

# الگوریتم مسیریابی کارا برای شبکه روی تراشه سه بعدی با کانال‌های عمودی نیمه کامل

فاطمه وحدت‌پناه و احمد پاتوقی

نسبت به تراشه‌های دوبعدی، مطرح شده است [۵] تا [۹]. مطابق با پیش‌بینی‌های ITRS، تراشه‌های سه بعدی به عنوان تکنولوژی جدید برای تقویت و بهبود کارایی تراشه‌های با تکنولوژی کوچک‌تر از ۶۵ نانومتر استفاده خواهند شد [۱۰].

در تکنولوژی سه بعدی، چندین لایه سیلیکون فعال به صورت پشته‌ای روی هم قرار می‌گیرند و از کانال‌های درون سیلیکون<sup>۲</sup> برای اتصال این لایه‌ها به هم استفاده می‌شود. لایه‌ها می‌توانند توسط فرایندهای ساخت متفاوت و یا حتی بر روی انواع مختلفی از ویفرها (معماری غیر هم‌جنس) ساخته شوند. با توجه به محدودیت‌های طراحی و تکنولوژی، هر لایه می‌تواند به انجام عملکرد خاصی از سیستم اختصاص داده شود. لایه‌ها لزوماً دارای همبندی یکسان یا طول کانال یکسان نیستند [۱۱] تا [۱۳].

ارتباطات بین لایه‌ها توسط کانال‌های عمودی صورت می‌پذیرند و لذا به مسیریاب‌های عمودی تجمیع شده در لایه‌های دوبعدی، پورت‌های اضافه‌ای برای جهت‌های بالا یا پایین اضافه می‌شود [۱۴] تا [۱۶]. در یک تراشه سه بعدی به علت هزینه بالای ساخت کانال‌های درون سیلیکون و چالش‌های قابلیت اطمینان، ساخت کانال‌های عمودی به ازای تمام گره‌ها به صرفه نیست و در اغلب تراشه‌های ساخته شده از شبکه روی تراشه نیمه کامل با تعداد کانال‌های درون سیلیکون کمتر نسبت به شبکه روی تراشه کامل استفاده می‌شود [۱۷] و [۱۸]. به دلیل ناکامل بودن کانال‌های عمودی، طراحی الگوریتم مسیریابی بدون بن‌بست برای چنین معماری‌هایی پیچیده‌تر خواهد بود. لازم به ذکر است که الگوریتم‌های معمول که برای تکنولوژی‌های دوبعدی استفاده می‌شدند در اینجا به دلیل عدم وجود تقارن در بُعد سوم یا همان کانال‌های درون سیلیکون قابل استفاده نیستند [۱] تا [۳].

از میان الگوریتم‌های مسیریابی ارائه شده برای شبکه‌های سه بعدی ناکامل می‌توان به الگوریتم اول-آسانسور [۱۸] اشاره کرد. الگوریتم اول-آسانسور یک مسیریابی بدون بن‌بست و قطعی است که از مسیریابی قطعی در لایه‌های دوبعدی استفاده می‌کند و به همین دلیل نمی‌تواند بار ترافیکی را در شبکه به خوبی توزیع کند که به افت کارایی (تأخیر و گذردهی شبکه) منجر خواهد شد [۱۸].

در این مقاله الگوریتمی نیمه وفق‌پذیر و بدون بن‌بست با تأخیر کم و کارایی بالا برای شبکه‌های روی تراشه مش سه بعدی با کانال‌های عمودی نیمه کامل ارائه شده است. در این الگوریتم کانال‌های عمودی مانند ستون‌هایی هستند که تمام لایه‌ها را به هم متصل می‌کنند. هر گره به صورت ایستا، مکان حداقل دو کانال عمودی صعودی و نزولی را می‌داند.

این الگوریتم از دو شبکه کانال مجازی و مدل چرخش زوج-فرد در لایه‌های شبکه استفاده می‌کند. چرخش‌های مجاز و غیر مجاز به گونه‌ای

چکیده: تراشه‌های سه بعدی از قرار گرفتن لایه‌های سیلیکون به صورت پشته ساخته می‌شوند و ارتباط بین این لایه‌ها توسط کانال‌های درون سیلیکون برقرار می‌شود. هزینه ساخت این تراشه‌ها تابعی از تعداد کانال‌های عمودی است و ساخت آنها با تعداد کامل کانال‌ها از لحاظ هزینه و پیچیدگی ساخت، مقرون به صرفه نیست. ناکامل بودن کانال‌های درون سیلیکون، مسأله مسیریابی اطلاعات را در شبکه‌های روی تراشه سه بعدی، پیچیده‌تر از شبکه‌های دوبعدی کرده است. در این مقاله یک الگوریتم مسیریابی برای شبکه‌های روی تراشه سه بعدی با کانال‌های عمودی ناکامل ارائه شده است که با تقسیم‌بندی لایه‌ای، سطری و ستونی شبکه، یک مسیریابی پویا را با حداکثر تطبیق‌پذیری در اختیار بسته‌ها قرار می‌دهد. این الگوریتم مستقل از مکان قرار گرفتن کانال‌های عمودی است و با در نظر گرفتن شماره لایه‌ای که بسته در آن قرار دارد و زوج یا فرد بودن آن، مدل چرخش خاصی در سطرها و یا ستون‌های زوج یا فرد به کار می‌گیرد. این الگوریتم تنها با استفاده از دو کانال مجازی مسأله بن‌بست و چرخه زنده را مرتفع کرده است. نتایج شبیه‌سازی و مقایسه الگوریتم پیشنهادی با الگوریتم اول-آسانسور نشان می‌دهد که در الگوریتم پیشنهادی، میانگین تأخیر تحویل بسته ۳۲/۸٪ نسبت به الگوریتم اول-آسانسور بهبود داشته است. همچنین قابل ذکر است که بهبود تأخیر و گذردهی با بزرگ‌تر شدن ابعاد شبکه و کاهش تعداد کانال‌های درون سیلیکون، افزایش خواهد یافت.

کلیدواژه: بن‌بست، شبکه روی تراشه سه بعدی، کانال عمودی نیمه کامل، کانال مجازی.

## ۱- مقدمه

با کوچک‌تر شدن ابعاد ترانزیستورها و به تبع آن با افزایش تعداد هسته‌های پردازشی، ماژول‌های حافظه و ماژول‌های ورودی/خروجی بر روی تراشه، روش‌های اتصالات قدیمی‌تر مانند گذرگاه مشترک کارایی خود را از دست داده‌اند [۱] و [۲]. در این راستا، شبکه روی تراشه<sup>۱</sup> به عنوان راه حلی کارا و مقیاس‌پذیر ارائه شده و مورد استقبال سازندگان قرار گرفته است. شبکه روی تراشه می‌تواند بسیاری از مشکلات ارتباطات روی تراشه‌ها مانند محدودیت‌های کارایی مربوط به اتصالات طولانی و تجمیع تعداد بسیاری از هسته‌های پردازشی روی تراشه را مرتفع کند [۳] و [۴].

تجمیع تراشه‌های سه بعدی برای دستیابی به ارتباطات با کارایی بالاتر، مقیاس‌پذیری معماری و اتصالات بیشتر، مصرف توان و مساحت کمتر

این مقاله در تاریخ ۸ دی ماه ۱۳۹۵ دریافت و در تاریخ ۱۵ مرداد ماه ۱۳۹۶ بازنگری شد.

فاطمه وحدت‌پناه، دانشکده مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، تهران، (email: f\_vahdat@comp.iust.ac.ir)

احمد پاتوقی، دانشکده مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، تهران، (email: patooghy@iust.ac.ir)

$(x, y, z)$  یک گره فرار بین مبدأ  $(x_1, y_1, z_1)$  به گره مقصد  $(x_2, y_2, z_2)$  است اگر دو شرط  $y = y_1$  و  $z = z_1$  را برقرار سازد. برای  $(z_1 < z_2)$  تمامی کانال‌های به سمت بالا (به سمت پایین) که وارد گره  $(x, y, z)$  می‌شوند و  $z_1 < z \leq z_2$  بدون تصادم و ازدحام خواهند بود [۵].

این الگوریتم با فرض توزیع یکنواخت خطاها روی تمامی کانال‌های عمودی و در مورد بروز یک اشکال و در ۵۰٪ مواردی که دو اشکال رخ می‌دهد از کانال‌های مجازی برای پرهیز از بروز بن‌بست استفاده نمی‌کند. در برخی موقعیت‌ها و زمانی که حداقل دو خطا در جهت‌های مختلف رخ دهد بن‌بست به وجود می‌آید. در چنین مواردی این الگوریتم از حداقل دو کانال مجازی استفاده می‌کند [۵].

در الگوریتم اول - آسانسور [۱۸] که یک مسیریابی بدون بن‌بست و قطعی برای شبکه‌های روی تراشه مش سه‌بعدی با کانال‌های عمودی ناکامل است از دو کانال مجازی در ابعاد  $X$  و  $Y$  برای رفع بن‌بست استفاده شده است. در الگوریتم اول - آسانسور اگر اولین مسیریاب بخواهد بسته‌ای را مسیریابی کند که مقصد آن بر لایه دیگری قرار گرفته است، سرآیند جدیدی را قبل از سرآیند اصلی بسته اضافه می‌کند. این سرآیند شامل دو فیلد اطلاعات است: مکان یک کانال عمودی (یک آسانسور) در لایه جاری و یک بیت پرچم برای دانستن این که مکان آسانسور، هدف اصلی بسته نیست و این که سرآیند فعلی سرآیند اصلی بسته نیست. موقعیت کانال عمودی مستقیماً از یک ثابت محلی خوانده می‌شود. با این سرآیند جدید، مسأله مسیریابی همانند مسیریابی سطحی در یک همبندی دوبعدی منظم و تمام متصل می‌شود و هیچ نیازی به تغییر سطح نیست [۱۸]. بنابراین الگوریتم مسیریابی سطحی (مثل  $X$ -First در مش دوبعدی) می‌تواند استفاده شود تا بسته را به آسانسور (کانال عمودی هدف) برساند. هر مسیریاب باید به صورت ایستا، مکان حداقل دو کانال عمودی صعودی و نزولی را در لایه خود بداند. انتخاب کانال مجازی در مسیریاب گره مبدأ انجام شده و قطعی است [۱۸].

در الگوریتم اول - آسانسور [۱۸] بسته‌ها به صورت زیر توزیع می‌شوند. شبکه مجازی  $Z^+$  شامل نخستین کانال‌های مجازی بر روی کانال‌های  $X$  و  $Y$  و کانال‌های عمودی صعودی می‌باشد که به وسیله بسته‌های بالارونده استفاده می‌شوند (بسته‌هایی که شماره لایه مبدأ آنها اکیداً کمتر از شماره لایه مقصدشان است). شبکه مجازی  $Z^-$  شامل دومین کانال‌های مجازی بر روی کانال‌های  $X$  و  $Y$  و کانال‌های عمودی نزولی می‌باشد که به وسیله بسته‌های پایین‌رونده استفاده می‌شوند (بسته‌هایی که شماره لایه مبدأ آنها اکیداً بیشتر از شماره لایه مقصدشان است). شبکه  $Z^-$  مستقل از  $Z^+$  است و بسته‌ها هرگز از یک کانال مجازی به کانال دیگر وارد نمی‌شوند. بسته‌های دیگر که مبدأ و مقصدشان در یک سطح است می‌توانند هر دو  $Z^+$  یا  $Z^-$  را انتخاب کنند. یک بسته هیچ‌گاه کانال مجازی را که برای آن تعیین شده تغییر نمی‌دهد [۱۸].

در [۱۹] مدل چرخش دوبعدی اول - منفی، به مدل چرخش سه‌بعدی  $4N\_First$  گسترش یافته که چرخش‌های ممنوع آن در شکل ۱ نشان داده شده است. در مدل چرخش  $4N\_First$  دو جهت از سه جهت مثبت  $N$  و  $E$  و  $U$  به عنوان آخرین دو جهتی که بسته باید به سمت مقصد هدایت شود انتخاب می‌شوند. بنابراین در آغاز فاز مسیریابی، می‌توان به صورت وفق‌پذیری انتخاب کرد که مسیریابی از بین کدام یک از جهات باقیمانده مثبت و سه جهت منفی  $S$  و  $W$  و  $D$  انجام شود. این محدودیت‌های چرخش علاوه بر این که موجب بهبود وفق‌پذیری این

انتخاب شده‌اند که بین هر دو زوج مبدأ و مقصد حداقل یک مسیر یافت شود. هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در صفحات زوج چرخش کرده و آن لایه را به سمت صفحات پایین‌تر ترک کند و همچنین هیچ بسته‌ای نمی‌تواند از صفحات پایینی وارد یک لایه فرد شده و در آن لایه چرخش انجام دهد. انتخاب کانال مجازی در مسیریاب گره مبدأ انجام شده و قطعی است یعنی یک بسته هیچ‌گاه کانال مجازی را که برای آن تعیین شده تغییر نمی‌دهد.

