

## بهبود مدل تحلیلی مسیریابی کاملا افقی مش دوبعدی در شبکه روی تراشه

حسین باستان<sup>۱</sup>، محمدعلی منتظری<sup>۲</sup>، حسین سعیدی<sup>۳</sup>، امین قلمی اسگویی<sup>۴</sup>، امیر خورسندی<sup>۴</sup>

<sup>۱</sup> دانشجوی کارشناسی ارشد معماری کامپیوتر، دانشکده برق و کامپیوتر، دانشگاه صنعتی اصفهان، اصفهان،  
h.bastan@ec.iut.ac.ir، ۰۹۳۶۴۲۹۵۱۶۷

<sup>۲</sup> استادیار، دانشکده برق و کامپیوتر، دانشگاه صنعتی اصفهان، اصفهان،  
montazeri@cc.iut.ac.ir

<sup>۳</sup> دانشیار، دانشکده برق و کامپیوتر، دانشگاه صنعتی اصفهان، اصفهان،  
hsaidi@cc.iut.ac.ir

<sup>۴</sup> دانشجوی دکتری معماری کامپیوتر، دانشکده برق و کامپیوتر، دانشگاه صنعتی اصفهان، اصفهان،  
a.ghalami@ec.iut.ac.ir , amir.khorsandi@gmail.com

### چکیده

با افزایش تعداد ترانزیستورها بر روی یک تراشه سیلیکونی امکان قرار گرفتن صدها هسته پردازشی بر روی یک تراشه فراهم شد و مفهوم سیستم روی تراشه به وجود آمد. مسئله‌ی مهمی که در سیستم‌های روی تراشه مطرح است نحوه‌ی ارتباط هسته‌های پردازشی مختلف در آن است. با معرفی مفاهیم اولیه شبکه روی تراشه توسط آزمایشگاه سیستم‌های کامپیوتری دانشگاه استنفورد، این ساختار ارتباطی به عنوان جایگزینی مناسب برای گذرگاه داده در سیستم‌های روی تراشه پذیرفته شده است. تا کنون چندین مدل تحلیلی برای شبکه روی تراشه با توپولوژی مش  $n$ -بعدی و توروس با الگوریتم‌های مسیریابی قطعی و افقی برای ترافیک یکنواخت پیشنهاد شده است. اما با توجه به غیر متقارن بودن توپولوژی مش دوبعدی از نظر نحوه‌ی اتصال مسیریاب‌ها، مدل‌های تحلیلی کمی برای آن ارائه شده است. در برخی از این مدل‌ها از مدل آنالیزی مش  $n$ -بعدی برای به دست آوردن مدل تحلیلی مش دوبعدی استفاده شده است که دارای دقت لازم نمی‌باشد. مدل‌های تحلیلی که با توجه به خصوصیات توپولوژی مش پیشنهاد شده‌اند دارای دقت بیشتری هستند. در این مقاله با محاسبه دقیق نرخ رسیدن بسته به کانال‌های فیزیکی، نتایج به دست آمده از یکی از دقیق‌ترین مدل‌های آنالیزی قبلی، بهبود داده شده است. با توجه به محاسبه دقیق نرخ رسیدن بسته به کانال‌های فیزیکی، داده‌های به دست آمده از مدل تحلیلی، به نتایج شبیه‌سازی نزدیک‌تر شده‌اند.

**واژه‌های کلیدی:** شبکه روی تراشه، سیستم روی تراشه، مدل تحلیلی، شبکه ارتباطی مش، مسیریابی افقی

یکی از رایج‌ترین توپولوژی‌های موجود در شبکه روی تراشه، مش دو بعدی است. این توپولوژی به دلیل مازولار بودن بسیار مطلوب است [۱]. این توپولوژی را به راحتی و بدون ایجاد تغییر در گره‌های موجود می‌توان توسعه داد و گره‌های جدید به آن افزود. یکی دیگر از دلایل محبوبیت توپولوژی مش، قابلیت تقسیم آن به مش‌های کوچکتر است، این ویژگی، استفاده از مش برای برنامه‌های موازی را مطلوب می‌سازد [۱].

الگوریتم مسیریابی مشخص می‌کند که بسته چگونه مسیر خود در شبکه را تعیین کند. به طور کلی دو نوع الگوریتم مسیریابی در شبکه روی تراشه وجود دارد، مسیریابی قطعی و مسیریابی وقتی. در مسیریابی قطعی، مسیر بین مبدا و مقصد از قبل تعیین شده است. در مسیریابی وقتی بسته می‌تواند از هر یک از مسیرهای ممکن بین مبدا و مقصد، برای رسیدن به مقصد استفاده کند. یکی از مسائل بسیار مهم در هر الگوریتم مسیریابی deadlock-free بودن آن است [۲]. یکی از راه‌های جلوگیری از deadlock، استفاده از کانال‌های مجازی است. هر کانال مجازی، بافر مخصوص به خود را دارد اما از پهنای باند کانال فیزیکی به طور مشترک با دیگر کانال‌های مجازی استفاده می‌کند. یکی از مسیریابی‌های وقتی که مبتنی بر استفاده از کانال‌های مجازی برای deadlock-free بودن است، مسیریابی وقتی duato است [۳]. در این نوع مسیریابی وقتی، کانال‌های مجازی به دو کلاس a و b تقسیم می‌شوند. در هر مرحله از مسیریابی، بسته می‌تواند به طور وقتی یکی از کانال‌های مجازی مربوط به کلاس a را انتخاب کند. در صورتی که همه کانال‌های مجازی این کلاس مشغول باشند، کانال مجازی کلاس b را که دارای مسیریابی قطعی XY است را انتخاب می‌کند. در این نوع مسیریابی وقتی برای deadlock-free بودن به حداقل ۳ کانال مجازی نیاز داریم [۲].

