

جانمایی توزیع شده محتوا برای ذخیره سازی موقت در شبکه های سلولی کوچک با حضور کاربران مخرب

زهرا رشیدی^۱، وصال حکمی^۲ و حانیه سلمان طاهری^۳

^۱ دانشجوی دکتری، دانشکده مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، z_rashidi96@comp.iust.ac.ir

^۲ استادیار گروه شبکه های کامپیوتری، دانشکده مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، vhakami@iust.ac.ir

^۳ دانشجوی کارشناسی، دانشکده مهندسی کامپیوتر، دانشگاه علم و صنعت ایران، hanie_salman@comp.iust.ac.ir

چکیده - با گسترش روزافزون استفاده از دستگاه های تلفن همراه و اینترنت، ذخیره سازی موقت (کش کردن) محتوا در لبه شبکه های بی سیم (شبکه های سلولی کوچک)، با هدف کاهش تأخیر در بارگیری محتوا و هم چنین برای جلوگیری از ازدحام در پیوندهای پشتی با تخلیه مؤثر ترافیک شبکه مطرح شده است. از طرفی دیگر، به دلیل وجود تهدیدات امنیتی در لبه یک شبکه بی سیم، پرداختن به امنیت توزیع محتوا در کنار کاهش تأخیر و ازدحام، ضروری است. در این مقاله، مسئله جانمایی محتوا در ایستگاه های پایه کوچک مجهز به کش در شرایطی بررسی می شود که امکان وجود کاربران مخرب در شبکه میسر است. این کاربران با قرار گرفتن در کنترل یک مهاجم، درخواست هایی برای دریافت محتواهای کش نشده دارند که موجب افزایش تأخیر و ایجاد ازدحام در شبکه می شوند. برای حل این مسئله، یک رویکرد مبتنی بر نظریه بازی ها ارائه شده است که در آن، هر ایستگاه پایه قصد دارد تأخیر پیوندهای پشتی و نیز میانگین تأخیر کاربران محدوده خود را به حداقل برساند، در حالی که مهاجم در صدد بیشینه کردن ازدحام در پیوندهای پشتی است. برای یافتن نقطه تعادل در بازی، الگوریتمی مبتنی بر پویایی بهترین پاسخ ارائه شده است. نتایج شبیه سازی، همگرایی الگوریتم پیشنهادی و کارایی آن را در سناریوهای مختلف نشان می دهد.

کلید واژه- جانمایی توزیع شده محتوا، شبکه سلولی کوچک، کاربران مخرب، کش کردن در لبه، نظریه بازی ها.

تأمین درخواست های کاربران به صورت محلی، کش کردن در لبه شبکه می تواند با کاهش بار پیوندهای پشتی و کاهش تأخیر دسترسی به محتوا، عملکرد شبکه را به طور مؤثری افزایش دهد [۵، ۶].

به طور کلی، امنیت کش را می توان از دیدگاه های مختلف بررسی کرد. پژوهشگران برای مقابله با شنود غیرقانونی محتوای کش شده، راهکارهایی از جمله ایجاد تداخل مصنوعی [۷]، ارسال سیگنال های تداخلی [۸] و رمزنگاری ارتباط [۹] را پیشنهاد کرده اند. علاوه بر آن، برای تشخیص آلودگی کش به محتواهای غیرمحبوب، از روش هایی مانند محاسبه توزیع محبوبیت محتوا [۱۰]، مشاهده ناهنجاری در رفتار بارگیری [۱۱] و فناوری زنجیره بلوکی [۱۲] استفاده شده است. به منظور تشویق ایستگاه ها و کاربران به مشارکت در کش کردن، ایده هایی مانند در نظر گرفتن پاداش برای کش کردن [۱۳]، مکانیزم مزایده [۱۴] و بازی استکلبرگ [۱۵، ۱۶] مورد بررسی قرار گرفته اند. جهت مقابله با حمله منع خدمت، ناتالینو و همکاران [۱۷] مشکل قطع شدن پیوندهای شبکه را با استفاده از روش های بهینه سازی

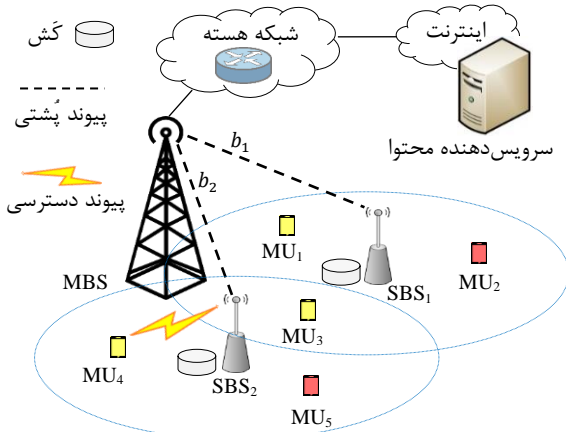
۱. مقدمه

ایده کش کردن محتوا در لبه شبکه های بی سیم به شبکه های تلفن همراه نسل سوم و چهارم بازمی گردد [۱-۴]. بررسی های انجام شده توسط شانموگام و همکاران [۲] نشان می دهد که با رشد ترافیک داده در شبکه های تلفن همراه، شبکه فعلی حتی پس از اختصاص طیف سلولی جدید، قادر به پشتیبانی از این حجم ترافیک نیست. از این رو، روش هایی برای استفاده مجدد از منابع ارتباطی، مورد نیاز است. یکی از راهکارهای مقابله با این حجم ترافیک، استفاده از ظرفیت ذخیره سازی ایستگاه های پایه کوچک برای کش کردن محتواهایی است که چندین بار توسط کاربران مختلف درخواست شده اند. با کش کردن محتواهای محبوب در ایستگاه های پایه، به جای استفاده مکرر از سرویس دهنده های راه دور و بارگیری از طریق پیوندهای پشتی، محتوای درخواستی به کاربران نزدیک می شود. بنابراین از طریق

و سرانجام در بخش ۶ نتیجه‌گیری مقاله ارائه می‌شود.

