

انتخاب زیرگراف کدگذاری شده بهینه تحت محدودیت پایداری

سلمان خدایی فر^{۱*}، محمدعلی رعایت پناه^۲، احمد فولادی^۳

۱- استادیار، دانشگاه تحصیلات تکمیلی علوم پایه زنجان، دانشکده ریاضی، زنجان، ایران

۲- استادیار، دانشگاه خوارزمی تهران، دانشکده ریاضی، تهران، ایران

۳- کارشناسی ارشد، دانشگاه تحصیلات تکمیلی علوم پایه زنجان، دانشکده ریاضی، زنجان، ایران

رسید مقاله: ۲۵ مرداد ۱۳۹۶

پذیرش مقاله: ۲۳ دی ۱۳۹۷

چکیده

امروزه با توجه به نیاز روزافزون کاربران شبکه‌های مخابراتی برای افزایش پهنای باند، کاهش تاخیر و هزینه انتقال، لزوم استفاده بهینه از امکانات شبکه ضروری است. کدگذاری شبکه روش جدیدی در شبکه‌های مخابراتی است که در آن برخی از گره‌های میانی علاوه بر انتقال و تکثیر اطلاعات قادر به انجام عملیات جبری بر روی داده‌های دریافتی و ترکیب آن‌ها می‌باشند. همچنین اهمیت بسیار بالای ظرفیت فیزیکی در شبکه‌های مخابراتی، مثلاً بالا بردن توانایی این شبکه‌ها در مقابل شکست مسیر توسط بریدگی کابل‌ها یا قطعی‌های الکتریکی در مراکز تعمیر باعث شده است که طراحان به دنبال مدل‌های پایداری باشند تا بتوانند قسمت‌های آسیب‌دیده شبکه را بازسازی کنند. پایداری به عنوان کسری از تقاضا در نظر گرفته می‌شود که می‌تواند پس از یک سناریوی شکست یا مجموعه‌ای از سناریوی شکست برآورده شود. در این مقاله، سعی می‌شود زیرگرافی با حداقل هزینه برای ارسال اطلاعات در شبکه کدگذاری با یک ارتباط چندپخشی تحت محدودیت پایداری انتخاب گردد. بعد از مدل‌بندی مساله، مدل پیشنهادی خود را با استفاده از الگوریتم توزیع شده آزادسازی لاگرانژ حل می‌کنیم. نهایتاً، با ارایه نتایج عددی، چگونگی بهبود عملکرد شبکه را با استفاده از مدل پیشنهادی خود نسبت به مدل پایداری فاقد کدگذاری نشان خواهیم داد.

کلمات کلیدی: شبکه کدگذاری شده، پایداری شبکه، آزادسازی لاگرانژ.

۱ مقدمه

کدگذاری شبکه و مساله پایداری از جمله مسائلی هستند که در شبکه‌های مخابراتی دارای اهمیت بالایی می‌باشند. خدمات‌رسانی به مشترکین از جمله اهداف مهمی برای شرکت‌های مخابراتی است که برای بالا بردن رضایت کاربران مورد توجه خاصی است. کدگذاری شبکه روش جدیدی در شبکه‌های مخابراتی است که باعث افزایش توانایی و ظرفیت‌های شبکه می‌شود. در کدگذاری، برخی از گره‌ها علاوه بر انتقال اطلاعات، قادر به انجام عملیات جبری بر روی داده‌های دریافتی و ترکیب آن‌ها می‌باشند. امروزه با توجه به نیازهای روز افزون

* عهده‌دار مکاتبات

آدرس الکترونیکی: s.khodayifar@iasbs.ac.ir

کاربران شبکه‌های مخابراتی در زمینه‌های مختلفی مانند افزایش پهنای باند، کاهش تاخیر و هزینه انتقال اطلاعات باعث شده است تا لزوم استفاده بهینه از امکانات و توانایی‌های شبکه ضروری شود.

در سال ۲۰۰۰ میلادی اولین مقاله را در این زمینه السویدی و همکاران وی [۱] منتشر کردند که کدگذاری شبکه دستیابی به توان عملیاتی با کم‌ترین نرخ در یک نشست چندپخشی را از طریق اجرای الگوریتم ماکزیم جریان ممکن می‌سازد. لی و همکارانش در [۲] نشان دادند که این نتایج را می‌توان با اجرا یک الگوریتم کدگذاری خطی به‌دست آورد. علاوه بر این، جگی و همکارانش [۳]، الگوریتمی را در زمان چندجمله‌ای برای کدگذاری خطی طراحی کردند. همچنین جو و همکارانش [۴] از اولین کسانی هستند که روش‌های سودمندی را برای حل شبکه‌های کدگذاری شده با ظرفیت بافر در هر گره مطرح کردند. در سال‌های اخیر نیز افرادی مانند چنگ و همکارانش، مقاله‌ای را در زمینه حداکثر کردن مزیت کدگذاری در شبکه‌های بی‌سیم و چگونگی انجام کدگذاری در شبکه مطرح کرده‌اند [۵]. رعایت پناه و همکاران وی زیرگراف چندپخشی بهینه محدود تحت شبکه‌های بسته‌ای کدگذاری شده را مورد بررسی قرار داده‌اند [۶]. همچنین قسوری و رعایت پناه یک روش بهینه‌سازی رباست را برای کدگذاری شبکه چندپخشی تحت هزینه دارای عدم قطعیت روی کمان‌ها ارائه داده‌اند [۷]. اندازه‌گیری بهره‌وری رباست با مجموعه مشترک از وزن‌ها تحت درجه‌های متغیر از محافظه‌کاری و عدم اطمینان داده، اخیراً در [۸] بیان شده است.

پرداختن به مساله کدگذاری شبکه در یک نشست چندپخشی را می‌توان به دو قسمت مجزا:

۱. پیدا کردن زیرگراف برای کدگذاری بهینه روی آن

۲. طراحی کدهای مناسب بر روی زیرگراف بهینه انتخاب شده

تقسیم کرد. در مورد نحوه کدگذاری تحقیقات زیادی انجام شده؛ ولی در مورد انتخاب زیرگراف بهینه توجه کم‌تری صورت گرفته است. در این مقاله توجه خود را برای یافتن زیرگراف بهینه کدگذاری شده در یک نشست چندپخشی بر روی شبکه‌های مخابراتی با موضوع حفظ پایداری شبکه معطوف می‌کنیم.

اهمیت بسیار بالای ظرفیت فیزیکی در شبکه‌های مخابراتی، مانند بالا بردن توانایی این شبکه‌ها در مقابل شکست مسیر توسط بریدگی کابل‌ها یا قطعی‌های الکتریکی در مراکز تعمیر و ... باعث شده است که افراد برنامه‌ریز به دنبال طرح‌های پایداری باشند تا بتوانند قسمت‌های آسیب‌دیده شبکه را بازسازی کنند. شکست در شبکه به معنای حذف یک کمان یا یک گره (یک شکست) بوده که باعث می‌شود انتقال اطلاعات با مشکل مواجه شود. در این نوع از شبکه‌ها، پایداری به‌عنوان کسری از تقاضا در نظر گرفته می‌شود که می‌تواند پس از یک سناریوی شکست یا مجموعه‌ای از سناریوهای شکست برآورده شود. دو مفهوم در پایداری وجود دارد.

- اولین مفهوم با عنوان پراکندگی است که شامل شکستن تقاضا و استفاده از دو یا تعداد بیش‌تری از مسیرهای مجزا بین گره مبدا و مقصد، برای تامین تقاضاهای شبکه است که در عین حال، زمانی که شکست در شبکه اتفاق می‌افتد، میزان خاصی از تقاضا حتماً باید برآورده شود. به عبارتی دیگر، پراکندگی باعث می‌شود تا تقاضاهای شبکه از گره مبدا توسط چند مسیر مجزا به گره‌های مقصد ارسال شوند تا در صورت بروز شکست در شبکه، تنها بخشی از تقاضا از بین برود.

- دومین مفهوم با عنوان ذخیره سازی است که ظرفیت های کمکی را برای موقعیت های شکست به کار می گیرد.

