

## **Balancing memory utilization in network-coding-based-multicast routing in wireless sensor networks**

M. Khalily-Dermay<sup>1\*</sup>, M. J. Nadjafi-Arani<sup>2</sup>

1\*- Young Researchers and Elite Club, Khomein Branch, Islamic Azad University, Khomein, Iran .

2- Faculty of Science, Mahallat Institute of Higher Education, Mahallat, Iran.

<sup>1\*</sup>mkhalili@iaukhomein.ac.ir, <sup>2</sup>mjnajafiarani@mahallat.ac.ir

Corresponding author address: Mohammad Khalily-Dermay, Faculty of Computer Engineering, Islamic Azad University, Khomein branch, Khomein, Iran, Post Code: 171 – 38815.

**Abstract-** Recently, a new technique called network coding has been introduced where it has numerous advantages on the computer networks. Network coding changes the traditional view of data transfer in store and forward paradigm and allows the nodes to store packets in their memory to combine with other packets, then, send to next nodes. In this paper, an optimization problem is proposed which balance memory utilization in network-coding-based-multicast routing of Wireless Sensor Networks (WSNs). In the large WSNs, solving this optimization problem in a centralized manner is impractical and almost impossible, therefore, by using sub-gradient and decomposition techniques, a distributed algorithm is presented in which the nodes make a decision based on local information. The performance evaluation of proposed mechanisms are carried by OMNETT++ simulator and the results show that the proposed model averagely decreases the end to end delay and buffer overflow by 17% and 95%, respectively. However, it increases the energy consumption and consequently decreases lifetime by 14%. The decentralized algorithm decreases buffer overflow 69% and has more delay by 11% than the optimization model, however, it can be utilized in large WSNs due to its distributed computations.

**Keywords-** Wireless sensor networks, Network coding, Multicast, Optimization problem, Graph.

## متعادل سازی استفاده از حافظه در مسیریابی چندپخشی مبتنی بر کدگذاری شبکه در شبکه های حسگر بی سیم

محمد خلیلی درمنی<sup>۱\*</sup>، محمد جواد نجفی آرائی<sup>۲</sup>

<sup>۱\*</sup> - باشگاه پژوهشگران جوان و نخبگان، استادیار، دانشگاه آزاد اسلامی واحد خمین، خمین، ایران.

<sup>۲</sup> - دانشکده علوم، استادیار، مرکز آموزش عالی محلات، محلات، ایران.

<sup>۱\*</sup>mkhalili@iaukhomein.ac.ir, <sup>۲</sup>mjnajafiarani@mahallat.ac.ir

\* نشانی نویسنده مسئول: محمد خلیلی درمنی، خمین، دانشگاه آزاد اسلامی واحد خمین، دانشکده مهندسی کامپیوتر، کد پستی: ۱۷۱/۳۸۸۱۵

چکیده - در سال های اخیر، تکنیکی به نام کدگذاری شبکه ارائه شده است که در شبکه های کامپیوتری فواید فراوانی به همراه داشته است. کدگذاری شبکه با کنار گذاشتن دیدگاه سنتی انتقال اطلاعات به روش ذخیره-ارسال، به گره های شبکه اجازه می دهد، بسته های دریافتی را در داخل حافظه خود نگهداری کنند تا با دیگر بسته ها ترکیب کرده و سپس ارسال کنند. در این مقاله، یک مساله بهینه سازی برای متعادل سازی استفاده از حافظه گره ها در مسیریابی چند پخشی مبتنی بر کدگذاری شبکه برای شبکه های حسگر بی سیم ارائه شده است. حل متمرکز این مدل بهینه سازی در شبکه های بزرگ غیر عملی و تقریباً غیر ممکن است، بنابراین یک الگوریتم توزیع شده ارائه شد که در آن هر گره به صورت محلی تصمیم گیری می کند. این الگوریتم از تکنیک های زیرگرایان و تفکیک جریان استفاده می کند. ارزیابی کارایی مکانیزم های پیشنهادی با شبیه ساز ++OMNET انجام شده است و نتایج بدست آمده نشان می دهد که مدل بهینه سازی متوسط تاخیر انتها به انتها و سرریز را به ترتیب ۱۷٪ و ۹۵٪ کاهش می دهد، اما انرژی مصرفی را افزایش می دهد و در نتیجه طول عمر را به طور متوسط ۱۴٪ کاهش می دهد. از طرفی الگوریتم توزیع شده ۶۹٪ سرریز بافر را کاهش می دهد و حتی نسبت به مدل بهینه سازی ۱۱٪ تاخیر بیشتری دارد، اما به دلیل محلی کردن محاسبات می تواند در شبکه های حسگر بی سیم بزرگ نیز به کار گرفته شود.

واژه های کلیدی: شبکه حسگر بی سیم، کدگذاری شبکه، چندپخشی، مساله بهینه سازی، گراف.

### ۱- مقدمه

از سوی دیگر، کدگذاری شبکه تکنیکی است که باعث افزایش بهره وری و کارایی شبکه های ارتباطی می شود. با استفاده از کدگذاری شبکه در شبکه های ارتباطی این امکان فراهم می شود که بتوان، علاوه بر ارسال اطلاعات، آن ها را مورد پردازش قرار داد. در واقع بسته های اطلاعات در گره های میانی کدگذاری می شوند و سپس ارسال می شوند و الگوریتم هایی که بر اساس آن کار می کنند امکان تحویل بیشتر و مؤثرتر بسته های داده را فراهم می کنند [۲،۳]. این تکنیک سبب می شود تا در شبکه های ارتباطی گوناگون از مزایایی چون امنیت<sup>۲</sup> [۴،۵]، کاهش تاخیر<sup>۳</sup> [۶]، کارایی<sup>۴</sup> یا گذردهی<sup>۵</sup> [۷]، ایجاد موازنه در بار ترافیکی<sup>۶</sup> [۲]،

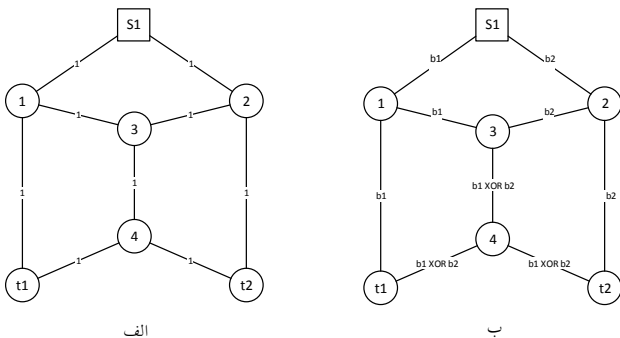
وظیفه اصلی شبکه های حسگر، جمع آوری داده های حس شده از محیط پیرامونی شبکه است. گره های شبکه حسگر بی سیم وظیفه جمع آوری، پردازش و ذخیره سازی اطلاعات را دارند. داده های جمع آوری شده توسط حسگرها، با کمک دیگر گره های حسگر به گره (ها) چاهک<sup>۱</sup> منتقل می شوند. استفاده از گره های با انرژی و پهنای باند بیشتر منجر به افزایش قیمت و پیچیدگی گره های حسگر می شود و بنابراین باید از منابع موجود در شبکه های حسگر بی سیم بیشترین بهره را برد [۱].

گردیده است.

## ۲- پیشینه تحقیق

تحقیقات گسترده‌ای در مورد شبکه‌های حسگر بی‌سیم، کدگذاری شبکه و ترکیب آنها انجام شده است. در این بخش ابتدا، کدگذاری شبکه به عنوان روشی نوین برای افزایش بهره‌وری شبکه معرفی می‌شود. سپس استفاده از کدگذاری شبکه در شبکه‌های بی‌سیم و شبکه‌های حسگر بی‌سیم مورد بررسی قرار می‌گیرد.

در یک شبکه ارتباطی، حداکثر میزان اطلاعاتی که می‌توان از یک مبدأ به مجموعه‌ای از گیرنده‌ها ارسال کرد را حداکثر جریان قابل انتقال گویند. میزان حداکثر جریان قابل انتقال در قضیه مشهور حداکثر جریان-حداقل برش<sup>۱۳</sup> ارائه شده است [۲]. طبق این قضیه حداکثر جریان قابل انتقال در یک شبکه ارتباطی برابر ظرفیت حداقل برش بین مبدأ و مقصد است. حداکثر جریان قابل انتقال می‌تواند با استفاده از کدگذاری شبکه امکان پذیر می‌شود. برای مثال در شکل (۱-الف) حداکثر جریان قابل انتقال بین گره  $s$  و گره‌های گیرنده  $t_1, t_2$  برابر دو است و حداکثر می‌توان دو بیت را در یک بازه زمانی به هر دو مقصد ارسال کرد. اما با استفاده از مسیریابی معمول در شبکه‌های داده نمی‌توان به این حداکثر جریان قابل انتقال دست یافت. چگونگی دستیابی به حداکثر جریان قابل انتقال با استفاده از کدگذاری شبکه در شکل (۱-ب) نشان داده شده است. همان‌طور که مشخص است، گره ۳ به جای ارسال داده‌های  $b_1$  و  $b_2$  به صورت جداگانه، آنها را با یکدیگر ترکیب کرده و  $b_1 \text{ XOR } b_2$  را ارسال می‌کند. در [۱۳]، نشان داده شده است که با استفاده از کدگذاری شبکه می‌توان به حداکثر جریان قابل انتقال در شبکه‌های ارتباطی دست پیدا کرد. لی<sup>۱۴</sup> و همکاران در [۱۴]، نشان دادند که استفاده از کدگذاری شبکه خطی شرایط کافی برای دستیابی به حداکثر ظرفیت جریان چندپخشی به هر مقصدی می‌باشد.



شکل ۱: الف) شبکه پروانه‌ای با حداکثر دو واحد جریان قابل انتقال

ب) چگونگی دستیابی به حداکثر جریان قابل انتقال

افزایش قابلیت اطمینان<sup>۷</sup> [۸]، کاهش پیچیدگی<sup>۸</sup> [۹]، کاهش هزینه‌ها<sup>۹</sup> [۱۰] و کاهش قابل توجه پهنای‌باند مصرفی<sup>۱۰</sup> [۱۱، ۱۲] برخوردار شد. در شبکه‌های بی‌سیم، کدگذاری شبکه با توجه به ویژگی پخش همگانی<sup>۱۱</sup> کانال‌های بی‌سیم، فواید بیشتری را نصیب شبکه می‌کند. برای مثال استفاده از کدگذاری شبکه پیشنهاد شده توسط کتی<sup>۱۲</sup> و همکارانش در [۱۳]، می‌تواند افزایش قابل توجهی در توان عملیاتی شبکه به نسبت شبکه‌های سنتی بی‌سیم داشته باشد.