۲. مدل سیستم و مفروضات

در این مقاله، شبکه‌ای مشابه شکل ۱ در نظر گرفته می‌شود که در آن، یک ایستگاه پایه ماکرو^۱ (MBS) کاربران سیار^۲ (MU) را سرویس‌دهی می‌کند. علاوه بر یک ایستگاه ماکرو، N ایستگاه پایه کوچک^۳ (SBS) در منطقه تحت پوشش ایستگاه ماکرو مستقر شده‌اند تا به عنوان رله عمل کنند. پیوندهای پشتی بین ایستگاه ماکرو و هر ایستگاه کوچک، دارای ظرفیت محدودی هستند که با نماد b_n برای ایستگاه کوچک n نشان داده شده است. هر ایستگاه کوچک، مجهز به یک کَش با ظرفیت H محتوا می‌باشد. مجموعه کاربران و ایستگاه‌ها به ترتیب با $\mathcal{M} = \{1, 2, 3, \dots, M\}$ و $\mathcal{N} = \{1, 2, 3, \dots, N\}$ مشخص می‌شوند. مناطق تحت پوشش ایستگاه‌ها در حالت کلی با هم تداخل دارند و بنابراین کاربران می‌توانند توسط ایستگاه‌های متعددی سرویس‌دهی شوند.



شکل ۱: شبکه ناهمگون با ایستگاه‌های پایه کوچک مجهز به کَش

ظرفیت کانال بی‌سیم بین ایستگاه n و کاربر m از معادله (۱) محاسبه می‌شود:

$$r_{n,m} = W \log_2 \left(1 + \frac{p_n g_{n,m} d_{n,m}^{-\alpha}}{\sum_{i \in \mathcal{N}, i \neq n} p_i g_{i,m} d_{i,m}^{-\alpha} + \sigma^2} \right) \quad (1)$$

که در آن، W پهنای باند، p_n توان ارسال ایستگاه n ، α توان تلف مسیر و σ^2 توان نویز برای هر کاربر است. $d_{n,m}$ و $g_{n,m}$ به ترتیب بهره کانال و فاصله میان ایستگاه n و کاربر m هستند.

مجموعه فایل‌های محتوا با $\mathcal{F} = \{1, 2, 3, \dots, F\}$ نشان داده شده که اندازه این فایل‌ها با هم برابر است. فرض می‌شود که محتواهای موجود در \mathcal{F} به گروه‌های H -تایی گروه‌بندی شده‌اند و هر ایستگاه می‌تواند فقط یک گروه محتوا را کَش کند (یعنی برای سادگی، فرض شده است که ظرفیت کَش هر ایستگاه برابر H محتوا است). هم‌چنین

فرموله و حل کردند. مرتبط‌ترین پژوهش به این مقاله در [۱۸] ارائه شده است که در آن، کاربران مخربی در شبکه حضور دارند که درخواست‌هایی برای محتواهای ذخیره‌نشده، جهت ایجاد ازدحام در پیوندهای پشتی، ارسال می‌کنند. گابری و همکاران این مسئله را به صورت یک بازی استکلبرگ ساده مدل کرده و طرحی را ارائه کردند که در آن، مسئله به صورت متمرکز توسط ایستگاه پایه ماکرو با استفاده از روش‌های بهینه‌سازی حل می‌شود.

در میان مطالعات گذشته، حملات منع خدمت در لبه شبکه بی‌سیم کمتر مورد بررسی قرار گرفته است. در این مقاله، برای سناریوی ارائه‌شده در [۱۸] یک رویکرد توزیع‌شده پیشنهاد می‌شود، به گونه‌ای که هر ایستگاه پایه کوچک به طور مستقل در مورد ذخیره محتوا در کَش خود تصمیم می‌گیرد. رویکرد پیشنهادی مبتنی بر نظریه بازی‌ها است که در آن، مسئله قرار دادن محتوا در کَش ایستگاه‌های پایه کوچک، به صورت یک بازی استکلبرگ چند-رهبر یک-پیرو [۱۹] میان تعدادی ایستگاه کوچک و یک مهاجم با اختیار کنترل کاربران مخرب، فرموله می‌شود. از آنجا که تعامل بین ایستگاه‌های کوچک نیز بر تعادل استکلبرگ اثر می‌گذارد، مدل تعامل رهبران (ایستگاه‌ها) با یکدیگر را نیز بررسی می‌کنیم. برجسته‌ترین تعادل در نظریه بازی‌ها تعادل نش است [۲۰] که در آن، هیچ کدام از بازیگران انگیزه ندارند استراتژی خود را به صورت یک‌جانبه تغییر دهند. با توجه به عدم تضمین وجود تعادل نش و همگرایی به آن با تابع‌ها و استراتژی‌های دلخواه، به کلاس مهمی از بازی‌ها یعنی بازی‌های پتانسیل [۲۱] متوسل می‌شویم که وجود حداقل یک تعادل نش و همگرایی به یک پاسخ نزدیک به بهینه را با استفاده از روش پویایی بهترین پاسخ [۲۲] تضمین می‌کند. بنابراین، برای اثبات وجود تعادل استکلبرگ، انتخاب گروه محتوا در بین ایستگاه‌های کوچک به شکل یک بازی پتانسیل مدل می‌شود. بدین ترتیب، کل بازی مشتمل بر یک بازی افقی در سطح ایستگاه‌ها (بازی پتانسیل) و یک بازی عمودی میان ایستگاه‌ها و مهاجم (بازی استکلبرگ) است.

