محور X و سپس



شکل ۹: میانگین نرخ تأخیر الگوریتم‌های مسیریابی مختلف تحت بار ترافیک Transpose.



شکل ۱۰: ارزیابی میانگین نرخ گذردهی در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ الگوریتم‌های مختلف تحت بار ترافیکی Random.

محور Y شکل می‌گیرد. از طرف دیگر، الگوریتم‌های مسیریابی انطباقی، کانال‌های انتخابی را برای مدت کوتاهی ذخیره می‌کنند، زیرا این نوع تصمیم‌گیری در طولانی‌مدت می‌تواند با ترافیک شبکه تداخل داشته باشد.

در شکل ۴، نتایج نرخ گذردهی در شرایط بدون خرابی نشان می‌دهد که در تحت بار ترافیکی Random، تمام الگوها تا ۵٪ نرخ تزریق بسته، گذردهی یکنواختی را تجربه می‌کنند.

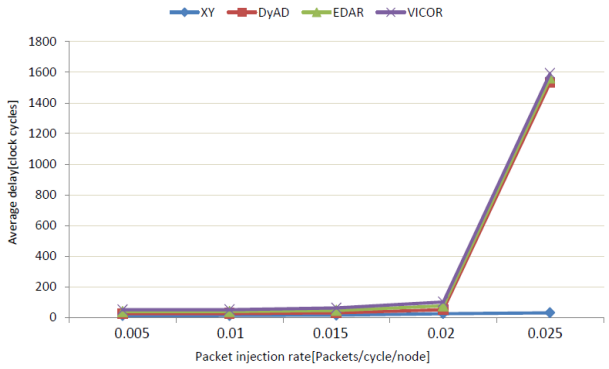
در شکل ۵، تحت همان بار ترافیکی و نرخ تزریق بسته، تأخیرها تقریباً ثابت باقی می‌مانند. دلیل بالاتربودن نرخ تأخیر EDAR و VICOR در ارتباط با ساختار انطباقی آنها است. الگوریتم‌های انطباقی به دلیل انجام محاسبات بیشتر در شرایط بدون خرابی اندکی با تأخیر روبه‌رو می‌شوند.

در شکل ۶، در همان شرایط قبل، تحت بار ترافیکی Shuffle، هر چهار الگو نرخ گذردهی یکنواختی را نشان می‌دهند. الگوی VICOR در محدوده نرخ تزریق بسته ۱٪، گذردهی بالاتری را نشان می‌دهد که می‌تواند به دلیل شرایط آزمایش باشد.

در شکل ۷، به طور مشابه با آنچه در مورد بار ترافیکی Random رخ داده است، تحت بار ترافیکی Shuffle نیز یکسان‌بودن نرخ تأخیر الگوها تأیید می‌شود.

در شکل ۸، ثبات نرخ گذردهی چهار الگو تحت بار ترافیک Transpose مشابه الگوی XY است.

الگوریتم مسیریابی DyAD در ترافیک پایین در مد قطعی کار می‌کند تا تأخیر کمتری داشته باشد. بنابراین هم در زمان کم ازدحام بودن شبکه و هم در زمان ازدحام بالا کارایی شبکه افزایش می‌یابد. این در حالی است که الگوریتم EDAR همواره مسیریابی را به صورت انطباقی انجام می‌دهد و این موضوع باعث افزایش تأخیر آن در شرایط بدون ازدحام می‌شود. با این حال، الگوریتم پیشنهادی همچنان با میانگین تأخیر پایین‌تر و گذردهی بالاتری از الگوی انطباقی EDAR عمل می‌کند.



شکل ۱۱: ارزیابی میانگین نرخ تأخیر در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ الگوریتم‌های مختلف تحت بار ترافیکی Random.

استفاده از نرخ تزریق بسته زیر نقطه اشباع به عنوان مقدار مبنا امکان ارزیابی منصفانه‌ای برای کارایی سیستم در شرایط بدون خرابی و یکسان را برای تمام الگوریتم‌های مسیریابی مورد بحث فراهم می‌سازد.

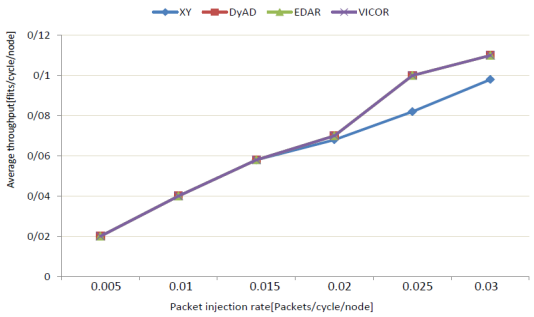
با افزایش خرابی تا ۱۰٪، روش پیشنهادی تا ۵٪ کاهش میانگین گذردهی روبه‌رو است و با نرخ خرابی ۱۵٪ تا ۲۰٪ این کاهش تقریباً ۲۰٪ است. این در حالی است که تحت این نرخ، XY تا ۷۰٪ و DyAD تا ۶۰٪ میانگین کاهش گذردهی را خواهند داشت.