از این رو در این مقاله، به بررسی مساله مسیریابی بهینه در شبکه های ظرفیت دار با اعمال کد گذاری بر روی زیرگراف بهینه می پردازیم؛ بنابراین کمان های شبکه را باید به گونه ای انتخاب کنیم تا با کد گذاری بر روی مسیریابی بهینه برای هر تقاضا، ابتدا مسیریابی در موقعیت های شکست پایدار بماند و در عین حال هدف اصلی مساله را بهبود ببخشد.

در سال ۲۰۰۰ ریوس و ماریانو [۹] مساله پایداری را بر روی طراحی شبکه های مخابراتی بدون در نظر گرفتن کد گذاری شبکه مطرح کردند. در طی سال های بعد، کارهای زیادی در زمینه پایداری شبکه های جریان انجام گرفته است که می توان از افرادی مانند آدیس و همکارانش [۱۰] که مساله پایداری را در شبکه های انرژی هوشمند مورد بررسی قرار داده اند و دانشمندان دیگری همچون مارتین رودریگز و همکارانش [۱۱]، بویی و بینه [۱۲] که در زمینه های طراحی شبکه های پایدار فعالیت داشته اند، نام برد. همچنین می توان به مسایل طراحی شبکه پایدار تصادفی [۱۳] و همچنین شبکه های پایدار نوری قابل ارتجاع [۱۴]، اشاره نمود. گوویا و همکارش در سال ۲۰۱۷ طراحی شبکه پایدار را با محدودیت های آسیب پذیری مطرح کردند [۱۵].

در این جا، مساله کد گذاری [۱۶] را بر روی شبکه های مخابراتی پایدار با الهام گرفتن از مقاله [۹] پیاده سازی می کنیم و بدین گونه با توسعه بخشیدن به مقاله [۹]، عملکرد شبکه پایدار را بهبود می بخشیم. همچنین در انتهای این مقاله، روش آزادسازی لاگرانژ را برای حل مدل مساله پایداری با کد گذاری بر روی شبکه، به کار می بریم. در این مقاله ابتدا در بخش دوم، به مطالب مقدماتی از جمله مساله پایداری در شبکه های مخابراتی و مفهوم کد گذاری اشاره می کنیم. مدل پیشنهادی برای انتخاب زیرگراف بهینه برای کد گذاری شبکه تحت محدودیت پایداری در بخش سوم بحث می شود. کلیات روش حل آزادسازی لاگرانژ برای حل مساله پیشنهادی در بخش چهارم بیان خواهد شد. در بخش پنجم، نتایج تحقیق و نهایتاً در بخش ششم نتیجه گیری و تحقیقات آینده بیان خواهند شد.

۲ مطالب مقدماتی

۲-۱ مساله پایداری در شبکه های مخابراتی

گراف جهت دار $G = (N, A)$ که در آن N نشان دهنده مجموعه تمامی گره ها و A نیز مجموعه متشکل از تمامی کمان های شبکه G می باشد ($|A|=m, |N|=n$) را در نظر بگیرید. شبکه دارای یک نشست چندبخشی همراه با یک گره مبدا $s \in N$ و مجموعه ای از چند گره مقصد $K \subset N$ می باشد.

مجموعه H را مجموعه حالت های شکست تعریف می کنیم. هر حالت $h \in H$ یک سناریوی واحد را مشخص می کند. حالت $h = \emptyset$ ، شبکه را در حالت بدون شکست نشان می دهد. حالت بدون شکست، حالتی است که همه گره ها و کمان های شبکه قابل استفاده هستند. حالت های شکست به همه حالت هایی اطلاق می شود که یک یا چند گره و کمان بی استفاده هستند. برای هر حالت $h \in H$ ، گراف عملیاتی $G_h = (N_h, A_h)$ را به کار

می‌بریم که N_h زیر مجموعه‌ای از مجموعه گره‌های N است که گره شکست در آن نیست و همچنین A_h زیر مجموعه‌ای از مجموعه کمان‌هاست که شامل کمان‌های قابل استفاده و آسیب‌نندیده می‌باشد. به طور کلی برای هر حالت شکست می‌توان گفت:

$$1- \{ \text{کمان شکست} \} = A - N_h, A_h = N_h$$

$$2- \{ \text{همه کمان‌های مجاور با گره شکست} \} = A - N_h, A_h = N_h - \{ \text{گره شکست} \}$$

قابل ذکر است که حالت‌های شکست تک‌عضوی هستند؛ یعنی در هر حالت شکست، یک گره و یا تنها یک کمان شکست می‌خورد. از این رو $\forall h \in H$ مجموعه K_h همه مقصدهای معتبر را نشان می‌دهد. مجموعه K_h شامل همه مقصدهای موجود در K به غیر از زمانی است که آن مقصد آسیب دیده باشد؛ بنابراین در حالت شکست $h=0$ که شبکه کاملاً سالم و عاری از هرگونه آسیب هست $K_0 = K$. حال تصمیم‌گیری برای در نظر گرفتن حالت‌های شکست در شبکه، بر عهده طراح شبکه است که باید حالت‌های شکست ممکن را پیش‌بینی کند.

پارامتر σ_k ، پارامتر پراکنده‌سازی مرتبط با ماکزیمم کسر از تقاضای R است که مجوز جریان یافتن بین هر گره یا کمان (به‌جز مبدا و مقصد) را داراست و پارامتر ρ_k را به‌عنوان پارامتر ذخیره‌سازی مرتبط با حداقل درصد از کل تقاضای R که باید پس از یک شکست گره‌ای یا کمانی برآورده شود، تعریف می‌کنیم. این پارامترها در توسعه محدودیت‌های مدل به کار گرفته می‌شود.

در شبکه‌های تحت محدودیت پایداری لازم است که هر کمان $(i, j) \in A$ بیش‌تر از σ_k واحد از جریان ارسالی به مقصد $k \in K$ را حمل نکند. این عمل باعث پراکندگی جریان بین گره مبدا s و گره مقصد k شده و تقاضای R از طریق چندین مسیر گره مجزا (کمان مجزا)، از گره مبدا s به گره مقصد $k \in K$ می‌رسد (نه لزوماً از یک مسیر)؛ بنابراین حداکثر σ_k ۱۰ درصد از تقاضای R در صورت شکست احتمالی از بین خواهد رفت. این به این معنی است که $(1 - \sigma_k) \cdot 100$ درصد از تقاضا، بدون هیچ مسیریابی مجدد برآورده می‌شود. ذخیره‌سازی ρ_k نیز ضمانت می‌کند که حداقل $\rho_k R$ واحد جریان پس از یک شکست به مقصد فرستاده شود. ذخیره‌سازی و پراکنده‌سازی می‌توانند به‌طور همزمان یا مجزا برای پایداری استفاده شوند.

در این‌جا جریان عبوری برای مقصد $k \in K$ از کمان $e = (i, j)$ در حالت شکست $h \in H$ را با $w_e^{(k)h}$ نشان می‌دهیم. متغیر $X_e^{(k)}$ را ماکزیمم جریان از مقصد k ام بر روی کمان $e \in A$ در کل حالت‌های شکست در نظر می‌گیریم. همچنین c_e را هزینه ارسال یک واحد جریان از طریق کمان e تعریف می‌کنیم. برای هر کمان $e \in A$ یک کران بالا برای ظرفیت کمان تعریف می‌کنیم که با نماد u_e نمایش می‌دهیم؛ بنابراین مدل پایداری مساله انتخاب زیر گراف با کمینه هزینه را به‌صورت:

$$\min \sum_{e \in A} c_e \left(\sum_{k \in K} X_e^{(k)} \right) \quad (1)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{e \in \delta_i^+} w_e^{(k)h} - \sum_{e \in \delta_i^-} w_e^{(k)h} = \beta_i^{(k)}, \quad \forall i \in N_h, k \in K_h, h \in H \quad (2)$$

$$w_e^{(k)\circ} \leq \sigma_k R, \quad \forall e \in A, k \in K \quad (۳)$$

$$\sum_{e \in \delta_i^+} w_e^{(k)\circ} \leq \sigma_k R, \quad \forall k \in K, i \in N - \{s \cup K\} \quad (۴)$$

$$w_e^{(k)h} \leq X_e^{(k)}, \quad \forall e \in A_h, k \in K_h, h \in H \quad (۵)$$

$$\sum_{k \in K} X_e^{(k)} \leq u_e, \quad \forall e \in A \quad (۶)$$

$$w_e^{(k)h} \geq \circ, \quad \forall e \in A_h, k \in K_h, h \in H \quad (۷)$$

$$X_e^{(k)} \geq \circ, \quad \forall e \in A, k \in K \quad (۸)$$

مدل‌بندی می‌کنیم که در آن $\beta_i^{(k)}$ به صورت:

$$\beta_i^{(k)} = \begin{cases} \rho_k R, & \text{if } i = s \\ -\rho_k R, & \text{if } i = k \\ \circ, & \text{o.w.} \end{cases} \quad (۹)$$