استفاده از سوئیچینگ wormhole برای کاهش اندازه بافر در سوئیچ‌های میانی می‌باشد [۴]. با وجود این که سوئیچینگ بسته و سوئیچینگ virtual cut through حداقل به اندازه یک بسته به بافر نیاز دارند، سوئیچینگ wormhole به بافر به مراتب کوچک‌تری برای پیاده‌سازی نیاز دارد. در سوئیچینگ wormhole هر بسته به بخش‌های کوچک‌تری به نام فلیت تقسیم می‌شود. این فلیت‌ها از تعدادی بایت برای انتقال و کنترل جریان تشکیل شده‌اند [۵]. در این نوع سوئیچینگ فلیت سرآیند مسیر عبور را تعیین می‌کند. بقیه فلیت‌ها مانند خط لوله از مسیر تعیین شده توسط فلیت سرآیند عبور می‌کنند. در صورتی که فلیت سرآیند بلاک شود، بقیه فلیت‌ها در محلی که قرار دارند، بلاک خواهند شد. با توجه به این که در سوئیچینگ wormhole، مسیریاب‌های میانی نیازی به بررسی بسته‌ها ندارند و مسیریاب‌ها می‌توانند با بافرهایی به کوچکی یک فلیت برای هر کانال، پیاده‌سازی شوند، سوئیچینگ wormhole می‌تواند با هزینه کم، تاخیر بسته را کاهش دهد [۴]. قابلیت گذردهی شبکه، در شبکه‌های wormhole می‌تواند با اختصاص بافرهای هر کانال فیزیکی به چند کانال مجازی افزایش یابد. این کانال‌های مجازی به بسته‌های متفاوت اختصاص می‌یابند و برای استفاده از پهنای باند کانال فیزیکی با یکدیگر رقابت می‌کنند. این در هم تنیدگی باعث می‌شود در صورت بلاک شدن یک بسته در یک لینک، بسته‌ی دیگر بتواند از لینک استفاده کند و مانع هدر رفتن پهنای باند شود [۶].

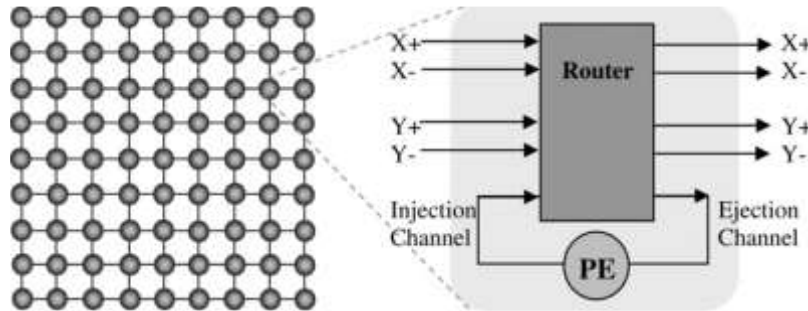
برای بررسی کارایی پیکربندی خاص یک شبکه ارتباطی به طور کلی دو روش وجود دارد، استفاده از شبیه‌سازی و یا استفاده از مدل تحلیلی. استفاده از شبیه‌سازی براساس اتفاقاتی که در شبیه‌سازی رخ می‌دهد ممکن است مدت زمانی زیادی به طول انجامد. استفاده از مدل تحلیلی یک وسیله کم هزینه است به همین دلیل برای شبکه‌های ارتباطی، مدل‌های تحلیلی مختلفی وجود دارد [۱ و ۷].

در مقاله‌های مختلف، مدل‌های تحلیلی مختلفی برای شبکه‌های wormhole با توپولوژی‌های بر مبنای مش مانند توری و مکعبی و با الگوریتم‌های مسیریابی قطعی ارائه شده است [۱]. همچنین مدل‌های آنالیزی مختلفی برای توپولوژی‌های توروس و مکعبی با مسیریابی وقتی ارائه شده است. اما به دلیل غیرمستقر بودن توپولوژی مش تحقیقات کمتری بر روی مدل تحلیلی این توپولوژی انجام شده است. برای مثال، یک مدل برای شبکه مش با الگوریتم مسیریابی قطعی در [۸] و یک مدل تحلیلی برای مسیریابی وقتی آن، براساس مدل‌های ارائه شده برای توپولوژی‌های توروس و مکعبی در [۲] و یک مدل برای مسیریابی وقتی براساس ویژگی‌های توپولوژی مش [۱ و ۷] ارائه شده است.

در این مقاله، براساس مدل‌های ارائه شده در [۱ و ۷]، با ارائه روشی برای محاسبه دقیق‌تر نرخ متوسط رسیدن بسته به کانال‌های فیزیکی، دقت مدل تحلیلی افزایش یافته و نتایج به دست آمده از مدل آنالیزی به نتایج حاصل از شبیه‌سازی نزدیک‌تر شده است.

