

- ⁹ Convex Hull
¹⁰ Constraint
¹¹ Feasibility Condition
¹² End to End
¹³ Average Node Activity Percentage

- Wireless Mesh Networks," In Proceedings of ACM MobiCom, 2005.
- [10] A. Brzezinski, G. Zussman, and E. Modiano, "Local Pooling Conditions for Joint Routing and Scheduling," Information Theory and Applications Workshop, 2008.
- [11] S. J. Golestani, R. Rastogi, and M. Smith, "Dynamic Channel Assignment in wireless LAN," 2007. In proceedings of IEEE INFOCOM, 2007.
- [12] G. Sharma, N. B. Shroff, and R. R. Mazumdar, "Joint Congestion Control and Distributed Scheduling for Throughput Guarantees in Wireless Networks", In proceedings of IEEE INFOCOM, 2007.
- [13] A. Brzezinski, G. Zussman, and E. Modiano, "Enabling Distributed Throughput Maximization in Wireless Mesh Networks A Partitioning Approach," In Proceedings of ACM MobiCom, 2006.
- [14] OPNET Modeler version 10.0. Discrete Event Simulation API Reference Manual
- [15] N. Moayedian, and S.J. Golestani, "A Unified Theory of Scheduling, Routing, and Flow Control in Wireless Networks," Submitted for Publication.

نغمه سادت مؤیدیان مدرک کارشناسی و کارشناسی ارشد خود را به ترتیب در سالهای ۱۳۷۸ و ۱۳۸۰ در رشته مهندسی الکترونیک و مخابرات از دانشگاه صنعتی اصفهان دریافت کرد. وی هم اکنون دانشجوی دکترا در همین



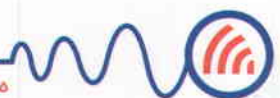
دانشگاه می باشد.

سید جمال الدین گلستانی متولد ۱۳۳۴ در نجف آباد است. وی دوره کارشناسی مهندسی برق را در دانشگاه صنعتی شریف در سال ۱۳۵۲ و دوره های کارشناسی ارشد و دکترای مهندسی برق را در دانشگاه MIT آمریکا به ترتیب در سالهای ۱۳۵۵ و ۱۳۵۸ به پایان رسانید. وی علاوه بر ۱۲ سال تدریس و تحقیق در دانشگاه صنعتی اصفهان (۱۳۵۸ تا ۱۳۶۶ و ۱۳۸۴ تا زمان حاضر)، به مدت ۱۷ سال در مراکز تحقیقاتی Bell Laboratories و Communications Research (۱۳۶۷ تا ۱۳۷۴) و در ایالت نیوجرسی آمریکا به کار پژوهش اشتغال داشته است. نامبرده برنده جایزه IEEE Fellow Award در سال ۲۰۰۰ میلادی به مناسبت «نقش او در تدوین تئوری کنترل ازدحام و تأمین عدالت و کیفیت سرویس در شبکه های کامپیوتری» می باشد. زمینه های تحقیقاتی مورد علاقه وی عبارتند از: کنترل و بهینه سازی شبکه های کامپیوتری، الگوریتم های غیر متمرکز، الگوریتم های زمان بندی، طراحی بین لایه های شبکه های بی سیم، و کدینگ و تئوری اطلاعات شبکه.



واژه نامه

- ¹ Convex Optimization
² Throughput
³ Maximum Weighted Independent Set
⁴ Marginal Cost
⁵ Minimum Cost joint Routing and Scheduling
⁶ Contention Graph
⁷ Independent Set
⁸ Policy

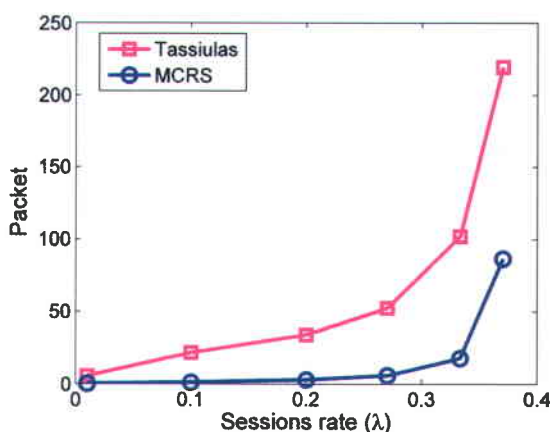


را در یک چارچوب واحد فرمول بندی کردیم. سپس مسأله را به صورتی که قابل پیاده سازی توزیع شده باشد، تبدیل کردیم. شرایط بهینگی مسأله مورد بررسی قرار گرفت و یک الگوریتم زمان بندی و مسیریابی توأم در شبکه های بی سیم ارائه شد. این الگوریتم از لحاظ مسیریابی قابل پیاده سازی توزیع شده است. حل قسمت زمان بندی مسأله بطور کلی NP-complete است و حل دقیق آن در شبکه های بزرگ غیر ممکن است. بنابراین می توان راه حل های ابتکاری و تقریبی مناسبی برای آن پیدا کرد که به صورت توزیع شده قابل پیاده سازی باشد و در نتیجه کل الگوریتم به صورت توزیع شده خواهد بود.

در ادامه ما با انجام شبیه سازی یک شبکه بی سیم با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه، به مقایسه الگوریتم ارائه شده در این مقاله و الگوریتم Tassiulas که از لحاظ گذردهی بهینه است، پرداختیم. نتایج شبیه سازی نه تنها تفاوت قابل توجهی را در مقدار گذردهی بدست آمده در دو الگوریتم نشان نمی دهد بلکه الگوریتم ما مزایای قابل توجهی از نظر مقدار تأخیر و تأخیر jitter بسته ها، مقدار انرژی مصرفی شبکه، تعداد بسته های گم شده و جابجایی ترتیب بسته ها دارد. البته الگوریتم ما به حجم بیشتر حافظه در بارهای بالا در مقایسه با الگوریتم Tassiulas نیاز دارد؛ ولی در ادامه این تحقیق نشان داده شده است که وقتی مسیریابی و زمان بندی با الگوریتم کنترل جریان ترافیکی همراه شود، این مزیت الگوریتم Tassiulas در رابطه با ماکزیمم طول صفها از میان می رود و رویکردی پیشنهادی ما از نظر طول ماکزیمم صفها نیز برتری چشمگیری نسبت به الگوریتم Tassiulas پیدا می کند.

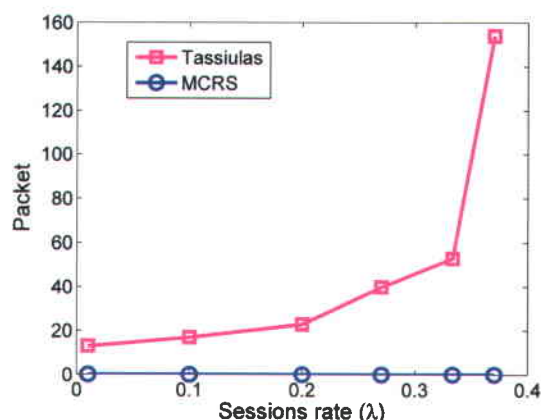
مراجع

- [1] R. G. Gallager, "A Minimum Delay Routing Algorithm Using Distributed Computation," IEEE Transactions on Communications, Vol. com-25, No. 1, January 1977.
- [2] D. Bertsekas, and R. G. Gallager, Data Networks, Prentice-Hall, NJ 1987.
- [3] L. Tassiulas, and A. Ephremides, "Stability properties of constrained queueing systems and Scheduling policies for maximum Throughput in multi-hop radio networks," IEEE Trans. Autom. Control, Vol. 37, No. 12, Dec. 1992.
- [4] M. J. Neely, E. Modiano, and C. E. Rohrs, "Dynamic Power Allocation and Routing for Time-Varying Wireless Networks," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 23, No. 1, January 2005.
- [5] L. Chen, S. H. Low, M. Chiang, and J. C. Doyle, "Optimal Cross-layer Congestion Control, Routing and Scheduling Design in Ad Hoc Wireless Networks," In proceeding of IEEE INFOCOM, 2006.
- [6] S. Merlin, N. Vaidya, and M. Zorzi, "Resource Allocation in Multi-Radio Multi-Channel Multi-Hop Wireless Networks," In proceeding of IEEE INFOCOM, 2008.
- [7] R. L. Cruz, and A. V. Santhanam, "Optimal Routing, Link Scheduling and Power Control in Multi-hop Wireless Networks," In proceeding of IEEE INFOCOM, 2003.
- [8] M. Alicherry, R. Bhatia, and L. Li, "Joint Channel Assignment and Routing for Throughput Optimization in Multi-radio Wireless Mesh Networks," In Proceedings of ACM Mobicom, pp. 58-72, 2005.
- [9] M. Kodialam, and T. Nandagopal, "Characterizing the Capacity Region in Multi-Radio Multi-Channel



شکل (۸): متوسط rms تأخیر jitter بسته ها (بر حسب بسته)

در نهایت، شکل (۹) تصدیق می کند که در الگوریتم Tassiulas تعدادی از بسته ها در گره ۲ که هیچ خط خروجی ندارد، بلوکه می شوند و هیچگاه به مقصد خود نمی رسند. این پیامد نامطلوب را می توان به صورت زیر توضیح داد: الگوریتم Tassiulas از اطلاعات ذاتی موجود در مقدار طول صف گره ها در شبکه برای ارسال بسته ها به سمت مقصد استفاده می کند. قبل از آنکه طول صف هر محاوره در گره ۲ نسبت به طول صف محاوره های متناظر همسایه های بیشتر شود، الگوریتم Tassiulas هیچ راهی برای متوقف کردن ارسال بسته به سمت گره ۲ ندارد. بسته هایی که به این گره می رسند، به علت اینکه گره ۲ هیچ خط خروجی ندارد، برای همیشه آنجا می مانند و می توان از آنها به عنوان بسته های گم شده نیز نام برد. نکته قابل توجه این است که اگر گره ۲ بعد از مدتی بسته های بلوکه شده را دور بریزد، بسته های جدیدی دوباره به این گره ارسال می شوند تا طول صف در این گره به سطح مناسب برسد. در الگوریتم MCRS، چنین رفتار نامطلوبی چنانکه در شکل (۹) نشان داده شده است، مشاهده نمی شود. علت این امر تعیین مسیرها بر اساس ترافیک مسیرهای مختلف تا مقصد در الگوریتم MCRS است.