تکنیک کدگذاری شبکه این‌گونه عمل می‌کند که گره‌های شبکه بسته‌های ورودی به خود را برای مدت زمانی در حافظه گره ذخیره می‌کنند تا با دیگر بسته‌های ورودی ترکیب کنند و یک بسته کدگذاری شده جدید را ایجاد کنند. منهای تمامی فواید و مزایایی که برای استفاده از تکنیک کدگذاری شبکه وجود دارد، محدودیت حافظه گره‌های شبکه حسگر بی‌سیم نقطه ضعفی را برای این تکنیک رقم می‌زند. در این مقاله، حافظه محدود گره‌های حسگر در انجام کدگذاری شبکه بی‌سیم مورد توجه قرار گرفته است و چگونگی انجام آن با هدف متعادل‌سازی استفاده از حافظه، مورد بررسی و ارزیابی قرار گرفته است. به صورت دقیق‌تر، نویسندگان مساله کدگذاری شبکه در شبکه‌های حسگر بی‌سیم با محدودیت حافظه را در نظر گرفته‌اند و یک مساله بهینه‌سازی ارائه شده است که حافظه گره‌ها به صورت متعادل مصرف شود که بتواند سرریز بافر را کاهش دهد. عملاً در مدل پیشنهادی سعی شده است نسبت حافظه کل به حافظه در دسترس در گره‌های حسگر حداقل سازی شود که می‌توان با حل این معادلات یک جواب بهینه برای مساله بدست آورد. اگرچه، حل این معادلات به صورت متمرکز امکان‌پذیر خواهد بود، اما، با توجه به تغییراتی فراوانی که در یک شبکه بی‌سیم با تعداد گره زیاد رخ می‌دهد، حل مساله بهینه‌سازی فوق به روش کروش-کان-تاکر غیرعملی و تقریباً غیر ممکن می‌باشد. لذا با استفاده از روش زیرگرادیان و تکنیک تفکیک جریان‌های شبکه، یک الگوریتم توزیع‌شده برای حل مساله ارائه شده است که پاسخ بهینه‌ای به مساله می‌دهد.

در بخش دوم از مقاله حاضر، کدگذاری شبکه معرفی می‌شود و سپس تحقیقات مرتبط با کدگذاری شبکه در شبکه‌های حسگر بی‌سیم بررسی می‌شود. در بخش سوم، مدل کردن شبکه حسگر بی‌سیم با ابرگرافها و مساله انتخاب مسیر کدگذاری شبکه با در نظر گرفتن حافظه ارائه می‌شود. در بخش چهارم، یک الگوریتم تکرار شونده و توزیع‌شده برای حل مساله ارائه می‌گردد. در بخش پنجم به ارزیابی کارایی روش پیشنهادی پرداخته شده است و در انتها جمع‌بندی و پیشنهاداتی برای انجام تحقیقات بیشتر ارائه

توجهی گذردهی شبکه بی سیم را افزایش دهد. در این معماری از میدان‌های متناهی از مرتبه دو استفاده شده است که این امکان را می‌دهند تا جریان‌های داده با یکدیگر XOR شوند و لذا پیاده‌سازی آسانی را به ارمغان بیاورند. طراحی COPE از تئوری کدگذاری شبکه بین جلسه‌ای<sup>۱۶</sup> الهام گرفته است و یک ساختار ارسال جدید ارائه می‌دهد که توان عملیاتی شبکه‌های بی سیم ایستا را بهبود می‌بخشد. COPE کدگذاری را بین لایه IP و MAC وارد می‌کند و امکان ارسال بسته‌های چندگانه را در یک ارسال به وجود می‌آورد. در [۱۶، ۱۷]، تعدادی روش‌های مسیریابی آگاه از کدگذاری<sup>۱۷</sup> شبکه ارائه شده است و در مورد ارزیابی کارآیی نظری استفاده از COPE نیز بحث‌هایی صورت گرفته است. خلیلی درمنی و همکاران در [۱۱، ۱۲]، ترکیب کدگذاری شبکه و کنترل توپولوژی را مد نظر قرار داده‌اند. آنها نشان دادند که برای افزایش بهره‌وری کدگذاری شبکه در شبکه‌های بی سیم لازم است که کنترل توپولوژی در این شبکه‌ها با در نظر گرفتن تکنیک کدگذاری شبکه انجام شود. خلیلی درمنی و نجفی آرانی در [۱۸]، انتخاب مسیر حرکت گره چاهک متحرک را در شبکه‌های حسگر بی سیم مبتنی بر کدگذاری شبکه را مدنظر قرار دادند. آنها نشان دادند که در شبکه‌های حسگر بی سیم، مسیر حرکت گره چاهک مبتنی بر کدگذاری شبکه، باعث افزایش بهره‌وری شبکه خواهد شد.

### ۳- مدل سیستم، نمادها و مدل ریاضی مساله

در این مقاله، برای مدل‌سازی شبکه حسگر بی سیم از مدل ابرگراف<sup>۱۸</sup> استفاده شده است که برای چالش‌های شبکه‌های بی-سیم مناسب‌تر است. فرض کنید  $G = (V, \mathcal{A})$  یک ابرگراف باشد که  $V$  نمایش مجموعه گره‌ها و  $\mathcal{A}$  مجموعه ابرلینک‌ها است. ابرلینک مجموعه‌ای از یال‌ها است که از یک گره شروع و به مجموعه‌ای از گره‌ها ختم می‌شود و با  $(i, \mathcal{J}_i)$  نمایش داده می‌شوند که  $\mathcal{J}_i$  همسایگان گره  $i$  را نشان می‌دهد. به عبارت دیگر،  $(i, \mathcal{J}_i)$  نمایش مجموعه‌ای از لینک‌های  $E$  است که از گره  $i$  شروع و به گره  $z$  در همسایگی آن ختم می‌شود. فرض می‌شود که  $G$  متناهی باشد و  $|\mathcal{A}| < \infty$  و  $|V| < \infty$ . تعدادی از نمادها و تعاریف مورد نیاز در این بخش را می‌توان در جدول ۱ مشاهده کرد.

در [۱۱، ۱۸، ۲۰]، با در نظر گرفتن جنبه‌ها گوناگون از تابع هزینه، مساله یافتن زیرگراف بهینه به صورت زیر مدل‌سازی شده است.

$$\text{minimize: } f(z) = \sum_{(i, \mathcal{J}_i) \in \mathcal{A}} a_{(i, \mathcal{J}_i)} z_{(i, \mathcal{J}_i)} \quad (1)$$

در تحقیقات متعددی مانند [۳، ۱۱، ۱۲] نشان داده شده است که استفاده از کدگذاری شبکه در شبکه‌های بی سیم و حسگر بی سیم می‌تواند مفید باشد. البته استفاده از کدگذاری شبکه در شبکه‌های حسگر بی سیم به واسطه مسائل و نیازمندی‌های این نوع شبکه‌ها، فواید و چالش‌های متفاوتی را پدید می‌آورد که در ادامه برخی از آن‌ها بررسی شده‌اند.

**توان مصرفی<sup>۱۵</sup>:** از آنجایی که عمل پردازش، توان مصرفی کمتری نسبت به ارسال و دریافت داده‌ها نیاز دارد و کدگذاری شبکه حجم ترافیک عبوری را با انجام پردازش کاهش می‌دهد، لذا کدگذاری شبکه توان مصرفی کل ارسال و دریافت‌ها را کاهش و متعاقباً توان مصرفی کل شبکه کاهش می‌یابد.

**طول عمر:** از آنجائیکه کدگذاری شبکه باعث ایجاد موازنه در بار ترافیکی و همچنین کاهش توان مصرفی مجموع ارسال‌های شبکه می‌شود، بنابراین افزایش طول عمر شبکه حسگر بی سیم را در بر خواهد داشت.

**افزایش قابلیت اطمینان:** وقوع انواع خرابی یکی از مشکلات شبکه‌های حسگر بی سیم است که به علل مختلف رخ می‌دهد و نیاز است که در صورت خرابی یک مسیر، پروسه مسیریابی دوباره انجام شود و یک مسیر جایگزین انتخاب شود. کدگذاری شبکه می‌تواند در این مورد موثر باشد، به این صورت که لازم نیست در هر دو مسیر کل اطلاعات ارسال شود بلکه از مسیرهای مختلف ترکیبات خطی از بسته‌های داده ارسال می‌گردد. علاوه بر این مورد، کدگذاری شبکه از جهات دیگری نیز باعث افزایش قابلیت اطمینان در شبکه‌های بی سیم می‌شود که خواننده می‌تواند برای اطلاعات بیشتر به [۱۵] مراجعه کنید.

**پیچیدگی:** در شبکه‌های مبتنی بر کدگذاری شبکه، گره مقصد باید بتواند نشانه‌های اصلی ارسال شده را تشخیص و کدگشایی کند و بسته‌های داده ارسالی اصلی را بازیابی کند [۹]. در شبکه‌های حسگر بی سیمی که تعداد گره‌های آن زیاد است، پردازش در مقصد به دلیل تعداد زیاد نشانه‌ها سخت و تقریباً غیرممکن است. برای کاهش تعداد گره‌هایی با توانایی انجام کدگذاری شبکه تحقیقاتی انجام شده است، اگر چه مساله انتخاب تعداد حداقل گره با توانایی انجام کدگذاری شبکه، یک مساله NP-hard است [۳].

همان‌طور که از موارد بالا می‌توان نتیجه گرفت، ساختار یک شبکه کدگذاری شده از اهمیت بالایی برخوردار است. یک معماری با نام COPE برای ارسال بسته‌های کدگذاری شده واقعی در شبکه‌های بی سیم در [۱۳] معرفی شده است که می‌تواند به صورت قابل

جریان حقیقی ارسال شده توسط گره برابر حداکثر جریان‌های مجازی است که گره ارسال می‌کند. در نهایت، محدودیت پهنای‌بند در شبکه‌های بی‌سیم توسط محدودیت (۵) به ازای هر گره تعریف شده است.

در تابع هدف مدل بهینه‌سازی انتخاب زیرگراف ارسال جریان چندپخش در شبکه بی‌سیم،  $a_{(i,j)}$  میزان هزینه (برای مثال مصرف انرژی، هزینه پرداختی و یا وزن یال) است که به ازای هر واحد جریان حقیقی ارسالی توسط گره  $i$  باید پرداخته شود. در مقالات مختلف بر اساس نیاز و کاربردهای مختلف مقادری برای این پارامتر مشخص کرده‌اند. واضح است که در یک شبکه بی‌سیم، انرژی لازم برای ارسال اطلاعات توسط گره به دامنه ارسال آن وابسته است، لذا در [۳]، مقدار تابع هزینه  $a_{(i,j)}$  برای ایجاد یک زیرگراف با حداقل انرژی، برابر با مربع فاصله بین دو گره در نظر گرفته شده است. این انتخاب به دلیل اهمیت مصرف انرژی در شبکه‌های بی‌سیم است و البته این انتخاب با فرض آن است که به اندازه کافی زمان و فرکانس وجود دارد تا عدم برخورد و تداخل را ضمانت کند. ایجاد زیرگراف با هدف کاهش مصرف انرژی به صورتی دیگر در [۱۲] مد نظر قرار گرفته است و در آن فرض شده است که گره‌های بی‌سیم دامنه ارسال محدودی دارند و در حالتی که دامنه ارسال گره از فاصله بین دو گره کمتر باشد آنگاه جریانی بین آن دو گره برقرار نخواهد شد و صفر باشد.