از DyAD به عنوان الگوریتمی سازگار در این مقایسات استفاده شده است زیرا این تکنیک می‌تواند به طور منطقی بین مسیریابی قطعی و انطباقی و بر اساس شرایط ازدحام شبکه سوئیچ کند. به کمک این مزیت می‌تواند با جستجوی سایر الگوریتم‌های مسیریابی از پیوندهای متراکم جلوگیری کند و این امر منجر به توان بالاتری در شبکه می‌شود. هنگام ترکیب‌کردن حالت‌های مسیریابی قطعی و انطباقی در همان شبکه، می‌توان آزادی از بن‌بست و سرگردانی را تضمین کرد. الگوریتم XY نیز به عنوان الگوریتم پایه است تا بازتابی از میزان کاهش توان عملیاتی و قابلیت تحمل‌پذیری خرابی الگوریتم‌های مسیریابی باشد. نتایج مقایسات به دلیل معماری‌های متفاوت به صورت احتمالی هستند. جدول ۹ نتایج میانگین کاهش نرخ گذردهی در شرایط بدون خرابی و دارای خرابی را نشان می‌دهد. نتایج میانگین نرخ گذردهی و تأخیر تحت بار ترافیک Random، Shuffle و Transpose در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ در شکل‌های ۱۰ تا ۱۵ نشان داده شده است.

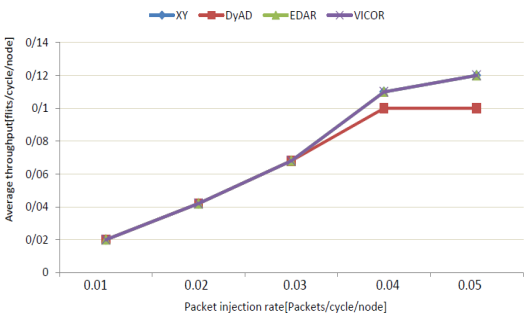
در شکل ۱۰، تحت همین بار ترافیکی، گذردهی الگوریتم DyAD در نرخ تزریق ۳۰٪ به دلیل ساختار تطبیقی این الگوریتم، متوقف شده و سپس به صورت یکنواخت پیش می‌رود. همچنین الگوریتم XY از نرخ تزریق ۴۰٪ به شدت با کاهش نرخ گذردهی روبه‌رو می‌شود. ملاحظه می‌گردد که در این شرایط EDAR و VICOR شیب همسانی دارند. این در حالی است که در شکل ۱۱، در نرخ بالای ۲۰٪ تزریق بسته، میانگین نرخ تأخیرها تحت بار ترافیکی Random در همه الگوریتم‌ها افزایش چشم‌گیری را نشان می‌دهد.

در نرخ ۲۰٪ تزریق بسته تحت بار ترافیکی Transpose، برای سه الگوی DyAD، VICOR و EDAR با افزایش نرخ گذردهی همراه است (شکل ۱۲) که این مسأله به دلیل ساختار تطبیقی آنها است. این در حالی است که برای XY چنین اتفاقی رقم نمی‌خورد.

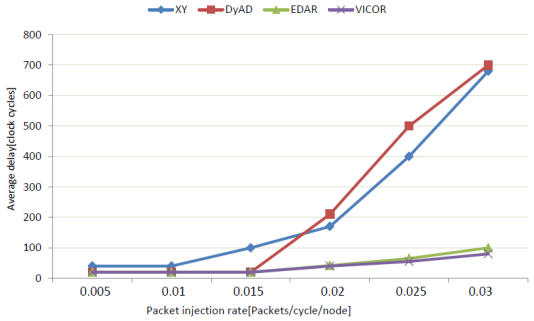
همین شرایط در شکل ۱۳ برای تأخیرها نیز اتفاق می‌افتد. در نرخ‌های پایین تزریق بسته یعنی ۵٪ تا ۱۵٪، XY و DyAD بیشترین تأخیر و EDAR و VICOR کمترین نرخ تأخیرها را نشان می‌دهند.



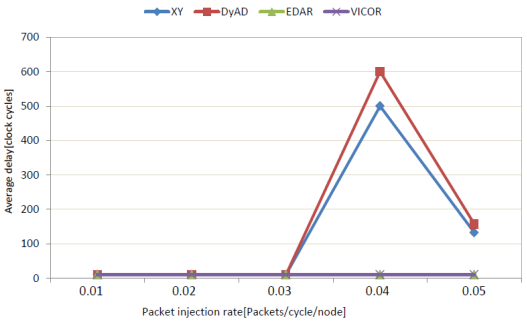
شکل ۱۲: ارزیابی میانگین نرخ گذردهی در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ الگوریتم‌های مختلف تحت بار ترافیکی Transpose.



شکل ۱۴: ارزیابی میانگین نرخ گذردهی در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ الگوریتم‌های مختلف تحت بار ترافیک Shuffle.