شکل (۹): کل بسته های بلوکه شده (بر حسب درصد)

۷- نتیجه

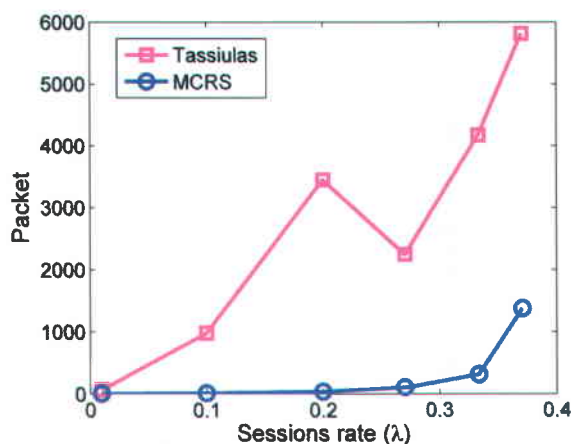
در این مقاله ما به یک تعمیم از مسأله مسیریابی با کمترین تأخیر دست پیدا کردیم که در آن مسائل زمان بندی و مسیریابی در شبکه های بی سیم

یکنواخت با λ افزایش می یابد. ولی الگوریتم Tassiuas رفتار بسیار نامطلوب و عجیبی را از خود نشان می دهد. در این الگوریتم حتی وقتی نرخ های ورودی کم هستند، باز هم مقدار ANAP بسیار زیاد است. علت این امر نیز دوباره به دلیل نوع مسیریابی ویژه این الگوریتم است که بسته ها تا رسیدن به مقصد در شبکه بدون برنامه حرکت می کنند و مرتب از گره ای به گره دیگر می روند و بنابراین متوسط فعالیت گره ها افزایش می یابد.

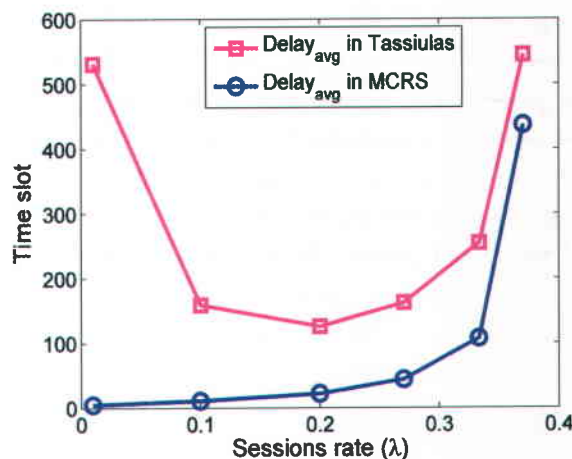
شکل (۷) مقایسه ای بین میزان جابجایی بسته های دریافتی در مقصد بین دو الگوریتم انجام می دهد. در اینجا فرض شده است بسته ها در مبدأ به ترتیب ورود شماره گذاری می شوند. این معیار مشخص کننده حداکثر میزان خارج از نوبت بودن بسته های دریافتی در مقصد است. این معیار برای بسته های زمان حقیقی بسیار مهم است؛ زیرا بسته هایی که خیلی دیرتر از زمان بسته های قبل و بعد از خود، به مقصد برسند، تقریباً غیر قابل استفاده هستند. رسیدن نامرتب بسته ها به مقصد در هر دو روش به علت چند مسیر بودن الگوریتم های مسیریابی، امری اجتناب نا پذیر است. این مقدار در هر دو الگوریتم با افزایش بار ترافیکی شبکه، افزایش می یابد. با این حال شکل (۷) نشان می دهد که وضعیت الگوریتم Tassiuas بسیار بدتر است. رنج وسیع تر خارج از نوبت بودن بسته ها در الگوریتم Tassiuas بر بزرگتر بودن تأخیر jitter در این الگوریتم نیز دلالت دارد. این مشاهده توسط نتایج شبیه سازی در شکل (۸) تأیید می شود. شکل (۸) مقدار متوسط rms تأخیر jitter بسته هایی که به مقصدهایشان رسیده اند را نشان می دهد. مقدار rms تأخیر jitter از رابطه زیر بدست می آید:

$$Delay_Jitter_{rms} = \sqrt{\frac{1}{N} \sum_{i=1}^N (O_s(i) - O_d(i))^2}$$

که در آن $O_s(i)$ شماره بسته نام در دنباله ارسالی از مبدأ بسته و $O_d(i)$ نشانگر این است که بسته نام چندمین بسته دریافتی در مقصد است. N نیز تعداد کل بسته های دریافتی در مقصد یک محاوره است. همانطور که در شکل ملاحظه می شود تأخیر jitter در هر دو الگوریتم با λ افزایش می یابد ولی مقدار افزایش مربوط به الگوریتم Tassiuas نسبت به الگوریتم MCRS بسیار بیشتر است که این مطلب حکایت از سرگردانی بسته ها در الگوریتم Tassiuas دارد.

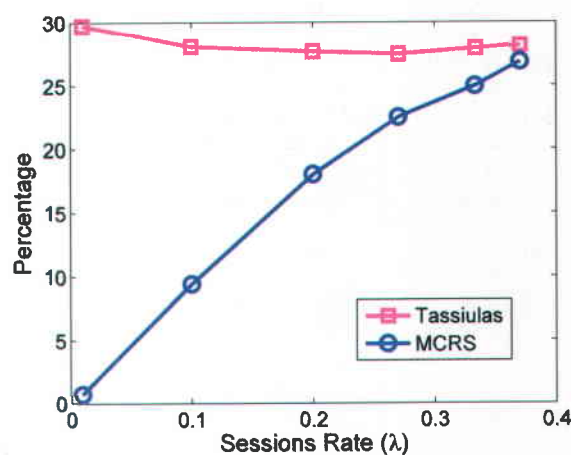


شکل (۷): بیشترین میزان جابجایی بسته ها (برحسب بسته)



شکل (۵): متوسط تأخیر انتها به انتها (برحسب بازه زمانی)

نکته دیگری که در شکل (۵) مشاهده می شود این است که در الگوریتم Tassiuas متوسط تأخیر با کاهش λ بطور یکنواخت کاهش پیدا نمی کند. در حقیقت تأخیر متوسط با نزدیک شدن λ به صفر متحمل یک افزایش شدید می شود. این امر به این دلیل است که در نرخ های ورودی پایین، مدت زمانی که طول صف ها به اندازه مناسب برای مسیریابی برسد، بسیار طولانی خواهد بود. تا آن موقع، بسته ها در شبکه در هر مسیر ممکن سرگردان خواهند بود. نکته قابل توجه این است که با هر تغییر در الگوی ترافیکی شبکه، این فرآیند که می توان از آن تحت عنوان بخش آموزش الگوریتم نام برد، دوباره تکرار می شود.