## ۲- مدل تحلیلی مش

مش  $k \times k$  دارای  $N = k^2$  گره است که در دو بعد با  $k$  گره در هر بعد سازمان یافته است. هر گره با بردار مختصات  $(x, y)$  مشخص می‌شود و به گره‌هایی با مختصات  $(x \pm 1, y \pm 1)$  متصل است (به جز گره‌های حاشیه‌ای). در واقع گره‌ها بر اساس محل قرار گرفتن خود در مش می‌توانند ۲، ۳ و یا ۴ همسایه داشته باشند.



شکل ۱- مش  $9 \times 9$  و ساختار گره

هر گره شامل یک عنصر پردازشی و یک روتر است. روتر دارای ۵ ورودی و ۵ خروجی است. ۴ ورودی و خروجی برای اتصال به گره‌های مجاور و یک ورودی و خروجی برای اتصال به عنصر پردازشی گره است. بسته تولید شده در هر عنصر پردازشی توسط این خروجی به شبکه منتقل می‌شوند یا از طریق این ورودی دریافت می‌شوند. پهنای باند هر کانال فیزیکی بین کانال‌های مجازی ( $V$ ) به اشتراک گذاشته می‌شود. هر روتر شامل یک فلیت بافر به ازای هر کانال مجازی ورودی است. کانال‌های ورودی و خروجی توسط یک crossbar به هم متصل هستند. الگوریتم مسیریابی کاملاً وفقی استفاده شده در این مدل الگوریتم، مسیریابی کاملاً وفقی duato است که در [۳] شرح داده شده است.

## ۲-۱- فرضیات

فرضیاتی که در این مدل مورد استفاده قرار گرفته شده است به طور گسترده‌ای در مقاله‌های دیگر مانند [۸، ۱۰ و ۱۱] نیز استفاده شده‌اند و عبارتند از:

ترافیک تولیدی در گره‌ها مستقل هستند و از فرایند پواسن با نرخ متوسط  $\lambda_g$  پیروی می‌کنند. مقصد بسته‌ها به طور برابر بر روی گره‌های شبکه توزیع شده است.

نرخ رسیدن بسته به یک کانال با یک فرایند پواسن تخمین زده می‌شود.

طول بسته‌ها ثابت ( $M$  فلیت) است. هر فلیت در یک سیکل از روتری به روتر مجاور بعدی منتقل می‌شود.

$V$  کانال مجازی به ازای هر کانال فیزیکی برای پیاده‌سازی الگوریتم مسیریابی کاملاً وفقی [۳] استفاده شده است.

## ۲-۲- مدل‌های تحلیلی ارائه شده قبلی

در این تحقیق، از مدل شبکه روی تراشه ارائه شده در [۷] استفاده شده است که در بین مدل‌های موجود، با توجه به مطالعات ما، برای توپولوژی مش دو بعدی دقیق‌ترین مدل موجود است. الگوریتم مسیریابی که در این مدل از آن استفاده شده است الگوریتم مسیریابی کاملاً وفقی مینیمال است که شرح کامل آن در [۹] موجود است.

برای محاسبه متوسط تاخیر شبکه با استفاده از مدل تحلیلی ارائه شده در [۷]، ۸ مرحله زیر باید با چندین بار تکرار، اجرا شوند:

مرحله صفر: مقداردهی اولیه نرخ تولید بسته در هر گره شبکه ( $\lambda_g$ ) با مقداری نزدیک به صفر.

مرحله یک: مقداردهی اولیه تاخیر شبکه برای بسته‌ای با طول ثابت  $M$  (طول ثابت هر بسته براساس فلیت) که از مبدا  $S$  به مقصد  $d$  می‌رود ( $T(s,d)$ ).

مرحله دو: محاسبه نرخ رسیدن بسته برای کانال  $(a,b)$   $(\lambda_{(a,b)})$ ، محاسبه میانگین زمان سرویس برای کانال  $(a,b)$   $(\bar{T}_{(a,b)})$  و محاسبه میانگین زمان انتظار برای تعیین کانال مجازی در کانال فیزیکی  $(a,b)$   $(W_{(a,b)})$  با استفاده از روابط (۱)، (۲)، (۳)، (۴)، (۱۱) و (۲۴) در [۷].

مرحله سه: محاسبه احتمال اشغال بودن  $v$  کانال مجازی در کانال فیزیکی  $(a,b)$   $(P_{(a,b),v})$  با استفاده از روابط (۹) و (۱۰) در [۷].  
مرحله چهار: محاسبه میانگین درجه تسهیم کانال‌های مجازی که بر روی کانال فیزیکی  $(a,b)$  قرار گرفته‌اند  $(\bar{V}_{(a,b)})$  و محاسبه میانگین درجه تسهیم بین مبدا  $S$  و مقصد  $d$   $(\bar{V}_{(s,d)})$  با استفاده از روابط (۶) تا (۸) در [۷].

مرحله پنج: محاسبه  $T_{(s,d)}$  جدید با استفاده از روابط (۱۲) تا (۲۳) در [۷] در صورتی مقدار  $T_{(s,d)}$  جدید دارای دقت کافی نباشد به مرحله دو می‌رویم.