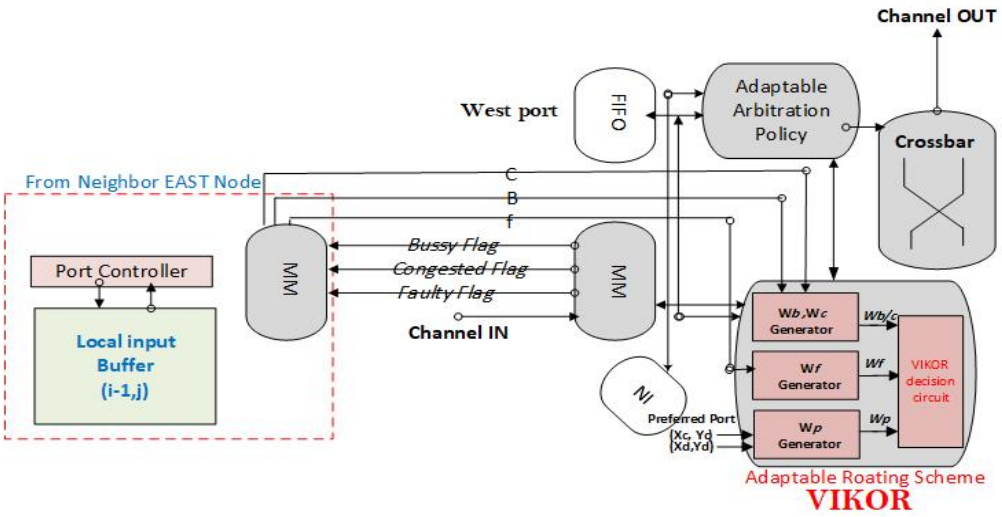
شکل ۱۳: ارزیابی میانگین تأخیر در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ الگوریتم‌های مختلف تحت بار ترافیکی Transpose.



شکل ۱۵: ارزیابی میانگین تأخیر در شرایط خرابی ۵٪ تا ۲۰٪ الگوریتم‌های مختلف تحت بار ترافیکی Shuffle.

جدول ۹: متوسط کاهش نرخ گذردهی در شرایط بدون خرابی و دارای خرابی ۵٪ تا ۲۰٪

الگوریتم	خرابی (٪)	Transpose		Shuffle		Random		میانگین تأخیر (سایکل)	میانگین نرخ گذردهی (فلیت/ سایکل)
		میانگین نرخ گذردهی (فلیت/سایکل)	میانگین تأخیر (سایکل)	میانگین نرخ گذردهی (فلیت/سایکل)	میانگین تأخیر (سایکل)	میانگین نرخ گذردهی (فلیت/سایکل)	میانگین تأخیر (سایکل)		
XY	۰	۵/۰۶	۹۶/۵۶	۵/۰۶	۲۴/۰۶	۵/۲۷	۲۴/۹۶	۴۸/۸۳	۵/۱۳
	۵	۳/۴۴	۶۵/۶۴	۳/۴۴	۱۶/۳۶	۳/۵۸	۱۶/۹۷	۳۲/۹۹	۳/۴۹
	۱۰	۱/۶۶	۳۲/۱۶	۱/۶۹	۸/۰۲	۱/۷۵	۸/۳۲	۱۶/۱۷	۱/۷۰
	۱۵	۰/۶۹	۱۳/۷۰	۰/۷۲	۳/۴۲	۰/۷۴	۳/۷۵	۶/۹۶	۰/۷۲
	۲۰	۰/۲۴	۴/۸۲	۰/۲۵	۱/۲۱	۰/۲۶	۱/۴۴	۲/۴۹	۰/۲۵
	میانگین انرژی ۸/۴۳۳۴e−۰۶ j/s								
DyAD	۰	۵/۱۵	۳۲/۸۵	۵/۱۵	۱۸/۸۰	۵/۱۹	۲۵/۴۹	۲۰/۱۷	۵/۱۶
	۵	۳/۸۲	۲۴/۳۷	۳/۸۲	۱۳/۹۵	۳/۸۵	۱۸/۹۱	۱۹/۰۸	۳/۸۳
	۱۰	۲/۲۲	۱۴/۱۹	۲/۲۲	۸/۱۲	۲/۲۴	۱۱/۰۱	۱۱/۱۱	۲/۲۳
	۱۵	۱/۰۳	۶/۶۲	۱/۰۳	۳/۷۹	۱/۰۴	۵/۱۴	۵/۱۸	۱/۰۳
	۲۰	۰/۴۵	۲/۸۹	۰/۴۵	۱/۶۶	۰/۴۵	۲/۲۵	۲/۲۶	۰/۴۵
	میانگین انرژی ۸/۴۵۶۳e−۰۶ j/s								
EDAR	۰	۴/۶۳	۳۸۳/۰۲	۵/۰۹	۹۴/۱۰	۴/۸۵	۲۲۷/۰۲	۲۳۴/۷۱	۴/۸۶
	۵	۴/۵۷	۳۷۸/۸۵	۵/۰۳	۹۳/۲۷	۴/۷۸	۲۲۴/۵۵	۲۳۲/۲۲	۴/۷۹
	۱۰	۴/۳۹	۳۶۴/۱۹	۴/۸۴	۸۹/۶۶	۴/۵۹	۲۱۵/۸۶	۲۱۷/۲۴	۴/۶۱
	۱۵	۴/۷۲	۳۰۸/۷۲	۴/۱۰	۷۶	۳/۸۹	۱۸۲/۹۸	۱۸۹/۲۳	۳/۹۰
	۲۰	۳/۰۲	۲۵۰/۴۶	۳/۳۳	۶۱/۶۶	۳/۱۵	۱۴۸/۴۵	۱۵۳/۵۲	۳/۱۶
	میانگین انرژی ۸/۴۶۱۷e−۰۶ j/s								
VICOR	۰	۵/۰۳	۱۱۲/۹۸	۵/۱۴	۲۴/۳۵	۵/۲۸	۲۴/۲۳	۵۳/۸۵	۵/۱۵
	۵	۴/۹۳	۱۱۰/۶۶	۵/۰۴	۲۳/۸۵	۵/۱۷	۲۳/۷۶	۵۲/۷۶	۵/۰۵
	۱۰	۴/۷۱	۱۱۰/۶۵	۴/۸۱	۲۲/۷۷	۴/۹۴	۲۲/۶۸	۵۰/۳۷	۴/۸۲
	۱۵	۴/۰۲	۹۰/۲۷	۴/۱۱	۱۹/۴۵	۴/۲۲	۱۹/۳۸	۴۳/۰۳	۴/۱۲
	۲۰	۳/۳۳	۷۴/۹۰	۳/۴۱	۱۶/۱۴	۳/۵۰	۱۶/۰۸	۳۵/۷۱	۳/۴۱
	میانگین انرژی ۸/۳۹۷۸e−۰۶ j/s								