در این مقاله، تجزیه و تحلیل عددی و آزمایش‌هایی در جهت ارزیابی الگوریتم پیشنهادی، از نظر تعداد گام برای رسیدن به همگرایی و بررسی رفتار آن تحت پارامترهای مختلف محبوبیت محتوا و هم‌چنین تعداد ایستگاه‌ها و کاربران مخرب انجام می‌شود. سایر بخش‌های این مقاله، بدین صورت تنظیم شده است: در بخش ۲، مفروضات و مدل‌سازی سیستم ارائه می‌شود. در بخش ۳، با استفاده از رویکرد نظریه بازی‌ها، مسئله مورد مطالعه فرموله می‌گردد. بخش ۴ الگوریتمی را بر اساس پویایی بهترین پاسخ برای رسیدن به نقطه تعادل پیشنهاد می‌کند. در بخش ۵، عملکرد روش پیشنهادی ارزیابی،

شماره گروه $K = F/H$ یک عدد صحیح در نظر گرفته شده و مجموعه گروه‌های محتوا با $\mathcal{K} = \{1, 2, 3, \dots, K\}$ نشان داده می‌شوند.

محبوبیت محتواها از قانون زیف^۴ پیروی می‌کند که در آن، برای محتوای $f \in \mathcal{F}$ محبوبیت از معادله (۲) بدست می‌آید:

$$p_f = (1/f^\gamma) / (\sum_{f \in \mathcal{F}} 1/f^\gamma) \quad (۲)$$

بدین ترتیب محبوبیت گروه محتوایی $k \in \mathcal{K}$ به صورت معادله (۳) محاسبه می‌شود:

$$P_k = \sum_{f=(k-1)H+1}^{f=kH} p_f \quad (۳)$$

p_f محبوبیت محتوا را با توجه به توزیع رتبه-فراوانی زیف توصیف می‌کند. به عبارت دیگر، p_f کسری از درخواست‌های کاربران است که برای f -آمین محتوای محبوب ارسال شده‌اند. در این توزیع، محتواهایی که محبوبیت بیشتری دارند، با شاخص‌های پایین‌تری در میان محتواها رتبه‌بندی می‌شوند. ساده‌ترین نمونه از قانون زیف، تابع $1/f$ است. در این تابع، با توجه به مجموعه‌ای از فرکانس‌های توزیع شده با زیف که به ترتیب از محبوب‌ترین تا کم‌درخواست‌ترین مرتب شده‌اند، فرکانس دومین محتوای محبوب، نصف فرکانس محبوب‌ترین محتوا، فرکانس سومین محتوای محبوب، یک‌سوم فرکانس محبوب‌ترین محتوا و فرکانس f -آمین محتوای محبوب، $1/f$ فرکانس محبوب‌ترین محتوا می‌باشد. در معادله (۲)، γ پارامتر زیف است که مقادیر بزرگتر آن، منجر به توزیع شیب‌دارتری می‌شوند و در واقع درخواست‌های کاربران بر روی مجموعه کوچک‌تری از محتواها (محتوای پرترفدار) متمرکز خواهند شد. در این حالت تنها با کش کردن این محتواهای پرترفدار، ایستگاه‌ها می‌توانند نسبت خطای کش را کم کرده و در نتیجه تأخیر کل کاربران را کاهش دهند.

جانمایی محتوا در ایستگاه‌ها با یک ماتریس دودویی به ابعاد $N \times K$ نشان داده می‌شود که در آن، $I_{n,k}$ عنصر واقع در سطر n و ستون k است. $I_{n,k}$ در صورتی که ایستگاه n گروه محتوایی k را کش کرده باشد برابر یک و در غیر این صورت، صفر است. از آنجایی که هر ایستگاه می‌تواند فقط یک گروه محتوا را کش کند، فقط یک عدد غیرصفر در هر سطر I وجود دارد. $R_{n,m,k}$ حداکثر نرخ داده‌ای است که ایستگاه n برای کاربر m در صورت درخواست محتوایی از گروه k فراهم می‌کند و با معادله (۴) محاسبه می‌شود:

$$R_{n,m,k} = r_{n,m} I_{n,k} + \min\{r_{n,m}, b_n\} (1 - I_{n,k}) \quad (۴)$$

با توجه به آستانه θ نسبت سیگنال-به-تداخل-و-نویز، ایستگاهی که بتواند نسبت بالاتر از آن را به کاربری ارائه دهد، قادر به سرویس‌دهی آن خواهد بود. در چنین حالتی، این کاربر و ایستگاه، همسایه یکدیگر هستند. ایستگاه‌های همسایه کاربر m و کاربران

همسایه ایستگاه n به ترتیب با $\mathcal{N}(m)$ و $\mathcal{M}(n)$ مشخص می‌شوند. هنگامی که کاربر m درخواستی داشته باشد، با ایستگاهی ارتباط برقرار می‌کند که می‌تواند بالاترین نرخ را به وی ارائه دهد. بنابراین معیار ارتباط کاربران با ایستگاه‌ها را می‌توان با معادله (۵) بیان نمود:

$$n^* = \arg \max_{n \in \mathcal{N}(m)} R_{n,m,k} \quad (۵)$$

تأخیر بارگیری محتوایی از گروه k برای کاربر m از معادله (۶) بدست می‌آید:

$$D_{m,k} = L/R_{n^*,m,k} \quad (۶)$$

که در آن، L اندازه یک محتوا است. بدین ترتیب میانگین تأخیر برای کاربر m با معادله (۷) محاسبه می‌شود:

$$D_m = \mathbb{E}[D_{m,k}] = \sum_{k \in \mathcal{K}} P_k \times D_{m,k} \quad (۷)$$

کاربران سیار در \mathcal{M} به دو مجموعه \mathcal{M}_{ml} و \mathcal{M}_{lg} تفکیک می‌شوند که به ترتیب نشان‌دهنده مجموعه کاربران قانونی و مجموعه کاربران مخرب هستند. کاربران قانونی، کاربرانی هستند که محتواها را طبق توزیع محبوبیت آنها درخواست می‌کنند اما کاربران مخرب، محتواها را با استراتژی متفاوتی درخواست می‌دهند تا موجب ازدحام در پیوندهای پشتی شوند. نسبت کاربران مخرب را با β نشان می‌دهیم ($\beta \in [0, 1]$). بنابراین تعداد کاربران مخرب $M_{ml} = \beta M$ و تعداد کاربران قانونی $M_{lg} = (1 - \beta)M$ است. در شکل ۱، کاربران قانونی با رنگ زرد و کاربران مخرب با رنگ قرمز ترسیم شده‌اند.