است. قابل ذکر هست که δ_i^+ مجموعه کمان‌های خروجی از گره i و δ_i^- مجموعه کمان‌های ورودی به گره i را نشان می‌دهند. تابع هدف مدل (۱) هزینه ارسال جریان در صورت بروز کل حالت‌های شکست را به حداقل می‌رساند. دسته قیود (۲) قیود تعادل جریان بوده که در صورت بروز هر یک از حالت‌های شکست، نشان می‌دهند که تفاضل جریان خروجی از جریان ورودی به هر گره برابر با تقاضا در آن گره می‌باشد. این قیود به قیود مسیریابی از گره مبدا s به گره‌های مقصد K_h در شبکه، معروف هستند. دسته قیود (۳) و (۴) را قیود پراکنده‌سازی می‌گوییم، همان‌طور که مشاهده می‌کنید برای جریان عبوری از هر کمان $e \in A$ و همچنین برای جریان خروجی از هر گره $i \in N$ (به جز گره‌های مبدا و مقصد)، حداکثر مقدار مجاز $\sigma_k R$ می‌باشد. این محدودیت‌ها مقدار جریان فرستاده شده به یک مقصد خاص که از میان گره‌ها و کمان‌ها عبور می‌کند محدود می‌کند. این امر سبب می‌شود تا جریان مبدا از طریق چند مسیر مجزا عبور کند و به گره‌های مقصد برسد. دسته قیود (۳) تقاضای کل از کالای $k \in K$ را نشان می‌دهد که بین یک گروه از مسیرهای مختلف انجام می‌شود (مسیرهای کمان مجزا). دسته قیود (۴) نیز برای پیدا کردن مسیرهای گره مجزا به کار می‌رود. برای مثال، اگر $0.5 \leq \sigma_k < 1$ انتخاب شود آن‌گاه حداقل دو مسیر کمان مجزا خواهیم داشت، در غیر این صورت نامساوی‌های (۳) و (۴) معتبر نخواهند بود. همچنین برای $\sigma_k = 0.4$ ، پیدا کردن سه مسیر یا بیشتر تضمین شده است. به طور کلی، انتخاب σ_k باعث می‌شود که جریان برای هر یک از مقاصد $k \in K$ حداقل توسط $\left\lceil \frac{1}{\sigma_k} \right\rceil$ مسیر مجزا فرستاده شود که $\lceil x \rceil$ کم‌ترین عدد صحیح بزرگ‌تر یا مساوی x است. لازم به ذکر است که هیچ راهی برای به‌دست آوردن پایداری صددرصد در پراکنده‌سازی نیست.

دسته قیود (۵) تضمین می‌کند که $X_e^{(k)}$ برابر با ماکزیمم جریان عبوری بر روی کمان $e \in A$ برای مقصد $k \in K$ در کل حالت‌های شکست می‌باشد. به عبارت دیگر مسیریابی مجموعه متغیرهای $w_e^{(k)h}$ یک کران پایین برای متغیرهای $X_e^{(k)}$ می‌دهد. این بدان معنی است که برای هر کمان $e \in A$

$$X_e^{(k)} \geq w_e^{(k)h*} = \max_{h \in H} \{w_e^{(k)h}\}. \quad (۱۰)$$

در نتیجه می توان گفت که h^* بدترین حالت برای جریان ارسالی به مقصد k بر روی کمان $e \in A$ است. در واقع این محدودیت تنها محدودیت پیوندی بین متغیرهای w و X است. نهایتاً محدودیت (۶) یک کران بالا برای ماکزیمم جریان کل را نشان می دهد. در بخش بعد، مفهوم کدگذاری روی شبکه جریان ها را تشریح می کنیم.

۲-۲ مدل کدگذاری شبکه با یک نشست چندپخشی

در این بخش، مساله حداقل نمودن هزینه زیرگراف در کدگذاری شبکه با یک نشست چندپخشی بررسی می گردد. فرض کنید گره منبع s می خواهد بسته ها را با نرخ مثبت و حقیقی R به هر گره گیرنده k متعلق به مجموعه K در شبکه با قابلیت کدگذاری بسته ها انتقال دهد.

برای هر کمان $e = (i, j)$ ، متغیر جریان $x_e^{(k)}$ نشان دهنده جریان بر روی کمان e برای گیرنده k و متغیر کدگذاری z_e بیان کننده نرخ تزریق بسته های کدگذاری شده بر روی کمان e می باشد. زیرگراف حاصل از کمان هایی که مقدار z_e آن ها برای هر $e \in A$ مقدار مثبت است، زیرگراف کدگذاری نامیده می شود [۱۶، ۱۷، ۱۸]. فرض شده است که z_e بخشی از مجموعه مقید و محدب Z باشد، تابع هزینه زیرگراف را با $f(z)$ نشان می دهیم و به منظور سادگی می توان آن را محدب فرض کرد. تابع هزینه بازتاب دهنده برخی از ویژگی های شبکه است و این امکان را ایجاد می نماید تا از بین زیرگراف های موجود برخی را که قادر به ایجاد اتصالات مطلوب هستند به بقیه ترجیح دهد؛ بنابراین مساله یافتن زیرگراف بهینه در کدگذاری شبکه با یک نشست چندپخشی به صورت:

$$\min f(z) \quad (11)$$

s.t.

$$z \in Z, \quad (12)$$

$$z_e \geq x_e^{(k)} \geq 0, \quad \forall e \in A, k \in K \quad (13)$$

$$\sum_{e \in \delta_i^+} x_e^{(k)} - \sum_{e \in \delta_i^-} x_e^{(k)} = \beta_i^{(k)}, \quad \forall i \in N, k \in K \quad (14)$$

مدل بندی می شود [۱۷] که در آن $\beta_i^{(k)}$ به صورت:

$$\beta_i^{(k)} = \begin{cases} R, & \text{if } i = s \\ -R, & \text{if } i = k \\ 0, & \text{o.w} \end{cases} \quad (15)$$

بیان می گردد. قید اول مدل (۱۲) بیان می کند که z بخشی از مجموعه مقید و محدب Z است. دسته قیود (۱۳) به قیود کدگذاری معروف هستند و نشان می دهند که جریان فیزیکی یا میزان کد بر روی هر کمان برابر با حداکثر جریان های عبوری بر روی آن کمان است و بالاخره دسته قیود (۱۴)، قیود تعادل جریان برای هر گره را بیان می کنند.

معمولاً برای کاهش پیچیدگی مساله بهینه ساز (۱۱) فرض می شود تابع هزینه قابل تفکیک است؛ یعنی $f(z) = \sum_{e \in A} f_e(z_e)$ که f_e تابعی محدب یا خطی می باشد. فرضی که می توان در بسیاری از راه حل های علمی

آن را در نظر گرفت [۱۷]. به هر کمان $e \in A$ عدد c_e نسبت داده می‌شود که معرف هزینه انتقال یک واحد جریان بر روی کمان $e \in A$ است. همچنین فرض می‌شود که نرخ تزریق بسته‌های کدگذاری شده z_e از ظرفیت کمان u_e تجاوز نکند؛

بنابراین مساله بهینه‌سازی (۱۱) به صورت:

$$\min \sum_{e \in A} c_e z_e \quad (16)$$

s.t.