اما در این مقاله مصرف متعادل حافظه به عنوان هدف اصلی و یا هزینه اصلی مساله در نظر گرفته شده است. دلیل این موضوع آن است که حافظه تعبیه شده در گره‌های حسگر بی‌سیم محدود است و برای کاهش هزینه و مصرف انرژی، بررسی محدودیت حافظه از اهمیت بالایی برخوردار است. اگر حداکثر حافظه‌ای که هر گره حسگر در اختیار دارد را با  $M_i^{Max}$  نمایش دهیم و  $M_i$  میزان حافظه در دسترس باشد، آنگاه با در نظر گرفتن تابع هزینه

$$a_{(i,j)} = \frac{M_i^{Max}}{M_i} \quad (7)$$

در تابع هدف، رابطه‌ای معکوس را بین حافظه در دسترس و هزینه ارسال داده به وجود می‌آوریم. انتخاب این‌گونه تابع هزینه بدین مفهوم است که گره‌هایی که حافظه خالی کمتری دارند، هزینه یا  $a_{(i,j)}$  آنها بیشتر می‌شود و در نتیجه احتمال انتخاب آنها در مسیریابی مبتنی بر کدگذاری شبکه کمتر می‌شود. ولی گره‌هایی که حافظه خالی بیشتری دارند، هزینه آنها کمتر شده و در نتیجه احتمال انتخاب آنها بیشتر می‌شود. البته باید در نظر داشت که گره‌های حسگر، معمولاً حافظه را به دو منظور ذخیره داده‌های

Subject to:

$$\forall i \in V, t \in T: \sum_{\{j|(i,j) \in E\}} g_{(i,j)}^{(t)} - \sum_{\{j|(j,i) \in E\}} g_{(j,i)}^{(t)} = \delta_i^{(t)} \quad (2)$$

$$\forall i \in V, t \in T: g_{(i,j)}^{(t)} \geq 0 \quad (3)$$

$$\forall i \in V, t \in T, j \in J_i: z_{(i,j)} \geq g_{(i,j)}^{(t)} \quad (4)$$

$$\forall i \in V: z_{(i,j)} \leq C_i \quad (5)$$

که در آن

$$\delta_i^{(t)} = \begin{cases} R & \text{if } i = s \\ -R & \text{if } i \in T \\ 0 & \text{o.w} \end{cases} \quad (6)$$

جدول ۱: نمادها و تعاریف

نماد	توصیف نماد
$J_i$	مجموعه گره‌های همسایه گره $i$
$C_i$	حداکثر ظرفیت ارسال گره $i$
$T$	مجموعه گره‌های مقصد جریان‌های چندپخش در شبکه
$g_{(i,j)}^{(t)}$	جریان اطلاعاتی مجازی که از گره $i$ بر روی لینک $(i,j)$ به مقصد $t$ ارسال می‌شود.
$z_{(i,j)}$	جریان اطلاعاتی واقعی که از گره $i$ روی لینک $(i,j)$ بعد از کدگذاری شبکه ارسال می‌شود.
$M_i$	میزان حافظه موجود و در دسترس گره $i$
$M_i^{Max}$	حداکثر حافظه گره‌های شبکه

این مدل همانند مساله بهینه‌سازی جریان چندپخش در شبکه‌های بی‌سیم است که در [۱۱، ۲۰] ارائه شده است و در ادامه محدودیت‌ها و تابع هدف این مدل بهینه‌سازی توصیف شده است. محدودیت (۲) به ازای هر گره  $i$  دلخواه  $t$  و چاهک  $t$ ، قانون بقاء جریان در این گره با مقصد  $t$  را نشان می‌دهد. به عبارت دیگر، در محدودیت (۲)، به ازای هر گره میانی مجموع جریان‌های مجازی خروجی از گره  $i$  به مقصد  $t$  ( $\sum_{\{j|(i,j) \in E\}} g_{(i,j)}^{(t)}$ )، منهای مجموع جریان‌های مجازی ورودی به گره  $i$  به مقصد  $t$  ( $\sum_{\{j|(j,i) \in E\}} g_{(j,i)}^{(t)}$ )، برابر با صفر است و برای گره مبدأ یا  $s$ ، برابر با  $R$  (مقدار جریانی که باید ارسال شود) و برای تمام گره‌های مقصد جریان چندپخش  $-R$  است. در محدودیت (۳)، نامنفی بودن جریان مجازی  $g_{(i,j)}^{(t)}$  نشان داده شده است و در محدودیت (۴) ارتباط بین جریان حقیقی  $z_{(i,j)}$  و جریان مجازی  $g_{(i,j)}^{(t)}$  در شبکه‌های بی‌سیم نشان داده شده است. در این محدودیت، مدل آنتن گره‌ها تمام جهت‌ها<sup>۱۹</sup> فرض شده است و زمانی که گره  $i$  جریانی را ارسال می‌کند، تمام همسایگان آن،  $J_i$ ، اطلاعات ارسالی را دریافت می‌کنند و میزان

که خیلی از روش‌های مهم و مرسوم را نتوان استفاده کرد. در اینجا می‌توان از تقریب  $l^m$ -نرم که یک روش تقریب مناسب برای تبدیل تابع گسسته ماکزیمم به مجموع چند تابع پیوسته است استفاده کرد. به عبارت دیگر، می‌توان محدودیت (۱۱) را به صورت زیر بازنویسی کرد:

$$z_{(i,j)} = \lim_{m \rightarrow \infty} \left( \sum_{t \in T} \sum_{j \in J_i} (g_{(i,j)}^{(t)})^m \right)^{1/m} \quad (14)$$

در حقیقت تقریب  $l^m$ -نرم جریان حقیقی را به صورت تابعی پیوسته نسبت به جریان مجازی بیان می‌کند [۳]. زمانی که  $m$  به سمت بی‌نهایت میل کند، تقریب  $l^m$ -نرم دقیق‌تر خواهد بود و مقدار تابع گسسته و پیوسته به یکدیگر همگرا می‌شوند. در حقیقت، در دنیای واقعی نمی‌توان مقدار  $m$  در بی‌نهایت را مورد بررسی قرار داد، اما تقریب مناسبی را برای  $z_{(i,j)}$  ارائه می‌دهد و لذا ما بدون کاسته شدن از کلیت مساله، مقدار تقریبی  $z_{(i,j)}$  را که به ازای مقدار  $m$  متناهی حاصل می‌شود را با خود  $z_{(i,j)}$  نمایش می‌دهیم. بنابراین محدودیت (۱۱) به ازای هر گره  $i \in V$  و مقدار  $m$  ثابت به صورت زیر بازنویسی می‌شود.

$$z_{(i,j)} = \left( \sum_{t \in T} \sum_{j \in J_i} (g_{(i,j)}^{(t)})^m \right)^{1/m} \quad (15)$$

یکی از روشهای حل مسائل بهینه‌سازی ریاضی، استفاده از دوگان مساله می‌باشد. مساله دوگان با کمک تابع دوگان تعریف می‌شود و در نهایت با حل مساله دوگان می‌توان به حل مساله اصلی رسید. تابع دوگان یک مساله بهینه‌سازی محدب است و این مستقل از محدب یا غیرمحدب بودن مساله بهینه‌سازی اصلی می‌باشد. به صورت دقیق‌تر، اگر حل مساله دوگان در مجموعه نقاط شدنی مساله اصلی باشد، می‌بایست نقطه بهینه مساله اصلی باشد. همچنین اگر در مجموعه نقاط شدنی مساله اصلی نباشد، آن گاه مساله اصلی دارای هیچ نقطه بهینه‌ای نیست و دارای جواب بهینه دست یافتنی نمی‌باشد [۲۱].

مساله‌ای که در مرحله قبل بدست آمده محدب و قابل تفکیک است که در آن  $z_{(i,j)}$  یک متغیر کمکی بر حسب  $g_{(i,j)}^{(t)}$  است و می‌توان آن را در تابع هدف جایگزین و یک مساله بهینه‌سازی با تابع هدفی بر حسب متغیر  $g_{(i,j)}^{(t)}$  بدست آورد. برای حل یک مساله بهینه‌سازی استفاده از روش ضرایب لاگرانژ<sup>۲</sup> و روش کراش-کان-تاگر روش‌هایی مرسوم و البته در اغلب مواقع وابسته به شرایط

حس شده برای کوتاه مدت و صف ارسال بسته‌های دریافتی از دیگر گره‌های شبکه استفاده می‌کنند. از طرفی، میزان حافظه مصرفی برای ذخیره داده‌های گره معمولاً ثابت می‌باشد و کمتر وابسته به موقعیت گره است. در واقع اگر گره‌های شبکه، حافظه در دسترس کمتری داشته باشند به دلیل این است که جریان‌های عبوری بیشتری دارند و در نتیجه صف مربوط به ارسال داده‌های آنها طولانی می‌باشد و لذا گره نمی‌تواند بسته را برای مدت طولانی در داخل خود نگه دارد و فرصت استفاده از کدگذاری شبکه کاهش می‌یابد. بنابر توضیحات فوق، حال قادر هستیم تا مساله انتخاب زیرگراف بهینه کدگذاری شبکه بر اساس طول صف یا میزان حافظه خالی گره‌های حسگر بی‌سیم را بر اساس یک مدل ریاضی بیان کنیم که به شکل زیر است:

$$\text{minimize: } f(z) = \sum_{i \in V} \frac{M^{\text{Max}}}{M_i} z_{(i,j)} \quad (8)$$

Subject to:

$$\forall i \in V, t \in T: \mathcal{W}_i^{(t)} = 0 \quad (9)$$

$$\forall i \in V, t \in T: -g_{(i,j)}^{(t)} \leq 0 \quad (10)$$

$$\forall i \in V: z_{(i,j)} = \max_{t \in T, j \in J_i} \{g_{(i,j)}^{(t)}\} \quad (11)$$

$$\forall i \in V: z_{(i,j)} - C_i \leq 0 \quad (12)$$

که در آن

$$\mathcal{W}_i^{(t)} = \sum_{\{j | (i,j) \in E\}} g_{(i,j)}^{(t)} - \sum_{\{j | (j,i) \in E\}} g_{(j,i)}^{(t)} - \delta_i^{(t)} \quad (13)$$

لازم به ذکر است که محدودیت (۱۱) همان محدودیت (۴) است و بیان می‌کند که مقدار جریان حقیقی برابر حداکثر جریان مجازی است که توسط گره عبور داده می‌شود. محدودیت‌های (۱۰) و (۱۲) نیز مشابه محدودیت‌های (۳) و (۵) می‌باشند. همان‌طور که واضح است، مساله فوق یک مساله حداقل‌سازی خطی است. مساله حداقل‌سازی خطی زیر کلاسی از مسائل بهینه‌سازی محدب هستند و الگوریتم‌های متعددی برای حل آنها مطرح است [۲۱].