مهاجم، کنترل کاربران مخرب را در اختیار دارد و گروه محتوایی را که هر کاربر مخرب باید از آن درخواست دهد، تعیین می‌کند. استراتژی مهاجم با s نشان داده شده و در معادله (۸) گروهی است که به دستور مهاجم، کاربر مخرب m باید محتوایی از آن را درخواست نماید:

$$s = (s_1, s_2, s_3, \dots, s_{M_{ml}}), s_m \in \mathcal{K} \quad (۸)$$

ازدحام در پیوندهای پشتی به صورت مدت زمانی تعریف می‌شود که این پیوندها برای انتقال محتواهای درخواستی کش‌نشده به ایستگاه‌های مرتبط اشغال می‌گردند. محتواهای کش‌نشده می‌توانند توسط کاربران قانونی یا مخرب درخواست شوند. ازدحام در پیوندهای پشتی، از معادله (۹) محاسبه می‌شوند:

$$T = \sum_{n \in \mathcal{N}} [\sum_{m \in \mathcal{M}_{lg}(n)} \sum_{k \in \mathcal{K}} P_k (1 - \delta(a_n, k)) \times L/b_n + \sum_{m \in \mathcal{M}_{ml}(n)} \sum_{k \in \mathcal{K}} \delta(s_m, k) (1 - \delta(a_n, k)) \times L/b_n] \quad (۹)$$

که در آن، $\delta(a_n, k)$ تابع دلتای گسسته است که از معادله (۱۰) بدست می‌آید:

$$\delta(a_n, k) = \begin{cases} 1, & a_n = k \\ 0, & a_n \neq k \end{cases} \quad (۱۰)$$

$$\min_{a_n \in \mathcal{K}} c_n(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}), \forall n \in \mathcal{N} \quad (13)$$

$$\min_{s \in \mathcal{S}} c'_0(\mathbf{a}, \mathbf{s}) \quad (14)$$

تعدادل استیکلبرگ حالتی است که در آن، نه ایستگاه‌ها و نه مهاجم به دلیل افزایش هزینه، انگیزه تغییر یک‌جانبه استراتژی خود را ندارند. در این بازی، نقطه تعادل استیکلبرگ $\{\mathbf{a}^*, \mathbf{s}^*\}$ به صورت معادله‌های (۱۵) و (۱۶) تعریف می‌شود:

$$c_n(a_n^*, \mathbf{a}_{-n}^*, \mathbf{s}^*) \leq c_n(a'_n, \mathbf{a}_{-n}^*, \mathbf{s}^*), \forall n \in \mathcal{N} \quad (15)$$

$$c'_0(\mathbf{a}^*, \mathbf{s}^*) \leq c'_0(\mathbf{a}^*, \mathbf{s}) \quad (16)$$

که در آنها \mathbf{s}^* بهترین واکنش پیرو نسبت به استراتژی رهبران \mathbf{a}^* است. وقتی استراتژی ایستگاه n به a'_n تغییر می‌کند، استراتژی مهاجم نیز به \mathbf{s}' تغییر می‌یابد.

بازی پتانسیل: بازی $\mathcal{G}_p = \{\mathcal{N}, \mathcal{K}, \{c_n\}_{n \in \mathcal{N}}\}$ با مجموعه بازیگران \mathcal{N} ، مجموعه اقدام \mathcal{K} و تابع هزینه c_n یک بازی پتانسیل است، اگر یک تابع پتانسیل $\Phi: \mathcal{A} \times \mathcal{S} \rightarrow \mathbb{R}$ وجود داشته باشد که در معادله (۱۷) صدق کند:

$$\Phi(a'_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}') - \Phi(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}) = c_n(a'_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}') - c_n(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}) \quad (17)$$

با توجه به تعریف تابع هزینه c_n در معادله (۱۱)، می‌توان نشان داد که تابع تعریف شده در معادله (۱۸) یک تابع پتانسیل برای بازی \mathcal{G}_p است:

$$\Phi(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}) = T + \sum_{m \in \mathcal{M}} D_m \quad (18)$$

با تغییر استراتژی ایستگاه از a_n به a'_n ، مهاجم نیز استراتژی خود را از \mathbf{s} به \mathbf{s}' تغییر می‌دهد تا هزینه خویش را به حداقل برساند. بدین ترتیب، تغییر استراتژی مهاجم بر روند اثبات تأثیر نمی‌گذارد و معادله (۱۷) برقرار است. از آنجا که به ازای هر استراتژی مهاجم، تابع هزینه‌اش به حداقل می‌رسد، هنگامی که ایستگاه‌ها به نقطه تعادل \mathbf{s} برسند، مهاجم نیز استراتژی خود را بهینه نگه می‌دارد. به عبارت دیگر، مهاجم نمی‌تواند هزینه‌اش را از طریق تغییر یک‌جانبه استراتژی خود کاهش دهد. بنابراین، تعادل استیکلبرگ سیستم نیز تضمین شده است.

تابع هزینه مهاجم c'_0 که در معادله (۱۲) تعریف شده را می‌توان به تعدادی زیرتابع c'_m مطابق معادله (۱۹) تجزیه کرد:

$$c'_m(a_n, s_m) = -\sum_{k \in \mathcal{K}} \delta(s_m, k) \times (1 - \delta(a_n, k)) \times L/b_n, \forall m \in \mathcal{M}_{ml} \quad (19)$$

مطابق با معادله (۲۰) تابع هزینه مهاجم c'_0 برابر با مجموع هزینه‌های کاربران مخرب است. بنابراین اگر هر کاربر مخرب هزینه

در معادله (۹) بخش اول، تأخیر انتقال محتواهای کاربران قانونی است، که بر اساس محبوبیت محتوا P_k درخواست شده‌اند. بخش دوم، تأخیر انتقال محتواهای کاربران مخرب است که براساس استراتژی تعیین شده توسط مهاجم درخواست می‌شوند.