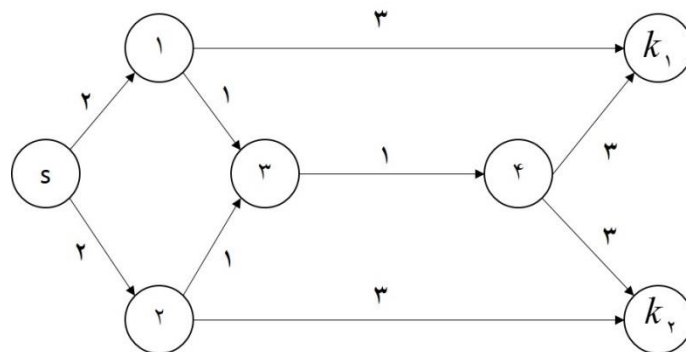
$$z_e \geq x_e^{(k)} \geq 0, \quad \forall e \in A, k \in K \quad (17)$$

$$\sum_{e \in \delta_i^+} x_e^{(k)} - \sum_{e \in \delta_i^-} x_e^{(k)} = \beta_i^{(k)}, \quad \forall i \in N, k \in K \quad (18)$$

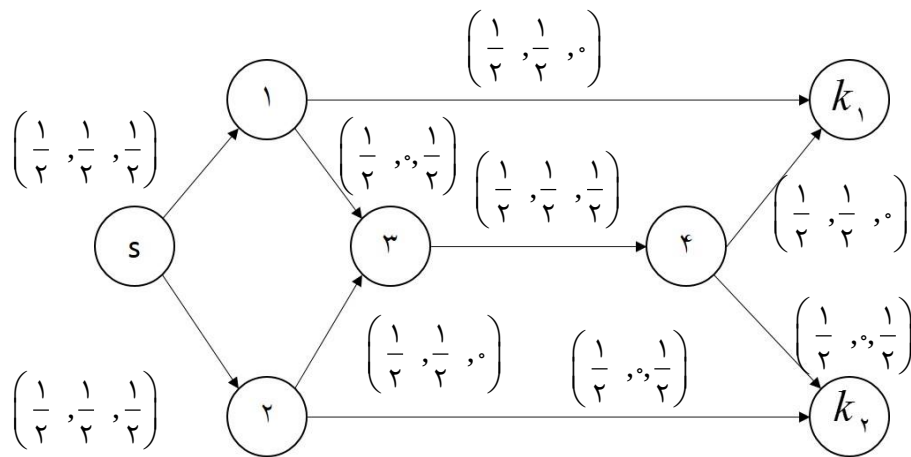
$$u_e \geq z_e, \quad \forall e \in A \quad (19)$$

بازنویسی می‌شود. مسایل بهینه‌سازی (۱۱) و (۱۶) محدب و خطی هستند و جواب آن‌ها را می‌توان به صورت تئوری محاسبه کرد. برای مساله انتخاب زیرگراف، الگوریتم‌های متعددی وجود دارد. یکی از تکنیک‌های آشکار برای یافتن چنین الگوریتم‌هایی این است که با استفاده از ضرایب لاگرانژ، محدودیت‌های (۱۷) حذف شوند و سپس با استفاده از تکنیک زیرگرادیان، به الگوریتم توزیع شده برای حل مساله دست یافت [۱۷]. در ادامه با یک مثال مساله کدگذاری را بیش‌تر توضیح می‌دهیم.

مثال. شبکه پروانه‌ای نشان داده شده در شکل ۱ را در نظر بگیرید که اعداد متناظر با هر کمان معرف هزینه یک واحد انتقال است [۱۷]. فرض کنید که شبکه بدون اتلاف و $Z = [\circ, 1]^{|A|}$ است. هدف انتقال چندپخشی بهینه در کدگذاری شبکه با نرخ واحد از گره S به دو گره مقصد k_1 و k_2 است. یک جواب بهینه برای مساله در شکل ۲ نشان داده شده است [۱۷]. جریان‌های $x_e^{(1)}$ و $x_e^{(2)}$ به ترتیب جریان‌های ارسالی از گره مبدا S به گره‌های مقصد k_1 و k_2 فرض می‌شوند. برای هر کمان $e = (i, j)$ ، z_e براساس جریان‌های مختلف عبوری از کمان e به دست می‌آید، از روی مدل‌سازی می‌توان نتیجه گرفت که $z_e = \max(x_e^{(1)}, x_e^{(2)})$ است.



شکل ۱. شبکه پروانه‌ای با هزینه بر روی هر کمان



شکل ۲. جواب بهینه به دست آمده از شکل پروانه با سه تایی مرتب $(Z_e, X_e^{(1)}, X_e^{(2)})$

بعد از معرفی مدل مساله کدگذاری شبکه حداقل هزینه در حالت ایستا، قصد داریم که در ادامه مدل پیشنهادی خود با مفهوم انتخاب زیرگراف بهینه در شبکه کدگذاری شده تحت محدودیت پایداری را بیان کنیم و سپس راه حل مناسبی، برای حل مدل پیشنهادی خود ارائه دهیم.

۳ انتخاب زیرگراف بهینه برای کدگذاری شبکه جریان تحت محدودیت پایداری

بعد از تعریف پایداری و مدل‌بندی شبکه جریان‌های مخابراتی پایدار، حال می‌خواهیم این نوع شبکه‌ها را به شبکه‌های کدگذاری شده توسعه دهیم و همچنین عملکرد شبکه را نیز بهبود دهیم. برای انجام این کار از مسیریابی برای انتخاب زیرگراف بهینه کدگذاری شده در هر حالت از شکست شبکه استفاده می‌کنیم. به عبارتی دیگر، از آنجایی که مسایل پایداری در هر حالت شکست باید مقدار تقاضای تعیین شده‌ای را دوباره از ابتدا مسیریابی کنند، در نتیجه مفهوم کدگذاری در این نوع از شبکه‌ها مستلزم این است که در هر حالت شکست $h \in H$ مسیریابی جدیدی را در شبکه آسیب‌دیده برای دستیابی به زیرگراف کدگذاری شده انجام دهیم تا در راستای آن، شبکه نیز پایدار باقی بماند؛ بنابراین در ادامه قصد داریم مساله انتخاب زیرگراف بهینه با موضوع کدگذاری بر روی شبکه‌های پایدار را مورد بررسی قرار دهیم و سپس مدل ریاضی آن را بیان کنیم.

متغیر z_e^h را نرخ تزریق بسته‌های کدگذاری شده بر روی کمان $e \in A$ در حالت شکست $h \in H$ گوئیم. همچنین c_e هزینه ارسال یک واحد از نرخ بسته‌های کدگذاری شده را بر روی کمان $e \in A$ مشخص می‌کند. کران بالا برای کل پهنای باند موجود بر روی هر کمان $e \in A$ را با نماد u_e نشان می‌دهیم. باتوجه به این که قصد داریم تا در هر حالت شکست به انتخاب زیرگراف کدگذاری شده پردازیم؛ بنابراین در مدل (۱)، قید (۶) را به صورت:

$$\sum_{h \in H} z_e^h \leq u_e, \quad \forall e \in A \quad (20)$$

تغییر می‌دهیم که به‌عنوان قیود کدگذاری شبکه شناخته می‌شود. به‌عبارت دیگر مسیریابی مجموعه متغیرهای $w_e^{(k)h}$ در شکست $h \in H$ ، یک کران پایین برای متغیرهای z_e^h هستند. این بدان معنی است که در حالت شکست h و برای هر کمان e نامعاده

$$z_e^h \geq w_e^{(k^*)h} = \max_{\forall k \in K} \{w_e^{(k)h}\} \quad (21)$$

برقرار است. در این جا قصد داریم هزینه نرخ کدگذاری شبکه را در بدترین حالت شکست محاسبه کنیم و سپس با استفاده از تابع مینیمم‌سازی، هزینه نرخ کدگذاری را در کل حالت‌های شکست به پایین‌ترین شکل ممکن کاهش دهیم؛ بنابراین تابع هدف مساله کدگذاری شبکه تحت محدودیت پایداری به‌صورت:

$$\min \max_{h \in H} \left\{ \sum_{e \in A_h} c_e z_e^h \right\} \quad (22)$$

بیان می‌شود. برای خطی کردن عبارت (۲۲)، متغیر t را به‌صورت:

$$t = \max_{h \in H} \left\{ \sum_{e \in A_h} c_e z_e^h \right\}$$

تعریف می‌کنیم. در نتیجه عبارت (۲۲) به‌صورت:

$$\min t \quad (23)$$

s.t.