در این الگوریتم تمام لایه‌ها به چهار دسته تقسیم‌بندی می‌شوند و در هر دسته بعضی از چرخش‌ها ممنوع شده‌اند. همچنین در هر لایه نیز بنا بر زوج یا فرد بودن سطرها و ستون‌ها باز هم ممنوعیت‌های مختلفی برای چرخش‌ها در نظر گرفته شده است.

سایر قسمت‌های این مقاله به صورت زیر بخش‌بندی شده است. در بخش دوم به مرور کارهای پیشین و در بخش سوم به ارائه الگوریتم پیشنهادی خواهیم پرداخت. نتایج شبیه‌سازی و مقایسه با الگوریتم اول - آسانسور در بخش چهارم آورده شده و در بخش پنجم به ارزیابی الگوریتم مسیریابی پیشنهادی از لحاظ تاخیر انتشار و انرژی مصرفی و گذردهی شبکه بر تراشه سه‌بعدی پرداخته خواهد شده است. در بخش ششم نیز نتیجه‌گیری آمده است.

## ۲- مروری بر کارهای پیشین

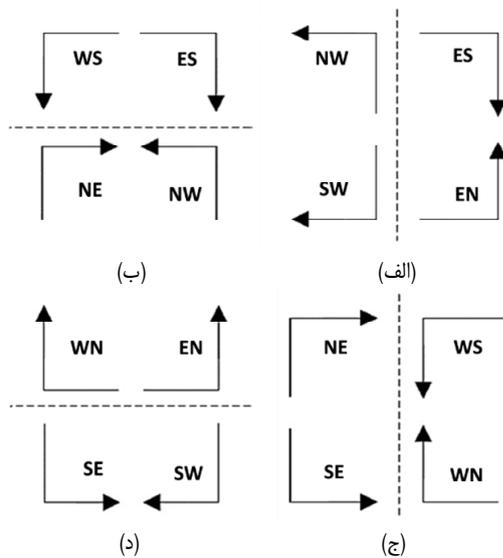
ارائه الگوریتم مسیریابی متناسب با شبکه‌های روی تراشه مش سه‌بعدی با کانال‌های عمودی نیمه‌کامل، مبحثی است که اخیراً مورد تحقیق و مطالعه بسیار قرار گرفته است تا کارایی این شبکه‌ها را افزایش دهد. به دلیل ویژگی‌های ساخت، بیشتر کارهای انجام‌شده بر روی همبندی‌های مبتنی بر همبندی مش صورت پذیرفته‌اند. در ادامه این بخش الگوریتم‌های مسیریابی ارائه‌شده برای شبکه‌های سه‌بعدی تشریح می‌شوند.

الگوریتم AFRA [۵] بر این مبنا طراحی شده که نرخ خطا در کانال‌های عمودی نسبت به کانال‌های افقی خیلی بیشتر بوده و بنابراین این الگوریتم برای مبارزه با خطاها در کانال‌های عمودی طراحی شده است. این الگوریتم، زمانی که تمامی کانال‌های خطادار جهت یکسانی داشته باشند (همگی بالارونده یا پایین‌رونده باشند) یک خطا را بدون نیاز به هیچ کانال مجازی تحمل می‌کند. این الگوریتم با استفاده از یک مسیریابی مشابه با مسیریابی به ترتیب ابعاد از وفق‌پذیری دوری می‌کند و بنابراین از تصادمی که به موجب وفق‌پذیری در میان شبکه پرازدحام ایجاد شده جلوگیری می‌کند. در بسیاری از مواردی که تنها یک خطا رخ می‌دهد این الگوریتم نیاز به هیچ کانال مجازی ندارد و به علاوه بین کانال‌های عمودی از افقی تمایز قایل می‌شود و فقط خطاها روی کانال‌های عمودی را در نظر می‌گیرد. در غیاب خطا، این الگوریتم بسته‌ها را از طریق مسیریابی  $ZXY$  منتقل می‌کند. در حضور خطا در کانال‌های عمودی، این الگوریتم به  $XZXY$  سوییچ می‌کند. مسیر جدید در دو مرحله انتخاب می‌شود [۵].

**مرحله اول:** گره مبدأ بسته‌ها را به یک گره میانی می‌فرستد که به نام گره فرار<sup>۱</sup> نام‌گذاری شده است.

**مرحله دوم:** این الگوریتم بسته‌ها را از گره فرار و از طریق مسیریابی  $ZXY$  به مقصد می‌رساند (بسته‌ها در گره فرار بیرون انداخته نمی‌شوند و هیچ اتلاف کارایی رخ نخواهد داد). گره فرار این‌گونه تعیین می‌شود: گره

1. Escape



شکل ۳: مدل چرخش‌های ممنوع در لایه‌های (الف)  $4n$ ، (ب)  $4n+1$ ، (ج)  $4n+2$  و (د)  $4n+3$  [۲۲].

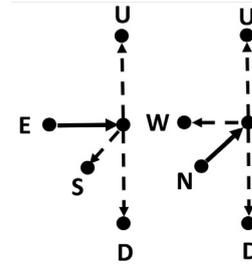
برای توسعه مدل چرخش دوبعدی به سه‌بعدی باید قوانین جدیدی اضافه گردد تا از ایجاد بن‌بست سه‌بعدی جلوگیری شود. قوانین جدید به شرح زیر هستند [۲۱]. قانون ۳: بسته‌هایی که به سمت بالا حرکت می‌کنند نمی‌توانند وارد یک لایه زوج شده و در آن چرخش انجام دهند و بسته‌هایی که درون یک لایه فرد در حال چرخیدن هستند نمی‌توانند این لایه را به سمت پایین ترک کنند [۲۱]. قوانین دیگری به این الگوریتم اضافه خواهند شد که مطابق با سطرهای یک مش دوبعدی اعمال می‌شوند [۲۱]. قانون ۴: در سطرهای فرد بسته‌ها مجاز به چرخش‌های "غرب به سمت شمال" و "شرق به سمت شمال" نیستند [۲۱].

قانون ۵: در سطرهای زوج بسته‌ها مجاز به چرخش‌های "جنوب به سمت غرب" و "جنوب به سمت شرق" نیستند [۲۱].

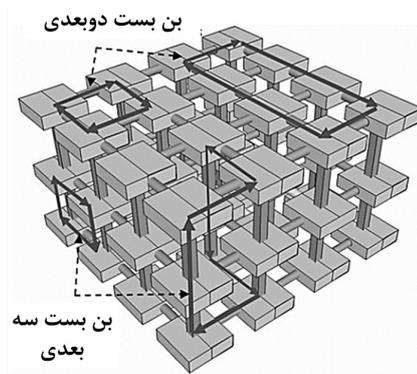
الگوریتم مسیریابی حاصل از اعمال قوانین ۱ و ۲ [۲۰] در لایه‌های شبکه و قانون ۳ [۲۱] بین لایه‌های زوج و فرد، الگوریتم زوج-فرد قراردادی نامیده می‌شود. همچنین الگوریتم مسیریابی حاصل از اعمال قوانین ۴ و ۵ [۲۱] در لایه‌های شبکه و قانون ۳ [۲۱] بین لایه‌های زوج و فرد، الگوریتم زوج-فرد اصلاح‌شده نامیده می‌شود. هر دو الگوریتم بدون بن‌بست هستند.

الگوریتم مسیریابی حاصل از اعمال قوانین ۱ و ۲ [۲۰] در لایه‌های فرد و قوانین ۴ و ۵ [۲۱] در لایه‌های زوج و قانون ۳ [۲۱] بین لایه‌های زوج و فرد، الگوریتم زوج-فرد متعادل نامیده می‌شود که عاری از بن‌بست دوبعدی و سه‌بعدی می‌باشد. نتایج شبیه‌سازی‌ها نشان داده که الگوریتم زوج-فرد متعادل نسبت به الگوریتم‌های زوج-فرد قراردادی و زوج-فرد اصلاح‌شده از کمترین تأخیر تحویل بسته و بیشترین گذردهی برخوردار است [۲۱].

الگوریتم ارائه‌شده در [۲۲] برای بهبود کارایی الگوریتم ارائه‌شده در [۲۱]، مدل‌های چرخش مربوط به لایه‌ها را افزایش داده و در لایه‌های  $4n$  و  $4n+1$  و  $4n+2$  و  $4n+3$  که  $n \geq 0$ ، به ترتیب مدل چرخش‌های ۳-الف، ۳-ب، ۳-ج و ۳-د نشان داده شده در شکل ۳ را ممنوع کرده است. شکل ۴ چرخش‌های ممنوع بین لایه‌ها را در لایه‌های زوج و فرد نشان می‌دهد. مطابق با شکل ۴ اگر بسته‌ای در لایه با شماره فرد بود نمی‌تواند درون لایه چرخش کند و به لایه‌های بالاتر برود. همچنین اگر بسته‌ای به لایه با شماره زوج وارد شد نمی‌تواند از لایه‌های



شکل ۱: چرخش‌های ممنوع در مدل چرخش  $4N\_First$  با خطچین نشان داده شده‌اند [۱۹].

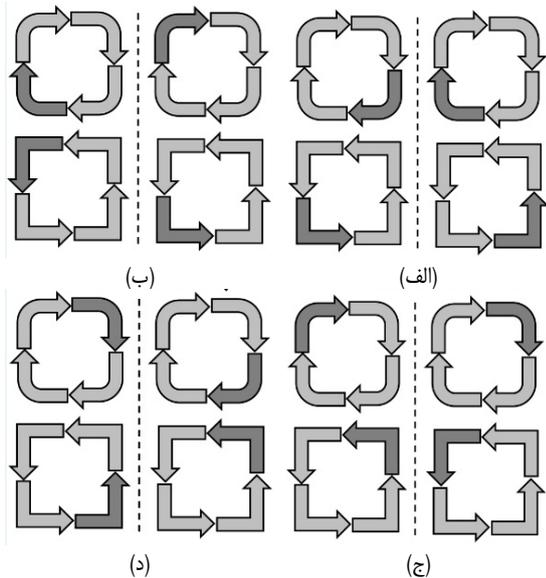


شکل ۲: بن‌بست سه‌بعدی و دوبعدی در شبکه روی تراشه سه‌بعدی [۲۱].

مدل می‌شود، مسیریابی بدون بن‌بست را تضمین می‌کنند [۱۹]. مدل چرخش  $4P\_First$  می‌تواند به وسیله معکوس کردن شبکه مش سه‌بعدی به میزان  $180^\circ$  درجه انجام شود [۱۹]. در این مدل چرخش دو جهت از سه جهت منفی، S و W باید به عنوان آخرین دو جهت قبل از مسیریابی بسته به سمت مقصد انتخاب شوند. دو کانال مجازی جدا از هم یکی برای بسته‌های  $4N\_First$  و دیگری برای بسته‌های  $4P\_First$  تضمین می‌کنند که ساختار شبکه بدون بن‌بست باشد [۱۹].