۳. فرمول‌بندی مسئله

در این بخش، تعامل رقابتی میان ایستگاه‌های کوچک و مهاجم مدل می‌شود. هر ایستگاه می‌خواهد تأخیر بارگیری محتوا را برای کاربران همسایه خود به حداقل برساند، در حالی که مهاجم درصدد ایجاد حداکثر ازدحام در پیوندهای پشتی است. در این نوع مسائل، بازی استیکلبرگ^۵ برای توصیف رفتار دو طرف مناسب است [۱۹]. از آنجا که تعامل میان ایستگاه‌ها نیز بر تعادل بازی اثر می‌گذارد، تعامل رهبران با یکدیگر هم با استفاده از نظریه بازی‌ها و به صورت یک بازی پتانسیل^۶ فرموله می‌شود تا وجود حداقل یک نقطه تعادل را تضمین کند. بدین ترتیب ساختار کل بازی مشتمل بر دو نوع است: یک بازی استیکلبرگ چند-رهبر یک-پیرو در سطح عمودی میان ایستگاه‌ها با مهاجم و یک بازی پتانسیل در سطح افقی میان ایستگاه‌ها (رهبران) برقرار است.

بازی استیکلبرگ: در بازی استیکلبرگ چند-رهبر یک-پیرو $\mathcal{G}_s = \{\{\mathcal{N}, J\}, \{\mathcal{A}, \mathcal{S}\}, \{c_n\}_{n \in \mathcal{N}}, c'_0\}$ بازیگران در دو دسته رهبر و پیرو قرار دارند:

- **رهبران:** ایستگاه‌ها \mathcal{N} با فضای استراتژی $\mathcal{K} = \times_{n \in \mathcal{N}} \mathcal{K}$ و تابع هزینه $c_n: \mathcal{A} \times \mathcal{S} \rightarrow \mathbb{R}$ که به صورت معادله (۱۱) تعریف می‌شود:

$$c_n(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}) = T + \sum_{m \in \mathcal{M}(n)} D_m \quad (11)$$

که در آن، $a_n \in \mathcal{K}$ استراتژی انتخابی ایستگاه n ، بردار استراتژی سایر ایستگاه‌ها (غیر از n) و $\mathbf{s} \in \mathcal{S}$ استراتژی مهاجم برای کاربران مخرب است.

- **پیرو:** مهاجم J با فضای استراتژی $\mathcal{K} = \times_{m \in \mathcal{M}_{ml}} \mathcal{K}$ و تابع هزینه $c'_0: \mathcal{A} \times \mathcal{S} \rightarrow \mathbb{R}$ که به صورت معادله (۱۲) تعریف می‌شود:

$$c'_0(\mathbf{a}, \mathbf{s}) = -\sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{M}_{ml}(n)} \sum_{k \in \mathcal{K}} \delta(s_m, k) \times (1 - \delta(a_n, k)) \times L/b_n \quad (12)$$

که در آن، $\mathbf{a} = (a_n, \mathbf{a}_{-n}) \in \mathcal{A}$ پروفایل استراتژی همه ایستگاه‌ها است.

بنابراین هدف ایستگاه‌ها و مهاجم به ترتیب به صورت معادله‌های (۱۳) و (۱۴) تعریف می‌شوند:

خود را به حداقل برساند، هزینه مهاجم نیز به حداقل می‌رسد.

$$c'_0(\mathbf{a}, \mathbf{s}) = \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{M}_{ml}(n)} c'_m(a_n, s_m) \quad (20)$$

توجه به این نکته ضروری است که هر کاربر مخرب m برای به حداقل رساندن c'_m نیازمند دانستن a_n است، یعنی کاربران مخرب باید از گروهی که در تکرار قبلی توسط ایستگاه مربوطه شان کَش شده است آگاه باشند. با این حال، در سناریوهای واقع‌بینانه، نمی‌توان قبل از درخواست محتوا از یک گروه، از وجود آن در کَش مطلع شد. پس به ناچار کاربر مخرب باید به صورت سببی، محتوا را درخواست نموده و سپس سرآیند پاسخ (برای مثال x-cache) را بررسی کند تا بداند که آیا درخواستش با موفقیت کَش مواجه شده است یا با خطای کَش.

۴. الگوریتم محاسبه پیکربندی تعادل بازی کَش

برای همگرا شدن به نقطه تعادل، از روش پویایی بهترین پاسخ (الگوریتم ۱) استفاده می‌شود. پویایی بهترین پاسخ یک فرآیند تکراری است که در هر مرحله از آن، یک بازیگر انتخاب می‌گردد تا استراتژی خود را بهینه کند. بازیگر فعال، استراتژی خود را به گونه‌ای برمی‌گزیند که هزینه آن با توجه به جدیدترین استراتژی‌های سایر بازیگران، کمینه شود. این فرآیند تا زمانی ادامه می‌یابد که پروفایل استراتژی کاربران، ثابت باقی بماند. با توجه به اینکه بازی انتخاب گروه محتوا توسط ایستگاه‌ها یک بازی پتانسیل است، همگرا شدن الگوریتم پویایی بهترین پاسخ به نقطه تعادل نش تضمین می‌شود. از آنجا که تعادل استکلیبرگ توسط تعادل نش تضمین شده است، الگوریتم انتخاب گروه محتوا نیز به نقاط تعادل استکلیبرگ همگرا می‌گردد.

