بررسی اثر تعداد کانال‌های مجازی بر کارآیی سوئیچینگ مداری پایپ‌لاین در شبکه‌های مستقیم

فرشاد صفایی[×]، محمود فتحی[†]، احمد خونساری[+]

چکیده

کارآیی شبکه‌های مستقیم با سوئیچینگ PCS تحت الگوی ترافیک یکنواخت در سال‌های اخیر بررسی شده است. اما فرض یکنواخت بودن ترافیک همیشه برقرار نیست؛ زیرا در عمل بسیاری از کاربردهای موازی وجود دارند که رفتاری غیر یکنواخت را از خویش به نمایش می‌گذارند. در این مقاله ما، در شبکه‌های توری مدور، تعدادِ بهینهٔ کانال‌های مجازی را تحتِ الگوهای توزیع ترافیکی یکنواخت و غیر یکنواختِ آدرس مقصد پیام‌های تولیدی بررسی کرده‌ایم. این بررسی از آن‌رو سودمند است که می تواند به برآورد مناسبی از عوامل هزینه-کارآیی برای تعداد مختلفی از کانال‌های مجازی در هر کانال فیزیکی منجر گردد. نتایج حاصل از شبیه‌سازی‌ها نشان می‌دهند که گزینش بهترین تعداد کانال‌های مجازی، وابستگی زیادی به چندین پارامتر، به ویژه الگوی ترافیکی به‌کار رفته در شبکه دارد.

واژه‌های کلیدی

شبکه‌های مستقیم، شبکه‌های میان ارتباطی، توری مدور، سوئیچینگ مداری پایپ لاین(PCS)، سوئیچینگ خزشی (WS)، الگوریتم مسیریابی، کانال‌های مجازی و ارزیابی کارآیی.

The Effects of the Number of Virtual Channels on the Performance of Pipelined Circuit Switching in Direct Networks

F. Safaei[1,2], M. Fathy[2], A. Khonsari[3]

[1] IPM School of Computer Science, Tehran, Iran
[2] Department of Computer Engineering Iran University of Science and Technology, Tehran, Iran
[3] Department of Electrical and Computer Engineering University of Tehran, Tehran, Iran

{safaei, ak}@ipm.ir, {f_safaei, mahfathy}@iust.ac.ir

Abstract

Pipelined Circuit Switching (PCS) has been suggested as an efficient switching method for supporting interprocessor communication in multicomputer networks due to its ability to preserve both communication performance and fault-tolerant demands in these networks. A number of studies have demonstrated that PCS can exhibit superior performance characteristics over wormhole switching under uniform traffic. However, the performance properties of PCS have not yet been thoroughly investigated in the presence of non-uniform traffic. A non-uniform traffic model that has attracted much attention is the hot-spot model which leads to extreme network congestion resulting in serious performance degradation due to the tree saturation phenomenon in the network. In this paper, we consider uniform and hot-spot traffic distributions for the destination address of generated messages. It is shown that the best number of virtual channels depends on several parameters and especially the traffic pattern assumed.

Keywords

Direct networks, Interconnection networks, Torus, Pipelined Circuit Switching, Wormhole switching, Routing algorithm, Virtual channels, and Performance evaluation.

[×] پژوهشکدهٔ علوم کامپیوتر، مرکز تحقیقات فیزیک نظری و ریاضیات ؛ دانشکدهٔ مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، safaei@ipm.ir / f-safaei@iust.ac.ir
[†] دانشکدهٔ مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، mahfathy@iust.ac.ir
[+] دانشکدهٔ مهندسی برق و کامپیوتر، دانشگاه تهران، ak@ipm.ir

۱- مقدمه

با پیشرفت علوم و فناوری در دنیای امروزی و افزایش پیچیدگی محاسبات مورد نیاز به ویژه در زمینه‌هایی مانند ژنتیک، هوافضا و فیزیک اتمی، نیاز به وجود ماشین‌هایی با توان پردازشی بیشتر احساس می‌شود. با وجود پیشرفت‌های چشمگیر در طراحی پردازنده‌ها و افزایش کارآیی آن‌ها، به دلیل وجود محدودیت‌ها در پیاده‌سازی پردازنده‌ها، به سیستم‌های چند پردازنده‌ای توجه ویژه‌ای شده است. در حقیقت، اکنون این ماشین‌ها تنها وسایل موجود برای پردازش‌های بسیار حجیم و موازی می‌باشند [۱].

شبکه‌های میان ارتباطی (interconnection network) برای بالا بردن کارآیی سیستم‌های موازی ارائه و ارزیابی شده‌اند که می‌توان آن ها را به دو دسته کلی شبکه‌های مستقیم (direct) و غیر مستقیم (indirect) تقسیم کرد [۲]. در شبکه‌های غیر مستقیم گره‌ها از طریق مسیریاب‌های (router) چند لایه‌ای به یکدیگر متصل می‌شوند. اما در شبکه‌های مستقیم، هر گره دارای یک کانال ارتباطی مستقیم با یک یا چندین گرهٔ دیگر است که این گره‌ها، گره‌های همسایه نام دارند. در ماشین‌های جدیدِ حجیم موازی از این نوع شبکه میان ارتباطی بسیار استفاده شده است.