پیش از این، الگوریتم مدل چرخش زوج-فرد که یکی از شناخته‌ترین الگوریتم‌های مسیریابی وفق‌پذیر نیمه‌کامل است برای شبکه‌های روی تراشه دوبعدی مطرح شده بود [۲۰] که ایده اصلی آن محدودکردن موقعیت‌هایی است که ممکن است در آنها برخی از چرخش‌ها اتفاق بیفتند. بر خلاف مدل‌های چرخش دیگر که چرخش‌های مشخصی را در تمام نقاط شبکه ممنوع می‌کنند در مدل چرخش زوج-فرد برخی از چرخش‌ها فقط در ستون‌های زوج و برخی دیگر فقط در سطرهای زوج ممنوع شده‌اند [۲۰]. بنابراین درجه وفق‌پذیری این مدل چرخش از دیگر مدل‌های چرخش بیشتر است. این مدل چرخش بر اساس دو قانون زیر نوشته شده است [۲۰]. قانون ۱: در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت در ستون‌های زوج چرخش "شرق به سمت شمال" و همچنین در ستون‌های فرد چرخش "شمال به سمت غرب" ممنوع شده است [۲۰]. قانون ۲: در ستون‌های زوج چرخش "شرق به سمت جنوب" و همچنین در ستون‌های فرد چرخش "جنوب به سمت غرب" ممنوع شده است [۲۰]. هر الگوریتم مسیریابی کمینه یا غیر کمینه که مبتنی بر مدل چرخش زوج-فرد باشد بدون بن‌بست خواهد بود اگر چرخش  $180^\circ$  درجه‌ای در آن ممنوع شده باشد. دلیل بدون بن‌بست بودن الگوریتم این است که سمت راست‌ترین بخش یک مسیر انتظار چرخشی که برای به وجود آمدن بن‌بست ضروری است حذف شده است [۲۰].

در شبکه روی تراشه مش سه‌بعدی، بن‌بست می‌تواند دوبعدی (در یک لایه مسطح) یا سه‌بعدی (بین لایه‌های شبکه و شامل کانال‌های عمودی) باشد که در شکل ۲ نشان داده شده است [۲۱].



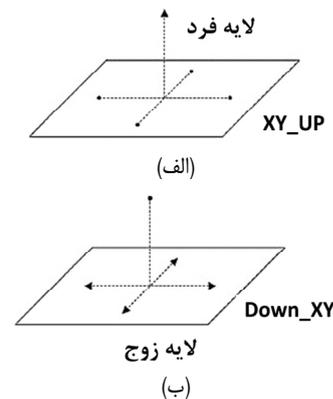
شکل ۶: مدل چرخش‌های چهارلایه شبکه، (الف) لایه  $Z = 0, 4, 8, \dots$ ، (ب) لایه  $Z = 1, 5, 9, \dots$ ، (ج) لایه  $Z = 2, 6, 10, \dots$  و (د) لایه  $Z = 3, 7, 11, \dots$ .

حداقل دو کانال عمودی صعودی و نزولی را می‌داند. الگوریتم مسیریابی پیشنهادی با در نظر گرفتن تفاوت بین لایه‌ها، سطرها و ستون‌های زوج یا فرد، مدل چرخش نشان داده شده در شکل ۶ را به کار می‌گیرد.

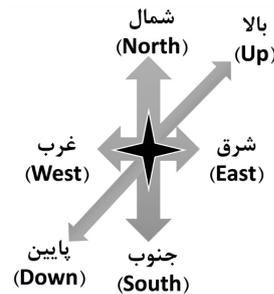
در این شکل چرخش‌های ممنوع در هر کدام از دسته‌بندی‌های چهارگانه شبکه روی تراشه نمایش داده شده است. مدل‌های چرخش لایه‌های با شماره فرد بر مبنای ستون‌های زوج-فرد و مدل‌های چرخش لایه‌های با شماره زوج بر مبنای سطرهاى زوج-فرد انتخاب شده‌اند. چرخش‌های با گوشه‌های منحنی، ساعت‌گرد و چرخش‌های با گوشه‌های تیز پادساعت‌گرد هستند. چرخش‌هایی که با رنگ خاکستری تیره نشان داده شده‌اند چرخش‌های غیر مجاز می‌باشند و همچنین چرخش‌هایی که در سمت چپ هر لایه در شکل نشان داده شده‌اند برای سطرها و ستون‌های زوج و چرخش‌هایی که در سمت راست هر لایه در شکل نشان داده شده‌اند برای سطرها و ستون‌های فرد طراحی شده‌اند. این مدل‌های چرخش یک مسیریابی کمینه را درون لایه‌ها تضمین می‌کنند و مانع از رخداد بن‌بست می‌شوند. چرخش‌های مجاز و غیر مجاز به گونه‌ای انتخاب شده‌اند که بین هر دو زوج مبدأ و مقصد حداقل یک مسیر یافت شود. هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در صفحات زوج چرخش کرده و آن لایه را به سمت صفحات پایین‌تر ترک کند و همچنین هیچ بسته‌ای نمی‌تواند از صفحات پایینی وارد یک لایه فرد شده و در آن لایه چرخش انجام دهد. این الگوریتم از دو زیرشبکه کانال مجازی استفاده می‌کند. انتخاب کانال مجازی در مسیریاب گره مبدأ انجام شده و قطعی است یعنی یک بسته هیچ‌گاه کانال مجازی‌ای را که برای آن تعیین شده تغییر نمی‌دهد. در بخش‌های بعدی جزئیات مدل‌های چرخش درون‌لایه‌ای، مدل‌های چرخش بین لایه‌ای و زیرشبکه‌های کانال مجازی ذکر شده است.

### ۲-۳ مدل‌های چرخش درون‌لایه‌ای

در این الگوریتم تمام لایه‌ها به چهار دسته تقسیم‌بندی می‌شوند و در هر دسته بعضی از چرخش‌ها ممنوع شده‌اند. همچنین در هر لایه نیز بنا بر زوج یا فرد بودن سطرها و ستون‌ها باز هم ممنوعیت‌های مختلفی برای چرخش‌ها در نظر گرفته شده است. در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر صفر می‌شوند، در سطرهاى فرد، مدل چرخش «شمال در انتها» ممنوع شده که در سمت راست شکل ۶-الف نمایش



شکل ۴: چرخش‌های ممنوع بین لایه‌ها [۲۲].



شکل ۵: جهت‌های مورد استفاده در مدل‌های چرخش.

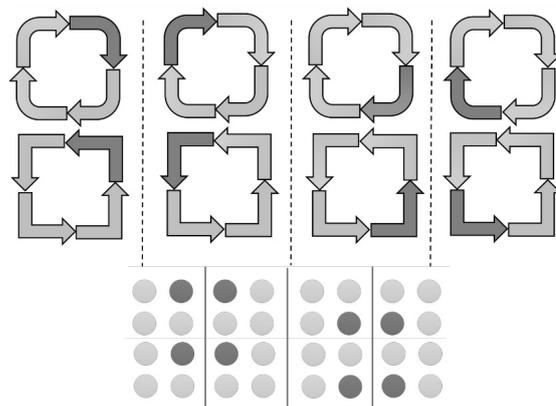
بالایی به این لایه وارد شود و درون لایه چرخش انجام دهد. این الگوریتم از نظر تأخیر و کارایی از الگوریتم [۲۱] بهتر است و بدون بن‌بست و چرخه زنده می‌باشد [۲۲].

### ۳- الگوریتم بدون بن‌بست پیشنهادی برای شبکه‌های سه‌بعدی نیمه کامل

این بخش به معرفی الگوریتم پیشنهادی پرداخته که با ممنوع کردن برخی از چرخش‌ها در هر لایه سعی در افزایش وفق‌پذیری دارد. بررسی‌ها نشان می‌دهد که در صورت استفاده از مدل چرخش زوج-فرد در لایه‌های دوبعدی، نمی‌توان نیاز به کانال‌های مجازی را به طور کامل حذف کرد. الگوریتم پیشنهادی با محدودیت چرخش سه‌بعدی، تعداد لایه‌ها را به هر تعداد می‌تواند افزایش دهد و با افزایش تعداد لایه‌ها رفتار یکنواختی را دنبال خواهد کرد که در ادامه این بخش توضیح داده می‌شود.

### ۳-۱ الگوریتم مسیریابی پیشنهادی

در یک شبکه روی تراشه مش سه‌بعدی  $M_{k_x \times k_y \times k_z}$  هر گره با آدرس  $(x, y, z)$  نشان داده می‌شود که در آن  $0 \leq x \leq k_x - 1$ ،  $0 \leq y \leq k_y - 1$  و  $0 \leq z \leq k_z - 1$  می‌باشند. به سطر  $x$  زوج (فرد) گوئیم اگر  $x$  زوج (فرد) باشد. به ستون  $y$  زوج (فرد) گوئیم اگر  $y$  زوج (فرد) باشد. به لایه  $z$  زوج (فرد) گوئیم اگر  $z$  زوج (فرد) باشد. در الگوریتم پیشنهادی، مطابق با شکل ۵ از جهت‌های شمال، جنوب، شرق، غرب، بالا و پایین در مدل‌های چرخش استفاده شده است. این الگوریتم مسیریابی برای شبکه‌های روی تراشه همبند با کانال‌های عمودی نیمه کامل طراحی شده و همه گره‌ها در آن الزامی به داشتن کانال‌های عمودی ندارند. کانال‌های عمودی مانند ستون‌هایی هستند که تمام لایه‌ها را به هم متصل می‌کنند. در این نوع شبکه‌ها برای رساندن بسته به لایه مقصد، ابتدا باید بسته را به نزدیک‌ترین کانال عمودی رسانده و سپس به لایه مقصد فرستاده و در آنجا به سمت گره مقصد مسیریابی کنیم. هر گره به صورت ایستا، مکان



شکل ۷: مدل‌های چرخش مجاز که در الگوریتم پیشنهادی استفاده نشده‌اند.

نمایش داده شده است. در سطرهای با شماره زوج مدل چرخش «شمال در ابتدا» ممنوع شده که در سمت چپ شکل ۶- ج نمایش داده شده است. به عبارت دیگر در جهت حرکت عقربه‌های ساعت هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در مدل چرخش «شمال در ابتدا» در گره‌های متعلق به سطرهای زوج چرخش «شمال به شرق» را انجام دهد و همچنین هیچ بسته‌ای در مدل چرخش «جنوب در انتها» در گره‌های متعلق به سطرهای فرد اجازه چرخش «شرق به جنوب» را نخواهد داشت. بنابراین در یک سطر، چرخش‌های «شمال به شرق» و «شرق به جنوب» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد. در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در مدل چرخش «شمال در ابتدا» در گره‌های متعلق به سطرهای زوج چرخش «شمال به غرب» را انجام دهد و همچنین هیچ بسته‌ای در مدل چرخش «جنوب در انتها» در گره‌های متعلق به سطرهای فرد اجازه چرخش «غرب به جنوب» را نخواهد داشت. بنابراین در یک سطر، چرخش‌های «شمال به غرب» و «غرب به جنوب» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد. در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر سه می‌شوند، در ستون‌های با شماره فرد مدل چرخش «غرب در انتها» ممنوع شده که در سمت راست شکل ۶- د نمایش داده شده است. در ستون‌های با شماره زوج مدل چرخش «شرق در ابتدا» ممنوع شده که در سمت چپ شکل ۶- د نمایش داده شده است. به عبارت دیگر در جهت حرکت عقربه‌های ساعت در مدل چرخش «شرق در ابتدا» هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در گره‌های متعلق به ستون‌های زوج چرخش «شرق به جنوب» را انجام دهد و همچنین در مدل چرخش «غرب در انتها» هیچ بسته‌ای در گره‌های متعلق به ستون‌های فرد اجازه چرخش «جنوب به غرب» را نخواهد داشت. بنابراین در یک ستون، چرخش‌های «شرق به جنوب» و «جنوب به غرب» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد. در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در مدل چرخش «شرق در ابتدا» و در گره‌های متعلق به ستون‌های زوج چرخش «شرق به شمال» را انجام دهد و همچنین در مدل چرخش «غرب در انتها» در گره‌های متعلق به ستون‌های فرد اجازه چرخش «شمال به غرب» را نخواهد داشت. بنابراین در یک سطر، چرخش‌های «شرق به شمال» و «شمال به غرب» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد.