$$\sum_{e \in A_h} c_e z_e^h \leq t, \quad \forall h \in H$$

تغییر می‌یابد. در این صورت با استفاده از روابط ذکر شده (۲۱)، (۲۲) و (۲۳)، شبکه کدگذاری پایدار به‌صورت:

$$\min t \quad (24)$$

s.t.

$$\sum_{e \in A_h} c_e z_e^h \leq t, \quad \forall h \in H \quad (25)$$

$$\sum_{e \in \delta_i^+} w_e^{(k)h} - \sum_{e \in \delta_i^-} w_e^{(k)h} = \beta_i^{(k)}, \quad \forall i \in N_h, k \in K_h, h \in H \quad (26)$$

$$w_e^{(k)^\circ} \leq \sigma_k R, \quad \forall e \in A, k \in K \quad (27)$$

$$\sum_{e \in \delta_i^+} w_e^{(k)^\circ} \leq \sigma_k R, \quad \forall k \in K, i \in N - \{s \cup K\} \quad (28)$$

$$w_e^{(k)h} \leq z_e^h, \quad \forall e \in A_h, k \in K_h, h \in H \quad (29)$$

$$\sum_{h \in H} z_e^h \leq u_e, \quad \forall e \in A \quad (30)$$

$$w_e^{(k)h} \geq 0, \quad \forall e \in A_h, k \in K_h, h \in H \quad (31)$$

مدل‌بندی می‌شود که در آن $\beta_i^{(k)}$ به‌صورت

$$\beta_i^{(k)} = \begin{cases} \rho_k R, & \text{if } i = s \\ -\rho_k R, & \text{if } i = k \\ 0, & \text{o.w.} \end{cases}$$

بیان می‌شود. همان‌گونه که مشاهده می‌کنید، تابع هدف مدل (۲۴)، هزینه بدترین حالت شکست را (قید (۲۵))، کمینه می‌کند. دسته قیود (۲۶) همان قیود تعادل جریان را نشان می‌دهد. همچنین قیود (۲۷) و (۲۸)، قیود پراکنده‌سازی شبکه را تشکیل می‌دهند. قیود (۲۹) و (۳۰) را قیود کدگذاری گوئیم. دسته قیود (۲۹) نشان می‌دهد که متغیرهای جریان $w_e^{(k)h}$ در شکست $h \in H$ ، یک کران پایین برای نرخ کدگذاری z_e^h هستند. قیود (۳۰) میزان پهنای باند مصرفی برای هر کمان $e \in A$ ، در کل حالت‌های شکست را مشخص می‌کند.

در ادامه قصد داریم تا راه حل مناسبی را برای مدل پیشنهادی (۲۴) ارایه دهیم. با توجه به ساختار مدل مساله (۲۴)، قیود (۲۵) و (۲۹)، قیود پیوندی هستند. با آزادسازی این دو قید می‌توانیم مساله پیشنهادی (۲۴) را به چند زیرمساله کوچک تبدیل کنیم که به راحتی توسط راه حل‌های مناسب قابل حل می‌باشند؛ بنابراین با حل این زیرمسایل می‌توانیم به حل مساله اصلی بپردازیم. از این‌رو، روش آزادسازی لاگرانژ را برای حل مدل پیشنهادی (۲۴) بیان می‌کنیم و سپس توسط یک روش بهنگام سازی تکراری که سرعت همگرایی بیش‌تری نسبت به الگوریتم زیرگرادیان دارد [۱۹، ۲۰]، بهترین جواب بهینه را برای مساله اصلی به دست می‌آوریم؛ بنابراین مساله پیشنهادی انتخاب زیرگراف کدگذاری شده تحت محدودیت پایداری را با استفاده از روش آزادسازی لاگرانژ حل خواهیم نمود. در ادامه بعد از بیان پیچیدگی مساله پیشنهادی، به معرفی روش آزادسازی لاگرانژ خواهیم پرداخت.

لم ۱. مساله پیشنهادی انتخاب زیرگراف کدگذاری شده تحت محدودیت پایداری، جزء کلاس مسایل چندجمله‌ای می‌باشد.

اثبات. چون مدل انتخاب زیرگراف کدگذاری شده تحت محدودیت پایداری از نوع برنامه‌ریزی خطی پیوسته می‌باشد پس واضح است که جزء کلاس مسایل چندجمله‌ای می‌باشد [۱۹]. $\square$

با توجه به برنامه‌ریزی خطی بودن مدل انتخاب زیرگراف کدگذاری شده تحت محدودیت پایداری، می‌توان این مدل را با الگوریتم‌های از چندجمله‌ای حل نمود؛ ولی با توجه به ساختار ویژه بودن این مدل (وجود قیود پیوندی (۲۵) و (۲۹)) این مدل را در ادامه با الگوریتم آزادسازی لاگرانژ حل خواهیم نمود.

۴ روش حل

۴-۱ الگوریتم آزادسازی لاگرانژ

برای تجزیه و حل مدل‌های از نوع برنامه‌ریزی خطی، روش‌های حل مختلفی وجود دارد؛ ولی روش آزادسازی لاگرانژ تنها روشی است که برای همه مدل‌ها از جمله مدل‌های با ساختار ویژه و اندازه-بزرگ قابل اجرا و انعطاف پذیر می‌باشد. این انعطاف‌پذیری باعث کلی‌تر شدن این الگوریتم در مقایسه با الگوریتم‌های دیگر شده است. روش آزادسازی لاگرانژ، مدل را به چند زیرمساله تبدیل کرده و زیر مسایل را به عنوان مسایل مستقل با استفاده از الگوریتم‌های مختلف و شناخته شده حل می‌کند. روش آزادسازی لاگرانژ با تولید جواب به صورت تکراری و مداوم از زیر مسایل به دست آمده، کران‌های مناسبی را برای جواب بهینه مساله اصلی به وجود می‌آورد. کران‌های به وجود آمده لزوماً جواب بهین را مشخص نمی‌کنند؛ اما هر چه تعداد تکرارهای الگوریتم بیش‌تر و

فاصله کران‌ها از مقدار بهین تابع هدف مساله اصلی کم‌تر باشد، کارایی الگوریتم بیش‌تر خواهد بود. الگوریتم معمولاً زمانی متوقف می‌شود که فاصله کران به‌دست آمده تا جواب بهین تابع هدف مساله اصلی از مقدار فاصله تعیین شده کم‌تر باشد.

برای توصیف شکل کلی روش آزادسازی لاگرانژ، فرض می‌کنیم x برداری از متغیرهای تصمیم باشد، مدل کلی مساله بهینه‌سازی

$$\begin{aligned} g^* &= \min cx \\ \text{s.t.} \quad & Ax = b, \\ & x \in X, \end{aligned} \quad (32)$$

را در نظر می‌گیریم. این مدل دارای تابع هدف و محدودیت‌های خطی است. مجموعه X نیز مجموعه‌ای از محدودیت‌هاست که x در آن‌ها صدق می‌کند. در این روش، ابتدا با آزادسازی تعدادی از محدودیت‌های خطی مدل و انتقال آن‌ها به تابع هدف با یک ضریب جریمه مانند μ که به ضریب لاگرانژ معروف است، مدل مساله اصلی را به تعدادی زیرمساله تبدیل می‌کنیم؛ بنابراین، مدل (۳۲) با آزادسازی محدودیت‌های $Ax = b$ به صورت مدل

$$\begin{aligned} g^* &= \min cx + \mu(Ax - b) \\ \text{s.t.} \quad & x \in X, \end{aligned} \quad (33)$$

تبدیل می‌شود. مدل به‌دست آمده (۳۳) را زیرمساله لاگرانژ از مساله اصلی گوئیم. همچنین عبارت

$$L(\mu) = \min \{cx + \mu(Ax - b) : x \in X\}$$

را تابع لاگرانژ می‌نامیم. تابع لاگرانژ $L(\mu)$ همواره برای μ دلخواه، یک کران پایین برای تابع هدف بهینه g^* تولید می‌کند. این موضوع را در قالب یک لم بیان می‌کنیم.