الگوریتم ۱: شبه کد بدست آوردن نقطه تعادل

// Initialization

- 1: $t = 1$ (Initial iteration)
- 2: Initialize \mathbf{a}
- 3: Compute $s_m^* = \arg \min_{s_m \in \mathcal{K}} c'_m(s_m, a_n), \forall m \in \mathcal{M}_{ml}$
- 4: Calculate $c_n(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}^*), \forall n \in \mathcal{N}$

// Main Learning Loop

- 5: **repeat**
- 6: **for each** SBS n
- 7: Generate a new strategy a'_n
- 8: Calculate $c_n(a'_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}^*)$
- 9: Update strategy $a_n(t+1) = \begin{cases} a'_n, & c'_n < c_n \\ a_n(t), & c'_n \geq c_n \end{cases}$
- 10: $\mathbf{a}_{-n}(t+1) = \mathbf{a}_{-n}(t)$
- 11: Update \mathbf{s}^*
- 12: Update $c_n(a_n, \mathbf{a}_{-n}, \mathbf{s}^*)$
- 13: **end for**
- 14: Update t
- 15: **until** $t \leq MAX_iteration_number$

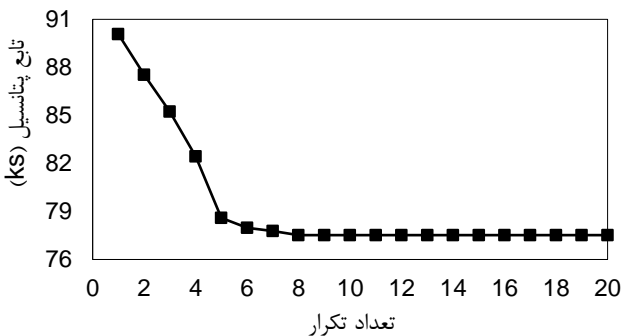
۵. نتایج شبیه‌سازی

در این بخش، سناریویی در نظر گرفته می‌شود که کاربران و ایستگاه‌ها به‌طور یکنواخت در یک منطقه 500×500 مترمربع توزیع شده‌اند. کمترین ظرفیت یک کانال بی‌سیم با $r_{min} = W \log_{10}(1 + \theta)$ محاسبه می‌شود. ظرفیت پیوندهای پشتی به‌طور یکنواخت در بازه $[0.4 \times r_{min}, r_{min}]$ توزیع شده‌اند. بهره کانال به‌صورت متغیرهای نمایی مستقل با میانگین ۱ تنظیم شده و سایر پارامترهای شبیه‌سازی نیز در جدول ۱ آورده شده‌اند.

جدول ۱: پارامترهای شبیه‌سازی

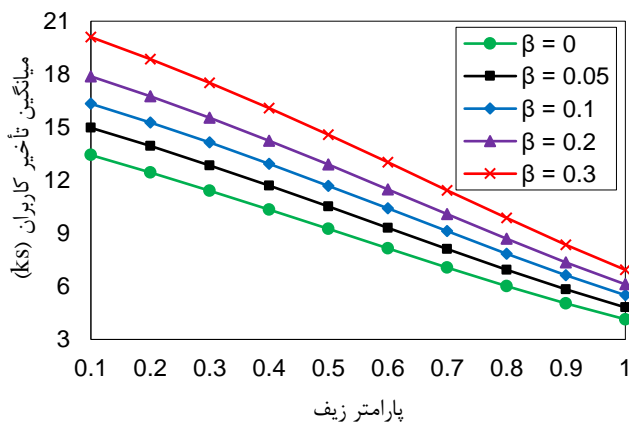
پارامتر	مقدار	شرح
N	۱۰	تعداد ایستگاه‌ها
M	۲۰	تعداد کاربران
F	۱۰۰	تعداد محتواها
H	۲۰	اندازه کَش
K	۵	تعداد گروه‌های محتوا
L	10^9 بیت	اندازه محتوا
W	10^7 هرتز	پهنای باند
p_n	۳۰ دسی‌بل میلی‌وات	توان ارسال ایستگاه n
α	۴	توان تلف مسیر
σ^2	10^{-10} وات	توان نویز
θ	۰.۱	نسبت سیگنال-به-تداخل-و-نویز
γ	۰.۱	پارامتر زیف
β	۰.۰۵	نسبت کاربران مخرب

در این بخش، ابتدا همگرایی روش پیشنهادی بررسی می‌شود. شکل ۲ روند تابع پتانسیل را در طی مراحل الگوریتم نشان می‌دهد. زمان ازدحام در پیوندهای پشتی و میانگین تأخیر کاربران به ترتیب در شکل ۳ و شکل ۴ ترسیم شده‌اند. در شکل ۴، مشاهده می‌شود که در ابتدا، تأخیر بارگیری محتوا زیاد است، اما همانطور که ایستگاه‌ها به تدریج کَش کردن بهینه گروه‌های محتوا را یاد می‌گیرند، میانگین نسبت موفقیت کَش نیز افزایش یافته و در نتیجه میانگین تأخیر کمتر می‌شود.



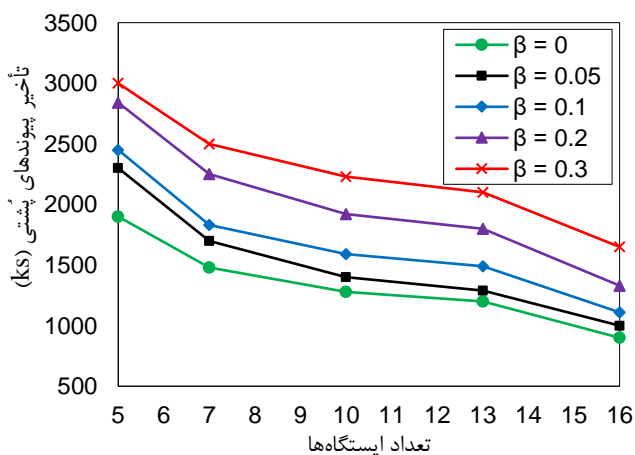
شکل ۲: همگرایی تابع پتانسیل

شکل ۶ میانگین تأخیر کاربران را نسبت به پارامتر زیف برای درصدهای متفاوت کاربران مخرب، نشان می‌دهد. مشابه شکل ۵، با افزایش پارامتر زیف، محبوبیت محتواهای گش شده نیز افزایش می‌یابد و بنابراین میانگین تأخیر کاهش پیدا می‌کند.