نحوهٔ اتصال گره‌ها با یکدیگر در یک شبکه، همبندی (topology) آن را مشخص می‌سازد. تاکنون همبندی‌های متنوع و بسیاری برای شبکه‌های میان ارتباطی پیشنهاد شده است [۳]؛ که از شناخته شده ترین آن‌ها می‌توان به خانوادهٔ k-ary n-cube اشاره کرد. دو نمونهٔ بسیار معروف برای شبکه‌های k-ary n-cube عبارتند از: فوق مکعب (hypercube) و توری مدور (torus) که دراولی k=2 و در دومی n برابر ۲ یا ۳ می‌باشد. از شبکه‌های فوق مکعب در ساختن Cosmic Cube، N-Cube و iPSC/2 [۴] و از شبکه‌های توری مدور در ساخت iWarp [۵]، J-machine [۶]، Cray T3D [۷] و CrayT3E [۸] استفاده شده است. مهم‌ترین ویژگی این نوع همبندی‌ها، سهولت در پیاده‌سازی الگوریتم‌های مسیریابی آن‌ها در سطح سخت افزار می‌باشد.

در شبکهٔ مستقیم تبادل اطلاعات بین گره‌ها از طریق ارسال پیام صورت می‌گیرد. پیام‌ها با عبور از یک سری گره‌های میانی به مقصد می‌رسند. روشی که به وسیلهٔ آن پیام‌ها گره‌های میانی را ملاقات می‌کنند روش سوئیچینگ (switching method) نام دارد. تاکنون روش‌های سوئیچینگ متعددی برای شبکه‌ها، از جمله سوئیچینگ خزشی(Wormhole Switching=WS)[۹]، سوئیچینگ مداری (Circuit Switching=CS) [۱] و سوئیچینگ مداری پایپ لاین (Pipelined Circuit Switching=PCS) [۱۰] پیشنهاد گردیده است.

در روش WS، هر پیام به واحدهای اطلاعاتی کوچکی به نام فلیت (flit) تقسیم می شود [۱۱]. اولین فلیت از پیام، سرآیند (header) نام دارد که شامل اطلاعات مسیریابی است و به دنبال آن فلیت‌های داده قرار می گیرند که در بافرهای موجود در طول مسیرِ طی شده توسط فلیت سرآیند ذخیره گشته‌اند. چنانچه سرآیند، بسته به الگوریتم مسیریابی، نتواند به مسیر خویش ادامه دهد (مثلاً به دلیل اشغال بودن تمامی کانال‌های قابل استفاده برای این پیام) آن‌گاه فلیت‌های داده در مسیر بافرهای طی شده توسط سرآیند، داخل شبکه باقی می‌مانند که این امر باعث اتلاف منابع (بافرها و کانال ها) خواهد شد.

سوئیچینگ مداری (CS) نوع دیگری از سوئیچینگ است که از ذخیرهٔ کامل پیام ها در گرهٔ میانی، حتی در صورت بلوکه شده پیام‌ها، اجتناب می‌کند [۱]. در CS، پیش از ارسال پیام، یک مسیرِ اختصاصی از مبدأ به مقصد برپا خواهد شد. به منظور برقراری یک مسیر، گرهٔ مبدأ فلیت سرآیند را به شبکه تزریق می‌کند به طوری که در طی پیشروی در طول مسیر، کانال‌های ارتباطی برای پیام رزرو خواهند شد. در صورتی که سرآیند در یک گرهٔ میانی بلوکه شود، مسیر موقت با انتشار سیگنالی به نام رهاسازی (release) - که به گرهٔ مبدأ بازگردانده می شود- از میان خواهد رفت و تمامی کانال‌های مجازی آزاد خواهند شد. اما هنگامی که فلیت سرآیند به گرهٔ مقصد برسد، فلیتی به نام تأئید (acknowledgement) از طریق این مسیر رزرو شده برای مبدأ ارسال خواهد گردید. به محض رسیدن فلیت تأئید، گرهٔ مبدأ ارسال فلیت‌های داده را بر روی مسیر برپا شده آغاز می‌کند و پس از تکمیل ارسال، مسیرِ رزرو شده آزاد خواهد شد. CS در چند کامپیوتری‌ها، از جمله iPSC/2 [۴] و Meiko CS-2 [۱۲] استفاده شده است. اما عیب اصلی آن سربارِ زیاد ناشی از برپاسازی مسیر اختصاصی است که تأثیر منفی قابل ملاحظه‌ای را بر کارآیی شبکه ها بر جا می‌گذارد [۱].

روش سوئیچینگ PCS [۱۰] از هر دو مزیت CS و WS بهره می‌برد [۱]. همانند CS، ارسال پیام‌ها هنگام برپایی مسیر آغاز می‌گردد؛ هرچند که نحوهٔ برپاسازی مسیر در PCS اندکی با CS متفاوت است. هنگامی که سرآیند پیام بلوکه شود و نتواند به سوی مقصد پیش برود، آخرین کانال رزرو شده رها گشته و سرآیند به گره قبلی باز می گردد (backtrack). سپس از آن گره، کوشش دوباره‌ای برای یافتن مسیری دیگر آغاز خواهد شد. در مقایسه با CS، رفتار بازگشتی PCS می تواند سربارِ ناشی از برپاسازی مسیر را تاحد زیادی کاهش داده و در نتیجه کارآیی شبکه‌ها را بهبود بخشد. در واقع PCS، سعی در آشتی دادن درخواست‌هایی برای افزایش کارآیی و درخواست‌هایی برای فراهم ساختن ویژگی تحمل پذیری خطا (fault-tolerant) دارد [۱۰]. در سیستم‌های بسیاری هم‌چون Ariadne [۱۳]، METRO [۱۴] و مسیریاب MMR [۱۵] از PCS استفاده شده است. از مزایای مهم PCS و CS می‌توان به توانایی آن‌ها برای ارسال پیام‌ها با تضمین میزان مشخصی از تأخیر به محض برپاسازی یک مسیر، اشاره داشت. چنین ویژگی سبب می‌شود که این