#### دلیل انتخاب مدل‌های چرخش درون لایه‌ای

از بین ۱۲ مدل چرخش مجاز، ۸ مدل چرخش برای چهار لایه از شبکه انتخاب شده که در شکل ۶ نشان داده شده‌اند. دلیل انتخاب این مدل‌های چرخش را با یک مثال شرح می‌دهیم. در شکل ۷ چهار مدل چرخشی که در الگوریتم پیشنهادی استفاده نشده‌اند نشان داده شده است. در این الگوریتم با توجه به تفکیک سطرها و ستون‌های هر لایه به زوج و فرد، هر دو مدل چرخش ساعت‌گرد و پاد ساعت‌گرد در سطرها و یا ستون‌های زوج یا فرد ممنوع شده‌اند. با توجه به قسمت پایین شکل ۷ که گره‌های تشکیل‌دهنده دو سیکل حلقوی را در جهت ساعت‌گرد و خلاف جهت ساعت‌گرد نشان می‌دهد، مشاهده می‌کنیم که چرخش‌های ممنوع به گونه‌ای هستند که برخی گره‌ها در برخی سطرها و یا ستون‌ها غیر قابل دسترس خواهند شد. به عنوان مثال در سمت چپ‌ترین مدل چرخش در شکل ۷ دو چرخش شمال به غرب و شرق به جنوب در گره‌ای به رنگ

داده شده است. در سطرهای با شماره زوج مدل چرخش «جنوب در ابتدا» ممنوع شده که در سمت چپ شکل ۶- الف نمایش داده شده است. به عبارت دیگر در جهت حرکت عقربه‌های ساعت در مدل چرخش «جنوب در ابتدا» هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در گره‌های متعلق به سطرهای زوج چرخش «جنوب به غرب» را انجام دهد و همچنین در مدل چرخش «شمال در انتها» هیچ بسته‌ای در گره‌های متعلق به سطرهای فرد اجازه چرخش «شرق به شمال» را نخواهد داشت. بنابراین در یک سطر چرخش‌های «جنوب به غرب» و «غرب به شمال» رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد. در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت در مدل چرخش «جنوب در ابتدا» هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در گره‌های متعلق به سطرهای زوج چرخش «جنوب به شرق» را انجام دهد و همچنین در مدل چرخش «شمال در انتها» هیچ بسته‌ای در گره‌های متعلق به سطرهای فرد اجازه چرخش «شرق به شمال» را نخواهد داشت. بنابراین در یک سطر، چرخش‌های «جنوب به شرق» و «شرق به شمال» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد.

در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر یک می‌شوند، در ستون‌های با شماره فرد مدل چرخش «شرق در انتها» ممنوع شده که در سمت راست شکل ۶- ب نمایش داده شده است. در ستون‌های با شماره زوج، مدل چرخش «غرب در ابتدا» ممنوع شده که در سمت چپ شکل ۶- ب نمایش داده شده است. به عبارت دیگر در جهت حرکت عقربه‌های ساعت در مدل چرخش «غرب در ابتدا» هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در گره‌های متعلق به ستون‌های زوج چرخش «غرب به شمال» را انجام دهد و همچنین در مدل چرخش «شرق در انتها» هیچ بسته‌ای در گره‌های متعلق به ستون‌های فرد اجازه چرخش «شمال به شرق» را نخواهد داشت. بنابراین در یک ستون، چرخش‌های «غرب به شمال» و «شمال به شرق» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد. در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت در مدل چرخش «غرب در ابتدا» هیچ بسته‌ای نمی‌تواند در گره‌های متعلق به ستون‌های زوج چرخش «غرب به جنوب» را انجام دهد و همچنین در مدل چرخش «شرق در انتها» در گره‌های متعلق به ستون‌های فرد هیچ بسته‌ای اجازه چرخش «جنوب به شرق» را نخواهد داشت. بنابراین در یک ستون، چرخش‌های «غرب به جنوب» و «جنوب به شرق» هم‌زمان رخ نخواهند داد که در بخش ۴-۱ این امر موجب جلوگیری از رخداد بن‌بست خواهد شد. در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر دو می‌شوند، در سطرهای با شماره فرد مدل چرخش «جنوب در انتها» ممنوع شده که در سمت راست شکل ۶- ج

```

*/Algorithm partially ODD-EVEN 3D NOC*/ s0 : source.x; s1 : source.y; s2 : source.z; c0 : current.x; c1 : current.y;
c2 : current.z; d0 : destination.x; d1 : destination.y; d2 : destination.z; VC : virtual channel network;
if (s2 == 3)
    if (d2 == 2) assign the packet to the VC0 and go up; layer2 routing to reach destination;
    else if (d2 == 1 or d2 == 0)
        assign the packet to the VC1 and go up; layer1 or layer0 routing to reach destination;
    else if (d2 == 3) layer3 routing to reach destination;
else if (s2 == 2)
    if (d2 == 1 or d2 == 0)
        assign the packet to the VC1 and go up; layer1 or layer0 routing to reach destination;
    else if (d2 == 3)
        assign the packet to the VC1; go up to layer1; go down to layer3; layer3 routing to reach destination;
    else if (d2 == 2) layer2 routing to reach destination;
else if (s2 == 1)
    if (d2 == 2 or d2 == 3)
        assign the packet to the VC0 and go down; layer2 or layer3 routing to reach destination;
    else if (d2 == 0) assign the packet to the VC1 and go up; layer0 routing to reach destination;
    else if (d2 == 1) layer1 routing to reach destination;
else if (s2 == 0)
    if (d2 == 0) then layer0 routing to reach destination;
else if (d2 == 1 or d2 == 2 or d2 == 3)
    assign the packet to the VC0 and go down; layer1 or layer2 or layer3 routing to reach destination;
IF ((directions[0]=up) && (d2=0 || d2=1 || d2=3)) *VC=1;

```

شکل ۸: شبه کد الگوریتم.

در جهت حرکت عقربه‌های ساعت، چرخش شمال به شرق و در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت، چرخش شمال به غرب ممنوع شده‌اند.

## ۴- تحلیل الگوریتم پیشنهادی

### ۴-۱ بدون بن بست بودن الگوریتم پیشنهادی

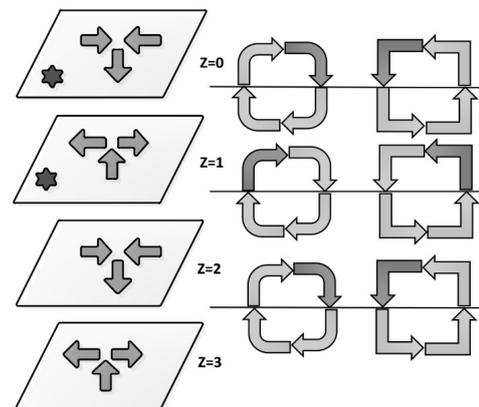
در این بخش نشان می‌دهیم که الگوریتم ارائه شده با توجه به چرخش‌های مجاز و غیر مجاز معرفی شده در هر قسمت چگونه از مسأله بن بست جلوگیری می‌کند. برای این کار، الگوریتم بسته‌ها را به سه نوع بسته زیر تقسیم می‌کند.

**بسته‌های نوع یک:** بسته‌هایی هستند که در لایه  $i$  تولید شده و مقصد آنها لایه  $j$  است که  $j < i$  می‌باشد و  $j = 0$  یا  $j$  یک عدد فرد کوچکتر از  $i$  است و  $0 \leq i \leq N-1$  است. این بسته‌ها برای جابجایی در شبکه تنها مجاز به استفاده از کانال مجازی  $VC_1$  هستند. به عنوان مثال در شکل ۸ لایه‌های ۰ و ۱ که با ستاره مشخص شده‌اند برای رفع بن بست از کانال مجازی استفاده کرده‌اند. بدین صورت که اگر بسته‌ای در لایه مبدأ با شماره ۱ بخواهد به لایه مقصد کوچکتر از خود یعنی شماره ۰ برود چون می‌خواهد وارد یک لایه ستاره‌دار شود می‌بایست وارد کانال مجازی  $VC_1$  شده تا به این ترتیب با بسته‌ای که مسیر معکوس آن را طی می‌کند، دچار بن بست نشوند.

**بسته‌های نوع دو:** در صورتی که بسته‌ای بخواهد از لایه  $i$  با شماره زوج و بزرگتر از صفر به لایه  $j$  برود که  $j > i$ ، ابتدا می‌بایست از طریق کانال مجازی  $VC_1$  به یک لایه بالاتر از خود با شماره  $i-1$  رفته و سپس به لایه  $j$  برود. این بسته‌ها برای جابجایی در شبکه تنها مجاز به استفاده از کانال مجازی  $VC_1$  هستند. به عنوان مثال در شکل ۸ بسته‌هایی که از لایه مبدأ با شماره دو می‌خواهند به لایه مقصد با شماره سه بروند می‌بایست در ابتدا از طریق کانال مجازی  $VC_1$  وارد لایه شماره یک شده و سپس به سمت لایه مقصد حرکت کنند.

**بسته‌های نوع سه:** زیرشبکه دوم متعلق به مابقی بسته‌هاست که از کانال مجازی  $VC_1$  استفاده خواهند کرد.

الگوریتم پیشنهادی تنها با استفاده از دو زیرشبکه کانال مجازی در ابعاد  $X$  و  $Y$  از وقوع بن بست جلوگیری می‌کند. زیرشبکه اول متعلق به بسته‌هایی است که از نوع یک و دو می‌باشند و زیرشبکه دوم متعلق به بسته‌هایی است که از نوع سه می‌باشند. مطابق با [۲۲] هر الگوریتم مسیریابی چه کمینه و چه غیر کمینه که مبتنی بر مدل چرخش زوج-فرد



شکل ۹: چرخش‌های ممنوع بین لایه‌ها در شبکه چهار لایه‌ای.

خاکستری تیره، ممنوع شده‌اند. به عبارت دیگر هر دو چرخش در یک گره ممنوع شده‌اند و به این گره نه می‌توان وارد و نه می‌توان از آن خارج شد. بنابراین در الگوریتم پیشنهادی نمی‌توانیم از چهار مدل چرخش مذکور در شکل ۷ استفاده کنیم.

شبه کد الگوریتم پیشنهادی برای شبکه روی تراشه با چهار لایه در شکل ۸ نشان داده شده است.

### ۳-۳ مدل‌های چرخش بین لایه‌ای

در صورتی که بسته‌ای بخواهد از لایه  $i$  به لایه‌ای مانند  $j$  ( $i \neq j$ ) برود لازم است که از کانال‌های عمودی استفاده کند. در الگوریتم پیشنهادی، مدل‌های چرخش عمودی بین لایه‌ها برای رسیدن به مقصد ارائه شده است. مدل چرخش‌ها در شبکه چهار لایه‌ای در شکل ۹ نشان داده شده است. بسته‌هایی که مقصدشان در لایه‌های ستاره‌دار قرار دارند از کانال مجازی  $VC_1$  استفاده خواهند کرد.

چرخش‌های ممنوع با رنگ خاکستری تیره نشان داده شده‌اند. در لایه‌های با شماره زوج، بسته‌ها نمی‌توانند درون لایه چرخش انجام دهند و به لایه‌های زیرین با شماره لایه بیشتر بروند.

به عنوان مثال و همان طور که در سمت راست شکل ۹ نشان داده شده، از لایه  $Z=0$  به  $Z=1$ ، در جهت حرکت عقربه‌های ساعت، چرخش شرق به جنوب و در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت، چرخش غرب به جنوب ممنوع شده‌اند. همچنین در لایه‌های با شماره فرد، بسته‌ها از لایه‌های زیرین (با شماره بزرگتر) نمی‌توانند وارد این لایه‌ها شده و در آن چرخش انجام دهند. مثلاً از لایه  $Z=2$  به  $Z=1$

**اثبات بدون بن‌بست بودن قاعده ۱:** این اثبات به وسیله تئوری تناقض صورت می‌گیرد. فرض می‌کنیم مجموعه‌ای از بسته‌های  $P_1, P_2, \dots, P_m$  در شبکه وجود داشته باشند که دچار بن‌بست شده‌اند و بنابراین این مسیر انتظار، یک مسیر چرخشی می‌باشد. چون چرخش  $180^\circ$  درجه‌ای ممنوع شده است پس این مسیر انتظار چرخشی شامل هر دو سطر و ستون می‌باشد. با در نظر گرفتن قاعده ۱ فرض می‌کنیم که مسیر چرخشی شامل جنوبی‌ترین سطر در گره‌های شبکه باشد. در جهت حرکت عقربه‌های ساعت فرض می‌کنیم که بسته‌ها برای عبور از این مسیر چرخشی می‌بایست از گره‌های ابتدا و انتهای جنوبی‌ترین سطر در شبکه عبور کنند. بنابراین برخی بسته‌ها مجبور به انجام چرخش‌های «غرب به شمال» و «جنوب به غرب» در این سطر خواهند بود که با توجه به قاعده ۱ چرخش‌های «غرب به شمال» و «جنوب به غرب» در یک سطر اتفاق نخواهند افتاد، پس در چنین شرایطی بن‌بست رخ نخواهد داد. در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت، برخی بسته‌ها مجبور به انجام چرخش‌های «شرق به شمال» و «جنوب به شرق» در این سطر خواهند بود که با توجه به قاعده ۱ چرخش‌های «شرق به شمال» و «جنوب به شرق» در یک سطر اتفاق نخواهند افتاد، پس در چنین شرایطی بن‌بست رخ نخواهد داد. اثبات بدون بن‌بست بودن قواعد ۲ و ۳ و ۴ همانند قاعده ۱ است که در اینجا از ذکر آن خودداری می‌کنیم. بنابراین مدل چرخش OE\_Partially که از قواعد ۱ تا ۴ استفاده می‌کند در لایه‌های مش دو‌بعدی بدون بن‌بست می‌باشد. چرخه زنده در یک شبکه زمانی اتفاق می‌افتد که پس از گذشتن یک مدت زمان مشخص از ورود بسته به درون شبکه، بسته به مقصد خود نرسیده و مدام در شبکه گردش نماید. این مدل چرخش بدون بن‌بست است و تمامی بسته‌ها را به مقصدهای خود می‌رساند.