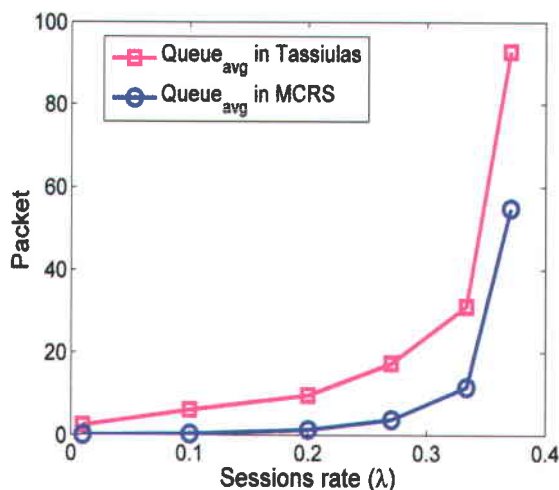


شکل (۶): متوسط دوره کار گره ها برای ارسال (برحسب درصد)

نتیجه جالب دیگری در شکل (۶) نمایش داده شده است. در این شکل متوسط بازه های زمانی که در آنها گره ها در حالت ارسال هستند بر حسب درصد نشان داده شده است. ما این معیار را درصد متوسط فعالیت گره ها ($ANAP^{12}$) می نامیم. واضح است که انرژی مصرفی در شبکه بی سیم، ارتباط مستقیمی با معیار ANAP دارد. شکل (۶) نشان می دهد که در الگوریتم MCRS، مقدار ANAP چنانکه انتظار می رود بطور

شکل (۴) مقایسه‌ای بین متوسط طول صف‌ها انجام می‌دهد. منظور از متوسط طول صف، میانگین‌گیری از طول صف‌های گره‌های شبکه روی کل زمان شبیه‌سازی و روی کل گره‌ها می‌باشد. در هر دو الگوریتم متوسط طول صف با افزایش λ زیاد می‌شود. این افزایش در نزدیکی مرز ناحیه ظرفیت یعنی $\lambda \sim 0.37$ بسیار سریعتر است. متوسط طول صف در الگوریتم MCRS، بدون توجه به بار شبکه، بطور قابل توجهی نسبت به الگوریتم Tassiulas کمتر است. این امر نشان دهنده این است که هرچند الگوریتم Tassiulas سعی در پایین نگه داشتن طول صف لحظه‌ای دارد، ولی با جابجایی نادرست بسته‌ها در سطح شبکه، آنها را به درستی به سمت مقصد سوق نداده و بنابراین بسته‌های زیادی در صف‌های شبکه وجود دارند.

متوسط تأخیر انتها به انتها^{۱۲} تمام بسته‌هایی که به مقصد رسیده‌اند در دو الگوریتم MCRS و Tassiulas در شکل (۵) نشان داده شده است. این شکل به وضوح نشان می‌دهد که الگوریتم MCRS ارائه شده در این مقاله، تأخیرهای انتها به انتها را در تمامی بارهای شبکه بطور قابل ملاحظه‌ای نسبت به الگوریتم Tassiulas کاهش داده است. متوسط تأخیر انتها به انتها هر محاوره نیز، هرچند نتایج آن در اینجا نیامده است، در الگوریتم MCRS کمتر است. علت برتری الگوریتم MCRS را می‌توان به دو دلیل بیان کرد. نخست آنکه متوسط طول صف هر گره در الگوریتم Tassiulas چنانکه در شکل (۴) نشان داده شد، بیشتر است که این امر طبق قضیه Little [۲] باعث افزایش متوسط تأخیر بسته‌ها در هر گام می‌شود. نکته مهمتر این است که تحت الگوریتم Tassiulas متوسط تعداد گام‌هایی که یک بسته طی می‌کند تا به مقصد نهایی خود برسد، بسیار بیشتر است. علت این امر نیز این است که بسته‌ها بدون هیچ آگاهی نسبت به توپولوژی شبکه و تنها با استفاده از تفاضل طول صف محاوره‌ها در دو گره همسایه، گام بعدی خود را در مرحله مسیریابی تعیین می‌کنند. در مقایسه، الگوریتم MCRS با در نظر داشتن ترافیک مسیرهای مختلف مختوم به مقصد (از طریق هزینه‌های حاشیه‌ای $\partial H / \partial \varphi_{ik}^j$)، قادر است تا از بهترین مسیر در شبکه استفاده کند و از سردرگمی بسته‌ها بپرهیزد.

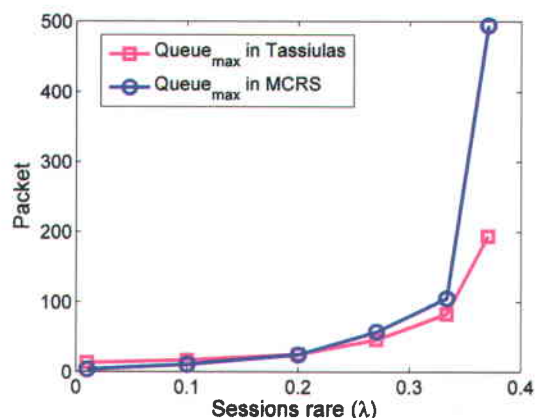


شکل (۴): متوسط طول صف (بر حسب بسته)

ما مدل تداخل تک گامی را در نظر گرفته‌ایم؛ بدین معنی که دو خط (i, k) و (n, m) نمی‌توانند همزمان با هم فعال شوند اگر $i = n$ یا $(i, m) \in \mathcal{L}$ یا $(n, k) \in \mathcal{L}$ باشد. در شبیه‌سازی هر دو الگوریتم MCRS و Tassiulas، مسأله MWIS رابطه (۱۳) در هر بازه زمانی به صورت دقیق با یک جستجوی جامع و کامل حل می‌شود.

فرض شده است که در شبکه ۱۰ محاوره فعال زیر وجود دارد $(i \rightarrow j)$ به معنی وجود یک محاوره از مبدأ i به مقصد j است: $1 \rightarrow 3, 1 \rightarrow 15, 1 \rightarrow 7, 1 \rightarrow 6, 1 \rightarrow 1, 1 \rightarrow 14, 1 \rightarrow 11, 4 \rightarrow 7, 4 \rightarrow 14, 4 \rightarrow 2, 4 \rightarrow 14, 4 \rightarrow 11, 4 \rightarrow 7, 4 \rightarrow 14, 4 \rightarrow 2$. زمان فعالیت هر محاوره به صورت یک فرآیند مارکف ON-OFF است که متوسط زمان هر دوره ON یا OFF برابر ۱۰۰ بازه زمانی در نظر گرفته شده است. در زمان ON هر محاوره، بسته‌ها طبق یک فرآیند پواسن با متوسط λ از طریق گره مبدأ محاوره به شبکه وارد می‌شوند. شبیه‌سازی برای مقادیر مختلف λ از $\lambda = 0.01$ تا $\lambda = 0.37$ که برای تمام محاوره‌ها یکسان است، انجام شده است. شبیه‌سازی‌های دیگری که در اینجا ذکر نشده‌اند، نشان داده‌اند که نرخ $\lambda = 0.37$ تقریباً نزدیک به مرز ناحیه ظرفیت در الگوریتم Tassiulas است. هر شبیه‌سازی برای ۴۰۰۰ بازه زمانی انجام شده است.

شکل‌های (۳) الی (۹) جنبه‌های مختلف عملکرد دو الگوریتم MCRS و Tassiulas را با هم مقایسه می‌کند. طول صف در گره‌ها در شکل (۳) و شکل (۴) مقایسه شده‌اند. در شکل (۳) بیشترین طول صف هر یک الگوریتم‌ها که در یکی از گره‌های شبکه و در یک بازه زمانی از کل زمان شبیه‌سازی اتفاق افتاده است، مورد مقایسه قرار گرفته است. در بارهای پایین، ماکزیمم طول صف در الگوریتم MCRS کمی کمتر از الگوریتم Tassiulas است، ولی در بارهای بالا ماکزیمم طول صف در الگوریتم MCRS نسبت به الگوریتم مورد مقایسه افزایش قابل ملاحظه‌ای پیدا می‌کند. علت این امر این است که الگوریتم Tassiulas بطور ذاتی سعی می‌کند تا طول صف هر محاوره در هر گره، به هر نحو ممکن در هر بازه زمانی پایین نگه داشته شود. این شکل نشان می‌دهد که بطور کلی فضای حافظه مورد نیاز در الگوریتم MCRS نسبت به الگوریتم Tassiulas می‌تواند بیشتر باشد، البته ما در ادامه تحقیق حاضر [۱۵] نشان داده‌ایم که وقتی مسیریابی و زمان‌بندی با الگوریتم کنترل جریان ترافیکی همراه شود، این مزیت الگوریتم Tassiulas در رابطه با ماکزیمم طول صف‌ها از میان می‌رود و رویکردی پیشنهادی ما از نظر طول ماکزیمم صف‌ها نیز برتری چشمگیری نسبت به الگوریتم Tassiulas پیدا می‌کند.



شکل (۳): بیشترین طول صف (بر حسب بسته)

بهترین محاوره j_{ik} برای سرویس دادن روی خط (i, k) ، طبق رابطه زیر انتخاب می‌شود:

$$j_{ik} = \arg \max_j [Q_i^j(t) - Q_k^j(t)], \quad (17)$$

سپس برنامه بهینه $\vec{\eta}^{m*}$ طبق مسأله MWIS رابطه (۱۳) با وزن‌های w_{ik} زیر تعیین می‌شود:

$$w_{ik} = Q_i^{j_{ik}}(t) - Q_k^{j_{ik}}(t). \quad (18)$$

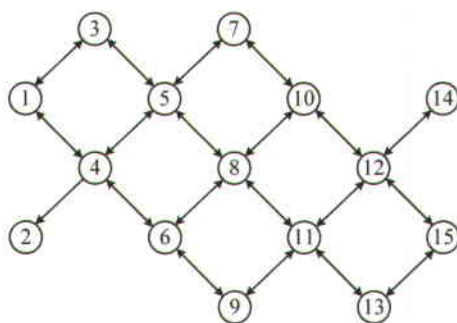
بنابراین با تعیین اینکه کدام دسته خطوط در زمان t فعال می‌شوند، مشخص می‌شود که کدام محاوره روی هر یک از خطوط ارسال شود که این به معنای انجام مسیریابی است.