تکنیک‌ها برای ارسال داده‌های چند رسانه ای (multimedia) مناسب باشند. زیرا این گونه داده‌ها به لرزش (jitter) - یعنی تغییرات و نوسانات در تأخیر- بسیار حساسند [۱۰و۱۶]. در حقیقت برخی از پژوهشگران [۱۶] معماری‌های مسیریابی را پیشنهاد کرده‌اند که از مشارکت PCS برای پشتیبانی موثری از کاربردهای چند رسانه‌ای سود می‌بَرد. اما عیب اصلی PCS از این حقیقت ناشی می‌شود که کانال‌های رزرو شده توسط یک پیام، نمی توانند تا هنگام آزاد سازی، توسط دیگر پیام‌ها مورد استفاده قرار بگیرند. هر چندکه در مقایسه با WS، امکان دور زدن (bypass) پیام‌ها توسط یکدیگر در مواجهه با بلوکه شدن، می تواند بهره‌وری پهنای باند کانال را تا حد زیادی بهبود بخشد [۱۰].

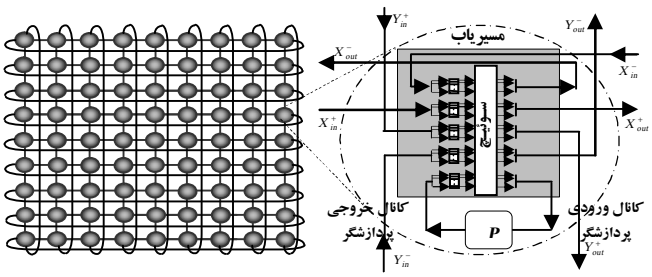
معمولاً برای افزایش بهره‌وری کانال فیزیکی می توان پهنای باند کانال فیزیکی را میان چندین پیام به اشتراک گذاشت [۱۷]. برای رسیدن به این مهم، چندین دسته بافر به ظرفیت یک یا چند فلیت در ورودی و خروجی هر کانال فیزیکی به کار برده می شوند به طوری که با مالتی‌پلکس کردن بافرهای حاوی اطلاعات می‌توان کانال فیزیکی را میان آن‌ها به اشتراک گذاشت. به هر یک از این دسته بافرها، کانال مجازی (virtual channel) گفته می‌شود. بنابراین، کانال مجازی درواقع یک زوج بافر ورودی/خروجی است که می‌تواند یک یا چند فلیت از اطلاعات را در خویش نگاه دارد.

در این مقاله ما به بررسی اثر تعداد کانال‌های مجازی بر روی کارآیی شبکه‌های توری مدور با سوئیچینگ PCS تحت الگوهای مختلف ترافیکی، علاقه‌مندیم. این کار سبب می‌شود تا بتوانیم به مقایسهٔ مناسبی از عوامل هزینه-کارآیی برای تعداد مختلفی از کانال‌های مجازی در هر کانال فیزیکی، دست پیدا کنیم.

ادامهٔ مقاله در پنج بخش ساماندهی شده است. بخش دوم برخی تعاریف مقدماتی را ارائه می‌دهد. بخش سوم کارآیی شبکه‌های توری مدور را به کمک نتایج حاصل از شبیه سازی ارزیابی می کند. در بخش چهارم کارآیی دو روش سوئیچینگ PCS و WS، تحت ترافیک غیر یکنواخت با یکدیگر مقایسه شده‌اند و بالاخره، بخش پنجم به نتیجه‌گیری از کل مقاله و ارائه پیشنهادهای آتی می‌پردازد.

۲- تعاریف مقدماتی

هر شبکهٔ توری مدور n بُعدی از مرتبهٔ k (که k-ary n-cube نام دارد) شامل $N=k^n$ گره است که در یک مکعب n بُعدی با k گره در هر بُعد سازمان یافته‌اند. به دلیل مستقیم بودن این نوع شبکه‌ها، هر یک از این N گره می‌توانند همزمان به عنوان یک ترمینال ورودی/خروجی و یک گرهٔ سوئیچینگ شبکه عمل کنند. به هر گره یک آدرس n رقمی در مبنای k مانند $\{a_{n-1},\ldots, a_0\}$ نسبت داده می‌شود و آن گره توسط یک زوج کانال (یکی در هر بُعد) به تمامی دیگر گره‌ها با آدرس هایی اختصاص می‌یابد که دقیقاً در یک رقم (که با $\pm 1 (\mathrm{mod}\ k)$ مشخص می‌شود) متفاوتند. این ویژگی سبب می‌شود که ۲ کانال در هر بُعد در گره داشته باشیم؛ یعنی تعداد کل کانال‌ها $2nN$ خواهد بود. شبکهٔ توری مدور، منظم (regular) است؛ یعنی این که همگی گره‌ها دارای درجهٔ یکسانی هستند و هم‌چنین دارای ویژگی تقارن نیز می‌باشد که به بهبود توازن بار (load balancing) در شبکه‌ها یاری می‌رساند [۱۸]. شکل ۱ ساختار گره را در یک شبکه ۹×۹ توری مدور نشان می‌دهد. هر گره شامل یک عنصر پردازشی (processing element=PE) و یک مسیریاب است. PE دارای یک پردازنده و حافظهٔ محلی مربوط به خویش است. هر گره از طریق کانال‌هایی با ۴ ورودی و ۴ خروجی به گره‌های مجاورش متصل است. پیام‌ها توسط PE، تولید گشته و از طریق کانال خروجی پردازشگر (injection channel) به مسیریاب ارسال می‌شوند. در مقصد، پیام‌ها توسط کانال ورودی پردازشگر (ejection channel) به PE محلی تحویل داده می‌شوند. هرکانال فیزیکی با تعدادی کانال مجازی (فرض کنید به تعداد V) در ارتباط است. مسیریاب دارای بافرهای فلیت برای هر کانال مجازی ورودی می‌باشد. سوئیچ تقاطعی(V(crossbar-تایی، فلیت‌های پیام را از هر کانال مجازی ورودی به هر کانال مجازی خروجی هدایت می‌کند. چنین سوئیچی می‌تواند هنگامی که تَزاحمی (conflict) وجود نداشته باشد، چندین کانال مجازی ورودی را به چندین کانال مجازی خروجی، به طور همزمان، متصل سازد.