**قاعده ۵:** با اعمال مدل‌های چرخش بین لایه‌ای در این الگوریتم، شبکه فاقد بن‌بست سه‌بعدی [۲۱] خواهد بود که در شکل ۱ نشان داده شده بود.

**اثبات بدون بن‌بست بودن قاعده ۵:** این اثبات به وسیله تئوری تناقض صورت می‌گیرد. فرض می‌کنیم که مجموعه‌ای از بسته‌ها در شبکه دچار بن‌بست سه‌بعدی شده‌اند. این بن‌بست یا در یک لایه به وجود آمده و بن‌بست دو‌بعدی است یا این که بین چند لایه به وجود آمده و بن‌بست سه‌بعدی می‌باشد که در [۲۱] نشان داده شده است. قبل از این اثبات کردیم که درون لایه‌های دو‌بعدی بن‌بست اتفاق نمی‌افتد. همچنین بن‌بست سه‌بعدی نیز نمی‌تواند اتفاق بیفتد چرا که برای بروز بن‌بست باید حداقل دو کانال عمودی بین دو لایه مختلف در سیکل وابستگی شرکت داشته باشند ولی با اعمال محدودیت چرخش موجود در شکل ۸ مشاهده می‌کنیم که هیچ بسته‌ای نمی‌تواند از پایین وارد لایه‌های فرد شده و در آن لایه‌ها چرخش انجام دهد و همچنین هیچ بسته‌ای نمی‌تواند از بالا وارد لایه‌های زوج شده و درون لایه‌ها چرخش انجام دهد. بنابراین در هر مسیر انتظار چرخشی بین لایه‌ها، یکی از مسیرهای رفت یا برگشت بسته‌ها حذف شده است و همچنین در بقیه حالت‌هایی که امکان به وجود آمدن سیکل چرخشی فراهم می‌شود، بسته‌ها مسیرهای مخالف خود را در زیرشبکه کانال مجازی متفاوتی پیمایش می‌کنند که با در کنار هم قرار دادن این دو امکان، الگوریتم از بروز بن‌بست جلوگیری خواهد کرد. همچنین به دلیل استفاده نکردن از جدول مسیریابی، این الگوریتم نسبت به الگوریتم‌هایی که از جدول مسیریابی برای هر گره مبدأ و مقصد استفاده می‌کنند از سربار کمتر و به تبع آن از مساحت کمتری برخوردار خواهد بود.

می‌باشد بدون بن‌بست است اگر چرخش  $180^\circ$  درجه در آن ممنوع شده باشد. الگوریتم با در نظر گرفتن قواعد زیر از بروز بن‌بست (سیکل انتظار چرخشی در مش دو‌بعدی) جلوگیری می‌کند.

**قاعده ۱:** در شکل ۶- الف، هشت چرخش در جهت حرکت عقربه‌های ساعت و هشت چرخش در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت نشان داده شده است. مطابق با این شکل برای به وجود آمدن یک سیکل انتظار چرخشی در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر صفر می‌شوند، هر دو چرخش «جنوب به غرب» و «غرب به شمال» (در جهت حرکت عقربه‌های ساعت) یا این که هر دو چرخش «جنوب به شرق» و «شرق به شمال» (در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت) باید در یک سطر اتفاق بیفتند که این شرایط بر خلاف قوانین مدل چرخش در لایه مذکور می‌باشد و هر دو چرخش نمی‌توانند هم‌زمان در یک سطر اتفاق بیفتند. همچنین چرخش  $180^\circ$  درجه در این لایه ممنوع می‌باشد و بنابراین سیکل انتظار چرخشی نمی‌تواند اتفاق بیفتد.

**قاعده ۲:** مطابق با شکل ۶- ب برای به وجود آمدن یک سیکل انتظار چرخشی در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر یک می‌شوند، هر دو چرخش «شمال به شرق» و «غرب به شمال» (در جهت حرکت عقربه‌های ساعت) یا این که هر دو چرخش «جنوب به شرق» و «غرب به جنوب» (در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت) باید در یک ستون اتفاق بیفتند که این شرایط بر خلاف قوانین مدل چرخش در لایه مذکور می‌باشد و هر دو چرخش نمی‌توانند هم‌زمان در یک ستون اتفاق بیفتند. همچنین چرخش  $180^\circ$  درجه در این لایه ممنوع می‌باشد و بنابراین سیکل انتظار چرخشی نمی‌تواند اتفاق بیفتد.

**قاعده ۳:** مطابق با شکل ۶- ج برای به وجود آمدن یک سیکل انتظار چرخشی در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر دو می‌شوند، هر دو چرخش «شرق به جنوب» و «شمال به شرق» (در جهت حرکت عقربه‌های ساعت) یا این که هر دو چرخش «غرب به جنوب» و «شمال به غرب» (در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت) باید در یک سطر اتفاق بیفتند که این شرایط بر خلاف قوانین مدل چرخش در لایه مذکور می‌باشد و هر دو چرخش نمی‌توانند هم‌زمان در یک سطر اتفاق بیفتند. همچنین چرخش  $180^\circ$  درجه در این لایه ممنوع می‌باشد و بنابراین سیکل انتظار چرخشی نمی‌تواند اتفاق بیفتد.

**قاعده ۴:** مطابق با شکل ۶- د برای به وجود آمدن یک سیکل انتظار چرخشی در لایه‌هایی که باقیمانده شماره آنها در تقسیم بر ۴ برابر سه می‌شوند، هر دو چرخش «جنوب به غرب» و «شرق به جنوب» (در جهت حرکت عقربه‌های ساعت) یا این که هر دو چرخش «شمال به غرب» و «شرق به شمال» (در خلاف جهت حرکت عقربه‌های ساعت) باید در یک ستون اتفاق بیفتند که این شرایط بر خلاف قوانین مدل چرخش در لایه مذکور می‌باشد و هر دو چرخش نمی‌توانند هم‌زمان در یک ستون اتفاق بیفتند. همچنین چرخش  $180^\circ$  درجه در این لایه ممنوع می‌باشد و بنابراین سیکل انتظار چرخشی نمی‌تواند اتفاق بیفتد.

**اثبات بدون بن‌بست بودن قواعد:** فرض می‌کنیم مجموعه‌ای از بسته‌های  $P_1, P_2, \dots, P_m$  در شبکه وجود داشته باشند که  $P_i$  منتظر تمامی بسته‌های  $P_{i+1}$  است و  $1 \leq i \leq m-1$  باشد. مجموعه کانال‌هایی که توسط بسته‌های مذکور پیمایش شده‌اند و کانال‌های مسدودشده‌ای که قرار است توسط دیگر بسته‌های منتظر در شبکه مورد پیمایش قرار گیرند ولی در حال حاضر بلوکه شده‌اند را مسیر انتظار این بسته‌ها می‌نامند. اگر  $P_m$  منتظر  $P_1$  باشد بن‌بست رخ می‌دهد و یک مسیر انتظار چرخشی به وسیله بسته‌ها ایجاد می‌گردد.

حالاتی که  $\Delta X \leq 0$  است از الگوریتم پیشنهادی ما بیشتر است اما در بقیه حالتها درجه وفق پذیری الگوریتم Elevator\_First برابر با مقدار ثابت ۱ می باشد و درجه وفق پذیری الگوریتم پیشنهادی از طریق (۳) در لایه های زوج و از طریق (۲) در لایه های فرد محاسبه خواهد شد

$$p_{elevator\_first} = \begin{cases} \frac{(dx + dy + dz)!}{dx!dy!dz!} & \text{if } X_d < X_s \\ 1 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (4)$$

### ۵- ارزیابی الگوریتم پیشنهادی

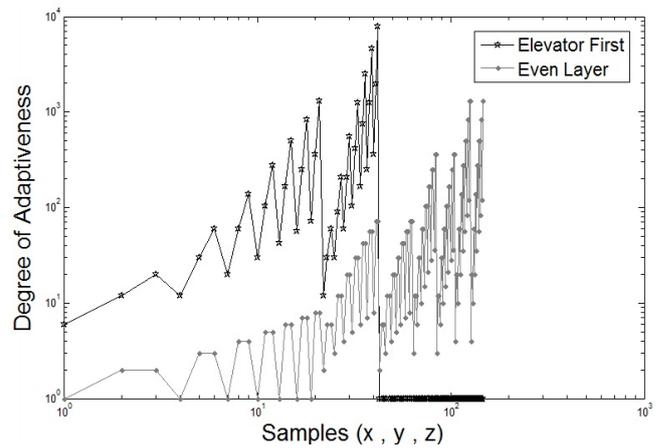
به منظور ارزیابی الگوریتم مسیریابی پیشنهادی، مجموعه وسیعی از شبیه سازی ها به کمک نرم افزار شبیه ساز Access Noxim انجام شده است. این شبیه ساز یک نرم افزار متن باز و تحت سیستم عامل لینوکس است که قابلیت تعریف و ایجاد الگوریتم های مسیریابی در متن برنامه وجود دارد. در ارزیابی های انجام شده، شبکه های  $8 \times 8 \times 4$  و  $6 \times 6 \times 4$  که هر یک دارای چهار لایه هستند به مدت ۱۰۰۰۰۰ سیکل شبیه سازی شده اند. به کمک شبیه سازی های انجام شده الگوریتم پیشنهادی برای چینش های متفاوت کانال های درون سیلیکون با الگوریتم اول-آسانسور، در نرخ های تزریق متفاوت بسته، بارهای ترافیکی یکنواخت، پس و پیش شده و نقطه داغ<sup>۲</sup> و همچنین در طول های بافر ۴ و ۸ فلیت مقایسه شده است. طول بسته در تمام شبیه سازی ها ۸ فلیت است و میانگین تأخیر تحویل بسته ها و همچنین گذردهی شبکه به عنوان مهم ترین معیارهای کارایی [۲۱] و [۲۲] اندازه گیری و گزارش شده اند.

تحت الگوی ترافیکی یکنواخت، یک هسته پردازشی بسته ها را با احتمال یکسان به دیگر هسته های پردازشی ارسال می کند. اگر هسته پردازشی به عنوان گره نقطه داغ در شبکه انتخاب شود به میزان  $\%h$  ترافیک بیشتر نسبت به ترافیک یکنواخت دریافت خواهد کرد که در شبیه سازی ها ما گره های نقطه داغ را در حاشیه شبکه و در لایه های میانی و با  $\%10$  ترافیک بیشتر انتخاب کرده ایم.