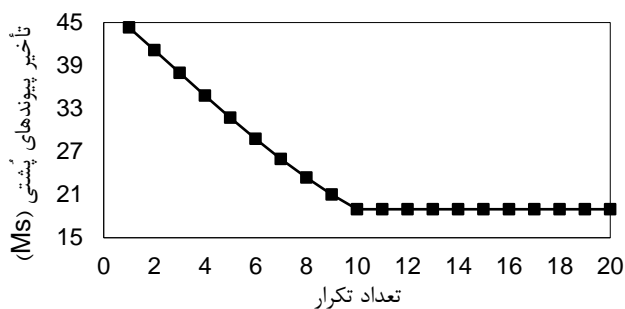


شکل ۶: میانگین تأخیر کاربران نسبت به پارامتر زیف

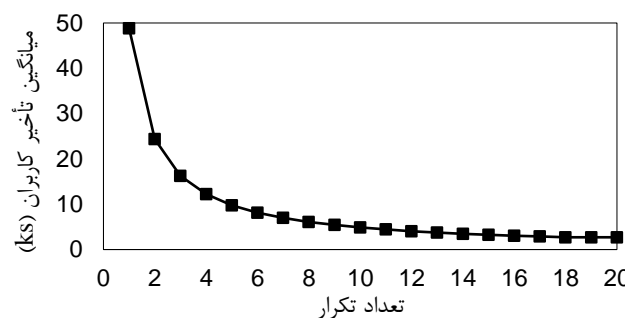
شکل ۷ و شکل ۸ به ترتیب زمان ازدحام در پیوندهای پشتی و میانگین تأخیر کاربران را به ازای تعداد ایستگاه‌ها نشان می‌دهند. وقتی تعداد ایستگاه‌ها بیشتر باشد، هر ایستگاه به درخواست‌های کمتری پاسخ می‌دهد. همچنین محتواهای بیشتری را می‌توان در همه ایستگاه‌ها گش کرد که احتمال خطای گش را کاهش می‌دهد. به این ترتیب زمان ازدحام در پیوندهای پشتی و نیز متوسط تأخیر بارگیری محتوا کاهش می‌یابد.



شکل ۷: زمان ازدحام در پیوندهای پشتی بر حسب تعداد ایستگاه‌ها

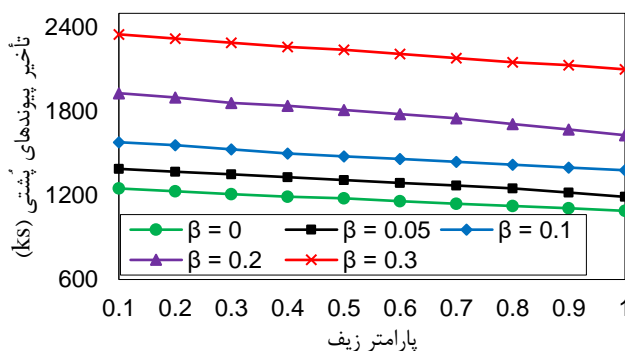


شکل ۳: همگرایی مدت زمان ازدحام در پیوندهای پشتی



شکل ۴: همگرایی میانگین تأخیر کاربران

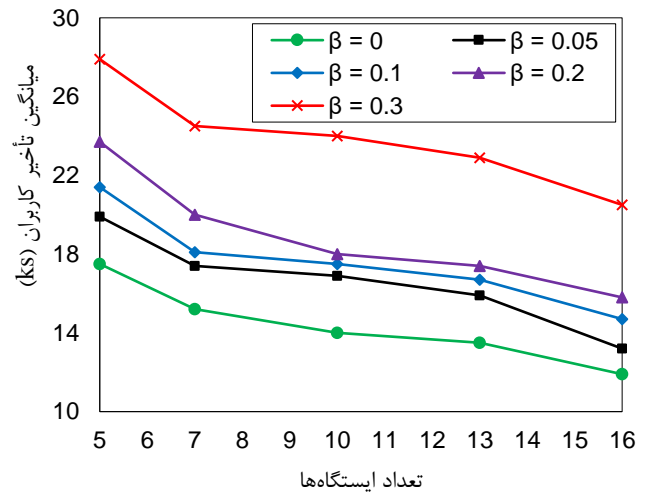
شکل ۵ مجموع تأخیر بارگیری‌ها را به ازای مقادیر مختلف پارامتر زیف نشان می‌دهد. به طور کلی، هرچه مقدار این پارامتر بزرگتر باشد، درخواست‌های کاربران بر روی مجموعه کوچکتری از محتواها متمرکز می‌شود (برای مثال، تعداد بیشتری از درخواست‌ها بر روی مجموعه‌ای از محتواهای پرطرفدار تمرکز دارد). بنابراین تنها با گش کردن این محتواهای پرطرفدار، ایستگاه‌ها می‌توانند نسبت خطای گش خود را کاهش دهند، در نتیجه مجموع تأخیر کاربران نیز کاهش می‌یابد. در این شکل، زمان ازدحام برای درصدهای مختلفی از کاربران مخرب مقایسه می‌شود. همانطور که انتظار می‌رود، حداقل میزان ازدحام در پیوندهای پشتی برای حالتی است که هیچ کاربر مخربی در شبکه وجود ندارد ($\beta = 0$). برای تعداد بیشتر کاربران مخرب، نسبت خطای گش افزایش یافته و در نتیجه باعث ازدحام بیشتر می‌شود.



شکل ۵: زمان ازدحام در پیوندهای پشتی بر حسب پارامتر زیف

in the air: Exploiting content caching and delivery techniques for 5G systems," *IEEE Communications Magazine*, vol. 52, no. 2, pp. 131-139, 2014.