مرحله شش: محاسبه متوسط زمان انتظار  $\bar{W}$ ، متوسط تاخیر شبکه برای یک بسته در شبکه  $(\bar{T})$  و متوسط درجه تسهیم شبکه  $(\bar{V})$  و در نهایت محاسبه متوسط تاخیر بسته در شبکه با استفاده از روابط (۲۵) الی (۳۱) در [۷].

$$\lambda_g = \lambda_g + \text{Step\_rate}$$

مرحله هشت: تکرار مراحل ۱ الی ۷ تا زمانی که شبکه به ناحیه اشباع وارد شود.

## ۲-۳- روش پیشنهادی برای بهبود

برای محاسبه نرخ رسیدن بسته برای کانال  $(a,b)$   $(\lambda_{(a,b)})$  با توجه به مقاله [۱ و ۷] ابتدا باید تمام جفت مسیرهای مبدا-مقصد که حداقل یک مسیر بین آنها از کانال  $(a,b)$  عبور می‌کند، شناسایی شوند. سپس احتمال عبور بسته از این کانال را برای هر یک از این جفت‌های مبدا-مقصد محاسبه خواهند شد. مجموع این احتمال‌ها، نرخ رسیدن بسته برای کانال  $(a,b)$  خواهد بود.  
برای محاسبه احتمال عبور بسته تولید شده در مبدا  $S$  که می‌خواهد به مقصد  $d$  برود و از کانال خاص  $(a,b)$  عبور کند بایستی احتمال رفتن بسته تولید شده در مبدا تا گره  $a$  محاسبه شود. همچنین احتمال رفتن بسته از گره  $b$  تا مقصد نیز محاسبه شده سپس حاصلضرب این دو مقدار بر احتمال رفتن بسته از مبدا  $S$  به مقصد  $d$ ، تقسیم می‌شود. بنابراین داریم:

$$P_{(s,d) < a,b >} = \frac{\frac{(|x_s - x_d| + |y_s - y_d|)!}{|x_s - x_d|! |y_s - y_d|!} \times \frac{(|x_b - x_d| + |y_b - y_d|)!}{|x_b - x_d|! |y_b - y_d|!}}{\frac{(|x_s - x_d| + |y_s - y_d|)!}{|x_s - x_d|! |y_s - y_d|!}} \quad (1)$$

برای ترافیک یکنواخت، بسته تولید شده در گره مبدا با احتمال یکسان می‌تواند به هر یک از گره‌های دیگر شبکه به عنوان مقصد برود. بنابراین نرخ تولید بسته در یک گره خاص که می‌خواهد به مقصد گره خاص دیگری برود برابر است با نرخ تولید بسته در گره  $(\lambda_g)$  تقسیم بر تعداد گره‌های موجود در شبکه منهای یک (گره تولیدکننده بسته).  
بنابراین نرخ تولید بسته در یک مبدا خاص  $S$  برای یک مقصد خاص  $d$  که از کانال  $(a,b)$  در مسیر مینیمال خود عبور می‌کند، برابر خواهد بود با:

$$\lambda_{(s,d) < a,b >} = \frac{\lambda_g}{N-1} P_{(s,d) < a,b >} \quad (2)$$

در فرمول (۲)،  $N$  نشان دهنده تعداد گره‌های موجود در شبکه یعنی  $k \times k$  است.

نرخ عبور بسته‌ها از یک کانال خاص برابر است با مجموع  $\lambda_{(s,d) < a,b >}$  برای همه جفت‌های مبدا-مقصد که حداقل یک مسیر مینیمال بین شان از کانال  $(a,b)$  عبور می‌کند و بدین صورت می‌توان آن را محاسبه نمود:

$$\lambda_{\langle a,b \rangle} = \sum_{(s,d) \in G_{\langle a,b \rangle}} \lambda_{(s,d) \langle a,b \rangle} = \frac{\lambda_g}{N-1} \sum_{(s,d) \in G_{\langle a,b \rangle}} P_{(s,d) \langle a,b \rangle} \quad (3)$$

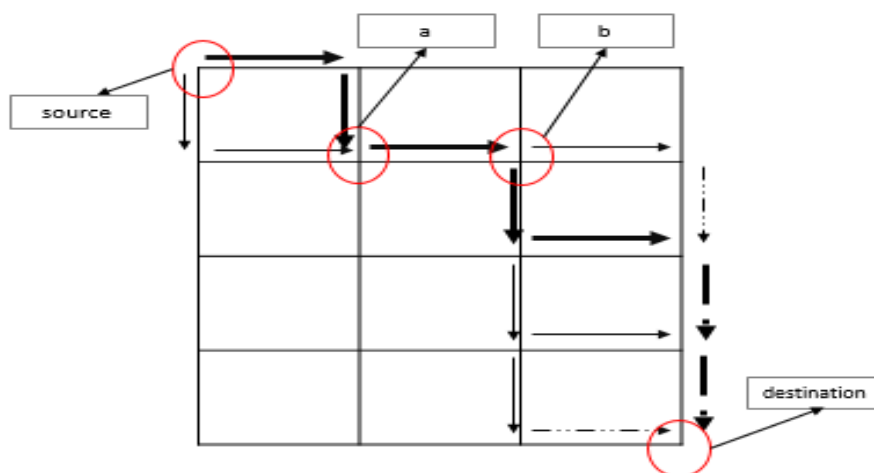
در فرمول (۳)،  $G_{\langle a,b \rangle}$  مجموعه‌ای از همه جفت‌های مبدا-مقصد است که حداقل یک مسیر مینیمال بین شان، از کانال  $(a,b)$  عبور می‌کند.