لم ۲. برای هر بردار μ از ضرایب لاگرانژ، مقدار تابع هدف لاگرانژ $L(\mu)$ ، یک کران پایین برای تابع هدف بهینه g^* از مساله اصلی است [۱۹، ۲۰].

برای به‌دست آوردن بهترین کران پایین، نیاز به حل عبارت

$$L^* = \max_{\mu} L(\mu)$$

داریم که به این مساله، مساله ضرایب لاگرانژ نسبت به مساله اصلی می‌گوئیم. مقدار بهینه L^* از مساله ضرایب لاگرانژ، باتوجه به لم ۲ همیشه یک کران پایین برای تابع هدف مساله اصلی است؛ یعنی:

$$L^* \leq g^*.$$

حال مقایسه کلی بین همه مقادیر توابع هدف مساله ضرایب لاگرانژ و مساله بهینه‌سازی برای هر انتخاب از ضریب لاگرانژ μ با هر جواب شدنی x از مساله اصلی نشان می‌دهد که عبارت

$$L(\mu) \leq L^* \leq g^* \leq cx \quad (34)$$

همواره برقرار است. در ادامه فرض کنیم اگر به ازای یک مقدار μ و یک جواب شدنی x از مساله اصلی، عبارت $L(\mu) = cx$ برقرار باشد آن‌گاه باتوجه به رابطه (۲۳)، $L(\mu) = L^*$ و x یک جواب بهین برای مساله اصلی است.

نزدیک بودن فاصله $L(\mu) = cx$ به مقدار بهین تابع هدف مساله اصلی دارای اهمیت بالایی است. این فاصله برای مسایل مختلف، از رابطه‌های متفاوتی سنجیده می‌شود. یکی از این روابط به‌صورت:

$$GAP = \left| \frac{L(\mu) - cx}{L(\mu)} \right|$$

محاسبه می‌شود. کوچک‌تر بودن این مقدار، نزدیکی بیش‌تر به جواب بهینه را نشان می‌دهد و معیاری برای سنجش همگرایی روش لاگرانژ نیز می‌باشد.

در ادامه روش آزادسازی لاگرانژ را برای حل مساله پیشنهادی شبکه کدگذاری شده تحت محدودیت پایداری (۲۴) بیان خواهیم نمود.

۴-۲ تجزیه لاگرانژ برای حل مساله انتخاب زیرگراف کدگذاری شده (۲۴)

محدودیت‌های (۲۵) و (۲۹) از مدل پیشنهادی (۲۴) با مفهوم کدگذاری بر روی شبکه‌های پایدار، محدودیت‌های پیوندی هستند. با آزادسازی این دو محدودیت، مساله بهینه‌سازی به سه زیرمساله متناظر با متغیرهای t, Z, W افراز می‌شود. در این صورت با آزادسازی محدودیت (۲۹) با بردار لاگرانژ γ و آزادسازی محدودیت (۲۵) با بردار لاگرانژ η ، مساله آزاد شده لاگرانژ به‌صورت:

$$\min t + \sum_{h \in H} \eta^h \left(\sum_{e \in A_h} c_e z_e^h - t \right) + \sum_{h \in H} \sum_{e \in A_h} \sum_{k \in K_h} \gamma_e^{(k)h} (w_e^{(k)h} - z_e^h) \quad (35)$$

با محدودیت‌های (۲۶)، (۲۷)، (۲۸)، (۳۰) و (۳۱)

به‌دست می‌آید.

اگر تابع هدف مساله آزاد شده (۳۵) را دوباره بازنویسی کنیم، آن‌گاه مدل

$$\min (1 - \sum_{h \in H} \eta^h) t + \sum_{h \in H} \sum_{e \in A_h} (c_e \eta^h - \sum_{k \in K_h} \gamma_e^{(k)h}) z_e^h + \sum_{h \in H} \sum_{e \in A_h} \sum_{k \in K_h} \gamma_e^{(k)h} w_e^{(k)h} \quad (36)$$

با محدودیت‌های (۲۶)، (۲۷)، (۲۸)، (۳۰) و (۳۱)

خواهیم داشت. در این صورت مساله بهینه‌سازی آزاد شده را می‌توان به سه زیرمساله مجزا افراز کرد. در زیرمساله اول برای هر $h \in H$ ، مدل (۳۷) با تابع هدف $g^{(k)h}(\gamma)$ به‌صورت:

$$g^{(k)h}(\gamma) = \min \sum_{e \in A_h} \sum_{k \in K_h} \gamma_e^{(k)h} w_e^{(k)h} \quad (37)$$

s.t.

$$\begin{aligned} \sum_{e \in \delta_i^+} w_e^{(k)h} - \sum_{e \in \delta_i^-} w_e^{(k)h} &= \beta_i^{(k)}, & \forall i \in N_h, k \in K_h, h \in H \\ w_e^{(k)h} &\leq \sigma_k R, & \forall e \in A, k \in K \end{aligned}$$

$$\sum_{e \in \delta_i^+} w_e^{(k)\circ} \leq \sigma_k R, \quad \forall k \in K, i \in N - \{s \cup K\}$$

$$w_e^{(k)h} \geq \circ, \quad \forall e \in A_h, k \in K_h, h \in H$$

جداسازی می شود. همان طور که مشاهده می کنید، زیرمساله (۳۷) در هر یک از حالت های شکست $h \neq \circ$ ، به تعداد $|K_h|$ مساله کوتاه ترین مسیر مستقل برای هر مقصد $k \in K_h$ تبدیل و به راحتی با استفاده از الگوریتم های مربوطه حل می شوند [۱۶].

همین طور در حالت $h = \circ$ ، برای هر مقصد $k \in K$ ، یک مساله کوتاه ترین مسیر از گره مبدا s به گره مقصد k را خواهیم داشت که توسط روش ذکر شده در [۹] حل خواهد شد. به این گونه که هر مساله کوتاه ترین مسیر برای $k \in K$ ، به وسیله گروهی از $\left\lceil \frac{1}{\sigma_k} \right\rceil$ مسیرهای مجزا بین گره مبدا s و گره مقصد k حل می شود. همچنین فرض می کنیم که لیست L_k همه مسیرهای بین گره مبدا s و مقصد k باشد، برای هر مسیر p در لیست L_k ، هزینه هر مسیر را به صورت $C_p = \sum_{e \in p} \gamma_e^{(k)}$ محاسبه می کنیم. سپس لیست را به ترتیب نزولی از C_p مرتب می کنیم و سپس با استفاده از الگوریتم دایجسترا [۱۹] به حل این مساله می پردازیم. این زیرمسایل برای به دست آوردن جواب های شدنی بهتر و کران های پایینی که به جواب بهینه نزدیک ترند، موثر هستند.