روش‌های مختلفی برای حل مساله ارائه شده یعنی انتخاب زیرگراف بهینه کدگذاری شبکه بر اساس طول صف وجود دارد، اما محدودیت گسسته  $z_{(i,j)} = \max_{t \in T, j \in J_i} \{g_{(i,j)}^{(t)}\}$  باعث می‌شود

باشد، هر نقطه بهینه مساله اصلی، یک مینیمم برای  $L(g, \beta, \gamma, \varphi)$  خواهد بود. بنابراین می‌توان به راه‌حل مساله اصلی از طریق نقطه بهینه مساله دوگان دست یافت. مساله بهینه‌سازی انتخاب زیرگراف بهینه کدگذاری شبکه بر اساس طول صف شرایط اسلاتر را برآورده می‌کند و دوگانی قوی با مساله دوگان (۱۹) - (۱۸) دارد. به عبارت دیگر نقطه بهینه دو مساله یکسان می‌باشد.

#### ۴- الگوریتم توزیع شده حل مساله

در بخش قبل، مساله انتخاب زیرگراف مسیریابی در شبکه‌های حسگر بی‌سیم مبتنی بر کدگذاری شبکه و جریان‌های چندپخشی به صورت یک مساله بهینه‌سازی ارائه شد. اما از آنجایی که الگوریتم‌های متمرکز در شبکه‌های حسگر بی‌سیم با مشکلات فراوانی همراه هستند، این مساله باید به صورت توزیع شده حل شود، در این بخش با استفاده از تکنیک تفکیک مساله بهینه‌سازی و روش زیرگردان یک الگوریتم توزیع شده برای حل مساله ارائه می‌گردد.

در این تحقیق با ترکیب روش زیرگردان و تکنیک تفکیک جریان‌های شبکه که در [۲۴] توصیف شده است، یک الگوریتم توزیع شده برای حل مساله ارائه شده است. دقت شود که مساله ارائه شده، محدب است. با فرض وجود نقطه بهینه برای این مساله، می‌توان این مساله را با استفاده از روش زیرگردان حل کرد. برای حل مساله بهینه‌سازی که در این مقاله ارائه شده است با استفاده از روش زیرگردان، محدودیت‌های (۱۰) و (۱۲) که حد بالا و پایین متغیر تصمیم را مشخص می‌کنند، در ایجاد لاگرانژین نادیده گرفته می‌شوند و در مرحله حل مساله تاثیر داده خواهند شد. با استفاده از این خصوصیات روش زیرگردان، لاگرانژین مساله بهینه‌سازی ارائه شده به صورت زیر ارائه می‌گردد.

$$L(g, \beta) = \sum_{i \in V} \left\{ \frac{M^{Max}}{M_i} z_{(i, J_i)} + \sum_{t \in T} \beta_i^{(t)} \left[ \sum_{\{j | (i, j) \in E\}} g_{(i, j)}^{(t)} - \sum_{\{j | (j, i) \in E\}} g_{(j, i)}^{(t)} - \delta_i^{(t)} \right] \right\} \quad (20)$$

که بعد از ساده سازی می‌تواند به شکل زیر ارائه گردد.

مساله غیرعملی است [۲۲، ۲۳]. اما پیدا کردن نقطه بهینه یکتا تابع به صورت مستقیم از مزایای این روش‌ها است که همواره محققان استفاده از آن‌ها را به عنوان اولین روش حل مورد نظر قرار می‌دهند. برای تابع هدف و محدودیت‌های مساله فوق، تابع لاگرانژ<sup>۲۱</sup> را به صورت زیر در نظر بگیرید:

$$L(g, \beta, \gamma, \varphi) = \sum_{i \in V} \frac{M^{Max}}{M_i} z_{(i, J_i)} + \sum_{i \in V} \sum_{t \in T} \beta_i^{(t)} \mathcal{W}_i^{(t)} + \sum_{i \in V} \sum_{t \in T} \sum_{j \in J_i} \gamma_{(i, j)}^{(t)} [-g_{(i, j)}^{(t)}] + \sum_{i \in V} \varphi_i [z_{(i, J_i)} - C_i] \quad (16)$$

اگر مقدار بهینه متغیر بهینه‌سازی  $g$  را با  $\hat{g}$  و مقدار بهینه مساله بهینه‌سازی مساله انتخاب زیرگراف بهینه کدگذاری شبکه بر اساس طول صف را با  $\hat{B}$  نشان دهیم که  $\hat{B} = f(\hat{g})$ ، آنگاه به ازای هر  $\gamma_{(i, j)}^{(t)} \geq 0$  و  $\beta_i^{(t)} \geq 0$  و  $\varphi_i \geq 0$  که ضرایب لاگرانژین نامیده می‌شوند، خواهیم داشت:

$$L(\hat{g}, \beta, \gamma, \varphi) \geq \hat{B} \quad (17)$$

به عبارت دیگر به ازای هر مقدار برای ضرایب لاگرانژین  $\gamma_{(i, j)}^{(t)}$ ،  $\beta_i^{(t)}$  و  $\varphi_i$ ، تابع دوگان یک کران پایین برای مقدار بهینه مساله ارائه می‌کند [۲۱]. برای مساله بهینه‌سازی با تابع دوگان لاگرانژ، مساله دوگان لاگرانژ<sup>۲۲</sup> یا مختصراً مساله دوگان برابر است با:

$$\text{minimize: } L(g, \beta, \gamma, \varphi) \quad (18)$$

Subject to:

$$\forall i \in V, t \in T, j \in J_i: \gamma_{(i, j)}^{(t)} \geq 0, \beta_i^{(t)} \geq 0, \varphi_i \geq 0 \quad (19)$$

مقدار بهینه مساله دوگان را با  $\hat{\mathcal{D}}$  نشان می‌دهیم، که  $\hat{\mathcal{D}} = L(\hat{g}, \hat{\beta}, \hat{\gamma}, \hat{\varphi})$  آنگاه با توجه به (۱۷) واضح است که  $\hat{\mathcal{D}} \geq \hat{B}$  و اختلاف بین  $\hat{B}$  و  $\hat{\mathcal{D}}$  را فاصله دوگانی می‌نامیم. این ارتباط، در حالت کلی برای مساله‌های اولیه محدب و غیر محدب برقرار می‌باشد، اما در حالتی که مساله بهینه‌سازی اولیه محدب با حداقل یک نقطه شدنی باشد،  $\hat{\mathcal{D}} = \hat{B}$  است. در این حالت اصطلاحاً گوئیم شرایط اسلاتر<sup>۲۳</sup> برقرار و حالت دوگانی قوی<sup>۲۴</sup> صادق است، برای جزئیات بیشتر [۲۳-۲۱] را ببینید. البته وقتی دوگانی قوی برقرار باشد و یک نقطه بهینه دوگان مانند  $(\hat{\beta}, \hat{\gamma}, \hat{\varphi})$  وجود داشته

$\beta_i^{(t)}$  است که برابر است با

$$(\xi_\beta)_i^{(t)}[n] = \frac{\partial L_i(g, \beta)_i}{\partial \beta_i^{(t)}} = \sum_{\{j|(i,j) \in E\}} g_{(i,j)}^{(t)}[n] - \sum_{\{j|(j,i) \in E\}} g_{(j,i)}^{(t)}[n] - \delta_i^{(t)} \quad (25)$$

دقت شود که فرض شده است که متغیر اصلی  $g_{(i,j)}^{(t)}$  ثابت است و دارای مقدار ثابت  $g_{(i,j)}^{(t)}[n]$  است.

بعد از محاسبه مقدار  $\beta_i^{(t)}[n]$ ، متغیر اصلی مساله با ثابت در نظر گرفتن متغیر لاگرانژ، محاسبه می‌شود. البته در این مرحله هر گره  $i$  برای هر یال  $(i, j)$  و مقصد  $t$ ، به صورت جداگانه و مستقل  $g_{(i,j)}^{(t)}[n]$  را محاسبه می‌کند. به عبارت دیگر، مقدار متغیر  $g_{(i,j)}^{(t)}$  برای مرحله  $n + 1$  با استفاده از معادله زیر محاسبه می‌شود.

$$g_{(i,j)}^{(t)}[n + 1] = \underset{0 \leq x \leq C_i}{\operatorname{argmin}} \{ \Psi_{(i,j)}^{(t)}(x) \} \quad (26)$$

که

$$\Psi_{(i,j)}^{(t)}(x) = x(\beta_i^{(t)}[n] - \beta_j^{(t)}[n]) + \frac{M_i^{Max}}{M_i} \left( \sum_{v \in T - \{t\}} \sum_{\rho \in J_i - \{j\}} (g_{(i,\rho)}^{(v)}[n])^m + x^m \right)^{1/m} \quad (27)$$

در رابطه (۲۶)، هدف یافتن مقداری برای  $x$  است به طوری که  $0 \leq x \leq C_i$  باشد ( $x$  متغیر تصمیم است و  $\operatorname{argmin}$  به معنای یافتن آرگومانی است که تابع  $\Psi_{(i,j)}^{(t)}(x)$  را حداقل کند). همانطور که در (۲۷) نشان داده شده است، در  $\Psi_{(i,j)}^{(t)}(x)$ ، مقادیر  $\beta_i^{(t)}[n]$  و  $\beta_j^{(t)}[n]$  متفاوت دارند ( $v! = t$ ) و یا گیرنده متفاوتی دارند ( $j! = \rho$ ) ثابت هستند، بنابراین محدب و بدون محدودیت است. در عمل حل مساله تک متغیره محدب فوق با پیچیدگی محاسباتی کمی برای هر گره، امکان پذیر است.