در محاسبات بالا احتمال عبور بسته از همه مسیرهای مینیمال بین مبدا و مقصد یکسان در نظر گرفته شده است در حالی که با توجه به الگوریتم مسیریابی کاملاً افقی، احتمال عبور بسته برای مسیرهای مختلف یکسان نخواهد بود. در واقع در محاسبات بالا احتمال رسیدن بسته از مبدا  $s$  به گره  $a$  و همچنین از گره  $b$  به مقصد  $d$ ، نسبت به کل مسیر به صورت جزئی محاسبه شده است که با الگوی مسیریابی افقی همخوانی ندارد. در این مقاله احتمال عبور بسته برای مسیرهای مینیمال مختلف بین مبدا و مقصد که از کانال  $(a,b)$  عبور می‌کنند، با توجه به الگوریتم مسیریابی کاملاً افقی [۳] با در نظر گرفتن وضعیت هر یک از مسیرهای ممکن بین مبدا  $s$  و مقصد  $d$ ، به طور دقیق محاسبه شده اند. با توجه به محاسبه دقیق این احتمال، نرخ عبور بسته از کانال‌ها بطور دقیق‌تری محاسبه شده است که این محاسبه دقیق باعث بدست آمدن نتایج بهتری نسبت به نتایج ارائه شده در مقاله [۷] شده است.

در روش پیشنهادی، به جای استفاده از فرمول (۱)، با محاسبه احتمال عبور بسته از مسیرهای مینیمال، احتمال عبور بسته از هر یک از مسیرهای مینیمال بین مبدا و مقصد را که از کانال  $(a,b)$  عبور می‌کنند محاسبه و این احتمال‌ها با هم جمع شده اند. این مجموع به عنوان ضریب احتمال عبور (CPT) برای یک جفت مبدا-مقصد در محاسبه  $\lambda_{\langle a,b \rangle}$  مورد استفاده قرار داده شده اند.

برای محاسبه احتمال عبور بسته از هر یک از مسیرهای مینیمال بین مبدا و مقصد که از کانال  $(a,b)$  عبور می‌کنند، باید احتمال‌های هر لینک در طول مسیر از مبدا به مقصد محاسبه شوند. برای این کار، در صورتی که در گره جاری بتوان از دو لینک به سمت گره‌های بعدی در مسیر مینیمال بین مبدا و مقصد رفت، احتمال هر یک از لینک‌ها  $0,5$  خواهد بود و در صورتی که فقط از طریق یک لینک بتوانیم به سمت گره مقصد حرکت شود احتمال آن لینک،  $1$  خواهد بود.

در ادامه با ارائه یک مثال روش پیشنهادی بیشتر توضیح داده شده است. فرض کنید در یک مش دو بعدی، بسته ای از مبدا (۱و۱) به مقصد (۴و۴) ارسال شود و از کانال (۲و۲) و (۲و۳) عبور کند. برای محاسبه احتمال عبور بسته از این کانال، ابتدا احتمال عبور بسته از لینک‌های مختلف محاسبه می‌شود. در گره مبدا، می‌توان از دو کانال به سمت مقصد حرکت کرد، بنابراین احتمال هر کانال  $0,5$  خواهد بود. به همین ترتیب احتمال هر یک از لینک‌ها را می‌توان محاسبه کرد.



شکل ۲- مش دو بعدی  $4 * 4$

در شکل (۲)، خطوط نقطه چین نشان دهنده احتمال لینک  $1$  و بقیه خطوط نشان دهنده احتمال لینک  $0,5$  می‌باشند. برای محاسبه احتمال مسیر پرننگ نشان داده شده در شکل (۲)، احتمال لینک‌های مسیر در هم ضرب می‌شوند:

$$P = (0.5)^4 * (1)^2$$

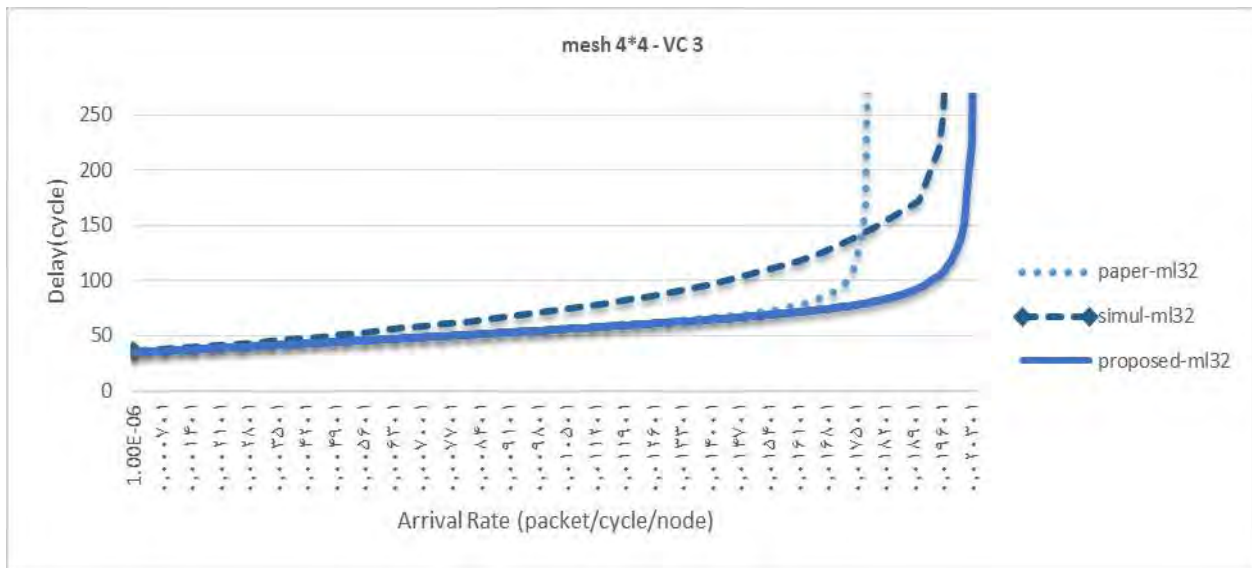
برای محاسبه CPT احتمال همه مسیرهای مینیمال ممکن بین مبدا و مقصد که از کانال نشان داده شده در شکل عبور می کنند محاسبه و با هم جمع می شوند:

$$CPT = (0.5)^4 * 1^2 + (0.5)^4 * 1^2 + (0.5)^2 * 1^1 + (0.5)^2 * 1^1 + (0.5)^2 * 1^1 + (0.5)^2 * 1^1 = 0.25$$

### ۳- مدل تحلیل گذرگاه

مدل های تحلیلی توسط شبیه ساز رویداد-گسسته اعتبارسنجی شده است. این شبیه ساز، رفتار الگوریتم مسیریابی کاملا افقی Duato در سطح فلیت در شبکه مش را تقلید می کند. در هر شبیه سازی، تعداد کل بسته هایی که تحویل داده می شود ۴۰۰۰۰۰ بسته است. ۱۰۰۰۰ بسته اول به عنوان راه انداز در نظر گرفته می شوند. همچنین فرضیات مشابه آنچه که در مدل تحلیلی در نظر گرفته شد در شبیه ساز نیز در نظر گرفته شده است: زمان یک سیکل شبکه به صورت مدت زمان انتقال یک فلیت از یک مسیریاب به مسیریاب دیگر تعریف می شود. در هر گره، بسته ها براساس فرآیند پواسن با میانگین  $\lambda$  بسته/سیکل تولید می شوند. اندازه بسته ها ثابت و برابر M فلیت است. مقصد بسته ها با استفاده از اعداد تصادفی یکنواخت تعیین می شوند. مدل تحلیلی مقاله [۷] و مدل تحلیلی بهبود یافته، توسط زبان برنامه نویسی C++ پیاده سازی شده اند. در همه نمودارهای زیر محور افقی نشان دهنده نرخ تولید بسته در هر گره (packet/cycle/node) و محور عمودی نشان دهنده متوسط تاخیر (cycle) شبکه است.

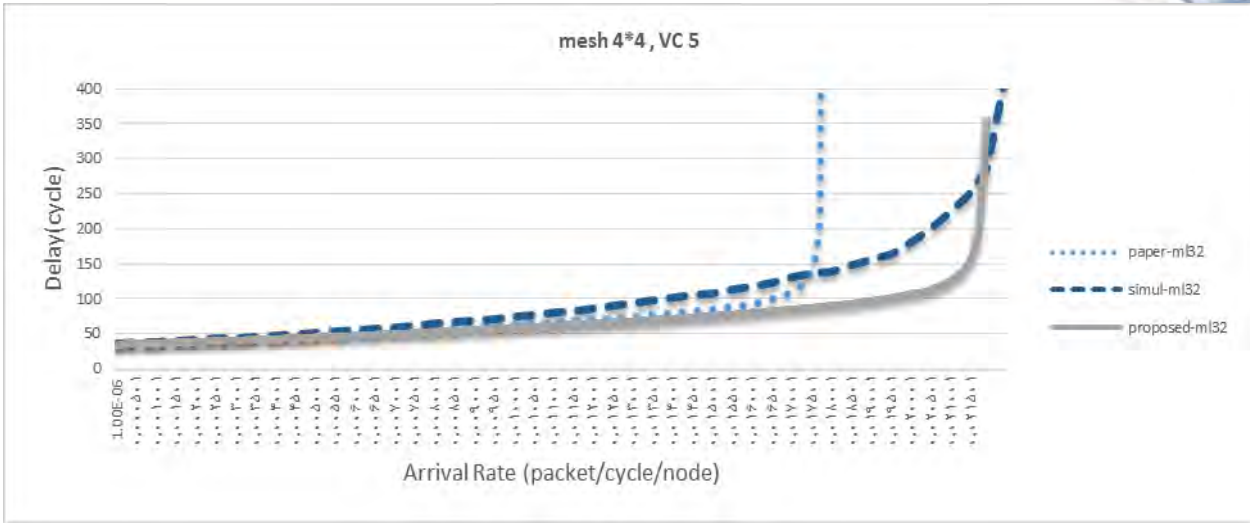
بررسی نتایج برای مش های  $4 \times 4$  و  $8 \times 8$  و برای ۳ و ۵ کانال مجازی و طول بسته های ۳۲ فلیت انجام شده است.