شکل ۱: نمایش یک شبکه ۹×۹ توری مدور همراه با ساختار گره اش.

۳- ارزیابی کارآیی

در این بخش به معرفی مفروضاتی که در این مقاله مورد استفاده قرار گرفته‌اند می‌پردازیم و در ادامه، نتایج حاصل از شبیه‌سازی را توصیف خواهیم کرد.

۳-۱- مفروضات شبیه سازی

مفروضات زیر برای بررسی شبکه‌ها در نظر گرفته شده‌اند:

۱) گره‌ها دارای ترافیک مستقلی از یکدیگرند و هر کدام پیام‌ها را بر طبق فرآیند پوآسن (Poisson Process) با میانگین نرخ λ پیام در سیکل تولید می‌کنند.

۲) طول پیام ثابت و بر حسب فلیت می‌باشد.

۳) پیام‌ها به محض رسیدن به مقصد خویش، از طریق کانال ورودی پردازشگر، به PE محلی تحویل داده می‌شوند.

۴) هر کانال فیزیکی دارای V کانال مجازی است ($V\geq 1$). هنگامی که بیش از یک کانال مجازی برای رسیدن پیام به

مقصد وجود داشته باشد، یکی از آن‌ها به شکل تصادفی انتخاب می شود.

۵) هنگامی که فلیت سرآیند به مسیریاب می‌رسد، الگوریتم مسیریابی کانال خروجی بعدی را گزینش می‌کند. زمان لازم برای تصمیم گیری مسیریاب T_d فرض شده است.

۶) هر فلیت، در یک سیکل زمانی، از یک مسیریاب به مسیریاب دیگر انتقال داده می شود.

۷) هنگامی که فلیت سرآیند، تمامی کانال‌های مجازی را در مسیر پیش رو مشغول می‌بیند، به گرهٔ قبلی بازگشته و مسیر دیگری را برای حرکت پی‌جویی می‌کند.

۳-۲- نتایج شبیه سازی

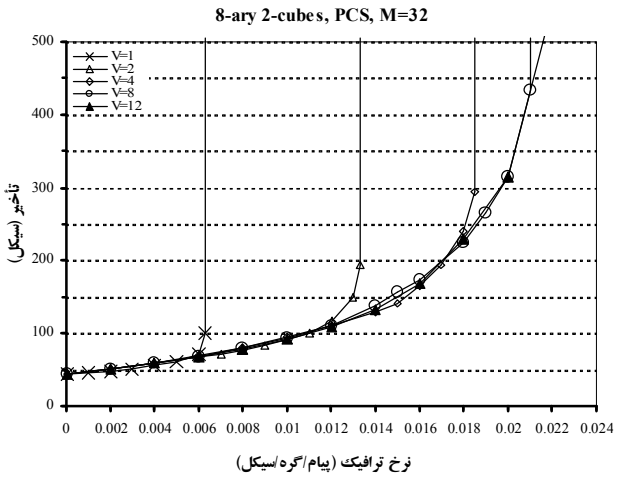
نتایج شبیه‌سازی به کمک یک برنامهٔ شبیه ساز پیشامد-گسسته (event-driven simulator) مبتنی بر فلیت، که رفتار PCS را به زبان Visual C++ همانند سازی می‌کند، تحقق یافته‌اند. این برنامه چندین پارامتر از جملهٔ اندازهٔ شبکه، طولِ پیام، تعداد کانال‌های مجازی، طول بافر، نرخِ تولید پیام، زمان تصمیم‌گیری مسیریاب و ... را به عنوان ورودی می‌پذیرد. در این بخش، چندین نتیجهٔ شبیه‌سازی برای شبکه‌های مختلف با طول‌های متنوع پیام، تحتِ دو الگوی ترافیکی مهم یعنی یکنواخت (uniform) و غیر یکنواخت (hot-spot) استخراج گردیده‌اند. نتایجِ به دست آمده حائز توجه بوده و ما برخی از مهمترین آن‌ها را در بخش بعدی بازگو کرده‌ایم. در همگی آزمون‌های انجام شده، زمان تصمیم‌گیری مسیریاب، T_d، صفر در نظر گرفته شده است؛ زیرا این زمان معمولاً در مقایسه با زمان سیکلِ کانال فیزیکی بسیار ناچیز می‌باشد. در انجام هر بار آزمون شبیه سازی، کلاً ۱۰۰۰۰۰ پیام تولید می‌شوند که برای پرهیز از نادرستی در تفسیرِ نتایج، به دلیل شرایط گذرا، ۱۰۰۰۰ پیام نخست کنار گذاشته می‌شوند. برنامهٔ شبیه ساز از مفروضات بیان شده در بخش ۳-۱ استفاده می‌کند که در این جا ،مجدداً، برای وضوح بحث به برخی از مهم‌ترین آن‌ها اشاره می‌شود. زمان سیکلِ شبکه بر حسب زمانِ ارسال یک واحد فلیت، از مسیریابی به مسیریاب دیگر تعریف شده است. پیام‌ها برطبق فرآیند پوآسن با میانگین نرخ ورودی λ پیام در سیکل تولید می‌شوند. طول پیام‌ها ثابت بوده و میانگین تأخیر پیام بر حسب میانگین زمان، از لحظهٔ تولید پیام تا هنگامی که آخرین فلیتِ داده به مقصد خویش در PE محلی می‌رسد، تعریف شده است.