به طور کلی زیرمساله (۳۷)، به تعداد $\sum_{h \in H} |K_h|$ مساله کوتاه ترین مسیر مستقل تبدیل و حل می شود. زیرمساله دوم از مساله آزاد شده لاگرانژ (۳۶) با تابع هدف متناظر برای متغیر z به صورت:

$$g^{(e)}(\eta, \gamma) = \min \sum_{h \in H} \sum_{e \in A_h} (c_e \eta^h - \sum_{k \in K_h} \gamma_e^{(k)h}) z_e^h \quad (38)$$

$$s.t. \quad \sum_{h \in H} z_e^h \leq u_e, \quad \forall e \in A$$

$$z_e^h \geq \circ, \quad \forall e \in A_h, h \in H$$

مدل بندی می شود. زیرمساله (۳۸) نیز همان طور که مشاهده می کنید به $|A|$ مساله بهینه سازی مستقل برای هر $e \in A$ تبدیل و حل می شود. همچنین زیرمساله سوم برای به دست آوردن مقدار t به صورت:

$$g^{(\circ)}(\eta) = \min (1 - \sum_{h \in H} \eta^h) t \quad (39)$$

$$s.t. \quad t \geq \circ,$$

بیان می شود. این مساله نیز یک مساله خطی پیوسته می باشد که به راحتی توسط روش های حل استاندارد حل خواهد شد [۱۹]. در ادامه، با استفاده از یک الگوریتم تکراری به حل مساله آزاد سازی لاگرانژ (۳۶) می پردازیم.

۴-۳ الگوریتم تکراری

مرحله $\circ$: با بردارهای ثابت γ و η شروع می کنیم و برای به دست آوردن $g^{(k)h}(\gamma)$ و $w^{(k)h}$ ، مدل (۳۷) را در شکست های $h \in H$ برای هر $k \in K_h$ جداگانه حل می کنیم. آنگاه برای محاسبه $g^{(e)}(\eta, \gamma)$ و z ، مدل

(۳۸) را نیز برای هر $e \in A$ حل می کنیم. همچنین برای محاسبه $g^{(\circ)}(\eta)$ و t ، مدل (۳۹) را حل کرده و سپس قرار می دهیم:

$$\begin{aligned} f &= \sum_{h \in H} \sum_{k \in K_h} g^{(k)h}(\gamma) + \sum_{e \in A} g^{(e)}(\eta, \gamma) + g^{(\circ)}(\eta), \\ w^{(k)h}(\circ) &= w^{(k)h}, \\ z(\circ) &= z, \\ t(\circ) &= t, \\ q &= 1. \end{aligned}$$

مرحله ۱: در ابتدا:

$$\gamma_e^{(k)h}(q) = [\gamma_e^{(k)h} + \varepsilon(w_e^{(k)h} - z_e^h)]^+$$

و

$$\eta^h(q) = [\eta^h + \alpha(\sum_{e \in A_h} c_e z_e^h - t)]^+$$

را محاسبه می کنیم. نماد $[.]^+$ به این معنا است که γ و η یک مقدار نامنفی می باشند. پارامتر ε و α نیز یک مقدار مثبت هستند که همگرایی الگوریتم را ضمانت می کنند [۱۷]. با قرار دادن مقدار $\gamma(q)$ و $\eta(q)$ ، مدل (۳۷)، (۳۸) و (۳۹) را دوباره حل می کنیم. فرض می کنیم که $w^{(k)h}(q)$ ، $z(q)$ و $t(q)$ جواب های متناظر به دست آمده در $g^{(k)h}(\gamma(q))$ ، $g^{(e)}(\eta(q), \gamma(q))$ و $g^{(\circ)}(\eta(q))$ باشند. باز قرار می دهیم:

$$f(q) = \sum_{h \in H} \sum_{k \in K_h} g^{(k)h}(\gamma(q)) + \sum_{e \in A} g^{(e)}(\eta(q), \gamma(q)) + g^{(\circ)}(\eta(q)).$$

آنگاه $w^{(k)h}$ ، t و z را بهنگام کرده و می نویسیم

$$\begin{aligned} w^{(k)h} &:= \pi w^{(k)h}(q) + (1 - \pi)w^{(k)h}, \\ z &:= \pi z(q) + (1 - \pi)z, \\ t &:= \pi t(q) + (1 - \pi)t, \end{aligned}$$

که π یک مقدار حقیقی بین ۰ و ۱ می باشد.

مرحله ۲: در این مرحله از الگوریتم اگر $f(q) > f$ آنگاه γ را به صورت:

$$\gamma := \gamma(q)$$

و η را به صورت:

$$\eta := \eta(q)$$

و همچنین f را به صورت:

$$f := f(q)$$

تغییر داده و سپس قرار می دهیم $q := q + 1$ و به مرحله ۱ باز می گردیم.

در ادامه نشان خواهیم داد که اعمال مفهوم کد گذاری بر روی شبکه های جریان پایدار، باعث بهبود عملکرد شبکه خواهد شد. این ادعا را در بخش بعد با مقایسه نتایج حاصل از حل عددی مساله پیشنهادی (۲۵) نسبت به مساله پایداری فاقد کد گذاری (۱) نشان خواهیم داد.

۵ نتایج محاسباتی

در این بخش قصد داریم نتایج محاسباتی حاصل از حل مساله پایداری در شبکه‌های جریان (مدل شماره (۱)) و مساله انتخاب زیرگراف کدگذاری بهینه تحت محدودیت پایداری (مدل شماره (۲۵)) را با یکدیگر مقایسه کنیم و سپس به تفسیر آن‌ها بپردازیم. هدف از انجام این مقایسه، تضمین بهبود تابع هدف مساله پایداری هنگامی است که شبکه را تحت مفهوم کدگذاری بررسی می‌کنیم. نشان خواهیم داد که با اعمال کدگذاری روی شبکه‌های جریان با محدودیت پایداری، هزینه انتخاب زیرگراف بهینه کاهش خواهد یافت که این مزیت کدگذاری را نشان خواهد داد.

مدل‌های پیشنهادی در نرم افزار GAMS 24.1.3 کدنویسی و با حل کننده CPLEX 12.5.1 (با استفاده از روش شاخه-کران) حل شده‌اند. این نتایج در جدول ۱ آورده شده‌است. در جدول ۱ هر دو مساله بر روی شبکه پروانه‌ای با ۷-گره، ۹-کمان نشان داده شده در شکل ۱ با پارامترهای پراکندگی و ذخیره‌سازی مشخص شده در سه حالت شکست

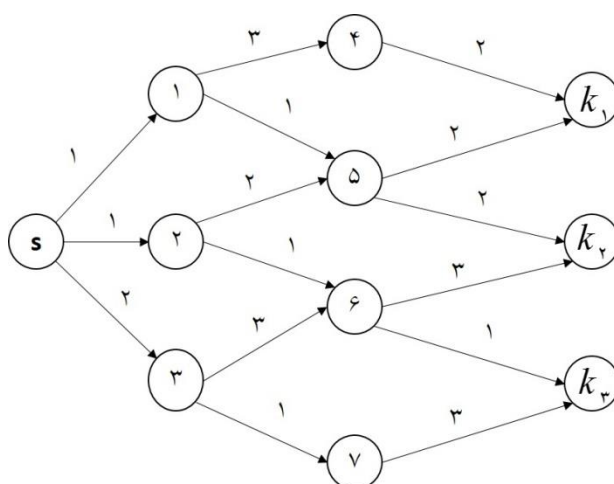
$$H = \{3, (3, 4), (1, k_1)\}$$

حل شده‌اند.

جدول ۱. نتایج عددی بر روی شبکه پروانه‌ای نشان داده شده در شکل ۱

نوع مساله	$R=2$	$R=3$	$R=4$	متوسط هزینه
	$\sigma = \circ / \vee$ $\rho = \circ / \wedge$	$\sigma = \circ / \vee$ $\rho = \circ / \wedge$	$\sigma = \circ / \vee$ $\rho = \circ / \wedge$	
مقدار تابع شبکه بدون کدگذاری (مدل (۱))	۳۴	۵۱	۶۸	۵۱
مقدار تابع هدف شبکه کدگذاری شده (مدل (۲۴))	۲۲	۳۳	۴۴	۳۳

همان‌طور که در جدول ۱ مشاهده می‌کنید، دو مساله ذکر شده را با سه مثال عددی (با تغییرات بر روی نرخ اطلاعات ارسالی R) مقایسه کرده‌ایم. در مقایسه‌های انجام شده در جدول ۱، مشاهده می‌کنید که مقدار تابع هدف مساله کدگذاری تحت محدودیت پایداری از مساله پایداری فاقد کد، کم‌تر می‌باشد؛ بنابراین می‌توان از این مقایسه نتیجه گرفت که کدگذاری بر روی شبکه‌های پایدار، باعث بهبود عملکرد شبکه و کم‌تر کردن هزینه می‌شود. از روی ستون آخر جدول ۱ واضح است که با اعمال کدگذاری روی مدل مساله پایداری، هزینه به طور میانگین ۶۴٪ کاهش می‌یابد.