در نهایت، الگوریتم توزیع‌شده و تکرارشونده پیشنهادی برای انتخاب زیرگراف در شبکه حسگر بی‌سیم مبتنی بر کدگذاری

$$L(g, \beta) = \sum_{i \in V} \left\{ \frac{M_i^{Max}}{M_i} Z_{(i,J_i)} + \sum_{t \in T} \sum_{j \in J_i} g_{(i,j)}^{(t)} [\beta_i^{(t)}[n] - \beta_j^{(t)}[n]] - \sum_{t \in T} \beta_i^{(t)} \delta_i^{(t)} \right\} \quad (21)$$

دقت شود که مجموع تابع لاگرانژین گره‌ها، برابر تابع لاگرانژین فوق می‌شود، به عبارت دیگر  $L(g, \beta) = \sum_{i \in V} L_i(g, \beta)_i$

$$L_i(g, \beta)_i = \frac{M_i^{Max}}{M_i} Z_{(i,J_i)} + \sum_{t \in T} \sum_{j \in J_i} g_{(i,j)}^{(t)} [\beta_i^{(t)}[n] - \beta_j^{(t)}[n]] - \sum_{t \in T} \beta_i^{(t)} \delta_i^{(t)} \quad (22)$$

در این مرحله تابع لاگرانژین به چند تابع کوچکتر تجزیه شده است که هر تابع کوچکتر متعلق به یک گره است. این روش گسسته‌سازی در مرحله‌های هم‌زمان شده انجام می‌شود که در هر مرحله، گره‌ها اطلاعاتی را رد و بدل می‌کنند. اما برای حل مساله-ای که مبتنی بر این تابع لاگرانژین است، ابتدا با روش تجزیه و با ثابت فرض کردن متغیر اصلی  $g_{(i,j)}^{(t)}$ ، متغیر لاگرانژین مساله  $\beta_i^{(t)}$  با روش زیرگردایان محاسبه می‌شود و سپس متغیر اصلی  $g_{(i,j)}$  را با ثابت فرض کردن  $\beta_i^{(t)}$  محاسبه می‌کنیم. البته لازم است که هر گره در شبکه حسگر بی‌سیم، مقدار  $g_{(i,j)}^{(t)}[n]$  و  $\beta_i^{(t)}[n]$  را نگهداری کند و با استفاده از بسته‌هایی که با همسایگانش در هر مرحله رد و بدل می‌کند این متغیرها را به روز کند تا مجموع توابع لاگرانژین نیز بهبود یابد. در این روش و در مرحله  $m$ ام، متغیر اصلی مساله  $g_{(i,j)}^{(t)}$  ثابت فرض می‌شود (با  $g_{(i,j)}^{(t)}[n]$  نمایش داده می‌شود) و سپس مقدار ضریب لاگرانژین در مرحله  $m$ ام،  $\beta_i^{(t)}[n]$ ، با استفاده از رابطه (۲۳) به روز می‌کند، به عبارت دیگر

$$\beta_i^{(t)}[n + 1] = (\beta_i^{(t)}[n] + \lambda_\beta[n](\xi_\beta)_i^{(t)}[n])^+ \quad (23)$$

که در آن،  $\lambda_\beta[n]$  اندازه گام است و  $( )^+$  تابع نگاشت است که نزدیک ترین نقطه نامنفی را محاسبه می‌کند و

$$(a)^+ = \begin{cases} a & \text{if } a > 0 \\ 0 & \text{if } a \leq 0 \end{cases} \quad (24)$$

در (۲۳)،  $(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]$  زیردیفرانسیل<sup>۲۵</sup> تابع لاگرانژین نسبت به



$$\vec{g}_{(i,j)}^{(t)} = g_{(i,j)}^{(t)} [n + 1]$$

۷- الگوریتم به مرحله ۲ برمی‌گردد.

الگوریتم فوق یک الگوریتم تکرارشونده است و تا زمانی که  $\|(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]\| = 0$  (صفر شدن تمام المان‌های  $\|(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]\|$ )، ادامه می‌یابد و هنگامی که الگوریتم خاتمه می‌یابد،  $\vec{g}_{(i,j)}^{(t)}$  راه حل مساله است. با توجه به رابطه (۲۵)، اگر  $\|(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]\|$  برابر صفر شود آنگاه برای گره  $i$  و به ازای تمام مقاصد  $t \in T$ ، مجموع جریان‌های خروجی منهای مجموع جریان‌های ورودی به گره برابر  $\delta_i^{(t)}$  می‌شود و جریان اضافی در هیچ گرهی موجود نخواهد بود. البته این معیار خاتمه الگوریتم، ممکن است حتی با وجود نقطه بهینه  $\hat{x}[n]$  هرگز رخ ندهد. زیرا الگوریتم به صورت تصادفی زیرگردایان تابع یا  $(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]$  را انتخاب می‌کند. در [۲۳] معیارهای مختلفی برای خاتمه الگوریتم‌های تکرارشونده پیشنهاد شده است، ولی در [۲۲]، معیار دیگری برای خاتمه الگوریتم‌های تکرارشونده به شکل زیر مورد استفاده قرار گرفته است

$$\frac{\|g[n + 1] - g[n]\|}{\|g[n + 1]\|} \leq \epsilon \quad (31)$$

اگر برای هر نقطه دلخواه آغازین، الگوریتم همواره دنباله‌ای از نقاط تولید کند که همگرا به جواب بهینه مساله شود، آن‌گاه الگوریتم را همگرای سراسری نامند [۲۲]. الگوریتم زیرگردایان که در این تحقیق استفاده شده از روش‌های مهم حل مسائل بهینه‌سازی است و در تحقیقات فراوانی مورد استفاده قرار گرفته است و دارای همگرایی مناسبی است. همگرایی این الگوریتم، به انتخاب اندازه مرحله مناسب وابسته می‌باشد. البته، در تحقیقات مختلفی پیشنهاد استفاده از اندازه مرحله متغیر ارائه شده است که در این تحقیق نیز مورد استفاده قرار گرفت. در اندازه مرحله متغیر کاهشی، ابتدا مقدار متوسطی برای اندازه مرحله انتخاب می‌شود و به تدریج با نزدیک شدن به جواب بهینه مساله کاهش پیدا می‌کند. اثبات شده است که اگر اندازه مرحله سه شرط  $\lambda[n] > 0$ ،  $\lim_{n \rightarrow \infty} \lambda[n]^2 = 0$  و  $\sum_{n=1}^{\infty} \lambda[n] = \infty$  را دارا باشد، الگوریتم یا به نقطه بهینه ختم می‌شود و یا بعد از تعداد محدودی مرحله، مقدار  $UB_i$  نزدیک به  $L_i(\hat{g}, \hat{\beta})_i$  خواهد شد که  $\hat{g}$  و  $\hat{\beta}$  به ترتیب مقدار بهینه متغیرهای  $g$  و  $\beta$  هستند [۲۱، ۲۳]. باید توجه داشت که  $\sum_{n=1}^{\infty} \lambda[n] = \infty$  تضمین می‌کند که مقدار  $\lambda[n]$  خیلی سریع کاهش پیدا نمی‌کند و باعث می‌شود که تعداد تکرار کم نباشد و حد  $\lim_{n \rightarrow \infty} \lambda[n]^2 = 0$  تضمین می‌کند که هر چه تعداد تکرار افزایش یابد و احتمالاً به جواب مساله نزدیک شود، مقدار اندازه

شبکه با هدف متعادل‌سازی استفاده از حافظه مصرفی گره‌ها به صورت زیر ارائه می‌گردد که باید توسط هر گره اجرا می‌شود. منظور از تکرارشونده آن است که الگوریتم یک رشته از نقاط تولید می‌کند که هر نقطه بر مبنای نقاط قبلی محاسبه می‌شود و ایده‌آل آن است که دنباله نقاط تولید شده به وسیله الگوریتم طی تعداد مراحل متنهای و کمی به جواب اصلی مساله همگرا شود.

۱- در مرحله اول،  $n = 1$ ، یک نقطه اولیه انتخاب می‌شود به طوریکه

$$\forall i \in V, j \in J_i, t \in T: g_{(i,j)}^{(t)}[1] = 0 \quad (28)$$

$$\forall i \in V, t \in T: \beta_i^{(t)}[1] = 0 \quad (29)$$

بر اساس این پیش‌فرض، حد بالای تابع هدف با استفاده از رابطه

$$\begin{aligned} UB_i &= L_i(g[n], \beta[n])_i \\ &= \frac{M^{Max}}{M_i} z_{(i,J_i)}[n] \\ &+ \sum_{t \in T} \sum_{j \in J_i} g_{(i,j)}^{(t)} [\beta_i^{(t)}[n] \\ &- \beta_j^{(t)}[n]] \\ &- \sum_{t \in T} \beta_i^{(t)}[n] \delta_i^{(t)} \end{aligned} \quad (30)$$

محاسبه می‌شود و نقطه فعلی به عنوان نقطه بهینه اولیه برگزیده می‌گردد  $(\vec{g}_{(i,j)}^{(t)} = g_{(i,j)}^{(t)}[n]$  و  $\vec{\beta}_i^{(t)} = \beta_i^{(t)}[n])$ . برای محاسبه  $z_{(i,J_i)}[1]$  از (۱۱) یا از (۱۵) استفاده می‌شود.

۲- مقدار  $n$  به اندازه یک واحد اضافه می‌شود.

۳- گره مقدار متغیرهای  $g_{(i,j)}^{(t)}[n]$  و  $\beta_i^{(t)}[n]$  را به تمام لینک‌های خروجی خود ارسال می‌کند.

۴- گره  $i$  مقدار  $(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]$  را با استفاده از رابطه (۲۵) محاسبه می‌کند. اگر  $\|(\xi_\beta)_i^{(t)}[n]\| = 0$  باشد یا شرایط اتمام الگوریتم ایجاد شده باشد، الگوریتم خاتمه می‌یابد و در غیر این صورت الگوریتم ادامه پیدا می‌کند.

۵- گره مقدار متغیرهای  $g_{(i,j)}^{(t)}[n + 1]$  و  $\beta_i^{(t)}[n + 1]$  را با استفاده از معادلات (۲۶) و (۲۳) محاسبه می‌کند و برای محاسبه  $z_{(i,J_i)}[n + 1]$  از (۱۱) یا (۱۵) استفاده می‌شود.

۶- اگر  $L_i(g[n + 1], \beta[n + 1])_i < UB_i$  باشد، آنگاه  $UB_i = L_i(g[n + 1], \beta[n + 1])_i$  و  $\vec{\beta}_i^{(t)} = \beta_i^{(t)}[n + 1]$

محاسبات ساده‌ای است، از مدت زمان اجرای آن چشم پوشی شده است. بنابراین مدت زمان تبادل اطلاعات در اجرای الگوریتم تاثیر گذار خواهد بود. توجه شود که اگر مدت زمان اجرای هر تکرار بزرگ انتخاب شود، همگرایی الگوریتم کاهش می‌یابد و زمان بیشتری برای دستیابی گره‌ها به راه‌حل بهینه نیاز خواهد بود. از سوی دیگر، انتخاب مدت زمان کوتاه‌تر منجر به افزایش تبادل اطلاعات بین همسایه‌ها می‌شود که باعث افزایش سربار ارسال خواهد شد. در نهایت، در مرحله تبادل اطلاعات ما به علت صرفه‌جویی در مصرف انرژی فرض را بر آن داشتیم که اطلاعات مورد نظر این الگوریتم به بسته اطلاعات کنترلی piggybacking می‌شود و مدت زمان یک میلی‌ثانیه برای هر تکرار مورد استفاده قرار گرفت (با فرض آنکه همزمان‌سازی گره‌های شبکه هر یک میلی‌ثانیه یک بار انجام می‌شود).