آزمون های متعددی برای شبکه‌هایی با اندازه‌های مختلف و طول‌های متنوع پیام انجام شده است؛ که در این جا، برای سادگی بحث، نتایج میانگین تأخیر پیام‌ها برای شبکه‌های دو بُعدی ۸×۸ توری مدور با طول پیام M=32, 64, 128 فلیت و V=1, 2, 4, 8,12 کانال مجازی در هر کانال فیزیکی محاسبه گردیده‌اند. آن چه که در بخش زیرین می‌آید، ارزیابی کارآیی PCS تحت دو الگوی ترافیکی مختلف در شبکهٔ مورد نظر است.

الف) نتایج استخراج شده برای الگوی ترافیک یکنواخت

ساده‌ترین الگوی ترافیکی که در بیشتر ارزیابی‌ها مورد استفاده قرار می‌گیرد، ترافیک یکنواخت است. در این مدل، در هر واحد زمانی، تمامی پردازنده‌ها با احتمالی یکسان به عنوان گرهٔ مبدأ و یا مقصد انتخاب می‌شوند و گزینش گره‌های مبدأ و مقصد برای هر پیام، از سایر پیام‌ها مستقل خواهد بود [۱۹و۲۰].

شکل ۲ منحنی تأخیر پیام ها را در یک شبکه ۸×۸ توری مدور (8-ary 2-cubes) با طول پیام M=32 فلیت و V=1, 2, 4, 8 کانال مجازی در هر کانال فیزیکی نشان می‌دهد. پیام‌ها به شکل یکنواخت در سراسر گره‌های شبکه توزیع گشته‌اند. محور افقی در این شکل نشان دهنده نرخِ ترافیک تولیدی در هر گره (λ) و محور عمودی آن بیانگر میانگین تأخیر پیام است. همان‌طوری که در این شکل دیده می‌شود، هنگامی که نرخ ترافیک پایین است افزایش تعداد کانال‌های مجازی سبب افزایش قابل ملاحظه‌ای در کارآیی PCS خواهد شد. اما این بهبود کارآیی، هنگامی که تعداد کانال‌های مجازی از عدد ۱۲ تجاوز می‌کند، چندان محسوس نمی‌باشد. در این وضعیت، افزایش تعداد کانال‌های مجازی نمی‌تواند تأخیر پیام‌ها را بهبود بخشد؛ زیرا شبکه رو به اشباع رفته و پهنای باند آن به طور کامل استفاده می‌شود؛ و در این حالت افزایش تعداد کانال‌های مجازی تأثیر زیادی بر کارآیی شبکه نخواهد گذاشت. بدین ترتیب، بهترین گزینش برای تعداد کانال‌های مجازی V=8 می‌باشد.

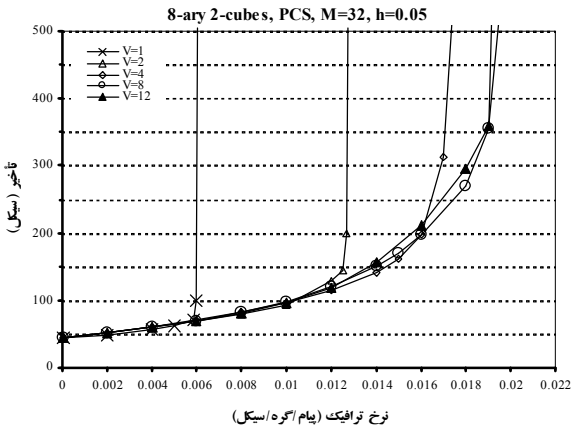


شکل ۲: تأخیر پیام در یک شبکهٔ ۸×۸ توری مدور تحت ترافیک یکنواخت با سوئیچینگ PCS، طول پیام M=32 فلیت و تعداد V=1,2,4,8, 12 کانال مجازی در هر کانال فیزیکی.