تحت الگوی ترافیکی پس و پیش شده، هسته پردازشی مبدأ در آدرس  $(x, y, z)$  بسته های خود را به هسته پردازشی مقصد با آدرس  $(Dst.x, Dst.y, Dst.z)$  مطابق با روابط زیر در شبکه ارسال خواهد کرد

$$\begin{aligned} Dst.x &= mesh\_dim\_x - 1 - src.y \\ Dst.y &= mesh\_dim\_y - 1 - src.x \\ Dst.z &= mesh\_dim\_z - 1 - src.z \end{aligned}$$

به منظور شبیه سازی شبکه های  $6 \times 6 \times 4$  و  $8 \times 8 \times 4$  به ترتیب، شش الگوی مختلف برای چینش کانال های درون سیلیکون در نظر گرفته شده است. چینش های شبکه های  $6 \times 6 \times 4$  و  $8 \times 8 \times 4$  در شکل های ۱۱ و ۱۲ با برچسب های A6 و B6 و C6 و D6 و E6 و F6 و A8 و D8 و F8 و G8 و H8 و J8 نشان داده شده اند. گره هایی که با رنگ خاکستری روشن نشان داده شده اند مجهز به کانال های عمودی پایین رونده و گره هایی که با رنگ خاکستری تیره نشان داده شده اند، مجهز به کانال های عمودی بالا رونده می باشند. لازم به ذکر است که در چینش های A6 و B6 و C6 و D6 از  $\%50$  کانال های عمودی و در چینش های E6 و F6 از  $\%34$  کانال های عمودی و در چینش E6 از  $\%45$  کانال های عمودی و در



شکل ۱۰: مقایسه درجه وفق پذیری الگوریتم OE\_Partially با الگوریتم Elevator\_First

### ۴-۲ درجه وفق پذیری الگوریتم پیشنهادی

تعداد مسیرهای مجاز بین یک زوج مبدأ و مقصد، معیاری برای اندازه گیری وفق پذیری الگوریتم های مسیریابی وفق پذیر نیمه کامل است که توسط محققان متعددی به کار گرفته شده است [۲۰] و [۲۱]. برای یک شبکه روی تراشه مش سه بعدی اگر  $(X_s, Y_s, Z_s)$  و  $(X_d, Y_d, Z_d)$  به ترتیب آدرس گره های مبدأ و مقصد یک بسته باشند و متغیرهای  $\Delta X = X_d - X_s$  و  $\Delta Y = Y_d - Y_s$  و  $\Delta Z = Z_d - Z_s$  و  $dx = |\Delta X|$  و  $dy = |\Delta Y|$  و  $dz = |\Delta Z|$  می باشند. برای الگوریتم تمام وفق پذیر، درجه وفق پذیری (تعداد تمامی "کوتاه ترین مسیرها" از مبدأ به مقصد) از طریق (۱) محاسبه خواهد شد [۲۲]

$$P_{fully\ adaptive} = \frac{(dx + dy + dz)!}{dx!dy!dz!} \quad (1)$$

درجه وفق پذیری مدل های چرخش در لایه های فرد از طریق (۲) محاسبه خواهد شد که در آن متغیر  $h$  وابسته به ستونی که  $X_s$  در آن قرار دارد می باشد و این که  $d_x$  عددی زوج یا فرد است به ترتیب برابر با  $\lfloor dx/2 \rfloor$  یا  $\lfloor (dx-1)/2 \rfloor$  است. همچنین  $K$  وابسته به لایه ای که گره مبدأ در آن قرار دارد می باشد و این که  $d_z$  عددی زوج یا فرد است به ترتیب برابر با  $\lfloor dz/2 \rfloor$  یا  $\lfloor (dz-1)/2 \rfloor$  است [۲۲]

$$P_{odd\ layer} = \frac{(h + dy + k)!}{h!dy!k!} \quad (2)$$

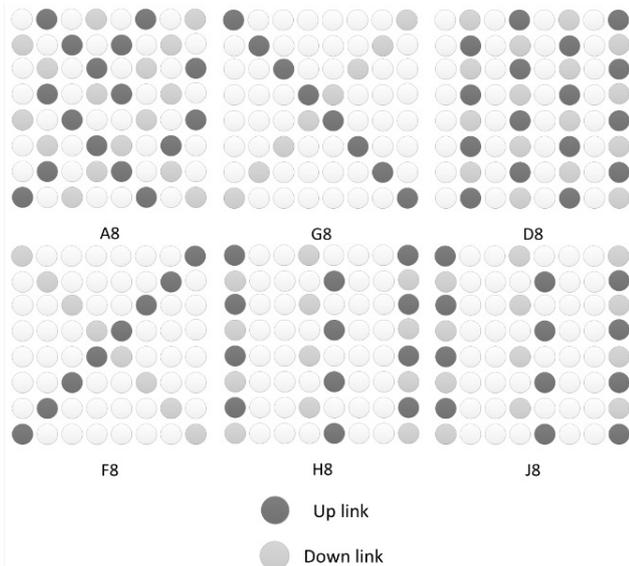
درجه وفق پذیری مدل های چرخش در لایه های زوج از طریق (۳) محاسبه خواهد شد که در آن متغیر  $q$  وابسته به سطری که  $Y_s$  در آن قرار دارد می باشد و این که  $d_y$  عددی زوج یا فرد است به ترتیب برابر با  $\lfloor dy/2 \rfloor$  یا  $\lfloor (dy-1)/2 \rfloor$  است. همچنین  $K$  وابسته به لایه ای که گره مبدأ در آن قرار دارد می باشد و این که  $d_z$  عددی زوج یا فرد است به ترتیب برابر با  $\lfloor dz/2 \rfloor$  یا  $\lfloor (dz-1)/2 \rfloor$  است [۲۲]

$$P_{even\ layer} = \frac{(q + dx + k)!}{q!dx!k!} \quad (3)$$

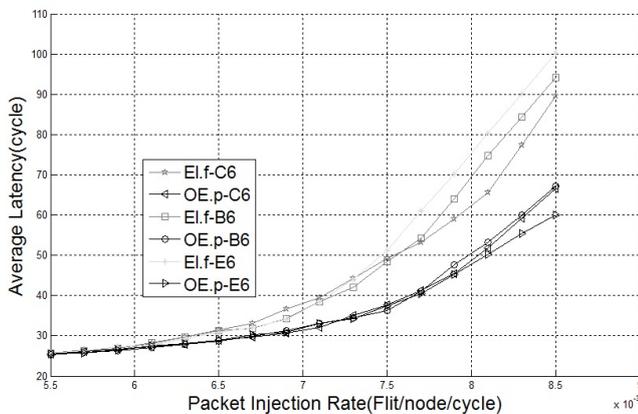
درجه وفق پذیری الگوریتم Elevator\_First از طریق (۴) محاسبه خواهد شد. برای مقایسه درجه وفق پذیری الگوریتم OE\_Partially با الگوریتم Elevator\_First، شبکه  $8 \times 8 \times 4$  با ۱۵۰ حالت مختلف  $\Delta X$  و  $\Delta Y$  و  $\Delta Z$  شبیه سازی و در شکل ۱۰ نشان داده شده است. مشاهده می کنیم که درجه وفق پذیری الگوریتم Elevator\_First

1. Random  
2. Transpose  
3. Hotspot





شکل ۱۲: انواع شبکه‌های ۸×۸×۴ بر اساس چینش کانال‌های درون سیلیکون.

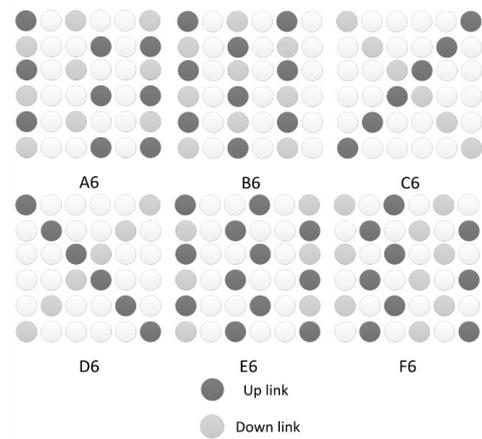


شکل ۱۴: میانگین تأخیر تحویل بسته در C6 و E6 و B6 با ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۱۶.

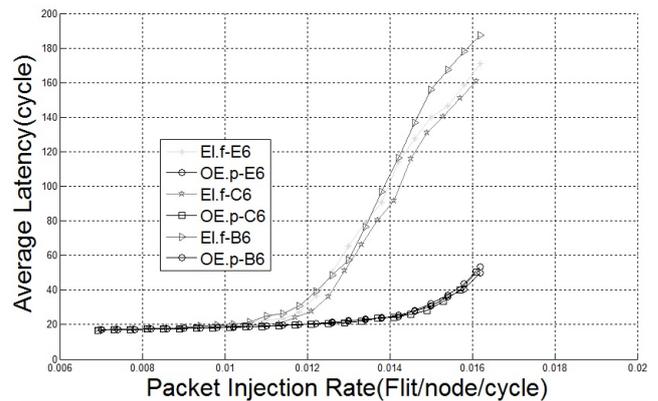
به صورت مکرر ارتباط برقرار خواهد کرد و این امر تحت الگویی غیر یکنواخت صورت خواهد گرفت [۲۲].

با افزایش طول بافر، میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در هر دو الگوریتم پیشنهادی و اول-آسانسور در ترافیک نقطه داغ و در سه همبندی B6 و D6 و F6 و سه همبندی D8 و G8 و H8 با هم مقایسه شده و در جدول ۱ آمده است. با افزایش طول بافر میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته افزایش یافته است. به این دلیل که احتمال انسداد بسته‌ها کاهش می‌یابد، شبکه دیرتر به اشباع می‌رود. همچنین از مقایسه مقادیر میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در همبندی‌های متفاوت درمی‌یابیم که همبندی‌های D6 و G8 در شبکه‌های ۶×۶×۴ و ۸×۸×۴ که دارای چینش قطری کانال‌های درون سیلیکون می‌باشند بیشترین میانگین بهبود تأخیر بسته را دارا هستند.

نمودار میانگین تأخیر تحویل بسته در هر دو الگوریتم پیشنهادی و اول-آسانسور در ترافیک نقطه داغ، طول بافر ۴ فلیت و ۱۸۸۲۰۰ بسته تزریق شده در شبکه و در سه همبندی B6 و E6 و C6 در شکل ۱۳ و همچنین در ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۱۶ فلیت و ۹۷۲۰۰ بسته تزریق شده در شبکه در شکل ۱۴ نشان داده شده است. همچنین نمودار میانگین تأخیر تحویل بسته در هر دو الگوریتم پیشنهادی و اول-آسانسور در ترافیک نقطه داغ، طول بافر ۸ فلیت و ۱۵۵۳۰۰ بسته تزریق شده در شبکه و در سه همبندی D8 و J8 و G8 در شکل ۱۵ و همچنین



شکل ۱۱: انواع شبکه‌های ۶×۶×۴ بر اساس چینش کانال‌های درون سیلیکون.

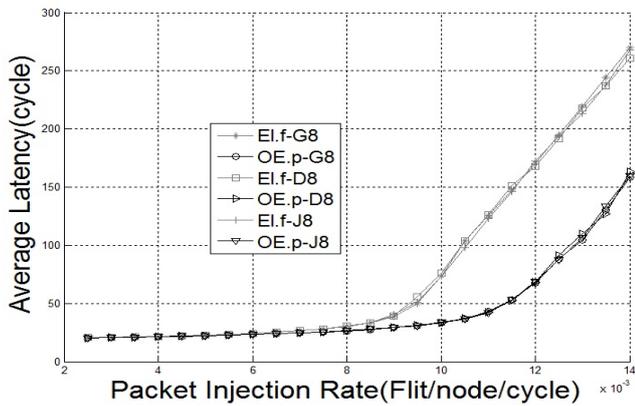


شکل ۱۳: میانگین تأخیر تحویل بسته در B6 و E6 و C6 با ترافیک نقطه داغ و طول بافر ۴.

جدول ۱: میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته الگوریتم پیشنهادی نسبت به اول-آسانسور در دو طول بافر (سیکل) در ترافیک نقطه داغ.