شکل ۳. شبکه با ۱۱-گره و ۱۵-کمان با هزینه بر روی کمان‌ها

جدول ۲. نتایج عددی بر روی شبکه نشان داده شده در شکل ۳

	$R=4$	$R=2$	$R=2$	نوع مساله
متوسط هزینه	$\sigma = 0/7$ $\rho = 0/6$	$\sigma = 0/8$ $\rho = 0/8$	$\sigma = 0/6$ $\rho = 0/7$	
مقدار تابع شبکه بدون کد گذاری (مدل (۱))	۴۹	۶۵	۴۹/۲	۳۲/۸
مقدار تابع هدف شبکه کد گذاری شده (مدل (۲۴))	۲۸/۳۳	۳۸	۲۸	۱۹

در جدول ۲، هر دو مساله را بر روی شبکه نسبتاً بزرگ‌تری با ۱۱-گره، ۱۵-کمان نشان داده شده در شکل ۳ و همچنین با مشخص بودن مقادیر پارامترهای پراکندگی

$$\sigma_1 = 0/6, \sigma_2 = 0/8, \sigma_3 = 0/7$$

و پارامترهای ذخیره‌سازی

$$\rho_1 = 0/7, \rho_2 = 0/8, \rho_3 = 0/6$$

در سه حالت شکست مقایسه کرده‌ایم. در این شبکه سعی شده است تا از پارامترهای پراکنده‌سازی و ذخیره‌سازی متفاوتی نسبت به شبکه قبل استفاده کنیم. از روی ستون آخر واضح است که برای این شبکه نیز، اعمال‌گذاری روی مدل مساله پایداری به طور میانگین به اندازه ۵۸٪ موجب کاهش هزینه شده است. پس، نتایج موجود در جدول‌های ۱ و ۲ ادعای ما را مبنی بر مزیت کد گذاری روی شبکه‌های جریان پایدار تایید می‌کنند.

۶ نتیجه‌گیری و پیشنهادها

در این مقاله همان‌گونه که مشاهده کردید، با به کارگیری مفهوم کد گذاری شبکه بر روی مساله پایداری در شبکه‌های جریان [۹]، علاوه بر حفظ پایداری شبکه، هزینه ارسال جریان را در شبکه کمینه‌تر کردیم. همچنین با ارائه نتایج عددی به مقایسه مسایل مطرح شده در این مقاله پرداختیم و همان‌گونه که مشخص شد، اعمال

کدگذاری بر روی شبکه‌های تحت محدودیت پایداری باعث بهبود عملکرد سیستم در انتخاب زیرگراف بهینه می‌شود.

در تحقیقات آتی نیز می‌توان موارد زیر را در نظر گرفت:

(۱) اعمال مفهوم پایداری بر روی p -دورها که نسبت به مفاهیم پراکنده‌سازی و ذخیره‌سازی دارای عملکردی بهتر می‌باشند [۲۱] و سپس می‌توان با ارایه کدگذاری بر روی آن، عملکرد شبکه را از پیش بهتر نمود.

(۲) می‌توان مساله پیشنهادی را در یک محیط عدم قطعیت در نظر گرفته و با رویکرد بهینه‌سازی استوار حل نمود.

منابع

- [۲۰] سجادی، س.س.، معین مقدس، ف.، کریمی، ح.، (۱۳۹۷). مساله پوشش هاب تک تخصیصی بر روی شبکه ستاره‌ای؛ مدل‌بندی، خطی‌سازی و یافتن کران مناسب برای آن. مجله تحقیق در عملیات در کاربردهای آن، ۱۵(۱)، ۷۹-۱۰۲.
- [1] Ahlswede, R., Cai, N., Li, S.Y., Yeung, R. W. (2000). Network information flow. IEEE Transactions on information theory, 46(4), 1204-1216.
- [2] Li, S.Y., Yeung, R.W., Cai, N., (2003). Linear network coding. IEEE transactions on information theory, 49(2), 371-381.
- [3] Jaggi, S., Sanders, P., Chou, P.A., Effros, M., Egner, S., Jain, K., Tolhuizen, L.M. (2005). Polynomial time algorithms for multicast network code construction. IEEE Transactions on Information Theory, 51(6), 1973-1982. IEEE Transactions on Information Theory, 51(6), 1973-1982.
- [4] Chou, P.A., Wu, Y., Jain, K. (2003). Practical network coding. In Proceedings of the annual Allerton conference on communication control and computing, (41)1, 40-49.
- [5] Cheng, M., Ye, Q., Cheng, X., Cai, L. (2016). Maximizing coding gain in wireless networks with decodable network coding. In Communications (ICC), IEEE International Conference on IEEE, 1-6.
- [6] Raayatpanah, M.A., Fathabadi, H.S., Bahramgiri, H., Pardalos, P.M. (2015). Optimal-constrained multicast sub-graph over coded packet networks. Journal of Combinatorial Optimization, 29(4), 723-738.
- [7] Ghasvari, H., Raayatpanah, M.A., Pardalos, P.M. (2016). A robust optimization approach for multicast network coding under uncertain link costs. Optimization Letters, 1-16.
- [8] Aghayi, N., Tavana, M., Raayatpanah, M.A. (2016). Robust efficiency measurement with common set of weights under varying degrees of conservatism and data uncertainty. European Journal of Industrial Engineering, 10(3), 385-405.
- [9] Rios, M., Marianov, V., and Gutierrez, M. (2000). Survivable capacitated network design problem: new formulation and lagrangean relaxation. Journal of the Operational Research Society, 51(5), 574-582.
- [10] Addis, B., Carello, G., Mattia, S. (2016). Energy-aware survivable networks. Electronic Notes in Discrete Mathematics, 52, 133-140.
- [11] Rodríguez-Martín, I., Salazar-González, J.J., Yaman, H. (2016). Hierarchical Survivable Network Design Problems. Electronic Notes in Discrete Mathematics, 52, 229-236.
- [12] Bui, L.T., Binh, H.T.T. (2016). A survivable design of last mile communication networks using multi-objective genetic algorithms. Memetic Computing, 8(2), 97-108.
- [13] Ljubić, I., Mutzel, P., Zey, B. (2017). Stochastic survivable network design problems: Theory and practice. European Journal of Operational Research, 256(2), 333-348.
- [14] Shen, G., Guo, H., Bose, S.K. (2016). Survivable elastic optical networks: survey and perspective. Photonic Network Communications, 31(1), 71-87.
- [15] Gouveia, L., Leitner, M. (2017). Design of survivable networks with vulnerability constraints. European Journal of Operational Research, 258(1), 89-103.

- [16] Lun, D.S., Ratnakar, N., Médard, M., Koetter, R., Karger, D.R., Ho, T., Zhao, F. (2006). Minimum-cost multicast over coded packet networks. *IEEE Transactions on information theory*, 52(6), 2608-2623.
- [17] Ghasvari, H., Raayatpanah, M. A., Khalaj, B. H., Bakhshi, H. (2011). Optimal sub-graph selection over coded networks with delay and limited-size buffering. *IET communications*, 5(11), 1497-1505.
- [18] Raayatpanah, M. A., Pardalos, P. M. (2018). Reliability evaluation of a multicast over coded packet networks. *Journal of Combinatorial Optimization*, 35(3), 921-940.
- [19] Ahuja, R.K, Magnanti, T.L, Orlin, J.B. (1993). *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*. Prentice-Hall, Inc., Upper Saddle River, NJ, USA.
- [21] Myung, Y. S., Kim, H. J., Tcha, D. W. (1999). Design of communication networks with survivability constraints. *Management Science*, 45(2), 238-252.