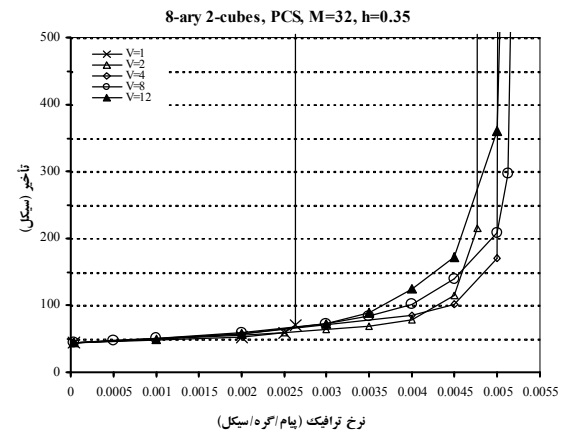
ب) نتایج استخراج شده برای الگوی ترافیک غیر یکنواخت (hot-spot)

یکی دیگر از مدل‌های ترافیکی که مورد توجه قرار گرفته، مدل ترافیکی hotspot است [۲۱]. این مدل، رفتاری مشابه با مدل ترافیکی

یکنواخت دارد اما تنها تفاوت در آن است که در این مدل، درصدی از کلِ پیام‌های تولیدی شبکه به گرهٔ مشخصی ارسال می‌شوند که در اثر آن، ترافیک در حول و حوش آن گره بسیار سنگین خواهد بود. قراردادهای همسان‌سازی حافظهٔ نهان (cache coherency) و توابع سیستم عامل [۲۲] از جمله مواردی هستند که ترافیکِ مدل hotspot را سبب می‌شوند. در این بخش، ما برای تولید ترافیک hot-spot از مدل پیشنهادی Pfister و Norton [۲۱] استفاده کرده‌ایم. بر طبق این مدل، هر گرهٔ (x, y) ابتدا عددی تصادفی تولید می‌کند؛ چنانچه عدد مزبور از مقدار آستانه از پیش تعریف شده‌ای مانند h کوچکتر باشد، آن پیام برای گرهٔ hot-spot ارسال خواهد شد. در غیر اینصورت، پیام برای دیگر گره‌ها تحت یک توزیع یکنواخت ارسال می‌گردد. بدین ترتیب، هر گره، $h\lambda$ پیام در سیکل را برای گرهٔ hot-spot و $(1-h)\lambda$ پیام در سیکل را برای دیگر گره‌ها خواهد فرستاد. شکل ۳ منحنی‌های تأخیر را برای ترافیک hot-spot نشان می‌دهد. درصد hot-spot برابر h=0.05, 0.35 و گره hot-spot در آدرس گره مرکزی (4,4) فرض شده است.



(الف)



(ب)

شکل ۳: تأخیر پیام در یک شبکهٔ ۸×۸ توری مدور تحت ترافیک hot-spot با سوئیچینگ PCS، طول پیام M=32 فلیت، تعداد V=1,2,4,8 ,12 کانال مجازی در هر کانال فیزیکی و درصد ترافیک hot-spot برابر (الف) h=0.05 و (ب) h=0.35.

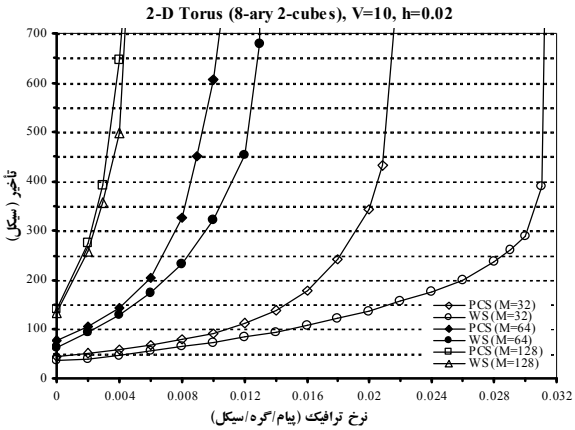
همان‌طوری که در شکل دیده می‌شود، افزایش تعداد کانال‌های مجازی هنگامی که نرخ hot-spot پایین است (شکل ۳-الف) کارآیی شبکه را به نحو قابل ملاحظه‌ای افزایش می‌دهد. این پدیده به دلیل آن است که احتمال بلوکه شدن پیام‌ها تحت چنین شرایط ترافیکی ناچیز می‌باشد. بنابراین، آشکارا از شکل در می‌یابیم که بهبود کارآیی هنگامی روی می‌دهد که تعداد کانال های مجازی V=12 باشد. معهذا، افزایش تعداد کانال‌های مجازی به بیش از این مقدار، تأثیر قابل توجهی در بهبود کارآیی نخواهد گذاشت. در این جا بد نیست یادآور شویم، هنگامی که درصد ترافیک hot-spot نسبتاً بالا است، بهبود کارآیی شبکه چندان ثمر بخش نخواهد بود. در چنین وضعیتی، افزودن کانال‌های مجازی نیز به بهبود تأخیر پیام‌ها یاری نخواهد رساند و دلیل آن هم از این واقعیت ناشی می‌شود که پیام های ارسالی برای گره hot-spot، مجبور به گذراندن زمان انتظار بیشتری هستند و حتی ممکن است توسط دیگر پیام‌هایی که سعی در رسیدن به مقصد یکسانی دارند، بلوکه گردند و مهم‌تر از همه این که، شبکه با سرعت بیشتری به شرایطی که به دلیل محدودیت در پهنای باند کانال‌های فیزیکی وجود دارد، خواهد رسید. پس در این حالت می‌بینیم که بهترین مقدار برای گزینش تعداد بهینه کانال های مجازی V=4 است.