۵-۵- بررسی پیچیدگی دو الگوریتم

از نظر تبادل اطلاعات بین گره‌های شبکه، در هر دو الگوریتم هر گره تنها از اطلاعات گره‌های همسایه خود استفاده می‌کند. در الگوریتم Tassoulas، هر گره مقدار طول صف گره‌های همسایه را به ازای هر مقصد، در ابتدای هر بازه زمانی از گره‌های همسایه دریافت می‌کند و طبق آن، وزن هر خط خروجی را مشخص می‌کند؛ در حالیکه در الگوریتم MCRS، در ابتدای هر بازه زمانی مقادیر هزینه‌های حاشیه‌ای $\partial H(\Psi, \Phi) / \partial r_k^j$ از گره‌های همسایه دریافت شده و طبق آن، مقادیر $\partial H(\Psi, \Phi) / \partial r_i^j$ و $\partial H(\Psi, \Phi) / \partial \varphi_{ik}^j$ گره i محاسبه می‌شوند. بنابراین، از لحاظ حجم اطلاعاتی که باید بین گره‌های دو همسایه رد و بدل شود، دو الگوریتم تفاوتی با هم ندارند. از نظر حجم محاسبات انجام شده برای هر الگوریتم، هر چند محاسبات الگوریتم MCRS بیشتر است، ولی پیچیدگی محاسباتی هر دو الگوریتم از مرتبه $O(|N|^2)$ است.

۶- نتایج شبیه‌سازی

در این بخش با استفاده از ابزار شبیه‌سازی OPNET [۱۴]، به مطالعه رفتار الگوریتم ارائه شده MCRS و مقایسه آن با الگوریتم Tassoulas می‌پردازیم. برای این منظور ما یک توپولوژی شبکه بی‌سیم با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه مطابق شکل (۲) در نظر می‌گیریم. نرخ ارسال هر گره i برابر $\mu_i = 1$ بسته در هر بازه در نظر گرفته شده است، بجز گره‌های مرکزی ۴، ۸ و ۱۲ که نرخ ارسال در آنها $\mu_4 = \mu_8 = \mu_{12} = 2$ بسته در هر بازه است. برای نشان دادن یک مشکل ذاتی در الگوریتم Tassoulas، فرض شده است که گره ۲ هیچ خط خروجی ندارد. این حالت در مواقعی مثل کم بودن توان گره برای ارسال اتفاق می‌افتد که باعث کاهش برد ارسال می‌شود.



شکل (۲): توپولوژی شبکه بی‌سیم مورد استفاده در بخش شبیه‌سازی، با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه.

$\partial H / \partial r_k^j$ بطور مرتب توسط هر گره k طبق رابطه (۱۱) تازه‌سازی می‌شوند و مقادیر بدست آمده در هر بازه زمانی به گره‌های همسایه ارسال می‌شوند.

۵-۲- زمان‌بندی

در هر بازه زمانی برنامه بهینه $\vec{\eta}^{m*}$ طبق رابطه زیر انتخاب می‌شود:

$$m^* = \arg \max_m \sum_{(i,k) \in \mathcal{L}: \eta_{ik}^m = 1} \mu_i w_{ik}, \quad (19)$$

که در آن وزن هر خط، w_{ik} ، به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$w_{ik} = - \frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial C_{ik}}. \quad (14)$$

نتیجه این طرز تصمیم‌گیری این است که لازم نیست مجموعه پارامترهای زمان‌بندی Ψ برای اجرای الگوریتم مشخص شوند؛ در صورت لزوم می‌توان Ψ را بر اساس تصمیم‌گیری‌های زمان‌بندی در بازه‌های زمانی گذشته تخمین زد. بهینه‌سازی رابطه (۱۳) همان مسأله معروف MWIS روی گراف تداخل شبکه است.

۵-۳- انتخاب تابع هزینه $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$

هرچند فرمول‌بندی مسئله، شرایط بهینگی و الگوریتم ارائه شده در این مقاله برای هر تابع هزینه $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ که خصوصیات P۱ تا P۴ را برآورده کند، معتبر است، ولی ما تابع هزینه رابطه (۵) را برای شبیه‌سازی در بخش ۶ مورد استفاده قرار دادیم. با این انتخاب، توابع هزینه‌های کناری برای محاسبه روابط (۱۲) و (۱۳) در هر مرحله از الگوریتم به صورت زیر می‌باشند:

$$\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial f_{ik}} = D_{ik}(\rho_{ik}), \quad (15)$$

$$\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial C_{ik}} = \int_0^{\rho_{ik}} D_{ik}(\rho_{ik}) d\rho_{ik} - \rho_{ik} D_{ik}(\rho_{ik}). \quad (16)$$

می‌توان نشان داد که قسمت انتگرالی در طرف راست رابطه (۱۶) مخصوصاً وقتی ρ_{ik} نزدیک یک است، بسیار کمتر از قسمت دوم آن است. این امر اجازه می‌دهد تا بدون هیچ نگرانی نسبت به دقت کلی الگوریتم، بخش انتگرالی را با تقریب‌های عددی جایگزین کرده و محاسبات را ساده‌تر نماییم.

۵-۴- الگوریتم Tassoulas (برای مقایسه)

در الگوریتم Tassoulas تابع لیاپانف به صورت زیر در نظر گرفته شده است:

$$L(Q(t)) = \sum_{i \in N} \sum_{j \in N} Q_i^j(t)^2$$

که در آن $Q_i^j(t)$ مقدار کل داده ذخیره شده در گره i برای مقصد j ، در ابتدای بازه زمانی t است. سپس سعی شده است تا متوسط آماری این تابع، یعنی $E[L(Q(t))]$ ، از یک کران بالایی تجاوز نکند. ثابت شده است که در این حالت، مجموع طول صف‌ها محدود بوده که نتیجه آن محدود ماندن طول صف‌ها در هر گره و پایداری آنها است. بدین صورت این الگوریتم یک رویه برای نحوه ارسال بسته‌ها و فعال‌سازی خطوط پیدا می‌کند.

الگوریتم Tassoulas روی مدل شبکه ارائه شده در این مقاله، به صورت زیر بیان می‌شود. بسته‌ای که به یک گره وارد می‌شود، هیچ نیازی به دانستن خط خروجی ندارد؛ بلکه در انتهای صف محاوره‌ای قرار می‌گیرد که به آن تعلق دارد. سپس در ابتدای هر بازه زمانی t ابتدا



قضیه ۲: شرایط زیر برای بهیمنی نقطه/امکان پذیر (Φ^*, Ψ^*) از رابطه (۸) کافی هستند.

$$\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}^*, f_{ik}^*)}{\partial f_{ik}} + \frac{\partial H(\Psi^*, \Phi^*)}{\partial r_k^j} \geq \frac{\partial H(\Psi^*, \Phi^*)}{\partial r_i^j} \quad (9)$$

$$\forall (i, k) \in \mathcal{L}, i \neq j,$$

$$\sum_{(i,k) \in \mathcal{L}} \eta_{ik}^m \mu_i \frac{\partial h_{ik}(C_{ik}^*, f_{ik}^*)}{\partial C_{ik}} \geq \gamma_m, m = 1, \dots, M, \quad (10)$$

که در روابط (۹) و (۱۰) برای $\psi_m^* > 0$ و $\varphi_{ik}^* > 0$ تساوی برقرار است. در روابط (۹) و (۱۰) مقادیر ظرفیت خط و شدت جریان مربوط به آن متناظر با مقادیر Φ^* و Ψ^* هستند و γ_m برای $m=1, \dots, M$ متغیرهای لاگرانژ هستند. مقدار عبارت $\partial H / \partial r_i^j$ از رابطه زیر بدست می آید:

$$\frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial r_i^j} = \sum_{k: (i,k) \in \mathcal{L}} \varphi_{ik}^j \left(\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial f_{ik}} + \frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial r_k^j} \right) \quad (11)$$

قضیه ۳: برای هر نقطه بهینه $(\bar{C}^*, \bar{f}^*)$ از مسأله (۴)، مجموعه مقادیر Ψ^* و Φ^* را می توان بنحوی یافت که روابط (۹) و (۱۰) برایشان درست باشد.

۵- الگوریتم مسیریابی و زمان بندی توأم با کمترین هزینه

در این بخش، ما طبق رابطه (۸) یک الگوریتم توزیع شده برای مسیریابی و زمان بندی بهینه ارائه می کنیم، که آن را الگوریتم مسیریابی و زمان بندی توأم با کمترین هزینه (MCRS) می نامیم. این الگوریتم از لحاظ مسیریابی شبیه الگوریتم ارائه شده در [۱] است؛ البته تفاوتی با آن دارد که در ادامه به آنها اشاره می شود.