شکل ۱۶: ساختار مسیریاب تطبیقی.

زیر نرخ ۳۰٪ تزریق بسته تحت بار ترافیکی Shuffle، سه الگوی DyAD، VICOR و EDAR افزایش نرخ گذردهی را به دلیل دارابودن ساختار تطبیقی در شکل ۱۴ نشان می‌دهند. اما XY در ابتدا با افت نرخ گذردهی روبه‌رو می‌شود و سپس به ثبات می‌رسد.

در مجموع، زمانی که نرخ خرابی افزایش می‌یابد، الگوریتم‌های DyAD و XY نمی‌توانند مسیرهای بدون خرابی را برای ارسال فلیت‌ها انتخاب کنند. بنابراین تعداد زیادی از فلیت‌ها گم می‌شوند و تعداد فلیت‌های دریافتی به میزان قابل توجهی کاهش خواهد یافت. با این حال برای VICOR نیز میانگین تأخیرها افزایش می‌یابد ولی تعداد فلیت‌های دریافتی در همان سطح قبلی باقی می‌ماند.

مشابه با آنچه که برای الگوی Transpose اتفاق می‌افتد، در شکل ۱۵، تحت بار ترافیکی Shuffle تا ۳۰٪ نرخ تزریق بسته‌ها، هر چهار الگوریتم به طور یکسان دارای نرخ تأخیر پایینی هستند. اما برای XY و DyAD این شرایط ناگهان تغییر می‌کند و الگوها به دلیل ساختار غیر تحمل‌پذیرشان به شدت با تأخیر روبه‌رو می‌شوند که به تدریج خود را با شرایط مطابقت می‌دهند. الگوریتم‌های VICOR و EDAR بدون تغییر، تأخیر یکسان و پایینی دارند.

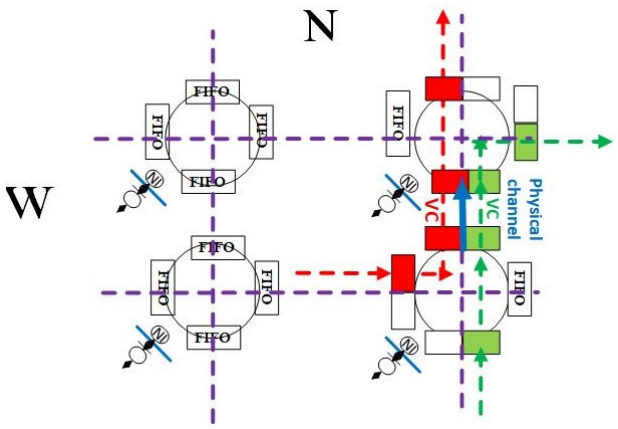
می‌توان مشاهده کرد تحت نرخ‌های خرابی تا ۲۰٪، الگوهای XY، DyAD و EDAR به ترتیب دارای کاهش میانگین نرخ گذردهی ۵۱٫۹۸٪، ۴۳٫۴۹٪ و ۹٫۵۷٪ هستند و این مقدار برای VICOR ۹٫۳۰٪ است. در هر ۴ روش، میانگین مصرف انرژی مقداری بین ۱٫۹۹E−۰۶j/s تا ۲٫۱۳E−۰۶j/s است، بنابراین الگوریتم مسیریابی VICOR کارایی سیستم را تحت نرخ خرابی پایین حفظ می‌کند. اما با افزایش نرخ خرابی میانگین تأخیرش افزایش می‌یابد. با این حال الگوریتم‌های XY و DyAD به دلیل عدم شمارش فلیت‌های گم‌شده میزان پایین‌تری از تأخیر را منعکس می‌کنند.