برای ارزیابی کارایی این مکانیزم‌ها، ۵۰ گره به صورت تصادفی در محیط قرار گرفته‌اند که چهار چاهک در گوشه‌های آن مستقر شده‌اند. فرض شده است که پنج گره با الگوی ترافیکی CBR<sup>۲۶</sup> و هر  $w$  میلی‌ثانیه بسته‌هایی را تولید کرده و به چاهک‌های شبکه ارسال می‌کنند. تعداد بسته‌هایی که تولید و ارسال می‌شوند، بارکاری<sup>۲۷</sup> شبکه را مشخص می‌کند و واضح است که اگر  $w$  کوچکتر شود، تعداد بسته‌های بیشتری در شبکه تولید و ارسال خواهد شد. برای افزایش دقت انجام پژوهش و با توجه به اینکه مکان قرارگیری گره‌ها تصادفی انتخاب می‌شود، عملیات شبیه‌سازی ۱۰۰ بار تکرار شد و متوسط این تکرارها به عنوان نتایج ارائه شده است. همچنین فرض شده است که گره‌ها همزمان شده‌اند و پروتکل کنترل دسترسی به رسانه SMAC استفاده می‌کنند، لذا ارسال‌ها بدون تداخل انجام می‌شود. مدل مصرف انرژی بر اساس مدل Berkeley mote [۱۱] است و دیگر پارامترها در جدول ۲ نشان داده شده است.

جدول ۲: پارامترهای شبیه‌سازی

پارامتر	مقدار
دامنه ارسال گره‌ها	30m
ظرفیت ارسال گره‌ها	10kbps
اندازه بسته‌ها	256bit
انرژی مصرفی ارسال	0.075mj
انرژی مصرفی دریافت	0.03mj
انرژی مصرفی گوش کردن به کانال	0.025mj
حافظه در دسترس برای ذخیره بسته‌ها	32kB
ابعاد محیط شبیه‌سازی	100 × 100m <sup>2</sup>

#### ۵-۱- سرریز بافر در گره‌های شبکه

گره‌های شبکه حسگر دارای حافظه محدودی هستند و بسته‌های

مرحله کم می‌شود و به صفر می‌رسد. برای مثال  $\lambda[n] = \frac{a}{b+n}$  که یک سری همساز و اگر است و  $\sum_{n=1}^{\infty} (\frac{a}{b+n}) = \infty$  در تحقیقات فراوانی به عنوان اندازه مرحله استفاده شده است. هرچه مقدار  $a$  (باید مثبت باشد) بزرگتر انتخاب شود، اندازه مرحله بزرگتری ایجاد می‌شود و مقدار  $b$  (باید مثبت باشد) برای کاهش مقدار اندازه مرحله‌های ایجاد شده می‌باشد [۲۴].

#### ۵- شبیه‌سازی و ارزیابی کارایی

در این بخش، مکانیزم‌های زیر ارزیابی شده و با یکدیگر مقایسه خواهند شد.

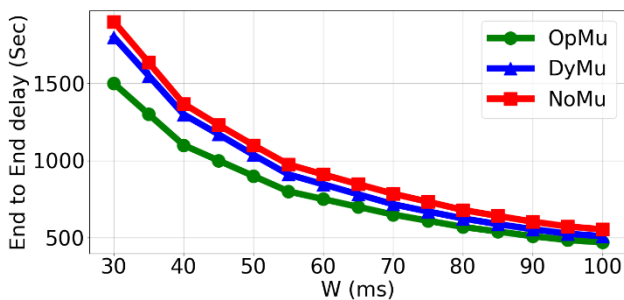
**مساله بهینه‌سازی پیشنهادی:** مدل ریاضی که برای متعادل‌سازی استفاده از حافظه در مسیریابی مبتنی بر کدگذاری شبکه در شبکه‌های حسگر بی‌سیم (روابط (۱۲) - (۸)) ارائه شده است، توسط AMPL [۲۵] مدل شده و سپس توسط CPLEX حل گردید که در ادامه این راه‌حل OpMu نامیده می‌شود.

**الگوریتم توزیع شده پیشنهادی:** الگوریتم توزیع شده بخش چهارم این مقاله توسط زبان برنامه‌نویسی پایتون پیاده‌سازی شده است که در ادامه DyMu نامیده می‌شود. در این برنامه از بسته PuLP برای حل معادله (۲۶) و (۲۷) استفاده گردید.

**مساله بهینه‌سازی کدگذاری شبکه با کمترین توان مصرفی:** در [۳]، مساله بهینه‌سازی کدگذاری شبکه با کمترین توان مصرفی ارائه شده است، این مدل در ادامه NoMu نامیده می‌شود و در آن مربع فاصله بین گره‌ها به عنوان هزینه هر ارتباط است. این مساله بهینه‌سازی توسط AMPL [۲۵] مدل و توسط ابزار CPLEX حل شد.

شبیه‌سازی این مقاله توسط نرم افزار OMNET++ انجام شد. باید در نظر داشت که NoMu و OpMu مسیر عبور جریان‌های چندپخشی را از ابتدای اجرا مشخص می‌کنند و یک راه‌حل تولید می‌کنند، اما، DyMu مجموعه‌ای از راه‌حل‌های میانی و یک راه‌حل نهایی را فراهم می‌کند که لازم است در شبیه‌ساز اعمال گردند. به عبارت دیگر، DyMu یک الگوریتم تکرار شونده است که به صورت متوالی اجرا شده و به مرور به راه‌حل بهینه همگرا می‌گردد و در حقیقت DyMu در تکرارهای اولیه، راه‌حل‌های میانی تولید می‌کند که غیر بهینه هستند. مدت زمان اجرای هر تکرار برابر یک میلی‌ثانیه در نظر گرفته شده است. البته این مدت زمان تاثیر زیادی در عملکرد الگوریتم DyMu خواهد داشت. به عبارتی، همانطور که در الگوریتم پیشنهادی توضیح داده شد، هر مرحله شامل دو قسمت محاسبات و تبادل اطلاعات است. از آنجائیکه، الگوریتم دارای

NoMu است که به علت متعادل‌سازی استفاده از حافظه گره‌ها است. متوسط بهبود عملکرد OpMu در بار کاری‌های مختلف ۱۷٪ است. البته مشخص است که DyMu تاخیر بیشتری نسبت به OpMu دارد که اختلاف آنها بین ۷٪ تا ۱۶٪ است و به طور متوسط ۱۱٪ بیشتر تاخیر دارد. تاخیر بیشتر DyMu به دلیل عملکرد غیربهبوده آن در مراحل ابتدایی اجرای الگوریتم است. اختلاف تاخیر آنها به انتها در مکانیزم‌های مورد بررسی، با افزایش  $w$  کاهش پیدا می‌کند، تاجائیکه در بار کاری خیلی کم اختلاف نزدیک به صفر می‌شود. واضح است که کاهش اختلاف بین مکانیزم‌ها به دلیل کاهش تعداد بسته‌های ارسالی در شبکه می‌باشد و عملاً گره‌ها بسته‌های زیادی در حافظه خود نگهداری نمی‌کنند. همچنین دلیل دیگر برای این موضوع، کاهش تعداد بسته‌های سرریز شده است که منجر به کاهش تاخیر آنها به انتها می‌شود.



شکل ۲: مقایسه تأخیر انتها به انتها در بار کاری‌های مختلف

### ۵-۳- انرژی مصرفی و طول عمر

میانگین انرژی مصرفی در گره‌های شبکه با تغییر بار کاری در شکل ۳ نشان داده شده است. در تمام مکانیزم‌ها افزایش بار کاری منجر به افزایش انرژی مصرفی شده است و مقایسه نتایج مکانیزم‌های مختلف نشان می‌دهد که NoMu کمترین و DyMu بیشترین مقدار توان مصرفی را دارند. همچنین مشاهده می‌شود که OpMu نسبت به DyMu توان مصرفی کمتری داشته است، البته با افزایش  $w$  اختلاف بین مکانیزم‌ها کاهش یافته است. به صورت دقیق‌تر، OpMu در  $w = 30ms$  به میزان ۴۰٪ انرژی بیشتری نسبت به NoMu مصرف کرده است، ولی در  $w = 100ms$  اختلاف آنها ۲۸٪ است. مصرف انرژی DyMu در  $w = 30ms$  به میزان ۲۶٪ بیشتر از OpMu بوده و در  $w = 100ms$  اختلاف آنها ۱۷٪ است.

محدودی را می‌توانند در حافظه خود نگهداری کنند. عدم استفاده متعادل از حافظه باعث می‌شود که بسته‌های دریافتی را نتوان در حافظه ذخیره کرد و سرریز بافر رخ می‌دهد. جدول ۳ نرخ سرریز بافر (نسبت تعداد بسته‌هایی که به علت کمبود حافظه در گره‌های میانی حذف شده‌اند به تعداد کل بسته‌ها) را نشان می‌دهد. داده‌های این جدول نشان می‌دهد که OpMu در مقایسه با NoMu تعداد سرریزها را حداقل به میزان ۸۵٪ کاهش داده است که در  $w = 30ms$  رخ داده است و متوسط کاهش سرریزها برابر ۹۵٪ است. همچنین مشاهده می‌شود که نرخ بسته‌های سرریز شده DyMu نزدیک به OpMu است و خیلی بهتر از NoMu عمل می‌کند. به صورت دقیق‌تر، DyMu به طور متوسط ۶۹٪ از سرریزها را در مقایسه با NoMu کاهش داده است. بنابراین، OpMu نتایج بهتری در مقایسه با DyMu بدست می‌آورد، اما همانطور که در بخش ۵-۵ به طور کامل توضیح داده می‌شود، DyMu در شبکه‌های بزرگ به علت محلی شدن محاسبات، بهتر عمل خواهد کرد. از سوی دیگر، بررسی جدول نشان می‌دهد که در تمام مکانیزم‌ها با افزایش بار کاری شبکه (کاهش فاصله بین تولید بسته‌ها از  $100ms$  به  $30ms$ )، تعداد بسته‌های بیشتری به علت سرریز حذف می‌شوند. به عنوان مثال برای NoMu، در  $w = 100ms$  نرخ سرریز برابر ۰.۰۰۰۲۱ است، در حالیکه در  $w = 30ms$  برابر ۰.۰۹۶۲۳ می‌باشد. به وضوح می‌توان این روند در دیگر مکانیزم‌ها نیز مشاهده کرد.