طول بافر ۸ فلیت		طول بافر ۴ فلیت		شبکه
طول بافر ۸ فلیت	٪	طول بافر ۴ فلیت	٪	
	٪۳۰،۱۸	٪۱۲،۶۸	B6	۶×۶×۴
	٪۲۹،۹۳	٪۱۲،۶۱	F6	
	٪۳۱،۶۶	٪۱۳،۳۲	D6	
	٪۵۳،۳۴	٪۵۱،۶۷	D8	۸×۸×۴
	٪۴۹،۲۶	٪۴۸،۳۷	H8	
	٪۵۳،۵۶	٪۵۱،۷۶	G8	

چینش‌های A8 و D8 از ۵۰٪ کانال‌های عمودی و در چینش‌های H8 و J8 از ۳۸٪ کانال‌های عمودی و در چینش‌های F8 و G8 از ۲۵٪ کانال‌های عمودی استفاده شده است. نتایج شبیه‌سازی‌ها نشان می‌دهد که تحت ترافیک یکنواخت، میانگین تأخیر تحویل بسته‌ها در الگوریتم مسیریابی پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور بهبودی نخواهد داشت و این امر بدین دلیل است که ترافیک یکنواخت و الگوریتم مسیریابی به ترتیب ابعاد اول-آسانسور با یکدیگر سازگاری بیشتری دارند و بالعکس، تحت ترافیک‌های نقطه داغ و پس و پیش شده الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور توزیع ترافیکی بهتری خواهد داشت و بنابراین میانگین تأخیر تحویل بسته‌ها در آن بهبود خواهد داشت. به طور مشخص الگوریتم مسیریابی XYZ اعمال شده در الگوریتم اول-آسانسور اطلاعات بلندمدت و جامعی را در رابطه با خصوصیات ترافیک یکنواخت با هم ترکیب می‌کند که به توزیع هرچه بیشتر ترافیک منجر خواهد شد. با این حال برای بیشتر کاربردها، هر گره با گره‌های دیگر



شکل ۱۶: میانگین تأخیر تحویل بسته در DA و JA و GA در ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۱۶.

درون سیلیکون از همبندی DA به JA میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته کاهش می‌یابد.

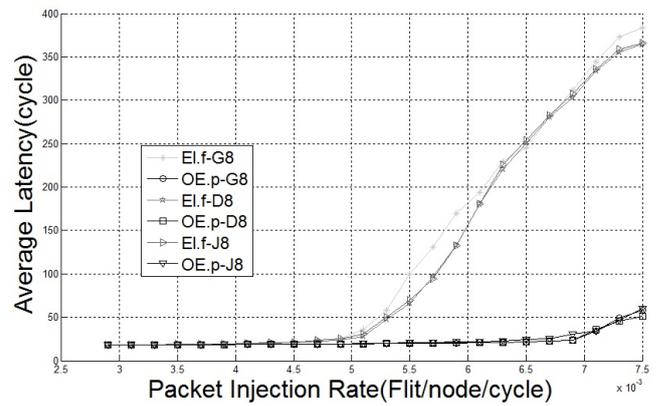
با مقایسه مقادیر میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در هر دو شبکه  $6 \times 6 \times 4$  و  $8 \times 8 \times 4$  به این نتیجه می‌رسیم که با بزرگ‌تر شدن اندازه شبکه، میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور بیشتر می‌شود چرا که با توجه به مقایسه درجه وفق‌پذیری الگوریتم پیشنهادی و اول-آسانسور در بخش ۴-۲ درمی‌یابیم که با بزرگ‌تر شدن اندازه شبکه، درجه وفق‌پذیری الگوریتم پیشنهادی و متناسب با آن، میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته بیشتر خواهد شد.

نمودار مقایسه بهبود گذردهی در شبکه‌های  $6 \times 6 \times 4$  و همبندی‌های BF و CE و E6 و شبکه‌های  $8 \times 8 \times 4$  و همبندی‌های FA و JA به ترتیب با طول بافر ۱۶ و ۸ و تحت دو ترافیک نقطه داغ و پس و پیش شده در شکل‌های ۱۷ تا ۲۰ نشان داده شده‌اند.

با مقایسه شکل‌ها درمی‌یابیم که بهبود گذردهی الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور، تحت ترافیک نقطه داغ نسبت به ترافیک پس و پیش شده بیشتر می‌باشد و همچنین با بزرگ‌تر شدن اندازه شبکه، بهبود گذردهی الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور افزایش خواهد یافت.

در شبیه‌ساز Access Noxim از مدل توان Intel ۸۰-cores استفاده شده است. در این مدل متوسط انرژی اتلافی توسط یک فلیت در یک گام  $0.384 \text{ nJ}$  تخمین زده شده و فرکانس کاری مسیریاب ۱ GHz در نظر گرفته شده است.

مقادیر مربوط به مقایسه میانگین توان اتلافی در شبکه‌های  $8 \times 8 \times 4$  و همبندی‌های DA و JA و GA در هر دو الگوریتم پیشنهادی و اول-آسانسور و تحت ترافیک نقطه داغ، پس و پیش شده و یکنواخت با طول بافر ۱۶ و طول بافر ۴ به ترتیب در جداول ۳ و ۴ آورده شده است. همان طور که در جدول ۳ مشاهده می‌شود میانگین توان اتلافی در الگوریتم پیشنهادی ما نسبت به الگوریتم اول-آسانسور تحت ترافیک نقطه داغ ۶٪ و تحت ترافیک پس و پیش شده ۲٪ بیشتر شده و همچنین تحت ترافیک یکنواخت ۱٪ بهبود داشته است. همان طور که در جدول ۴ مشاهده می‌شود میانگین توان در الگوریتم پیشنهادی ما نسبت به الگوریتم اول-آسانسور تحت ترافیک نقطه داغ ۷٪ و تحت ترافیک پس و پیش شده ۱٪ بیشتر شده و همچنین تحت ترافیک یکنواخت ۰/۵٪ بهبود داشته است. با مقایسه نتایج موجود در هر دو جدول ۳ و ۴ به این نتیجه می‌رسیم که با افزایش طول بافر، میانگین توان اتلافی الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور کمتر است و همچنین میانگین توان اتلافی در



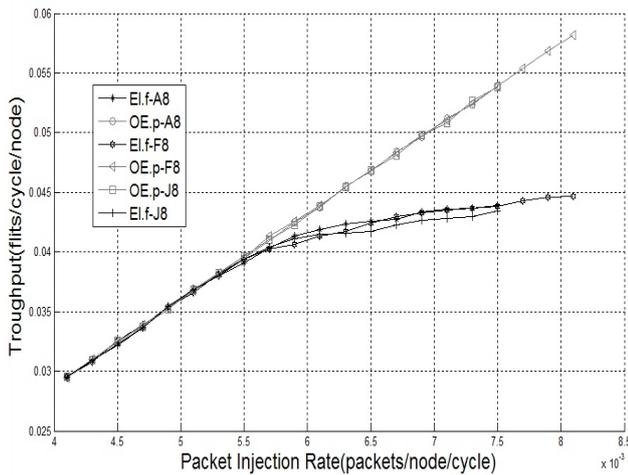
شکل ۱۵: میانگین تأخیر تحویل بسته در DA و JA و GA در ترافیک نقطه داغ و طول بافر ۸.

جدول ۲: مقایسه میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته الگوریتم پیشنهادی نسبت به اول-آسانسور در ترافیک پس و پیش شده و نقطه داغ.

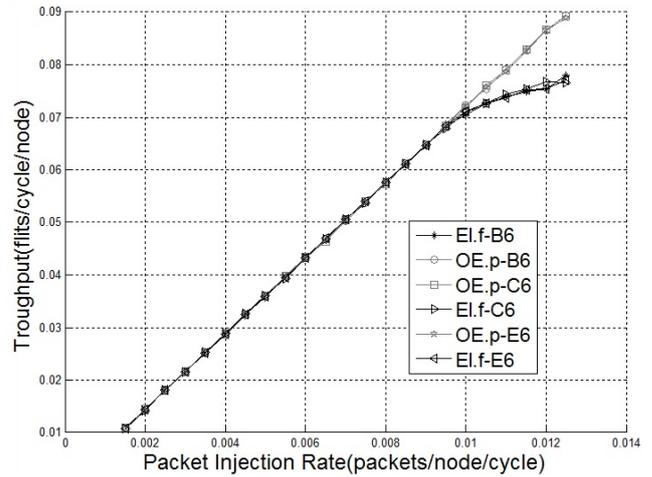
ترافیک نقطه داغ و ترافیک پس و پیش شده	ترافیک نقطه داغ و طول بافر ۴ فلیت	ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۱۶ فلیت	شبکه
B6	۴۰/۹۸٪	۱۶/۹۴٪	شبکه
E6	۴۰/۴۶٪	۱۶/۵٪	$6 \times 6 \times 4$
C6	۴۱/۸۷٪	۱۶/۴۸٪	$6 \times 6 \times 4$
DA	۵۳/۲۴٪	۲۶/۲۷٪	شبکه
JA	۴۹/۵۷٪	۲۶/۱۲٪	شبکه
GA	۵۳/۵۶٪	۲۶/۴۱٪	$8 \times 8 \times 4$

در ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۱۶ فلیت و  $169500$  بسته تزریق شده در شبکه در شکل ۱۶ نشان داده شده است. الگوریتم اول-آسانسور در نرخ داده کمتری نسبت به الگوریتم پیشنهادی به حالت اشباع می‌رود و این بازه اختلاف در ورود به ناحیه اشباع تحت ترافیک نقطه داغ بیشتر از ترافیک پس و پیش شده است. با انتخاب گره نقطه داغ در وسط شبکه میانگین بهبود تأخیر در الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور کاهش خواهد یافت. در شبکه‌های  $6 \times 6 \times 4$  اگر گره نقطه داغ را وسط شبکه انتخاب کنیم شبکه خیلی زود اشباع می‌شود اما در شبکه‌های  $8 \times 8 \times 4$  شبکه دیرتر اشباع شده و میانگین بهبود تأخیر بیشتر است. با انتخاب گره نقطه داغ در وسط شبکه، در الگوریتم‌های به ترتیب ابعاد اکثر ترافیک حول گره نقطه داغ سوق داده می‌شود، چون تمامی گره‌ها می‌بایست بسته‌های خود را به سمت ستونی هدایت کنند که گره مقصد در آن قرار دارد، ولی الگوریتم وفق‌پذیر مبتنی بر مدل چرخش ترافیک را در سطح شبکه بهتر توزیع می‌کند. الگوریتم اول-آسانسور بیشترین میزان از ترافیک شبکه را به سمت اطراف شبکه هدایت می‌کند (به خاطر این که الگوریتم به ترتیب ابعاد است) پس اگر گره نقطه داغ در اطراف شبکه باشد این الگوریتم دارای میانگین بهبود تأخیر خیلی کمتری نسبت به الگوریتم پیشنهادی خواهد بود.

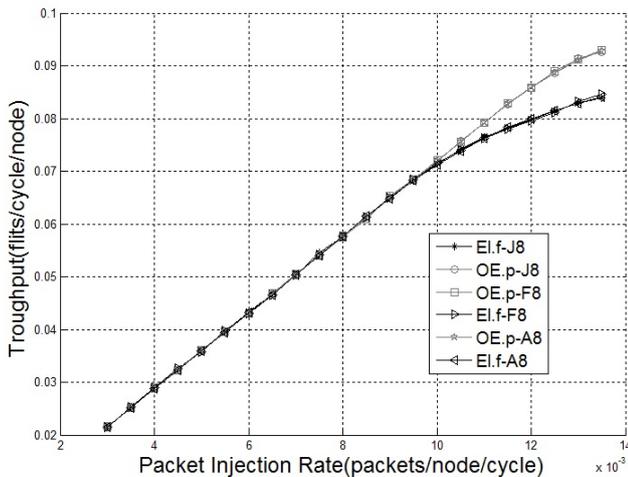
همان طور که در جدول ۲ مشاهده می‌شود میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور در طول بافر ۱۶ فلیت و ترافیک پس و پیش شده، در شبکه‌های  $6 \times 6 \times 4$  حدود ۱۶٪ و در شبکه‌های  $8 \times 8 \times 4$  حدود ۲۶٪ بهتر است. همچنین میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول-آسانسور در طول بافر ۴ فلیت و ترافیک نقطه داغ در شبکه‌های  $6 \times 6 \times 4$  حدود ۴۰٪ و در شبکه‌های  $8 \times 8 \times 4$  حدود ۵۲٪ بهتر است. همچنین در شبکه‌های  $8 \times 8 \times 4$  با کاهش تعداد کانال‌های



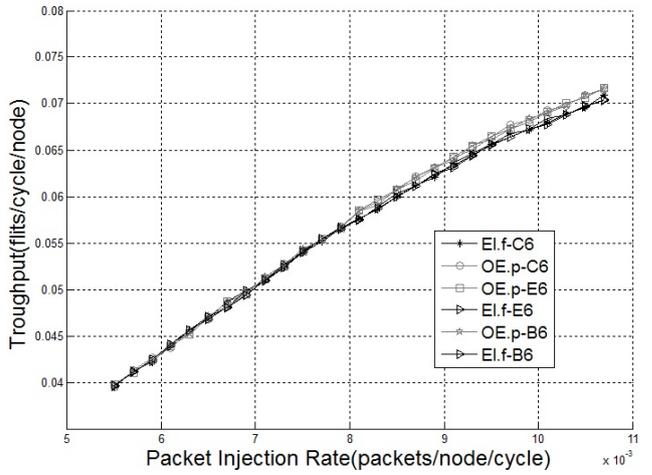
شکل ۱۹: نمودار گذردهی در A8 و F8 و J8 در ترافیک نقطه داغ و طول بافر ۸



شکل ۱۷: نمودار گذردهی در E6 و C6 و B6 در ترافیک نقطه داغ و طول بافر ۱۶



شکل ۲۰: نمودار گذردهی در A8 و F8 و J8 در ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۸



شکل ۱۸: نمودار گذردهی در B6 و C6 و E6 در ترافیک پس و پیش شده و طول بافر ۱۶

جدول ۴: مقایسه میانگین توان اتلافی الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول - آسانسور در ترافیک پس و پیش شده، نقطه داغ و یکنواخت با طول بافر ۴.