۵-۱- مسیریابی

هر زمان که یک بسته برای مقصد z به یک گره میانی i می رسد، این بسته به صف خط خروجی (i, k^*) اضافه می شود که این خط به صورت زیر تعیین می شود:

$$k^* = \arg \min_{k: (i,k) \in \mathcal{L}, k \notin B_i^j} \frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial \varphi_{ik}^j}, \quad (12)$$

کـــه در آن $\frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial \varphi_{ik}^j} = t_i^j \left(\frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial f_{ik}} + \frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial r_k^j} \right)$ و

$$B_i^j = \left\{ k: (i, k) \in \mathcal{L}, \frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial r_k^j} < \frac{\partial H(\Psi, \Phi)}{\partial r_k^j} + \frac{\partial h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})}{\partial f_{ik}} \right\}$$

مقادیر پارامترهای مسیریابی Φ در هر گره به صورت آماری محاسبه می شود. این مقادیر بر اساس تصمیم هایی که تاکنون برای مسیریابی بسته های رسیده در آن گره اتخاذ شده است و همچنین نوعی متوسط گیری مثل روش متوسط گیری نمائی وزن دار، تعیین می شوند. تفاوت الگوریتم ارائه شده در [۱] با الگوریتم پیشنهادی ما در این است که در آنجا ابتدا مقادیر Φ تازه سازی می شوند و سپس مقادیر Φ برای انتخاب تصادفی خط خروجی هر بسته مورد استفاده قرار می گیرد. ولی ما بالعکس، ابتدا بهترین خط خروجی را برای هر بسته مشخص می کنیم و بسته را در صف مورد نظر قرار می دهیم، سپس از روی این انتخاب ها Φ را محاسبه می کنیم و در محاسبه مقادیر $\partial H / \partial r_k^j$ بکار می بریم.

B_i^j یا مجموعه همسایه های منوعه در گره i برای ارسال بسته به مقصد z ، به منظور جلوگیری از بوجود آمدن حلقه در مسیریابی تعریف می شود، که در [۱] بطور مفصل بحث شده است. هزینه های کناری

صحیح است، نتایج شبیه سازی ارائه شده در بخش ۶ مبتنی بر انتخاب تابع هزینه به فرم رابطه (۵) است.

۴- فرمول بندی مسأله برای پیاده سازی توزیع شده

Gallager در [۱] یک الگوریتم توزیع شده برای حل مسأله مسیریابی با کمترین تأخیر رابطه (۳) ارائه کرده است. مبنای این روش معرفی یکسری متغیرهای مسیریابی است که پیاده سازی توزیع شده مسأله را ساده می کنند. به دلیل شباهت ساختاری مسأله ما و مسأله مسیریابی با کمترین تأخیر در [۱]، ما نیز با اقتباس از این روش سعی به حل مسأله می کنیم. فرض کنید t_i^j متوسط آماری ترافیک ورودی به گره i و به مقصد z باشد. بنابراین t_i^j هم شامل r_i^j یعنی ترافیک تزریقی به گره i برای مقصد z ، و هم ترافیک دریافتی از سایر گره ها برای مقصد z که از گره i عبور می کنند، می باشد. سرانجام پارامتر مسیریابی را به صورت $\varphi_{ik}^j = f_{ik}^j / t_i^j$ تعریف می کنیم و مجموعه مقادیر φ_{ik}^j را با نماد Φ نشان می دهیم. واضح است که مجموعه Φ روابط $\varphi_{ik}^j \geq 0$ و $\sum_{k: (i,k) \in \mathcal{L}} \varphi_{ik}^j = 1$ را برای $j \neq i$ ارضا می کند. همچنین روابط زیر برای پارامترهای مسیریابی صادق است:

$$t_i^j = r_i^j + \sum_{k: (k,i) \in \mathcal{L}} t_k^j \varphi_{ki}^j, \quad (6)$$

$$f_{ik}^j = t_i^j \varphi_{ik}^j. \quad (7)$$

همچنین برای $i=j, \forall k$ داریم $\varphi_{ik}^j = 0$ ؛ یعنی بسته های مقصد z از گره مقصد خارج نمی شوند. همچنین فرض می کنیم برای هر $i, j, i \neq j$ یک مسیر از i به j وجود دارد و این به معنای وجود دنباله ای از گره های $i, k, l, \dots, m, j$ است بنحویکه $\varphi_{ik}^j > 0, \varphi_{kl}^j > 0, \dots, \varphi_{mj}^j > 0$. قضیه زیر در رابطه با دسته معادلات (۶) بیان می شود. برای اثبات به [۱] مراجعه شود.

قضیه ۱: یک شبکه با مجموعه ورودی r و مجموعه پارامترهای مسیریابی Φ را در نظر بگیرید. دسته معادلات (۶) دارای یک جواب یکتا برای t است. هر عضو t_i^j نامنفی و تابعی پیوسته و مشتق پذیر از متغیرهای r و Φ است.

با تغییر متغیرهای مسیریابی از r به Φ و همچنین جایگذاری رابطه (۲)، مسأله بهینه سازی (۴) را می توان به صورت توابعی از مجموعه متغیرهای Φ و Ψ نوشت:

$$\min_{\Psi, \Phi} H(\Psi, \Phi) = \sum_{(i,k) \in \mathcal{L}} h_{ik} \left(\mu_i \sum_m \psi_m \eta_{ik}^m, \sum_j t_i^j \varphi_{ik}^j \right),$$

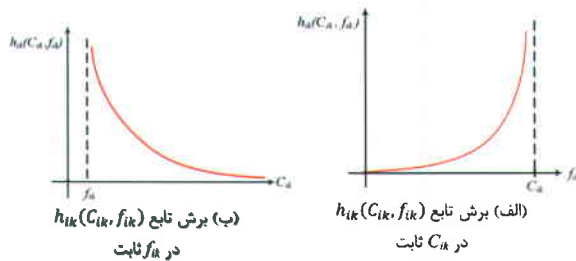
$$\text{s. t. } t_i^j = r_i^j + \sum_{k: (k,i) \in \mathcal{L}} t_k^j \varphi_{ki}^j \quad \forall i, j \in \mathcal{N}, j \neq i,$$

$$\sum_{m=1}^M \psi_m = 1, \quad \psi_m \geq 0, \quad m = 1, \dots, M,$$

$$\sum_{k: (i,k) \in \mathcal{L}} \varphi_{ik}^j = 1, \quad \varphi_{ik}^j \geq 0, \quad \forall (i, k) \in \mathcal{L}, j \neq i. \quad (8)$$

۴-۱- شرایط بهیمنی

تابع هدف در رابطه (۸) نسبت به دسته متغیرهای Φ محدب نیست که این به خاطر غیر خطی بودن رابطه Φ با r است. در اینجا ما شرایط بهیمنی را برای رابطه (۸) به علت کمبود جا بدون اثبات بیان می کنیم:



شکل (۱): برش تابع دو متغیره $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در جهت هر یک از متغیرها.

هم‌اکنون می‌خواهیم مجموع هزینه‌های شبکه را به حداقل مقدار خود برسانیم. در زیر مسأله بهینه‌سازی مرتبط با این موضوع را با در نظر داشتن شرایط امکان‌پذیری^{۱۱} شدت جریان‌ها و مقادیر ظرفیت طراحی شده برای خطوط و قانون بقای شدت جریان در هر گره بیان می‌کنیم:

$$\begin{aligned} \min_{\vec{C}, f} \quad & H(\vec{C}, f) = \sum_{(i,k) \in \mathcal{L}} h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}), \\ \text{s.t.} \quad & f_{ik} = \sum_{j \neq i} f_{ik}^j, \\ & f_{ik}^j \geq 0, \quad \forall (i,k) \in \mathcal{L}, j \neq i, \\ & r_i^j + \sum_{k:(k,i) \in \mathcal{L}} f_{ki}^j = \sum_{k:(i,k) \in \mathcal{L}} f_{ik}^j, \quad \forall i \in \mathcal{N}, j \neq i, \\ & \vec{C} \in \mathcal{C}. \end{aligned} \quad (4)$$

هدف مسأله زمان‌بندی و مسیریابی فوق، از یک طرف تخصیص ظرفیت‌های C_{ik} به خطوط و از طرف دیگر تقسیم ترافیک ورودی r_i^j بین مسیرهای موجود بین مبدأ و مقصد بنحوی است که شدت جریان و ظرفیت بدست آمده برای خطوط، تابع هزینه $H(\vec{C}, f)$ را کمینه کند. مشاهدات زیر در مورد این مسأله قابل انجام است. اول اینکه مسأله فوق یک مسأله بهینه‌سازی محدب روی یک ناحیه محدب از متغیرهای $\vec{C}$ و f است. دوم، با داشتن خاصیت P۴، هر نقطه امکان‌پذیر $(\vec{C}, f)$ از مسأله بهینه‌سازی شرط $f_{ik} < C_{ik}$ را ارضا می‌کند. سوم، هر نقطه بهینه $(\vec{C}^*, f^*)$ و در حقیقت هر نقطه امکان‌پذیر $(\vec{C}, f)$ با یک مجموعه از احتمالات زمان‌بندی Ψ مرتبط است؛ و بالاخره چهارم اینکه اگر تابع هزینه $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ نمایانگر طول صف یا میزان ازدحام در خط مربوطه باشد، هر نقطه بهینه $(\vec{C}^*, f^*)$ مشخص‌کننده نوعی مسیریابی و زمان‌بندی توأم است که متوسط تأخیر کل یا ازدحام شبکه را به کمترین مقدار خود می‌رساند.