شکل ۳- نتایج شبیه سازی و مدل های تحلیلی برای مش  $4 \times 4$  با ۳ کانال مجازی

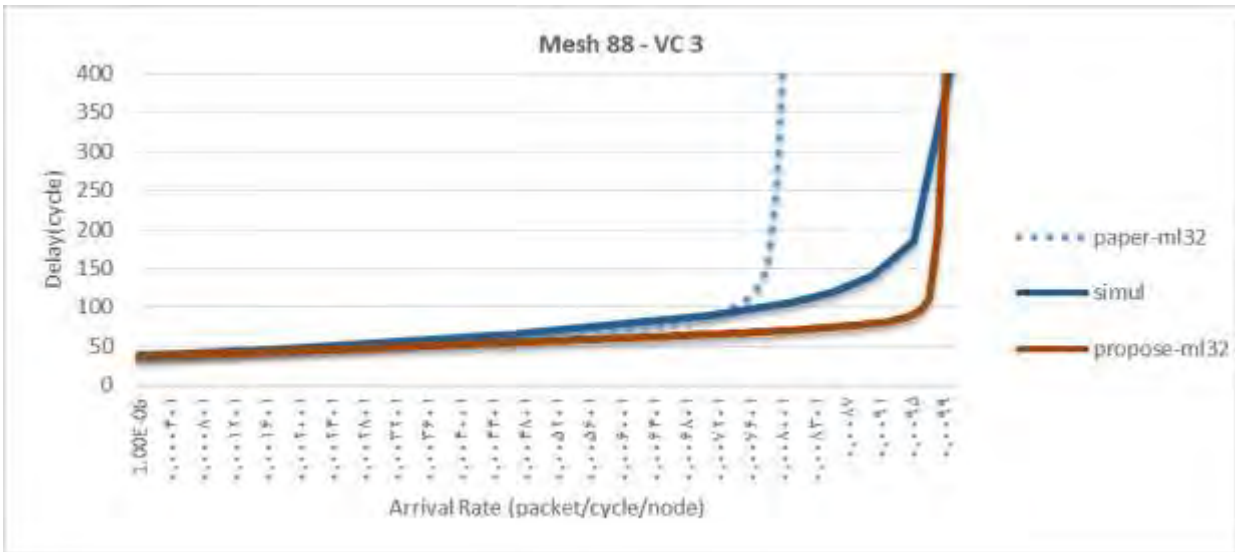
شکل (۳)، نتایج حاصل از شبیه سازی و مدل های تحلیلی [۷] و بهبود یافته را برای مش  $4 \times 4$  و برای ۳ کانال مجازی و طول بسته های ۳۲، را نشان می دهد. همان طور که نمودار نشان می دهد مدل بهبود یافته نسبت به مدل آنالیزی [۷]، به نتایج حاصل از شبیه سازی نزدیک تر است.

شکل (۴)، نتایج حاصل از شبیه سازی و مدل های آنالیزی [۷] و بهبود یافته را برای مش  $4 \times 4$  و برای ۵ کانال مجازی و طول بسته های ۳۲ را نشان می دهد. همانطور که نمودار نشان می دهد مدل بهبود یافته نسبت به مدل آنالیزی [۷]، به نتایج حاصل از شبیه سازی نزدیک تر است.



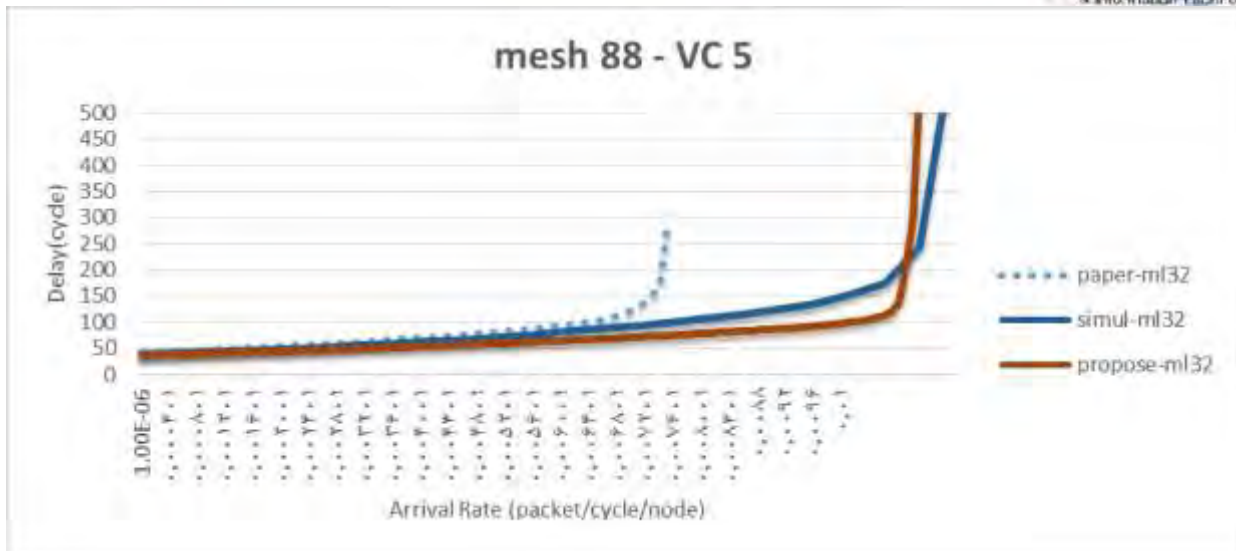
شکل ۴- نتایج شبیه‌سازی و مدل‌های تحلیلی برای مش  $4 * 4$  با ۵ کانال مجازی