با توجه به این که رویکرد پیشنهادی از یک روند تصمیم‌گیری چندمعیاره مبتنی بر مؤلفه‌های کیفیت سرویس از پارامترهای وضعیت کانال، وزن اولویت مسیر و سایز بافر همسایه به صورت ترکیبی استفاده می‌کند ، در انتخاب مسیر بهینه‌تر موفق عمل کرده و توانسته تا حد قابل توجهی تأخیر را کاهش دهد. با توجه به این که روش پیشنهادی مسیرهایی را انتخاب می‌کند که تا حد امکان بالاترین اولویت و کمترین ازدحام در بافر را دارند، نرخ تحویل و زمان تحویل تا حد قابل توجهی بهینه شده و کارایی روش در مؤلفه نرخ تأخیر میانگین بهبود داشته است.

۴-۲ کارایی و تحلیل سربار سطح سخت‌افزار

برای بیان سربار ناحیه‌ای الگوریتم، مسیریاب NOC EMBRACE [۳۲] را بر مبنای [۱۵] و [۳۳] تا [۳۵] مد نظر قرار داده‌ایم. مسیریاب مجهز به مکانیزم تشخیص خرابی آنلاین [۳۵] و دارای یک ماژول ناظر به ازای هر کانال است. محققان مسیریاب EMBRACE را مورد آزمون قرار داده‌اند و نتایج آن در [۳۴] و [۳۵] منتشر شده است. همان طور که قبلاً نیز بیان گردید، الگوریتم پیشنهادی از لحاظ ساختاری و نحوه عملکرد مشابه با راهکار [۱۷] می‌باشد و تنها تفاوت آن در شیوه تصمیم‌گیری است. سربار سطح و مصرف توان راهکار [۱۷] برابر ۰٫۲۴۱ میلی‌متر مربع و ۲٫۲۹۱ میلی‌وات بیان شده است. مسیر انتشار سیگنال خطا در فرکانس پایین ساعت سیستم معادل ۱۰۰ مگاهرتز دارای اهمیت زیادی نیست، زیرا برای انتشار نیازی به یک سیکل ساعت ندارد. برای مسیرها نیز محدودیت زمان‌بندی چندچرخه‌ای تعریف شده است. بنابراین هیچ نقض زمان‌بندی نخواهند داشت و وضعیت ترافیک می‌تواند از مسیریاب‌های دورتر و در دو سیکل ساعت به گره فعلی انتقال یابد. پس از تشخیص خطاهای لینک‌های متصل بلادرنگ که به وسیله ماژول ناظر راهکار [۳۶] در یک سیکل ساعت انجام می‌شود، مسیریاب می‌تواند در دو سیکل ساعت تصمیم‌گیری صحیح مسیریابی را انجام دهد. معماری مسیریاب VICOR که به مسیریاب [۳۶] شبیه است، پس از بروز خطا و در حداکثر یک بسته، طی پنج مرحله آن را به یک مسیر غیر بهینه در مسیریاب دورتر هدایت می‌کند و در گام بعدی، با تشخیص تغییر وضعیت پیوند، مسیریابی بسته از یک مسیر بدون خطا انجام خواهد شد. در مورد خطاهای گذرا در مسیریاب همسایه، بسته به یک مسیر بدون خطا ارسال می‌شود. اگر خطا در مسیریاب دورتر اتفاق بیفتد تا زمان رسیدن بسته، آن خطا برطرف شده و بنابراین انتشار پیام خطا، تأخیری در مسیر بحرانی و فرکانس عملکرد ایجاد نمی‌کند. برای دریافت سیگنال‌های کنترلی ترافیک و خرابی لازم است تا ۳۶ بیت به عرض کانال اختصاص یابد. بنابراین سرباری تا سطح ۸٫۵ درصد را تحمیل می‌کند که هزینه‌ای قابل قبول است. به طور عمومی هزینه سیم‌بندی اضافی کمتر از ۱۰٪ محدودیتی برای سخت‌افزار محسوب نمی‌شود و بنابراین سربار سطح سخت‌افزار امکان حفظ مقیاس‌پذیری سیستم را فراهم می‌سازد.

در شکل ۱۶ ساختار مسیریاب نشان داده شده است. وزن‌های اولویت مسیر و وضعیت کانال به مقایسه‌کننده داده می‌شوند، مسیرهای مورد نظر



شکل ۱۷: کانال‌های مجازی در مسیریاب.

برچسب‌گذاری گردیده و در نهایت با استفاده از الگوریتم تصمیم‌گیری ویکور، رتبه‌بندی و درگاه ایده‌آل به عنوان مناسب‌ترین مسیر خروجی انتخاب می‌گردد. میانگین پیچیدگی زمانی اجرای الگوریتم شکل ۳ برای محاسبات وزن ترافیک، وزن مسیر، زمان دریافت سیگنال‌های کنترلی و میانگین زمان محاسبه الگوریتم ویکور به ترتیب ۱٫۱۶۷E−۰۶s، ۱٫۵۵۱E−۰۶s، ۱٫۲۸۲E−۰۵s و ۰٫۰۰۲۲۱ s می‌باشد و در ۱۱۰۰۰ سایکل برآورد شده است.