بهترین انتخاب طبیعی برای تابع $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ می‌تواند مقدار متوسط طول صف در خط (i,k) یعنی $D_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ باشد. متأسفانه هر چند این تابع نسبت به متغیرهای C_{ik} و f_{ik} بطور جداگانه محدب است، ولی تابع محدبی از متغیرهای مشترک (C_{ik}, f_{ik}) نیست. برای حل این مشکل تابع هزینه هر خط را می‌توان، بطور مثال، به صورت زیر در نظر گرفت:

$$h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}) = C_{ik} \int_0^{f_{ik}} D_{ik}(\rho_{ik}) d\rho_{ik}, \quad (5)$$

که در آن $\rho_{ik} = f_{ik}/C_{ik}$ و تابع $D_{ik}(\rho_{ik})$ متوسط طول صف در خط (i,k) است. می‌توان نشان داد که تابع هزینه فوق کلیه خصوصیات P۴-P۱ را برآورده می‌کند. هرچند نتایج تئوری این بخش و بخش‌های ۴ و ۵ برای هر انتخاب تابع هزینه که خصوصیات P۴-P۱ را داشته باشد،

$$\begin{aligned} \sum_{m=1}^M [\theta \psi_m^1 + (1-\theta) \psi_m^2] \\ = \theta \sum_{m=1}^M \psi_m^1 + (1-\theta) \sum_{m=1}^M \psi_m^2 = 1 \end{aligned}$$

لذا $\theta \bar{C}^{-1} + (1-\theta) \bar{C}^{-2}$ ظرفیت حاصل از یک رویه زمان‌بندی است که در آن برنامه m^{th} با احتمال $[\theta \psi_m^1 + (1-\theta) \psi_m^2]$ انتخاب می‌شود.

۳- فرمول‌بندی مسأله به صورت بهینه‌سازی

محدب

الگوریتم‌های مسیریابی با کمترین تأخیر [۲] بر مبنای یک مسأله بهینه‌سازی فرموله می‌گردند که در آن، مجموع تعداد متوسط بسته‌های منتظر برای خطوط مختلف شبکه کمینه می‌گردد:

$$\begin{aligned} \min_f \quad & \sum_{(i,k)} D_{ik}(f_{ik}) \\ \text{s.t.} \quad & f_{ik} = \sum_{j \neq i} f_{ik}^j, \\ & f_{ik}^j \geq 0, \quad \forall (i,k) \in \mathcal{L}, j \neq i, \\ & r_i^j + \sum_{k:(k,i) \in \mathcal{L}} f_{ki}^j = \sum_{k:(i,k) \in \mathcal{L}} f_{ik}^j, \quad \forall i \in \mathcal{N}, j \neq i, \end{aligned} \quad (3)$$

در این رابطه D_{ik} متوسط تعداد بسته‌ها روی خط (i,k) است که تابعی از متوسط نرخ ارسال روی این خط است. در این مسأله نرخ‌های ورود به شبکه ثابت در نظر گرفته می‌شود و مسیریابی مبتنی بر این نرخ‌های ورودی صورت می‌گیرد. در مسأله فوق، یکی از قیدهایی^{۱۲} که بایستی در مورد شدت جریان خطوط شبکه در نظر گرفت، قید $f_{ik} \leq C_{ik}$ است؛ اما از آنجا که وقتی f_{ik} به C_{ik} میل کند، مقدار تابع D_{ik} به سمت بی‌نهایت میل خواهد کرد، ذکر تصریحی این قید ضرورت ندارد.

در این مسأله، ما می‌توانیم بجای تابع $D_{ik}(f_{ik})$ از هر تابع کلی $h_{ik}(f_{ik})$ که معرف یک پارامتر دلخواه روی خط (i,k) است، استفاده کنیم. مسأله دیگری که در شبکه‌های بی‌سیم با آن مواجه هستیم ثابت نبودن ظرفیت خطوط است که چنانکه در رابطه (۱) نشان داده شده است، ظرفیت هر خط در شبکه‌های بی‌سیم متغیر بوده و با رویه‌های مختلف زمان‌بندی قابل تنظیم بین صفر و یک حد بالایی است. بنابراین علاوه بر شدت جریان هر خط، متوسط ظرفیت هر خط نیز در شبکه‌های بی‌سیم باید مشخص شود. به این دلیل، تابع هزینه را برای هر خط (i,k) به صورت تابع دو متغیره $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در نظر می‌گیریم. این تابع بایستی دارای خصوصیات زیر باشد:

P۱. تابع $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ در ناحیه $0 \leq f_{ik} < C_{ik}$ تعریف می‌شود که در این ناحیه پیوسته و مشتق‌پذیر از مرتبه دو است.

P۲. $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ نسبت به متغیرهای توأم (C_{ik}, f_{ik}) اکیداً محدب است.

P۳. $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik})$ نسبت به متغیر f_{ik} افزایشده و نسبت به متغیر C_{ik} کاهشده است.

P۴. وقتی $f_{ik} \rightarrow C_{ik}^-$ ، $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}) \rightarrow \infty$ و برای $f_{ik} \geq C_{ik}$ داریم $h_{ik}(C_{ik}, f_{ik}) = \infty$.



ψ_m یک «رویه» زمان‌بندی را مشخص می‌کند. واضح است که $\sum_{m=1}^M \psi_m = 1$ است. ما از نماد Ψ برای ارجاع به مجموعه احتمالات ψ_m استفاده می‌کنیم.

از تعریف فوق مشخص است که اگر در طول یک بازه زمانی خطوط شبکه طبق برنامه $\vec{\eta}^m$ فعال شوند، نرخ ارسال بسته در خط (i, k) برابر $\mu_i \eta_{ik}^m$ خواهد بود. با این تعاریف، هم‌اکنون می‌توانیم متوسط نرخ ارسال روی خط (i, k) را که با C_{ik} نشان می‌دهیم، به صورت زیر بیان کنیم:

$$C_{ik} = \sum_{m=1}^M \psi_m [i, k] \quad \text{نرخ ارسال روی خط } (i, k) \quad (1)$$

[برنامه $\vec{\eta}^m$ انتخاب شده باشد]

$$= \sum_{m=1}^M \psi_m \mu_i \eta_{ik}^m, \quad \forall (i, k) \in \mathcal{L}. \quad (1)$$

در این مقاله از C_{ik} به عنوان ظرفیت خط (i, k) نام می‌بریم. توجه داشته باشید که C_{ik} قابل مقایسه با ظرفیت خطوط سیمی است، با این تفاوت که در اینجا نرخ ارسال روی خطوط ثابت نبوده و مرتب نوسان می‌کند ولی متوسط نرخ ارسال که وابسته به مقادیر احتمالات زمان‌بندی ψ_m است، برابر C_{ik} است. بالاخره، $\vec{C}$ را به عنوان بردار ظرفیت خطوط یعنی $\vec{C} = [C_{ik}]$ تعریف می‌کنیم. بنابراین می‌توان رابطه (۱) را به صورت برداری زیر نوشت:

$$\vec{C} = \sum_{m=1}^M \psi_m \vec{\xi}^m, \quad (2)$$

که در آن بردار $\vec{\xi}^m = [\xi_{ik}^m]$ به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$\xi_{ik}^m = \mu_i \eta_{ik}^m, \quad \forall (i, k) \in \mathcal{L}, m = 1, \dots, M.$$

رابطه (۲) نشان می‌دهد که تحت هر رویه زمان‌بندی P بردار ظرفیت $\vec{C}$ می‌تواند به صورت یک ترکیب محدب از M بردار $\vec{\xi}^m$ که مستقل از رویه P هستند، بیان شود. ضرایب این ترکیب محدب برابر احتمالات زمان‌بندی ψ_m است که ناشی از رویه P می‌باشد. تعبیر فیزیکی زیر را می‌توان برای $\vec{\xi}^m$ ارائه کرد. رویه زمان‌بندی P^n را در نظر بگیرید که در آن از برنامه $\vec{\eta}^n$ در تمام بازه‌های زمانی استفاده می‌شود؛ بنابراین داریم: $\psi_m = 0, m \neq n$ و $\psi_n = 1$. این فرضیات باعث می‌شود تا بردار ظرفیت به صورت $\vec{C} = \vec{\xi}^n$ درآید. بنابراین هر بردار $\vec{\xi}^m$ در رابطه (۲) برابر بردار ظرفیت $\vec{C}$ است، وقتی که برنامه $\vec{\eta}^m$ در تمام بازه‌های زمانی تکرار شده باشد.