جدول ۳: نرخ سرریز بسته‌ها

W	مکانیزم‌های مورد بررسی		
	NoMu	OpMu	DyMu
30 ms	0.09623	0.01391	0.02547
40 ms	0.08115	0.00629	0.01485
50 ms	0.05774	0.00311	0.00508
60 ms	0.03033	0.00119	0.00301
70 ms	0.01548	0.00048	0.00145
80 ms	0.00717	0.00007	0.00084
90 ms	0.00391	0.00001	0.00048
100 ms	0.00021	0	0.00007

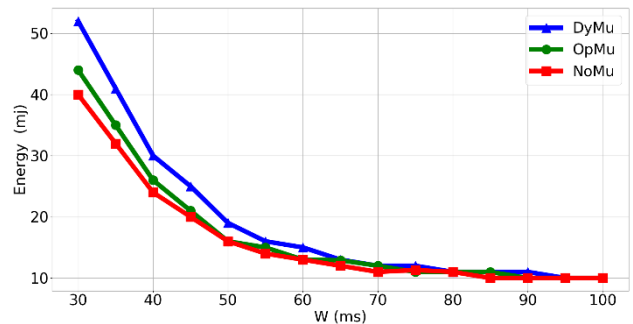
### ۵-۲- تأخیر

میزان تأخیر در یک شبکه حسگر بی‌سیم به بار کاری شبکه یا فاصله زمانی بین تولید بسته‌ها ( $w$ )، وابسته است و از میزان حافظه استفاده شده در گره‌ها تأثیر می‌پذیرد. مجموع تأخیر آنها به انتهای بسته‌های ارسالی، زمانیکه  $w$  در بازه ۳۰ تا ۱۰۰ میلی‌ثانیه تغییر می‌کند، در شکل ۲ نشان داده شده است. همان‌طور که مشخص است با افزایش  $w$  (کاهش بار کاری)، متوسط تأخیر آنها به انتهای ارسال بسته‌ها کاهش یافته است. نتایج نشان می‌دهد که تاخیر OpMu حداقل ۱۵٪ و حداکثر ۲۱٪ کمتر از

#### ۴-۵- پیچیدگی و همگرایی الگوریتم

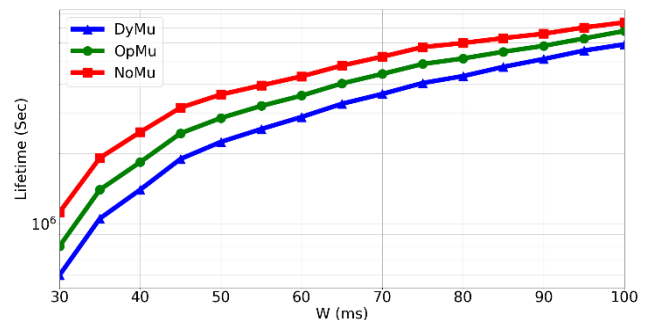
نتایج بدست آمده نشان می‌دهد که OpMu سرریز بافر و تاخیر انتها به انتها را کاهش داده است، درحالیکه NoMu توان مصرفی و طول عمر مناسب تری فراهم می‌کند. از سوی دیگر، به علت اینکه الگوریتم توزیع شده DyMu در تکرارهای اولیه بهینه عمل نمی‌کند، نتایج آن ضعیف‌تر از OpMu است. در این بخش پیچیدگی و همگرایی این مکانیزمها مورد ارزیابی قرار می‌گیرد و نشان داده می‌شود که به دلیل محلی شدن محاسبات، الگوریتم DyMu در شبکه‌های بزرگ عملکرد مناسب‌تری خواهد داشت.

در ادامه ابتدا به معایب استفاده از مکانیزم‌های OpMu و NoMu در شبکه‌های حسگر بی‌سیم بزرگ پرداخته می‌شود. این دو مکانیزم مسائل بهینه‌سازی خطی هستند و الگوریتم‌های مختلفی برای حل این مسائل وجود دارد [۲۱]، اما معایب زیر در تمام الگوریتم‌های حل متمرکز مطرح می‌شود. اولین مشکل مربوط به جمع آوری اطلاعات تمام گره‌ها در گره مرکزی است که انرژی قابل توجهی را مصرف می‌کند. با فرض اینکه گره‌های شبکه مستقیماً اطلاعات را به گره مرکزی ارسال کنند و شرایط در طول عمر شبکه تغییر نکند، تعداد بسته‌هایی که توسط گره‌های شبکه به گره مرکزی و بالعکس ارسال می‌شود، برابر  $2|V|$  خواهد بود. البته اگر ارتباط گره‌ها با گره مرکزی مستقیم نباشد و شرایط شبکه تغییر کند، به بسته‌های بیشتری نیاز است که این ارسال‌ها، انرژی زیادی از گره‌های شبکه را هدر خواهد داد. بنابراین حداقل به میزان  $5.25mj$  (جدول ۳ را مشاهده کنید) انرژی بیشتر توسط مکانیزم‌های OpMu و NoMu مصرف می‌شود که در صورت پویا بودن شبکه و در نظر گرفتن ارتباط غیرمستقیم گره‌ها با گره کننده، خیلی بیشتر می‌شود. مشکل دوم مربوط به پیچیدگی مساله است که با بزرگ شدن شبکه افزایش می‌یابد و زمان حل آن را در گره مرکزی افزایش می‌دهد. برای حل مساله بهینه‌سازی و بدست آوردن هر جریان چند پخشی می‌توان از روش سیمپلکس استفاده کرد که یکی از روش‌های حل مسائل برنامه‌ریزی خطی است [۲۵]. پیچیدگی الگوریتم سیمپلکس  $O(cv)$  است که  $c$  تعداد محدودیت‌ها و  $v$  تعداد متغیرها است. در جدول ۴ محدودیت‌ها و تعداد آنها مشخص شده است و تعداد محدودیت‌ها برای مسائل OpMu و NoMu برابر  $|V| + 2|V||T|$  می‌باشد. البته محدودیت (۱۱) مستقیماً در تابع هدف جایگذاری می‌شود و محدودیت اصلی در نظر گرفته می‌شود. با توجه به اینکه متغیر تصمیم اصلی  $Z_{(i,j)}$  متغیر وابسته می‌باشد، تعداد متغیرها برابر  $|\bar{J}_i||V||T|$  است که  $|\bar{J}_i|$  تعداد متوسط همسایه‌های گره‌های شبکه است. بنابراین پیچیدگی حل بهینه‌سازی‌های OpMu و NoMu، اگر یک

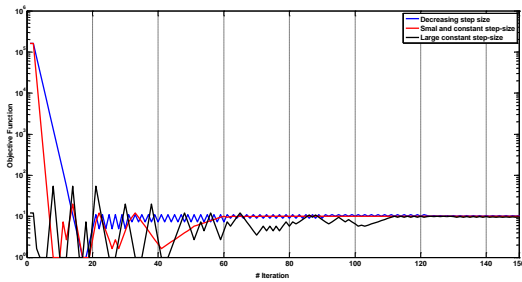


شکل ۳: انرژی مصرفی مکانیزم‌های مورد مقایسه در بارکاری‌های مختلف

به طور کلی می‌توان گفت که انرژی مصرفی NoMu به طور متوسط ۳۳٪ کمتر از OpMu است و همچنین OpMu نسبت به DyMu به طور متوسط ۲۰٪ کمتر انرژی هدر می‌دهد. این انرژی مصرفی بیشتر، این نگرانی را به وجود می‌آورد که مدل بهینه‌سازی ارائه شده و راه‌حل توزیع شده آن در شبکه‌های با انرژی محدود مفید نباشد. اما در یک شبکه حسگر بی‌سیم، طولانی‌تر شدن عمر شبکه اهمیت بیشتری نسبت به انرژی مصرفی دارد و طول عمر یکی از اهداف همیشگی در شبکه حسگر بی‌سیم است که باید در طراحی مکانیزم‌های مربوط به این شبکه مدنظر قرار گیرد. طول عمر (مدت زمانی که طول می‌کشد تا انرژی اولین گره به اتمام برسد) مکانیزم‌های مورد بررسی در شکل ۴ نشان داده شده است. واضح است که با افزایش  $w$  طول عمر تمام مکانیزم‌ها افزایش یافته است. نتایج این آزمایش نشان می‌دهد که طول عمر NoMu حداقل ۸٪، حداکثر ۲۱٪ با میانگین ۱۴٪ بیشتر از OpMu است. همچنین، بین OpMu ۱۲٪ تا ۲۵٪ و با میانگین ۱۸٪ طول عمر بیشتری نسبت به DyMu فراهم می‌کند. توجه شود که انرژی مصرفی بالای مکانیزم‌های OpMu و DyMu نسبت به NoMu این تصور را ایجاد می‌کند که طول عمر آنها به همان نسبت کمتر می‌شود. اما، استفاده متعادل از حافظه منجر به متعادل شدن بار عبوری از گره‌های شبکه خواهد شد و متعاقب آن زمان مردن اولین گره به تاخیر می‌افتد.



شکل ۴: طول عمر مکانیزم‌های مورد مقایسه در بارکاری‌های مختلف



شکل ۵: تغییر تابع هدف با اندازه مرحله کاهش

در آخر باید توجه داشت که شبکه‌های حسگر بی‌سیم واقعی پویا هستند و احتمال خرابی و حرکت گره‌ها نیز وجود دارد، بنابراین مکانیزم‌هایی که برای این شبکه‌ها فراهم می‌شود، باید بتواند در بر اساس اطلاعات محلی پردازش‌هایی انجام دهد و راه‌حل جدیدی برای مساله ایجاد کند. البته بررسی کلی تاثیر پویایی شبکه بر الگوریتم‌هایی که بر اساس تکنیک‌های زیرگردان و تفکیک کار می‌کنند، می‌تواند راه‌گشای تحقیقات آینده باشد.