۴- مقایسه کارآیی سوئیچینگ PCS با WS تحت ترافیک غیر یکنواخت

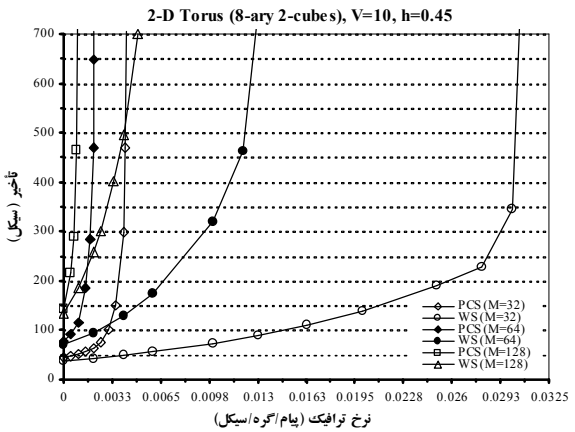
در این بخش می‌خواهیم، به کمک نتایج حاصل از شبیه‌سازی، به ارزیابی کارآیی دو سوئیچینگ PCS و WS تحت الگوی بارِ ترافیکی غیر یکنواخت بپردازیم. این بار نیز برای سادگی بحث، یک شبکهٔ ۸×۸ توری مدور را انتخاب کرده‌ایم، هر چند که نتایجِ فراهم آمده، برای هر شبکه‌ای با پیکره‌بندی‌های مختلف نیز قابل اِعمال می‌باشد.

شکل ۴ کارآیی دو روش سوئیچینگ PCS و WS را در یک شبکهٔ ۸×۸ توری مدور با پیام‌هایی به طول M=32, 64, 128، تعداد V=10 کانال مجازی در هر کانال فیزیکی و درصد ترافیک hot-spot برابر h=0.02, 0.45 مقایسه کرده است. نتایج به دست آمده نشان می‌دهند، هر اندازه که نرخ ترافیک افزایش می‌یابد، مسیریابی به کمک سوئیچینگ WS در مقایسه با PCS، وضعیت بهتری را از نظر نقطه اشباع در تمامی حالات با نرخ ترافیکِ hot-spot کم یا زیاد به نمایش گذاشته است. این مساله از آن رو است که تعداد کل پیام‌های موجود در شبکه تحت سوئیچینگ WS در مقایسه با PCS کمتر است و در نتیجه پیام‌ها با مسیریابی WS برای عبور از شبکه، با تأخیر کمتری ناشی از بلوکه شدن مواجه می‌شوند. این منحنی‌ها به این واقعیت نیز اشاره دارند که تأخیر پیام‌ها در PCS در مقایسه با WS در تمامی نواحی بیشتر شده است. این نیز به دو دلیل است؛ نخست آن که سربارِ ناشی از رزرو کردن مسیر در PCS به سبب افزایش درجه مالتی پلکسینگ کانال‌های مجازی بیشتر می شود؛ و دوم آن‌که کانال‌های

فیزیکیِ اشغال شده توسط پیام‌ها، تا هنگام رها شدن نمی‌توانند توسط دیگر پیام‌ها مورد استفاده قرار گیرند. در WS به‌کارگیری کانال‌های مجازی این بَخت را پدید می‌آورد که پیام‌ها بتوانند یکدیگر را در پیشامدهای بلوکه شدن دور بزنند که این ویژگی، بهره‌وریِ کانال‌های مجازی و در نتیجه وضعیت نقطهٔ اشباع شبکه را بهبود می‌بخشد. هم‌چنین، همان‌طور که از شکل پیداست، هنگامی که طول پیام‌ها به طور نسبی بزرگ باشد (مثلاً ۱۲۸ فلیت)، PCS تأخیر قابل قبول‌تری را در مقایسه با WS از خویش نشان داده است؛ زیرا زمانِ لازم برای رزرو کردن مسیر، از زمانِ واقعی برای انتقال پیام‌ها بسیار کمتر است و در نتیجه سربارِ ناشی از برپاسازی مسیر در مقایسه با زمان انتقال پیام قابل چشم‌پوشی خواهد بود.



(الف)



(ب)

شکل ۴: مقایسه کارآیی PCS و WS در یک شبکهٔ ۸×۸ توری مدور با طول پیام M=32, 64, 128 فلیت، تعداد V=10 کانال مجازی در هر کانال فیزیکی و درصد ترافیک hot-spot برابر (الف) h=0.02 و (ب) h=0.45.

۵- نتیجه گیری و پیشنهاد کارهای آتی

به‌کارگیری کانال‌های مجازی در شبکه‌ها، نیازمند تحلیل‌های دقیقی با هدف بیشینه ساختن مزایا و کمینه کردن معایب استفاده از آن‌ها می باشد. در نگاه اول چنین به نظر می‌رسد که افزایش تعداد کانال‌های مجازی سبب دستیابی به کارآیی بیشتری خواهد شد. اما چنین فرضِ ساده انگارانه‌ای برای همگی همبندی‌های شبکه و تحت شرایط بارِ ترافیکی مختلف، درست از آب در نخواهد آمد. معهذا، باید اذعان داشت که می‌توان تعداد بهینهٔ کانال‌های مجازی را برای شبکه‌ای مفروض با شرایط عملیاتی مشخص به دست آورد. در این مقاله ما به چگونگی گزینشِ تعدادِ بهینهٔ کانال‌های مجازی تحت الگوهای مختلف ترافیکی علاقه‌مند بودیم و در چندین شبکه، اثر تعداد کانال‌های مجازی را بر کارآیی شبکه‌های توری مدور با سوئیچینگ PCS، تحت مدل‌های مختلف بارِ ترافیکی و به کمک یک برنامه شبیه ساز، مطالعه کردیم. نتایج فراهم آمده از شبیه‌سازی‌ها عمیقاً نشان دادند که تحت بارهای مختلف ترافیکی، بهترین گزینه برای انتخاب تعداد کانال‌های مجازی، با اندازهٔ شبکه، پارامترهایِ پیام و نوع سوئیچینگ ارتباط تنگاتنگی دارد. هم‌چنین دیدیم که تحت بار ترافیکی سبک و متوسط و هنگامی که طول پیام کوچک است، روش WS کارآیی بهتری را در مقایسه با PCS از خویش به نمایش می‌گذارد. اما لازم است یادآور شویم که مهم‌ترین و اصلی‌ترین مزیت PCS در مقایسه با WS، همانا قابلیت تحمل پذیری خطای بالای آن- حتی با وجود مؤلفه‌های معیوب (گره یا کانال ارتباطی) - در شبکه است. هدف آتی ما فراهم آوردن مدل‌های تحلیلی ریاضی برای بررسی اثر کانال‌های مجازی، تحت الگوهای مختلف ترافیکی در شبکه‌های مرسوم و متداول خواهد بود.