پیشگیری از بن‌بست از راهکار [۱۵] و استراتژی [۱۷] با به کارگیری تکنیک کانال مجازی انجام می‌گیرد. در این تکنیک بسته‌ها به طور موقت و با استفاده از ترکیب مؤلفه اولین ورودی، اولین خروجی (FIFO) و سیاست نوبت گردشی[1] در کانال‌های مجازی ذخیره می‌شوند. شکل ۱۷ نمونه‌ای از کانال‌های مجازی را نشان می‌دهد.

هر بسته پس از دسترسی به کانال فیزیکی مشترک که بر مبنای نقل و انتقال و به کمک مالتی‌پلکس‌سازی، به دو کانال مجازی (سبز و قرمز) تقسیم شده، کانال را اشغال می‌کند. اگر بسته دیگری نیز هم‌زمان همان کانال را درخواست کند، کانال فیزیکی بین بسته‌ها تسهیم می‌شود. بنابراین با سیاست داوری انطباقی و با استفاده از کانال مجازی هیچ کدام از بسته‌های در حال انتقال بلوکه نخواهند شد و بدین ترتیب توان عملیاتی سیستم افزایش می‌یابد. تخصیص بافرها و فضای آزاد از چندین کانال مجازی به تصمیم‌گیری‌های مسیریابی کمک می‌کند و تراکم بار ترافیکی درگاه ورودی گره را کاهش می‌دهند. بنابراین در صورت عدم وجود فضای کافی برای درگاه ورودی، گره و یا کانال مجازی ترجیحی، الگوریتم مسیریابی، مسیر جایگزین را برای کاهش بار ترافیکی انتخاب خواهد کرد.

۴-۳ نتیجه‌گیری و پیشنهاد کارهای آتی

در این مطالعه یک الگوریتم مسیریابی انطباقی معرفی می‌شود که پس از طبقه‌بندی مسیرهای مختلف بین گره‌های شبکه و آگاهی از وضعیت تراکم گره‌های مجاور، با استفاده از تکنیک تصمیم‌گیری چندمعیاره ویکور، مسیرهای موجود بین گره‌های مبدأ و مقصد را رتبه‌بندی می‌کند. در صورتی که خرابی رخ دهد، الگوریتم مسیری جایگزین با ویژگی‌های کیفیت سرویس مشابه انتخاب می‌شود.

مزیت مدل ویکور این است که جهت ارزیابی مسیرها بر اساس معیارهای کیفیت سرویس، از داده‌های خام و پارامترهای کیفیت سرویس مانند وضعیت ترافیک کانال، شناسایی خطا و طول مسیر استفاده می‌کند. بدین ترتیب ضمن تأمین قابلیت تحمل‌پذیری خطا، به راحتی می‌توان با حفظ کارایی الگوریتم مسیریابی در هنگام خرابی، از ایجاد بن‌بست در شبکه پرهیز نمود. نتایج ارزیابی حاکی از بهبود پارامترهای کارایی از قبیل تأخیر و گذردهی نسبت به روش‌های مشابه بوده و مطابق با معماری بیان‌شده در تکنیک EDAR، امکان حفظ مقیاس‌پذیری سیستم را فراهم می‌سازد.

در کار آتی با بررسی استراتژی مسیریابی و تشخیص خرابی ارائه‌شده با رویکرد کمیت‌های مستقل در انتخاب مسیرهای بهینه از دیدگاه تئوری کنترل بهینه که جزئی از اصل کمینه محسوب می‌شود، تکنیکی را معرفی می‌کنیم که با کمک وام‌گیری از بافرها در شرایط خرابی می‌تواند از درگاه‌های معیوب عبور کند.

1. Round Robin

مراجع

[1] K. Lahiri, A. Raghunathan, and S. Dey, "Evaluation of the traffic-performance characteristics of system-on-chip communication architectures," in *Proc. of the 14th Int. Conf. on VLSI Design. IEEE*, pp. 29-35, Bangalore, India, 7- Jan. 2001.

[2] T. Bjerregaard and S. Mahadevan, "A survey of research and practices of network-on-chip," *ACM Computing Surveys J.*, vol. 38, no. 1, Article No. 1-es, Jun. 2006.

[3] L. Benin and G. De Micheli, "Networks on chips: a new SoC paradigm," *Computer*, vol. 35, no. 1, pp. 70-78, Jan. 2002.

[4] R. Kamal, P. Goyal, and V. Nehra, "Network on chip: topologies, routing, implementation," *International J. of Advances in Science and Technology*, vol. 4, no. 1, pp. 24-34, Feb. 2012.

[5] J. Duato and S.Y alamanchili, *Interconnection Networks - An Engineering Approach*, Morgan Kaufmann, 2003.

[6] A. Ben Achballah, S. Ben Othman, and S. Ben Saoud, "Problems and challenges of emerging technology networks-on-chip: a review," *Microprocessors and Microsystems,* vol. 53, pp. 1-20, Aug. 2017.

[7] S. K. Rahimi and F. S. Haug, Distributed Database Management Systems: A Practical Approach, Wiley, 2010.

[8] S. Konstantinidou and L. Snyder, "The chaos router," *IEEE Trans. on Computers*, vol. 43, no. 12, pp. 1386-1397, Dec. 1994.