تمام بردارهای ظرفیت $\vec{C}$ که با رویه‌های زمان‌بندی مختلف خالی از تداخل، بدست می‌آیند را با مجموعه $\mathcal{C}$ نشان می‌دهیم. مهمترین نتیجه‌ای که می‌توان از رابطه (۲) بدست آورد این است که مجموعه $\mathcal{C}$ یک مجموعه محدب است. برای اثبات، دو بردار $\vec{C}^1, \vec{C}^2 \in \mathcal{C}$ را در نظر بگیرید که هر یک از آنها با مجموعه احتمالات زمان‌بندی Ψ^1 و Ψ^2 متناظر هستند. در این صورت، نشان می‌دهیم که هر ترکیب محدب این دو بردار نیز متعلق به مجموعه $\mathcal{C}$ خواهد بود:

فرض کنید $0 \leq \theta \leq 1$ ، آنگاه:

$$\begin{aligned} & \theta \vec{C}^1 + (1 - \theta) \vec{C}^2 \\ &= \theta \sum_{m=1}^M \psi_m^1 \vec{\xi}^m + (1 - \theta) \sum_{m=1}^M \psi_m^2 \vec{\xi}^m \\ &= \sum_{m=1}^M [\theta \psi_m^1 + (1 - \theta) \psi_m^2] \vec{\xi}^m = \vec{C}^3 \in \mathcal{C} \end{aligned}$$

که در رابطه فوق مجموع ضرایب $[\theta \psi_m^1 + (1 - \theta) \psi_m^2]$ برابر واحد است:

روند ارائه مطالب در این مقاله به صورت زیر است. در بخش ۲ و ۳ به ترتیب مدل سیستم و فرمول‌بندی مسأله به صورت یک مسأله بهینه‌سازی محدب بیان می‌شود. در بخش ۴ مسأله به صورتی فرمول‌بندی می‌شود که پیاده‌سازی توزیع‌شده الگوریتم مسیریابی امکان‌پذیر باشد. الگوریتم پیشنهادی مسیریابی و زمان‌بندی توأم با کمترین هزینه (MCRS^۵) در بخش ۵ ارائه می‌شود و بخش ۶ نتایج شبیه‌سازی و مقایسه عملکرد دو الگوریتم Tassiulas و MCRS را دربر دارد. در پایان، در بخش ۷ توضیحاتی به عنوان نتیجه‌گیری بیان می‌شود.

۲- مدل سیستم

یک شبکه بی‌سیم در نظر بگیرید که در آن، مجموعه گره‌های بی‌سیم شبکه و $\mathcal{L}$ مجموعه خطوط بی‌سیم در شبکه است. هر خط نمایانگر یک ارتباط مستقیم بین یک گره فرستنده i و یک گره گیرنده k است و به صورت دوتایی مرتب (i, k) نشان داده می‌شود. واضح است که خط (i, k) با خط (k, i) متفاوت است. در این نوشتار فرض کرده‌ایم که تمامی کاربران از یک کانال برای ارسال بطور مشترک استفاده می‌کنند. همچنین یک مدل تداخلی عام بر اساس گراف تداخل^۶ در نظر گرفته‌ایم. در گراف تداخل هر رأس نمایانگر یک خط شبکه است و هر یال واسط بین دو رأس در گراف تداخل، به این نکته اشاره می‌کند که دو خط متناظر با رأس‌های انتهایی آن در شبکه به علت وجود تداخل نمی‌توانند همزمان با هم فعال شوند. نرخ ارسال گره i در هنگام ارسال روی یکی از خطهای خروجی آن، مستقل از مقدار فاصله با گره گیرنده، برابر μ_i در نظر گرفته شده است. توپولوژی شبکه در این مقاله استاتیک فرض شده است، بدین معنی که مجموعه خطوط $\mathcal{L}$ و نرخهای ارسال μ_i در گره‌ها با زمان تغییر نمی‌کنند. از نظر عملی، این به معنی کمتر بودن سرعت تغییر توپولوژی شبکه نسبت به سرعت همگرایی الگوریتم است.

r_i^j نشانگر نرخ متوسط ورود داده به شبکه در گره i برای مقصد j است. f_{ik}^j نرخ متوسط بیت‌های ارسال شده روی خط (i, k) و f_{ik}^j به ازای $j \neq i$ ، نرخ متوسط بیت‌های ارسالی روی خط (i, k) مربوط به مقصد j است. در ادامه مقاله، گاه از f_{ik} به عنوان شدت جریان ترافیک روی خط نام می‌بریم. واضح است که $f_{ik} = \sum_{j \neq i} f_{ik}^j$ است. ما از نماد f برای ارجاع به کلیه مقادیر f_{ik}^j به ازای $(i, k) \in \mathcal{L}, j \neq i$ استفاده می‌کنیم. بطور مشابه از نماد r برای ارجاع به نرخ‌های r_i^j به ازای $i \neq j$ استفاده می‌کنیم.

برای سهولت در تعیین زمان فعال‌سازی هر خط، زمان را به بازه‌های مساوی تقسیم کرده‌ایم و در هر بازه زمانی یک زیر مجموعه نامتداخل از خطوط را فعال می‌کنیم. فرض کنید M مجموعه مستقل^۷ در گراف تداخل وجود دارد که هر یک از آنها با $m = 1, \dots, M$ نشان داده می‌شود. یک مجموعه مستقل به مجموعه‌ای از رأس‌های یک گراف گفته می‌شود که هیچ دو رأسی از آن توسط یک یال به هم متصل نشده باشند. هر مجموعه مستقل را می‌توان با بردار باینری $\vec{\eta}^m = [\eta_{ik}^m]$ مشخص کرد که در آن $\eta_{ik}^m = 1$ است، اگر خط (i, k) در مجموعه مستقل m ام باشد، و در غیر این صورت $\eta_{ik}^m = 0$ است. بنابراین هر بردار $\vec{\eta}^m$ مشخص کننده یک مجموعه نامتداخل از خطوط است که می‌توانند در یک بازه زمانی بطور همزمان فعال شوند. به همین علت، ما به هر یک از بردارهای $\vec{\eta}^m$ یک «برنامه» می‌گوییم. با یک نگاه احتمالاتی به زمان‌بندی خطوط در شبکه، می‌توانیم احتمال انتخاب برنامه $\vec{\eta}^m$ را در یک بازه زمانی دلخواه با ψ_m نشان دهیم. همچنین هر مجموعه از احتمالات زمان‌بندی

خواهیم دید، مسیریابی و زمان‌بندی توأم به شیوه فوق مزیت‌های عملکردی قابل توجهی نسبت به سایر روش‌های پیشنهادی در [۶،۵،۴،۳] دارد.

در شبکه‌های بی‌سیم، تخصیص منابع مستلزم طراحی الگوریتم‌های مسیریابی، کنترل نرخ ورودی، زمان‌بندی، تخصیص کانال و کنترل توان می‌باشد. از این پنج الگوریتم، دو مورد آخر خاص شبکه‌های بی‌سیم است. مورد سوم (یعنی زمان‌بندی) اگرچه در شبکه‌های سیمی نیز وجود دارد، ولی در شبکه‌های بی‌سیم در مفهومی بسیار وسیع‌تر مطرح می‌باشد. عملکرد این الگوریتم‌ها دو به دو به هم وابسته هستند، به نحویکه طرح الگوریتم برای هریک از آنها، روی بقیه نیز تأثیر گذار است.

مسیریابی به معنای انتخاب مسیر در شبکه کامپیوتری بین یک زوج مبدأ-مقصد برای ارسال داده می‌باشد. مسیر انتخابی در الگوریتم مسیریابی می‌تواند یکتا باشد یعنی بسته‌های داده مربوط به هر زوج مبدأ-مقصد تنها از یک مسیر برای رسیدن به مقصد استفاده کنند، یا چندگانه باشد بدین معنا که بین زوج مبدأ-مقصد چندین مسیر به موازات هم وجود داشته باشد که بسته‌ها بین این مسیرها توزیع شوند. انتخاب مسیر می‌تواند به عوامل مختلفی وابسته باشد. از مهمترین این عوامل می‌توان به هزینه ارسال، تأخیر متوسط، تعداد گام، پهنای باند و قابلیت اطمینان اشاره کرد. مسیریابی می‌تواند استاتیک باشد، یعنی بین هر زوج مبدأ-مقصد تنها یکبار عملیات مسیریابی انجام گیرد، یا شبه استاتیک باشد و هر چند وقت یکبار مسیر جدید طبق تغییرات شبکه به‌نگام شود. نوع دیگر، مسیریابی دینامیک است که در آن، بسته‌ها مسیر از پیش تعیین شده‌ای ندارند و هر گره وابسته به وضعیت موجود، گام بعدی بسته‌ها را انتخاب می‌کند.

زمان‌بندی در شبکه‌های سیمی به معنای نحوه نوبت‌بندی کاربران مختلف برای سرویس دهی است ولی در شبکه‌های بی‌سیم زمان‌بندی علاوه بر جنبه سابق به معنای این است که در هر بازه زمانی با توجه به وجود تداخل، کدام خطوط اجازه فعالیت و ارسال همزمان دارند. در شبکه‌های سیمی، با تغییر نحوه زمان‌بندی، میزان تأخیر و گذرده‌ی^۲ هر کاربر تغییر می‌کند؛ در حالیکه در شبکه‌های بی‌سیم، با تغییر نحوه زمان‌بندی، نه تنها تأخیر و گذرده‌ی هر کاربر، بلکه گذرده‌ی کل شبکه هم تغییر می‌کند.