#### ۶- نتیجه‌گیری

گره‌های شبکه‌های حسگر بی‌سیم دارای منابع محدود انرژی و حافظه هستند که باید بهره‌وری از این منابع افزایش یابد. در این مقاله، یک مساله بهینه‌سازی برای متعادل‌سازی مصرف حافظه گره‌ها در مسیریابی چندپخشی مبتنی بر کدگذاری شبکه ارائه شد. پیچیدگی مدل بهینه ارائه شده به عواملی مانند تعداد گره‌ها، تعداد گره‌های مبدا، تعداد چاهک‌ها و همچنین چگالی تعداد گره‌ها در واحد سطح وابسته است. اما حل متمرکز مدل بهینه‌سازی باعث افزایش توان مصرفی و هزینه شبکه می‌شود که در شبکه‌های بزرگ غیرعملی و تقریباً غیرممکن می‌باشد. بنابراین برای بدست آوردن راه‌حل بهینه، یک الگوریتم توزیع‌شده با استفاده از تکنیک‌های زیرگردان و تفکیک جریان ارائه شد. نتایج شبیه‌سازی نشان می‌دهد که مدل بهینه‌سازی متوسط تاخیر انتها به انتها و سرریز را به ترتیب ۱۷٪ و ۹۵٪ کاهش می‌دهد و حداقل بهبود تاخیر انتها به انتها و سرریز به ترتیب ۱۵٪ و ۸۵٪ می‌باشد. نتایج نشان می‌دهد که با وجود اینکه مدل پیشنهادی متوسط توان مصرفی را ۳۳٪ افزایش داده ولی میانگین طول عمر فقط ۱۴٪ کاهش یافته است. غیر بهینه بودن الگوریتم توزیع‌شده در تکرارهای اولیه باعث شده است که نسبت به مدل بهینه‌سازی نتایج ضعیف‌تری کسب کند و به ترتیب ۱۱٪ و ۲۰٪ تاخیر و انرژی بیشتری به همراه دارد، اما به دلیل محلی شدن محاسبات، قابلیت گسترش بیشتری دارد و می‌تواند در شبکه‌های حسگر بی‌سیم بزرگ پویا نیز مورد استفاده قرار بگیرد. توجه به این نکته

مبدا جریان در شبکه وجود داشته باشد، برابر  $O(|V|^2|T|^2|\bar{J}_i|)$  خواهد بود. حال اگر تعداد گره‌های مبدا جریان را برابر  $V_{source}$  نظر بگیریم، پیچیدگی کلی برای حل مسائل بهینه‌سازی برابر  $O(V_{source}|V|^2|T|^2|\bar{J}_i|)$  خواهد بود. واضح است که زمان حل این مساله با افزایش تعداد گره‌ها، تعداد گره‌های مبدا جریان، تعداد چاهک‌ها و همچنین چگالی تعداد گره‌ها در واحد سطح (روی تعداد همسایگان گره تاثیر می‌گذارد و  $|\bar{J}_i|$  را افزایش می‌دهد) افزایش خواهد یافت.

جدول ۴: تعداد محدودیت‌های مساله

تعداد	محدودیت
$ V  T $	$\forall i \in V, t \in T: \mathcal{W}_i^{(t)} = 0$
$ V  T $	$\forall i \in V, t \in T: -g_{(i,j)}^{(t)} \leq 0$
$ V $	$\forall i \in V: z_{(i,j)} - C_i \leq 0$

باید توجه داشت که پیچیدگی که بدست آمد توسط گره‌های حسگر با توان پردازشی کم به آسانی حل نمی‌شود و نیاز است که گره مرکزی با توان پردازشی بالایی در شبکه تعبیه شود که مساله را حل کند و نتیجه را برای گره‌های حسگر ارسال کند و در مدت زمان حل مساله نیز گره‌ها عملکرد مناسبی نخواهند داشت. بنابراین، جمع آوری اطلاعات در گره مرکزی و سپس حل مکانیزم‌های OpMu و NoMu در شبکه‌های حسگر بی‌سیم بزرگ و با تعداد گره زیاد پرهزینه می‌باشد و در شرایط پویایی شبکه (حرکت حسگرها، تغییر میزان حافظه در دسترس گره‌های شبکه و همینطور میزان جریان تولیدی) غیر عملی و تقریباً غیر ممکن می‌باشد.

از سوی دیگر الگوریتم پیشنهادی محاسبات پیچیده‌ای بر عهده گره‌ها قرار نمی‌دهد و با افزایش تعداد گره‌ها پیچیدگی آن افزایش نمی‌یابد. البته تعداد تکرار برای رسیدن به جواب بهینه و همگرایی الگوریتم پیشنهادی به تعداد گره‌ها، تعداد گره‌های مبدا جریان، تعداد چاهک‌ها و همچنین چگالی تعداد گره‌ها در واحد سطح وابسته است. همگرایی الگوریتم DyMu برای سه گره در شکل ۵ نشان داده شده است. در این آزمایش از اندازه مرحله کاهش استفاده شده که با افزایش تکرار اندازه مرحله کوچکتر می‌شود. البته اندازه مرحله کاهش را می‌توان به شکل‌های مختلفی انتخاب کرد و سرعت کاهش آن را تغییر داد که این انتخاب معمولاً به روش سعی و خطا انجام می‌شود. نتایج این آزمایش نشان می‌دهد که برای دستیابی به همگرایی در الگوریتم DyMu به کمتر از ۱۴۰ تکرار نیاز است.

Networks, Vol. 17, No. 2, pp. 93-104, 2015.

[12] M. Khalily-Dermany, "A convex programming for range assignment to optimize lifetime in network-coding-based-wireless-sensor networks," *International Journal of Wireless Information Networks*, pp. 1-6, 2017.

[13] S. Katti, H. Rahul, W. Hu, D. Katabi, M. Medard, J. Crowcroft, "XORs in the air: practical wireless network coding," *IEEE/ACM Transaction on Networking*, Vol. 16, No. 3, pp. 497-510, 2008.

[14] S. Y. R. Li, R. W. Yeung, C. Ning, "Linear network coding," *IEEE Transactions on Information Theory*, Vol. 49, No. 2, pp. 371-381, 2003.

[15] R. Mohammadi, A. Ghaffari, "Optimizing reliability through network coding in wireless multimedia sensor networks," *Indian Journal of Science and Technology*, Vol. 8, no. 9, pp. 834-839, 2015.

[16] K. Fan, L. X. Li, D. Y. Long, "Study of on-demand COPE-aware routing protocol in wireless mesh networks," *Tongxin Xuebao/Journal on Communications*, Vol. 30, No. 1, pp. 128-134, 2009.

[17] K. Chi, X. Jiang, S. Horiguchi, "A more efficient COPE architecture for network coding in multihop wireless networks," *IEICE Transactions on Communications*, Vol. E92-B, No. 3, pp. 766-775, 2009.

[18] M. Khalily-Dermany, M. J. Nadjafi-Arani, "Itinerary planning for mobile sinks in network-coding-based wireless sensor networks," *Computer Communications*, Vol. 111, pp. 1-13, 2017.

[19] D. S. Lun, "Minimum-cost multicast over coded packet networks," *IEEE Transactions on Information Theory*, Vol. 52, No. 6, pp. 2608-2623, 2006.

[20] H. Xing, Z. Wang, T. Li, H. Li, R. Qu, "An improved MOEA/D algorithm for multi-objective multicast routing with network coding," *Applied Soft Computing*, Vol. 59, pp. 88-103, 2017.

[21] S. Boyd, L. Vandenberghe, "Convex Optimization," Cambridge University Press, 2004.

[22] D. P. Bertsekas, A. Nedić, A. E. Ozdaglar, "Convex Analysis and Optimization," Athena Scientific, 2003.

[23] D. P. Bertsekas, "Constrained optimization and Lagrange multiplier methods," Athena Scientific, 1996.

[24] D. P. Bertsekas, "Network optimization: continuous and discrete models," Athena Scientific Belmont, Massachusetts, 1998.

[25] R. Fourer, D. M. Gay, B. Kernighan, "AMPL," Vol. 117, Danvers, MA: Boyd & Fraser, 1993.

حائز اهمیت است که ارائه مکانیزم‌های توزیع‌شده‌ای که در جریان‌های عبوری و توان مصرفی تعادل ایجاد کند، می‌تواند راه‌گشای تحقیقات آینده باشد.

## سیاسگزاری

نویسندگان کمال قدردانی و تشکر را از نظرات سازنده و ارزشمند داوران محترم این مقاله که باعث بهبود هر چه بیشتر کیفیت این مقاله گردید، ابراز می‌دارند.

## مراجع

[1] J. Yick, B. Mukherjee, D. Ghosal, "Wireless sensor network survey," *Computer networks*, Vol. 52, no. 12, pp. 2292-2330, 2008.

[2] C. Fragouli, E. Soljanin, "Network Coding Applications," Now Publishers, 2008.

[3] T. Ho and D. S. Lun, "Network coding: an introduction," Cambridge University Press, 2008.

[4] A. Mukherjee, S. A. A. Fakoorian, J. Huang, A. L. Swindlehurst, "Principles of physical layer security" in *multiuser wireless networks: A survey*. IEEE Communications Surveys & Tutorials, Vo. 16, no. 3, pp. 1550-1573, 2014.

[5] F. Chen, T. Xiang, Y. Yang, S. S. Chow, "Secure cloud storage meets with secure network coding," *IEEE Transactions on Computers*, Vol. 65, no. 6, pp. 1936-1948, 2016.

[6] I. H. Hou, "Broadcasting delay-constrained traffic over unreliable wireless links with network coding," *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, Vol. 23, no. 3, pp. 728-740, 2015.

[7] M. Xiao, T. Aulin, "Optimal decoding and performance analysis of a noisy channel network with network coding," *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 57, No. 5, pp. 1402-1412, 2009.

[8] P. Li, S. Guo, S. Yu, A. V. Vasilakos, "Reliable multicast with pipelined network coding using opportunistic feeding and routing," *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 25, no. 12, pp. 3264-3273, 2014.

[9] S. Jaggi, P. A. Chou, K. Jain, "Low complexity algebraic multicast network codes," In *IEEE International Symposium on Information Theory*, pp. 368-368, 2003.

[10] S. Kafaie, Y. Chen, O. A. Dobre, M. H. Ahmed, "Joint Inter-flow Network Coding and Opportunistic Routing in Multi-hop Wireless Mesh Networks: A Comprehensive Survey," *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2018.

[11] M. Khalily-Dermany, M. Sabaei, and M. Shamsi. "Topology control in network-coding-based-multicast wireless sensor networks," *International Journal of Sensor*

## زیرنویس‌ها:

- 1 Sink
- 2 Security
- 3 Delay
- 4 Performance

- 5 Throughput
- 6 Load balancing
- 7 Reliability
- 8 Complexity
- 9 Cost
- 10 Bandwidth
- 11 Broadcast
- 12 Katti
- 13 Max-Flow Min-Cut
- 14 Li
- 15 Energy consumption
- 16 Inter-session network coding
- 17 Coding-aware routing
- 18 Hypergraph
- 19 Omnidirectional
- 20 Lagrangian coefficient
- 21 Lagrangian dual function
- 22 Lagrangian dual problem
- 23 Slater conditions
- 24 Strong duality
- 25 Subdifferential
- 26 Constant Bit Rate
- 27 workload