[9] M. Atagoziyev, *Routing Algorithms for on Chip Networks*, MSc. Thesis in Electrical and Electronics Engineering, Middle East Technical University, 2007.

[10] P. Lotfi-Kamran, A. M. Rahmani, M. Daneshtalab, and A. Afzali-Kusha, "EDXY-a low cost congestion-aware routing algorithm for network-on-chips," *J. of Systems Architecture*, vol. 56, no. 7, pp. 256-264, Jul. 2010.

[11] J. Hu and R. Marculescu, "DyAD-smart routing for networks-on-chip," in *Proc. 41st Design Automation Conf.*, pp. 260-263, San Diego, CA, USA, 7-11 Jul. 20042004.

[12] M. Li, Q. Zeng, and W. Jone, "DyXY-a proximity congestion-aware deadlock-free dynamic routing method for network on chip," in *Proc. 43rd ACM/IEEE Design Automation Conf,* pp. 849-852, San Francisco, CA, USA, 24-28 Jul. 2006

[13] G. M. Chiu, "The odd-even turn model for adaptive routing," *IEEE Trans. on Paralleland Distributed Systems*, vol. 11, no. 7, pp. 729-738, Jul.. 2000.

[14] N. Dahir, T. Mak, R. Al-Dujaily, and A. Yakovlev, "Highly adaptive and deadlock-free routingfor three-dimensional network-on-chip," *Computers and Digital Techniques, IET*, vol. 7, no. 6, pp. 255-263, Nov. 2013.

[15] R. Saini and M. Ahmed, "Restricted turn model fault tolerant routing techniques for 3D mesh network-on-chip: an evaluation," in *Proc. of Int. Congress on Information and Communication Technology, ICICT'16*, pp. 113-122, Bangkok, Thailand, 12-13 Dec. 2016.

[16] Z. Lu, A. Jantsch, and L. Ji, "A reconfigurable fault-tolerant deflection routing algorithm based on reinforcement learning for network-on-chip," in *Proc. of the 3rd Int. Workshop on Network on Chip Architectures,* pp. 11-16, Atlanta, GA, USA, 4-4 Dec. 2010.

[17] J. Liu, J. Harkin, Y. Li, and L. Maguire, "Low cost fault-tolerant routing algorithm for networks-on-chip," *Microprocessors and Microsystems*, vol. 39, no. 6, pp. 358-372, Aug. 2015.

[18] D. Sinha, A. Roy, K. V. Kumar, P. Kulkarni, and J. Soumya, "Dn-FTR: fault-tolerant routing algorithm for mesh based network-on-chip," in *Proc. 4th Int'l Conf. on Recent Advances in Information Technology RAIT'18*, 5 pp., Dhanbad, India, 15-17 Mar. 2018.

[19] J. Khichar and S. Choudhary, "Fault aware adaptive routing algorithm for mesh based NoCs," in *Proc. Int. Conf. on Inventive*

Computing and Informatics, ICICI'17, pp. 584-589, Coimbatore, India, 23-24 Nov. 2017.

[20] M. F. Yota Kurokawa, "XY based fault-tolerant routing with the passage of faulty nodes," *IET Computers & Digital Techniques*, vol. 13, no. 3, pp. 224-23, Nov. 2018.

[21] Z. Zhang, W. Serwe, J. Wu, T. Yoneda, H. Zheng, and C. Myers, "An improved fault-tolerant routing algorithm for a network-on-chip derived with formal analysis," *Science of Computer Programming*, vol. 118, pp. 24-39, Mar. 2016.

[22] J. Wu, Z. Zhang, and C. Myers, *A Fault-Tolerant Routing Algorithm for a Network-on-Chip Using a Link Fault Model*, Virtual Worldwide Forum for PhD Researchers in Electronic Design Automation, 2011.

[23] E. K. Gawish, M. W. El-Kharashi, and M. F. Abu-Elyazeed, "Variability-tolerant routing algorithms for networks-on-chip," *Microprocessors and Microsystems*, vol. 38, no. 8, pt. B, pp. 1037-1045, Nov. 2014.

[24] Y. Ren, L. Liu, S. Yin, Q. Wu, S. Wei, and J. Han, "A VLSI architecture for enhancing the fault tolerance of NoC using quad-spare mesh topology and dynamic reconfiguration," in *Proc. IEEE Int. Symp. on Circuits and Systems,* pp. 1793-1796, Beijing, China, 19-23 May 2013.

[25] S. Opricovic and G. H. Tzeng, "Compromise solution by MCDM methods: a comparative analysis of VIKOR and TOPSIS," *European J. of Operational Research*, vol. 156, no. 2, pp. 445-455, Jul. 2004.

[26] J. Kim, D. Park, T. Theocharides, N. Vijaykrishnan, and C. R. Das, "A low latency router supporting adaptivity for on-chip interconnects," in *Proc. 42nd Annual Design Automation Conf.*, pp. 559-564, Anaheim, CA, USA, 13-17 Jun 2005.