شکل (۵)، نتایج حاصل از شبیه‌سازی و مدل‌های آنالیزی [۷] و بهبودیافته را برای مش  $8 \times 8$  و برای ۳ کانال مجازی و طول بسته‌های ۳۲ را نشان می‌دهد. همان‌طور که نمودار نشان می‌دهد مدل بهبودیافته نسبت به مدل آنالیزی [۷]، به نتایج حاصل از شبیه‌سازی نزدیک‌تر است.



شکل ۵- نتایج شبیه‌سازی و مدل‌های تحلیلی برای مش  $8 * 8$  با ۳ کانال مجازی

شکل (۶)، نتایج حاصل از شبیه‌سازی و مدل‌های آنالیزی [۷] و بهبودیافته را برای مش  $8 \times 8$  و برای ۵ کانال مجازی و طول بسته‌های ۳۲ را نشان می‌دهد. همان‌طور که نمودار نشان می‌دهد مدل بهبودیافته نسبت به مدل آنالیزی [۷]، به نتایج حاصل از شبیه‌سازی نزدیک‌تر است.



شکل ۶- نتایج شبیه‌سازی و مدل‌های تحلیلی برای مش ۸ \* ۸ با ۵ کانال مجازی

#### ۴- نتیجه گیری

در این مقاله، ابتدا یک مدل تحلیلی برای مش دو بعدی بیان شده است. نحوه‌ی محاسبه احتمال عبور بسته از یک کانال خاص و نرخ عبور بسته از آن کانال شرح داده شده است. پس از آن راه حلی برای بهبود نحوه‌ی محاسبه احتمال عبور بسته از آن کانال ارائه شد و با استفاده از این راه حل، نرخ عبور بسته از کانال به طور دقیق‌تر محاسبه گردید. همان‌طور که نمودارها نشان می‌دهند، روش پیشنهادی برای بهبود مدل تحلیلی، دقت این مدل را بهبود داده است و نتایج حاصل از آن به نتایج حاصل از شبیه‌سازی نزدیک‌تر شده است.

#### مراجع

- [1] H. Hashemi-Najafabadi, H. Sarbazi-Azad, P. Rajabzadeh, " Performance Modeling of Fully Adaptive Wormhole Routing in 2-D Mesh-Connected Multiprocessors", in: Proceedings of the IEEE/ACM International Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS'04), Volendam, The Netherlands, pp. 528-534, 2004.
- [2] M. Ould-Khaoua, " Message latency in the 2-dimensional mesh with wormhole routing", microprocessors and microsystems Volume 22, Issue 9, pp. 509-514, 1999.
- [3] Chein, A.A., " A Cost and Speed Model for k-ary n-cube Wormhole Routers", Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on (Volume:9, Issue: 2), pp.150-162, 1998.
- [4] Moadeli, M., Shahrabi, A.; Vanderbauwhede, W.; Ould-Khaoua, M., " An Analytical Performance Model for the Spidergon NoC", Advanced Information Networking and Applications, 2007. AINA '07. 21st International Conference, pp. 1014-1021, 2007.
- [5] Ould-Khaoua, M., " A performance model for Duato's fully adaptive routing algorithm in k-ary n-cubes", Computers, IEEE Transactions on Volume:48, Issue: 12, pp. 1297-1304, 1999.
- [6] A. Patooghy, H. Sarbazi-Azad, " An accurate mathematical performance model of partially adaptive routing in binary n-cube multiprocessors ", mathematical and computer modeling Volume 48 Issue 1-2, pp.34-45,2008.
- [7] H. Hashemi-Najafabadi, H. Sarbazi-Azad, P. Rajabzadeh, " An accurate performance model of fully adaptive routing in wormhole-switched two-dimensional mesh multicomputers", microprocessors and microsystems Volume 31, Issue 7, pp. 445-455, 2007.
- [8] R. Greenberg, L. Guan, " Modeling And Comparison Of Wormhole Routed Mesh And Torus Networks", Proceedings of the 9th IASTED International Conference on Parallel & Distributed Computing and Systems (1997).
- [9] J. Duato, S. Yalamanchili, L. Ni, "Interconnection networks: An engineering approach", IEEE Computer Society Press,2003.
- [10] S. Abraham, K. Padmanabhan, "Performance of the direct binary n-cube networks for multiprocessors", IEEE TC (37)7, pp. 1000-1011, 1989.
- [11] J.T. Draper, J. Ghosh, "A Comprehensive analytical model for wormhole routing in multicomputer systems", JPDC 32, pp. 202-214, 1994.