- [5] D. Liu, B. Chen, C. Yang and A. F. Molisch, "Caching at the wireless edge: design aspects, challenges, and future directions," *IEEE Communications Magazine*, vol. 54, no. 9, pp. 22-28, 2016.
- [6] J. Yao, T. Han and N. Ansari, "On mobile edge caching," *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 21, no. 3, pp. 2525-2553, third-quarter 2019.
- [7] W. Zhao, Z. Chen, K. Li, B. Xia and P. Chen, "Artificial interference aided physical layer security in cache-enabled heterogeneous networks," *IEEE International Workshop on Signal Processing Advances in Wireless Communications*, pp. 1-5, 2018.
- [8] N. Zhao et al., "Caching UAV-assisted secure transmission in hyper-dense networks based on interference alignment," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 66, no. 5, pp. 2281-2294, 2018.
- [9] N. Wang, H. Zhao, H. Jin and L. Hai, "Weakly secure coded caching scheme for an eavesdropper having prior knowledge," *IEEE Access*, vol. 8, pp. 15565-15575, 2020.
- [10] J. Chen, L. Yue and J. Chen, "Mitigating cache pollution attack in information centric mobile internet," *KSII Transactions on Internet and Information Systems*, vol. 13, no. 11, pp. 5673-5691, 2019.
- [11] Q. Xu, Z. Su, K. Zhang and P. Li, "Intelligent cache pollution attacks detection for edge computing enabled mobile social networks," *IEEE Transactions on Emerging Topics in Computational Intelligence*, vol. 4, no. 3, pp. 241-252, 2020.
- [12] W. Sun, S. Li and Y. Zhang, "Edge caching in blockchain empowered 6G," *China Communications*, vol. 18, no. 1, pp. 1-17, 2021.
- [13] W. Lu, B. Yin, G. Huang and B. Li, "Edge caching strategy design and reward contract optimization for UAV-enabled mobile edge networks," *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, vol. 38, no. 1, 2020.
- [14] J. Liu, S. Guo, Y. Shi, L. Feng and C. Wang, "Decentralized caching framework toward edge network based on blockchain," *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 7, no. 9, pp. 9158-9174, 2020.
- [15] Q. Xu, Z. Su and R. Lu, "Game theory and reinforcement learning based secure edge caching in mobile social networks," *IEEE Transactions on Information Forensics and Security*, vol. 15, pp. 3415-3429, 2020.
- [16] L. Wang, J. Li, M. Chen, S. Tang and B. Zheng, "An incentive caching mechanism in wireless networks based on Stackelberg game," *IEEE International Conference on Consumer Electronics*, pp. 1-2, 2019.
- [17] C. Natalino, A. de Sousa, L. Wosinska and M. Furdek, "Content placement in 5G-enabled edge/core data center networks resilient to link cut attacks," *Networks*, vol. 75, no. 4, pp. 392-404, 2020.
- [18] F. Gabry, V. Bioglio and I. Land, "On edge caching in the presence of malicious users," *IEEE International Conference on Communications Workshops*, pp. 278-283, 2016.
- [19] H. von Stackelberg, "Market structure and equilibrium," Translated by D. Bazin, L. Urch and R. Hill, *Springer*, 2011.
- [20] J. Nash, "Non-Cooperative Games," *Annals of Mathematics*, vol. 54, no. 2, pp. 286-295, 1951.
- [21] D. Monderer and L. S. Shapley, "Potential Games," *Games and Economic Behavior*, vol. 14, no. 1, pp. 124-143, 1996.
- [22] D. Fudenberg and J. Tirole, "Game Theory," *MIT Press*, 1991.



شکل ۸: میانگین تأخیر کاربران بر حسب تعداد ایستگاه‌ها

۶. خلاصه و نتیجه‌گیری

در این مقاله، مسئله جانمایی محتوا در ایستگاه‌های پایه کوچک مجهز به کش، در شرایطی بررسی شد که یک مهاجم درخواست‌های برخی از کاربران را کنترل می‌کند. ابتدا تعامل رقابتی بین ایستگاه‌ها و مهاجم با بازی استکلیبرگ مدل‌سازی شده و تعادل استکلیبرگ برای آن بدست آمد. سپس همکاری بین ایستگاه‌ها به صورت یک بازی پتانسیل، که در آن حتماً تعادل نش وجود دارد، با هدف به حداقل رساندن میانگین بلندمدت تأخیر بارگیری محتوا، فرموله گردید. در این مقاله، وجود تعادل استکلیبرگ بر اساس وجود تعادل نش تضمین شده است. به منظور محاسبه نقطه تعادل، الگوریتم پویایی بهترین پاسخ پیشنهاد گردید که در آن، هر ایستگاه به طور مستقل بهترین پاسخ خود را پیدا نمود. همچنین تأثیر پارامترهای کلیدی مانند محبوبیت محتوا و تعداد ایستگاه‌ها بررسی شد. نتایج این تحقیق تأثیر منفی حضور مهاجم بر عملکرد کش و اهمیت بالای جانمایی سازگار محتوا را بسته به تعداد کاربران مخرب نشان داده است.

پانویس‌ها

- Macro Base Station ^۱
- Mobile User ^۲
- Small Base Station ^۳
- Zipf's Law ^۴
- Stackelberg Game ^۵
- Potential Game ^۶
- Nash Equilibrium ^۷

مراجع

- [1] N. Golrezaei, A. F. Molisch, A. G. Dimakis and G. Caire, "Femtocaching and device-to-device collaboration: A new architecture for wireless video distribution," *IEEE Communications Magazine*, vol. 51, no. 4, pp. 142-149, 2013.
- [2] K. Shanmugam, N. Golrezaei, A. G. Dimakis, A. F. Molisch and G. Caire, "FemtoCaching: Wireless content delivery through distributed caching helpers," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 59, no. 12, pp. 8402-8413, 2013.
- [3] H. Ahleghagh and S. Dey, "Video-aware scheduling and caching the radio access network," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 22, no. 5, pp. 1444-1462, 2014.
- [4] X. Wang, M. Chen, T. Taleb, A. Ksentini and V. C. M. Leung, "Cache