در سال‌های اخیر تحقیقات زیادی در زمینه طراحی الگوریتم‌های مسیریابی و زمان‌بندی صورت گرفته است که بعضی از آنها به همراه مسأله کنترل نرخ ورودی یا کنترل توان بوده‌اند. در بعضی از کارها مسیریابی و زمان‌بندی، هر یک به صورت یک مسأله بهینه‌سازی فرمول‌بندی شده است، ولی هر کدام از آنها در مقیاس زمانی متفاوتی حل شده‌اند [۹،۸،۷]. برخی دیگر به حل تقریبی مسائل تئوریک مربوط بر روی گراف، مثل مسأله یافتن مجموعه‌ای مستقل با بیشترین وزن^۳ (MWIS) که به کرات در مسأله زمان‌بندی شبکه‌های بی‌سیم ظاهر می‌شود، پرداخته‌اند [۱۰،۱۱،۱۲،۱۳]. تا آنجا که ما می‌دانیم، الگوریتم‌های توأم مسیریابی و زمان‌بندی در مراجع [۶،۵،۴،۳] مورد بررسی قرار گرفته است، که از میان آنها [۴،۳] با استفاده از تئوری پایداری لیاپانف، که یک ابزار قوی در بررسی پایداری است، خاصیت بهینگی گذرده‌ی را برای این الگوریتم اثبات کرده‌اند؛ در حالیکه [۶،۵] الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی مشابهی را با استفاده از تئوری دوگان در مسائل بهینه‌سازی محدب و حل آن با روش subgradient

بدست آورده‌اند.

اولین الگوریتم مسیریابی و زمان‌بندی [۳] که توسط Tassiulas ارائه شده است، بسیار ساده و در عین حال قدرتمند است. مراجع [۶،۴،۵] نیز با روش‌های مختلف دیگری به این الگوریتم دست یافته‌اند، ولی برای اختصار در این مقاله، تمام آنها را با الگوریتم Tassiulas نام می‌بریم. در این الگوریتم، پایداری شبکه‌ای از صف‌ها که در آن خطوط به هم وابسته‌اند و نحوه زمان‌بندی آنها، مورد بررسی قرار گرفته است. هدف اصلی این کار است که بر خلاف دسترسی تصادفی به کانال برای هر فرستنده، که روشی متداول در شبکه‌های بی‌سیم برای تخصیص کانال است، اختصاص منابع براساس زمان‌بندی خطوط در کل شبکه انجام شود. ملاک مورد نظر برای زمان‌بندی خطوط، میزان گذرده‌ی شبکه است. ثابت شده است ناحیه ظرفیتی که این الگوریتم آنرا می‌پوشاند، بهینه است به این معنی که اگر این الگوریتم نتواند مجموعه‌ای از نرخ‌های درخواستی ورودی را سرویس دهد، هیچ الگوریتم دیگری وجود ندارد که بتواند این کار را انجام دهد.

الگوریتم Tassiulas ذاتاً یک الگوریتم زمان‌بندی است که در حین اجرای آن مسیریابی نیز خودبه‌خود انجام می‌شود. متأسفانه مسیریابی حاصل شده از این الگوریتم مطلوب نیست، زیرا ارسال بسته‌ها در مسیرهای مختلف بدون توجه به شرایط ترافیکی آن مسیرها از مبدأ تا مقصد صورت می‌گیرد. تنها اطلاعاتی که گام بعدی هر بسته را در شبکه مشخص می‌کند، تفاضل طول صف محاوره مربوط به آن بسته در گره تصمیم گیرنده و گره‌های همسایه آن است. تا زمانی که طول صف در گره‌های شبکه به اندازه مناسبی نرسد، بسته‌ها در سطح شبکه سرگردان بوده و در هر مسیر ممکن حرکت می‌کنند. نتایج شبیه‌سازی این الگوریتم، چنانکه در بخش ۶ نشان داده می‌شود، حاکی از عملکرد ضعیف این الگوریتم به دلیل افزایش بی‌دلیل تأخیر بسته‌ها، تأخیر jitter، جابجایی ترتیب بسته‌ها در مقصد، تعداد بسته‌های گمشده و مقدار انرژی مصرفی در شبکه است.

در این مقاله، ما با یک روش کاملاً متفاوت، مسأله مسیریابی و زمان‌بندی را بطور مشترک فرمول‌بندی می‌کنیم. رویکرد بهینه‌سازی مورد استفاده ما، مسأله زمان‌بندی بهینه و یک شکل اصلاح شده از الگوریتم مسیریابی با کمترین تأخیر [۱۰،۱۱] را به صورت یکپارچه در می‌آورد. حاصل این روش بهینه‌سازی آن است که ارسال بسته‌ها بنحوی انجام می‌شود که هزینه حاشیه‌ای^۴ ارسال آنها تا مقصد کمترین مقدار باشد و بنابراین از ارسال بی‌جهت بسته‌ها به مسیرهای غیر ضروری جلوگیری می‌شود. سپس شرایط بهینگی را مورد بررسی قرار می‌دهیم. در ادامه یک الگوریتم برای حل این مسأله که مسیریابی را به صورت توزیع شده انجام دهد، ارائه می‌نماییم. بخش زمان‌بندی این الگوریتم، مشابه سایر روشهایی که به حل مسأله زمان‌بندی بهینه می‌پردازند [۱۱،۵،۳]، به حل یک مسأله MWIS در گراف تداخل شبکه تقلیل می‌یابد. نتایج شبیه‌سازی روی یک شبکه بی‌سیم با ۱۵ گره و ۳۹ خط یکطرفه نشانگر برتری قابل توجه الگوریتم ما در مقایسه با الگوریتم Tassiulas، از نظر تأخیر بسته‌ها، تأخیر jitter، جابجایی ترتیب بسته‌ها در مقصد، تعداد بسته‌های گمشده و مقدار انرژی مصرفی در شبکه است. بعلاوه نتایج شبیه‌سازی‌های مختلف هیچ کاهش در ناحیه ظرفیت بدست آمده توسط الگوریتم ما، در مقایسه با الگوریتم Tassiulas، نشان نمی‌دهند.



زمان بندی و مسیریابی بهینه در شبکه های بی سیم

نغمه سادات مؤیدیان

سید جمال الدین گلستانی

دانشکده مهندسی برق و کامپیوتر - دانشگاه صنعتی اصفهان

دانشکده مهندسی برق و کامپیوتر - دانشگاه صنعتی اصفهان

اصفهان - ایران

اصفهان - ایران

moayedian@ec.iut.ac.ir

golestani@ieee.org

تاریخ دریافت: ۱۳۸۷/۱۰/۱۰ - تاریخ پذیرش: ۱۳۸۸/۱/۲۵

چکیده- در این مقاله، مسئله مسیریابی و زمان بندی توأم در شبکه های بی سیم، بر اساس یک چارچوب واحد بهینه سازی محدب بررسی شده و الگوریتمی برای حل آن ارائه می شود. در این روش، یک شکل اصلاح شده از الگوریتم مسیریابی با کمترین تأخیر که پیشتر در شبکه های سیمی مطرح بوده است به همراه زمان بندی بهینه، بصورت یکپارچه فرمول بندی می شود. در این الگوریتم، مسیریابی بسته ها با مقایسه شرایط ترافیکی در کل طول مسیرهای مختلف از مبدأ تا مقصد و انتخاب بهترین آنها در هر زمان صورت می گیرد. این نوع عملکرد باعث تمایز آشکار الگوریتم ارائه شده با الگوریتم های مسیریابی و زمان بندی توأمی می شود که مثل الگوریتم Tassiulas، بر اساس تفاضل طول صف محاوره ها در گره های همسایه عمل می کنند. نتایج شبیه سازی نشان می دهند که الگوریتم ارائه شده عملکردی به مراتب بهتر نسبت به الگوریتم Tassiulas دارد. معیارهای برتری الگوریتم ما شامل تأخیر بسته ها، تعداد بسته های گم شده، جابجایی ترتیب بسته ها و میزان انرژی مصرفی است. علاوه از نظر ناحیه ظرفیت، نتایج شبیه سازی تفاوتی بین دو الگوریتم نشان نمی دهند.

واژه های کلیدی: شبکه های بی سیم، مسیریابی، زمان بندی، بهینه سازی محدب.

Abstract- A joint routing and scheduling algorithm for multihop wireless networks, based on a unified convex optimization framework, is proposed. Our approach is novel in that it integrates optimal scheduling with a modified version of distributed minimum delay routing. Accordingly, the algorithm performs packet routing based on a complete multi-hop view of the network and its traffic conditions. This stands in sharp contrast to joint routing and scheduling algorithms, such as the Tassiulas algorithm that rely on per-session queue differential between adjacent nodes for channel scheduling and packet routing. Simulation results illustrate that the proposed algorithm performs much better than Tassiulas, in terms of packet delay and jitter, packet loss and misordering, and energy consumption. Moreover, in terms of capacity region, simulation results do not reflect any noticeable difference between the two algorithms.

۱- مقدمه

در این نوشتار، یک الگوریتم مسیریابی و زمان بندی توأم برای شبکه های چندگامی بی سیم، بر اساس حل یک مسئله بهینه سازی محدب^۱، پیشنهاد

می شود. در این فرمول بندی ما توانسته ایم مسأله زمان بندی بهینه را با یک شکل اصلاح شده از الگوریتم مشهور مسیریابی با کمترین تأخیر [۲ و ۱] ادغام کرده و در قالب یک مسأله واحد ارائه نماییم. چنانکه