مراجع

[1] J. Duato, S. Yalamanchili, L. Ni, *Interconnection networks: An engineering approach*, Morgan Kaufmann Publishers, 2003.

[2] P. Mohapatra, Wormhole routing techniques in multicomputer systems, ACM Computing Surveys, Vol. 30, No. 3, 1998, pp.375-411.

[3] F.T. Leighton, Introduction to parallel algorithms and architectures: arrays, trees, hypercubes, Morgan Kaufmann, 1992.

[4] R. Arlanskas, iPSC/2 system: a second generation hypercube, Proceedings of 3rd ACM Conference on Hypercube Concurrent Computers and Applications, 1988, pp. 38-42.

[5] C. Peterson *et al*, iWarp: a 100-MOPS VLIW microprocessor for multicomputers, *IEEE Micro*, Vol. 1l, No. 2, 1991, pp. 26-37.

[6] M. Noakes, W. Dally, System design of the J-machine, *Proc. Adv. Research in VLSI*, MIT Press, 1990, pp. 179-192.

[7] R.E. Kessler, J.L. Schwarzmeier, CRAY T3D: A new dimension for Cray Research, *in Comp Conf.*, spring 1993, pp. 176-182,

[8] Cray Research Inc., The Cray T3E scalable parallel processing system, on Cray's web page at http://www.cray.com/PUBLIC/product- info/T3E.

[9] L.M. Ni, P.K. McKinley, A survey of wormhole routing techniques in direct networks. *IEEE Computer*, Vol. 26, No. 2, 1993, pp. 62-76.

[10] P.T. Gaughan, S. Yalamanchili, A family of fault-tolerant routing protocols for direct multiprocessor networks, *IEEE Trans. Parallel & Distributed Systems,* Vol. 6, No. 5, 1995, pp. 482-497.

[11] W. J. Dally, C. L. Seitz, "Dead lock free message routing in multiprocessor interconnection networks," IEEE Transaction on Computers, Vol. C-36, No. 5, 1987 , pp. 547-553.

[12] J. Beecroft, M. Homewood, M. McLaren, Meiko CS-2 interconnect Elan-Elite design, *Parallel Computing*, Vol. 20, No. 10-11, 1995, pp. 1627- 1638.

[13] J.D. Allen, P.T. Gaughan, D.E. Schimmel, S. Yalamanchili, Ariadne-- An adaptive router for fault-tolerant multicomputers, *Proc. ACM/IEEE 21st Int. Symp. Computer Architecture (ISCA-21)*, ACM Press, 1994, pp. 278–288.

[14] A. DeHon, F. Chong, M. Becker, E. Egozy, H. Minsky, S. Peretz, T.F. Knight, METRO: A router architecture for high-performance, short-haul routing networks, *Proc. ACM/IEEE 21st Int. Symp.Computer Architecture (ISCA-21)*, ACM Press, 1994, pp. 266-277.

[15] J. Duato, S. Yalamanchili, M.B. Caminero, D. Love, F. Quiles, MMR: A highperformance multimedia router: architecture and design trade-offs, *Proc. 5th Int. Symp. High Performance Computer Architecture (HPCA'99)*, IEEE Computer Society Press, 1999, pp. 300-309.

[16] J.M. Orduna, J. Duato, A high-performance router architecture for multimedia applications, *Proc. 5th Int. Conf. Massively Parallel Processing Using Optical Interconnections (MPPOI'98)*, IEEE Computer Society Press, 1998, pp. 142-149.

[17] J. Duato, Improving the efficiency of virtual channels with time-dependent selection functions, *Proceedings Parallel Architectures and Languages*, 1992, pp. 635-650.

[18] W.J. Dally and B. Towles, *Principles and practices of interconnection networks*, Morgan Kaufman Publishers, 2004.

[19] N.C. Hock, *Queueing modelling fundamentals*, John Wiley and Sons (Eds.) 1996.

[20] L. Kleinrock, *Queueing systems*, Vol. 1, John Wiley and Sons, 1975.

[21] G.J. Pfister, V.A. Norton, Hotspot contention and combining in multistage interconnection networks, *IEEE Transactions on Computers*, Vol. 34, No. 10, 1985, pp. 943-948.

[22] P.K. Mckinley, D.F. Robinson, Collective communication in wormhole-routed massively parallel computers, *IEEE Computer*, Dec. 1995, pp. 39-50.