شبکه	نقطه داغ (nJ/Cycle)	پس و پیش شده (nJ/Cycle)	یکنواخت (nJ/Cycle)
D8	-۷,۲۹۲۶	-۱,۹۷۵۶	۰,۴۴۴۸۹
J8	-۷,۳۰۱۹	-۱,۹۹۲۷	۰,۴۳۲۴۳
G8	-۷,۲۴۴۱	-۱,۹۸۷۶	۰,۴۵۰۵۱

جدول ۳: مقایسه میانگین توان اتلافی الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول - آسانسور در ترافیک پس و پیش شده، نقطه داغ و یکنواخت با طول بافر ۱۶.

شبکه	نقطه داغ (nJ/Cycle)	پس و پیش شده (nJ/Cycle)	یکنواخت (nJ/Cycle)
D8	-۶,۸۵۵۱	-۲,۵۸۷۵	۱,۸۷۰۲
J8	-۵,۸۸۹۹	-۲,۴۰۴۷	۱,۹۵۷۹
G8	-۶,۸۵۸۸	-۲,۲۳۶۶	۱,۹۸۰۲

الگوریتم پیشنهادی با محدود کردن برخی از چرخش‌های سه‌بعدی، به میانگین تأخیر تحویل بسته و گذردهی بهتری نسبت به الگوریتم اول - آسانسور دست یافته است. تعداد لایه‌ها در این الگوریتم قابل تعمیم است و با افزایش لایه‌ها الگوریتم پیشنهادی رفتاری قابل پیش‌بینی را دنبال خواهد کرد. نتایج شبیه‌سازی‌ها در شبکه‌های ۴×۶×۸ و ۴×۸×۸ نشان می‌دهد که میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته در الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول - آسانسور حداکثر ۵۴٪ و به طور میانگین ۳۲,۸٪ بهتر است. با افزایش طول بافر تأخیر در شبکه‌های ۴×۶×۸ به طور میانگین ۵۰٪ بهبود یافته است. در واقع افزایش طول بافر باعث کاهش احتمال انسداد بسته‌ها می‌شود و در نتیجه شبکه دیرتر به اشباع می‌رود. با بزرگ‌تر شدن اندازه شبکه، بهبود الگوریتم پیشنهادی نسبت به الگوریتم اول - آسانسور ۱۰٪ بیشتر می‌شود. الگوریتم پیشنهادی به طور میانگین از افزایش توان اتلافی ۲,۵٪ نسبت به الگوریتم اول - آسانسور برخوردار

ترافیک نقطه داغ بیشتر از ترافیک‌های دیگر می‌باشد. در نتیجه الگوریتم پیشنهادی به طور میانگین از افزایش توان اتلافی ۲,۵٪ نسبت به الگوریتم اول - آسانسور برخوردار خواهد بود که نسبت به بهبود ۳۲,۸٪ میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته رقم ناچیزی می‌باشد.

## ۶- نتیجه‌گیری

الگوریتم ارائه شده در این مقاله از سه نوع بسته و دو شبکه کانال مجازی در ابعاد  $X$  و  $Y$  استفاده می‌کند. این الگوریتم در شبکه روی تراشه با چهار لایه به طور میانگین، تنها در ۳۷٪ از تمامی حالات مختلف جایجایی بسته‌ها از کانال مجازی دوم و در مابقی موارد از کانال مجازی اول استفاده خواهد کرد. ارزیابی الگوریتم پیشنهادی با استفاده از شبیه‌ساز Access Noxim انجام شده و طی آن، روش پیشنهادی با الگوریتم شناخته شده Elevator\_First مقایسه شده است.

for 3-D networks-on-chip," *IEEE Trans. on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, vol. 30, no. 1, pp. 124-134, Jan. 2011.

- [15] I. Loi, S. Mitra, T. H. Lee, S. Fujita, and L. Benini, "A low-overhead fault tolerance scheme for TSV-based 3D network on chip links," in *Proc. IEEE/ACM Int. Conf. on Computer-Aided Design, ICCAD'08*, pp. 598-602, San Jose, CA, USA, 10-13 Nov. 2008.
- [16] I. Loi, P. Marchal, A. Pullini, and L. Benini, "3D NoCs-unifying inter & intra chip communication," in *Proc. IEEE Int. Symp. on Circuits and Systems, ISCAS'10*, pp. 3337-3340, Paris, France, 30 May-2 Jun. 2010.
- [17] S. Pasricha, Y. Zou, and F. Collins, "A low overhead fault tolerant routing scheme for 3D networks-on-chip," in *Proc. 12th Intl Symp. on Quality Electronic Design, ISQED'11*, 8 pp., Santa Clara, CA, USA, 14-16 Mar. 2011.
- [18] F. Petrot, M. Bahmani, F. Dubois, and A. Sheibanyrad, "Elevator-first: a deadlock-free distributed routing algorithm for vertically partially connected 3D-NoCs," *IEEE Trans. on Computers*, vol. 62, no. 3, pp. 609 - 615, Mar. 2013.
- [19] M. Ebrahimi, et al., "DyXYZ: fully adaptive routing algorithm for 3D-NoCs," in *Proc. 21st Euromicro Int. Conf. on Parallel, Distributed and Network-Based Processing, PDP'13*, pp. 499-503, Belfast, UK, 27 Feb.-1 Mar. 2013.
- [20] C. Ge-Ming, "The odd-even turn model for adaptive routing," *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, vol. 11, no. 7, pp. 729-738, Jul. 2000.
- [21] D. Nizar, T. Mak, and A. Yakovlev, "Highly adaptive and deadlock-free routing for three-dimensional networks-on-chip," *IET Computers & Digital Techniques*, vol. 7, no. 6, pp. 255-263, Nov. 2013.
- [22] Z. Jun, "LOFT: a low-overhead fault-tolerant routing scheme for 3D NoCs," *Integration, the VLSI J. on*, vol. 52, pp. 42-50, Jan. 2016.

**فاطمه وحدت پناه** تحصیلات خود را در مقاطع کارشناسی و کارشناسی ارشد مهندسی کامپیوتر سخت افزار به ترتیب در سال‌های ۱۳۹۱ و ۱۳۹۵ از دانشگاه صنعتی جندی شاپور دزفول و دانشگاه علم و صنعت ایران به پایان رسانده است. زمینه‌های تحقیقاتی مورد علاقه ایشان عبارتند از: معماری کامپیوتر، شبکه‌های بر تراشه کامپیوتری و پردازنده‌های چند و بساهسته‌ای.

**احمد پاتوقی** تحصیلات خود را در مقاطع کارشناسی، کارشناسی ارشد و دکتری مهندسی کامپیوتر- معماری کامپیوتر به ترتیب در سال‌های ۱۳۸۲، ۱۳۸۴ و ۱۳۸۹ در دانشگاه‌های اراک، صنعتی شریف و صنعتی شریف به پایان رسانده است و هم‌اکنون استاد دانشکده مهندسی کامپیوتر دانشگاه علم و صنعت ایران می‌باشد. بعد از پیوستن به دانشکده مهندسی کامپیوتر، آزمایشگاه سامانه‌ها و معماری‌های اتکاپذیر را تأسیس و هدایت کرد که تا امروز بیش از ۱۰ دانشجوی ارشد و ۲ دانشجوی دکتری از آن فارغ‌التحصیل شده‌اند. زمینه‌های تحقیقاتی مورد علاقه ایشان عبارتند از: معماری‌های موازی، پردازنده‌های چند و بساهسته‌ای، شبکه بر تراشه، طراحی آزمون‌پذیر، قابل اطمینان و ایمن.

خواهد بود که نسبت به بهبود ۳۲/۸٪ میانگین بهبود تأخیر تحویل بسته رقم ناچیزی می‌باشد. همچنین چینش کانال‌های درون سیلیکون به صورت قطری دارای بیشترین بهبود تأخیر در میان باقی چینش‌ها است.

## مراجع

- [1] M. Palesi and M. Daneshlab, *Routing Algorithms in Networks-on-Chip*, Springer, 2014.
- [2] P. Behrooz, *Introduction to Parallel Processing: Algorithms and Architectures*, Springer Science & Business Media, 2006.
- [3] D. Jose, S. Yalamanchili, and L. M. Ni, *Interconnection Networks: an Engineering Approach*, Morgan Kaufmann, 2003.
- [4] X. Yuan, J. Cong, and S. S. Sapatnekar, *Three-Dimensional Integrated Circuit Design*, Springer, 2010.
- [5] M. Fathy, R. Berangi, S. Akbari, and A. Shafieey, "AFRA: a low cost high performance reliable routing for 3D mesh NoCs," in *Proc. IEEE Design, Automation & Test in Europe Conf. & Exhibition, DATE'12*, pp. 332-337, Dresden, Germany, 12-16 Mar. 2012.
- [6] A. Ben Ahmed, A. Ben Ahmed, and A. Ben Abdallah, "Deadlock-recovery support for fault-tolerant routing algorithms in 3D-NoC architectures," in *Proc. IEEE 7th Int. Symp. on Embedded Multicore Socs, MCSoc'13*, pp. 67-72, Tokyo, Japan, 26-28 Sept. 2013.
- [7] A. Ben Ahmed and A. Ben Abdallah, "Low-overhead routing algorithm for 3D network-on-chip," in *Proc. Third Int. Conf. on Networking and Computing, ICNC'12*, pp. 23-32, Okinawa, Japan, 5-7 Dec. 2012.
- [8] A. Ben Ahmed, *On the Design of a 3D Network-on-Chip for Many-Core SoC*, Ph.D Diss., University of Aizu, 2012.
- [9] M. Ebrahimi, M. Daneshlab, P. Liljeberg, J. Plosila, and H. Tenhunen, "Exploring partitioning methods for 3D networks-on-chip utilizing adaptive routing model," in *Proc. ACM/IEEE 5th Int. Symp. on Networks-on-Chip*, pp. 73-80, Pittsburgh, PA, USA, 1-4 May 2011.
- [10] F. Chaochao, M. Zhang, J. Li, J. Jiang, Z. Lu, and A. Jantsch, "A low-overhead fault-aware deflection routing algorithm for 3D network-on-chip," *IEEE Computer Society Annual Symp. on VLSI, ISVLSI'11*, pp. 19-24, 4-6 Jul. 2011.
- [11] H. Ying, A. Jaiswal, and K. Hofmann, "Deadlock-free routing algorithms for 3-dimension networks-on-chip with reduced vertical channel density topologies," in *Proc. IEEE Int. Conf. on High Performance Computing and Simulation, HPCS'12*, pp. 268-274, Madrid, Spain, 2-6 Jul. 2012.
- [12] R. Claudia, L. Anghel, and D. Avresky, "Message routing in 3D networks-on-chip," in *Proc. IEEE NORCHIP*, Trondheim, Norway, 16-17 Nov. 2009.
- [13] A. Eghbal, P. M. Yaghini, N. Bagherzadeh, and M. Khayambashi, "Analytical fault tolerance assessment and metrics for TSV-based 3D network-on-chip," *IEEE Trans. on Computers*, vol. 64, no. 12, pp. 3591-3604, Dec. 2015.
- [14] I. Loi, F. Angiolini, S. Fujita, S. Mitra, and L. Benini, "Characterization and implementation of fault-tolerant vertical links