[27] M. E. Shaheen and A. Abukmail, "A fault tolerant deadlock-free multicast algorithm for 2D mesh multicomputers," *The J. of Management and Engineering Integration*, vol. 5, no. 2, pp. 1-9, Winter 2012.

[28] A. Alhussien, C. Wang, and N. Bagherzadeh, "Design and evaluation of a high throughput robust router for network-on-chip," *Digital Techniques*, vol. 6, no. 3, pp. 173-179, May 2012.

[29] A. Alhussien, C. Wang, and N. Bagherzadeh, "Planar-adaptive routing: low-cost adaptive networks for multiprocessors," *ACM J.*, vol. 42, no. 1, pp. 91-123, Jan. 1995.

[30] M. Palesi, D. Patti, and F. Fazzino, *Noxim: Network on Chip Simulator*, http://www.noxim.org, 2010".

[31] G. Ascia, V. Catania, M. Palesi, and D. Patti, "Implementation and analysis of a new selection strategy for adaptive routing in networks-on-chip," *IEEE Trans. on Computers*, vol. 57, no. 6, pp. 809-820, Jun. 2008.

[32] P. A. Tsai, Y. H. Kuo, E. J. Chang, H. K. Hsin, and A. Y. Wu, "Hybrid path-diversity-aware adaptive routing with latency prediction model in network-on-chip systems," in *Proc. Int. Symp. VLSI Design Autom. Test,* 4 pp., Hsinchu, Taiwan, 22-24 Apr. 2013.

[33] S. Carrillo, J. Harkin, L. J. McDaid, F. Morgan, S. Pande, and S. Cawley, "Scalable hierarchical network-on-chip architecture for spiking neural network hardware implementations," *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, vol. 24, no. 12, pp. 2451-2461, Dec. 2013.

[34] S. Carrillo, J. Harkin, L. McDaid, S. Pande, S. Cawley, B. McGinley, and F. Morgan, "Advancing interconnect density for spiking neural network hardware implementations using traffic-aware adaptive network-on-chip routers," *Neural Networks*, vol. 33, no. 9, pp. 42-57, Sept. 2012.

[35] J. Liu, J. Harkin, Y. Li, and L. Maguire, "Online traffic-aware fault detection fornetworks-on-chip," *J. Parall. Distrib. Comput.*, vol. 74, no. 1, pp. 1984-1993, Jan. 2014.

[36] A. Vitkovskiy, V. Soteriou, and C. Nicopoulos, "Dynamic fault-tolerant routing algorithm for networks-on-chip based on localised detouring paths," *IET Computers & Digital Techniques*, vol. 7, no. 2, pp. 93-103, Mar. 2013.

[37] N. E. Jerger and L. S. Peh, "On-Chip Networks," San Rafael, CA, USA: Morgan and Claypool, 2009.

علیرضا محجوب مدرک کارشناسی خود در رشته منابع طبیعی را از دانشگاه آزاد اسلامی واحد نوشهر و چالوس در سال ۱۳۷۳ دریافت کرد. همچنین طی سال‌های ۱۳۹۶ تا ۱۳۹۸ مشغول تحصیل در مقطع کارشناسی ارشد در رشته معماری سیستم‌های کامپیوتری در دانشگاه آزاد اسلامی واحد پرند بود. از سال ۱۳۹۹ تا کنون نیز در مقطع دکتری معماری سیستم‌های کامپیوتری دردانشگاه آزاد اسلامی واحد کرج مشغول به تحصیل است. زمینه‌های علمی مورد علاقه ایشان شامل موضوعاتی مانند محاسبات نانوالکترونیک، یادگیری ماشین کوآنتومی و پردازش هوشمند می‌باشد.

فاطمه وردی مدرک کارشناسی خود را در رشته کامپیوتر از دانشگاه آزاد اسلامی واحد تهران جنوب در سال ۱۳۸۴دریافت نمود. همچنین، تحصیلات خود در مقطع کارشناسی ارشد و دکتری را در رشته معماری سیستم‌های کامپیوتری به‌ترتیب در سال‌های ۱۳۸۸و ۱۳۹۵ در دانشگاه آزاد اسلامی واحد علوم و تحقیقات به اتمام رساند و هم‌اکنون استادیار دانشکده کامپیوتر دانشگاه آزاد اسلامی واحد پرند است. زمینه‌های تحقیقاتی مورد علاقه ایشان شبکه‌های میان ارتباطی، معماری سیستم‌های چند پردازنده‌ای و مدیریت توان و کارایی در سیستم های نهفته است.

رویا راد مدرک کارشناسی خود را در رشته کامپیوتر از دانشگاه صنعتی امیر کبیر در سال ۱۳۷۹دریافت نمود. همچنین، در سال‌های ۱۳۸۱ و ۱۳۹۶ به‌ترتیب تحصیلات خود را در مقاطع کارشناسی ارشد و دکتری مهندسی کامپیوتر گرایش هوش مصنوعی در دانشگاه صنعتی شریف به پایان رساند و هم‌اکنون استادیار دانشکده کامپیوتر دانشگاه آزاد اسلامی واحد پرند است. علاقه پژوهشی ایشان در زمینه یادگیری ماشین، داده‌کاوی، یادگیری عمیق و پردازش تصویر است.