

قیمت گذاری و زمان بندی پویای کیفیت خدمات (QoS) آگاهانه در محاسبات

ابری بی سیم

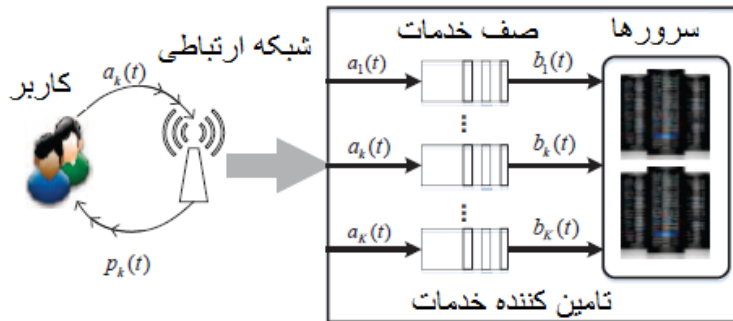
چکیده: این مقاله مسائل مربوط به به قیمت گذاری و زمان بندی کیفیت خدمات (QoS) آگاهانه را در محاسبات ابری بی سیم بررسی می کند که در آن تأمین کننده مجموعه ای از خدمات را از طریق ارتباط بی سیم برای کاربران فراهم می کند. در این فرآیند، ارائه دهنده قیمت هر یک از خدمات را با توجه به وضعیت سیستم و طول صف اعلام می کند. با جمع آوری تقاضای خدمات از کاربران و مشاهده وضعیت سیستم، ارائه دهنده خدمات برخی منابع اختصاصی را برای برآورد تقاضا اختصاص می دهند. با توجه به پویایی تقاضا و وضعیت سیستم، برای ارائه دهندگان قیمت گذاری و تهیه منابع به صورت بهینه دشوار است. این مقاله ابتدا مشکل را به عنوان یک مدل ریاضی فرمول بندی می کند. سپس، قیمت گذاری پویای QoS آگاهانه و الگوریتم زمان بندی (QDPSA) را پیشنهاد می کند. الگوریتم QDPSA تنها به وضعیت سیستم فعلی و طول صف بستگی دارد و می تواند سود متوسط اپراتور را به حداکثر برساند. شبیه سازی نشان می دهد که می توانیم از طریق تنظیم یک پارامتر کنترل، بین سود و طول صف از طریق اعمال عوامل کنترل مبادله و سبک سنگین کرد. علاوه بر این، نتایج ما همچنین نشان می دهد که خدمات با ارزش بالاتر از ضریب QoS می تواند طول صف کوتاهی را به دست آورد، یعنی زمان پاسخ کوتاه تر خواهد بود.

1. مقدمه

دستگاه های موبایل در سال های اخیر به بخش مهمی از زندگی انسان تبدیل شده اند [1]. به این ترتیب، برنامه های کاربردی موبایل و خدمات آن به سرعت افزایش می یابد [2]. با این وجود، با توجه به منابع محدود ارسال برنامه های

کاربردی کافی در حد بالا روی ابزار موبایل بسیار چالش برانگیز است، مواردی نظیر باتری، توان پردازش و پهنای باند شبکه. برای بهبود عملکرد برنامه‌های تلفن همراه، محاسبات ابر بی‌سیم برای غلبه بر برخی از این محدودیت‌ها با تخلیه برنامه‌های تلفن همراه به ابر از راه دور و یا ارائه خدمات طراحی شده است [4]. در این نمونه، کاربران برای برنامه‌های کاربردی بهای آن را پرداخت می‌کنند و ارائه‌دهنده خدمات برخی منابع را برای خدمت به این خواسته‌ها اختصاص می‌دهد و به این ترتیب هزینه‌هایی را به دست می‌آورد. مأموریت ارائه‌دهنده خدمات، طراحی الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی برای به حداکثر رساندن سود آن است.

در این مقاله، الگوریتم پویای قیمت‌گذاری و زمان‌بندی باکیفیت خدمات (QoS) را در نظر می‌گیریم تا در سیستم محاسبات ابری بی‌سیم سود را به حداکثر برسانیم، همان‌طور که در شکل 1 نشان داده شده است. این سیستم می‌تواند کاربر را با انواع برنامه‌های کاربردی مانند محاسبات علمی، جستجوی بصری و پردازش تصویر گروهی تأمین کند. در این مقاله، روی خدمات غیرفعال تأخیری تمرکز می‌کنیم که 70 درصد از کل کارهای سیستم را تشکیل می‌دهد [5]. فرض کنید که نوع K سرویس‌های غیر حساس با نیازهای مختلف QoS برای کاربران وجود دارد و QoS به طول صف متوسط اشاره دارد. در هر زمان، ارائه‌دهنده خدمات، صف خدمات و وضعیت سیستم را مشاهده می‌کند و مجموعه‌ای از قیمت‌ها را انتخاب می‌کند و آن‌ها را به همه کاربران اعلام می‌کند. کاربران به قیمت فعلی با تقاضای خاص واکنش نشان می‌دهند. سپس، ارائه‌دهنده خدمات منابع پشتیبان را برای برآورده کردن خواسته‌های به‌دست‌آمده از صف خدمات K اختصاص می‌دهد. فرآیند فوق هزینه‌ای را به ارمغان می‌آورد. در تلاش هستیم تا الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی را برای به حداکثر رساندن سود متوسط زمان ارائه‌دهنده خدمات بیابیم درحالی‌که ثبات صف و نیاز به QoS اطمینان داریم.



شکل 1: سیستم زمان بندی و قیمت گذاری محاسبه ابری بی سیم

مسائل مربوط به قیمت گذاری و زمان بندی در محدوده شبکه کامپیوتری [6] [7]، شبکه هوشمند [8] [9]، بازارهای وای فای¹ [10] و محاسبات ابری [11] [12] [13] و غیره مورد مطالعه قرار گرفته است. به عنوان مثال، در [6] یک الگوریتم تخصیص منابع تکراری دوسطحی مبتنی بر قیمت در شبکه های تک کاره بی سیم پیشنهاد شده است. این الگوریتم به یک شبکه جهانی مطلوب نزدیک می شود. در [13]، نویسندگان به موضوع چگونگی مدیریت هوشمندانه منابع در یک سیستم پایگاه داده محاسبات ابری پرداختند و سیستم مدیریت منابع هزینه را ارائه دادند. بعضی از مطالعات سعی داشتند با قیمت گذاری پویا و زمان بندی مسئله در محیط بی سیم مقابله کنند. هنده² و همکاران [14] با در نظر گرفتن قیمت گذاری و زمان بندی، به طور کلی مدل توزیع نرخ بر مبنای حداکثر سازی ابزار شناخته شده را برای تعریف قیمت گذاری ارائه دهندگان محتوا تعمیم می دهند. هوانگ و نلی³ [15] یک الگوریتم آنلاین ساختند که به طور مشترک قیمت گذاری و زمان بندی پویا برای یک نقطه دسترسی (AP) را در یک شبکه بی سیم حل می کند که می تواند به هر سود متوسطی که به طور قراردادی نزدیک به مطلوب است دست یابد. رن⁴ و همکاران [16] بر زمان بندی و قیمت گذاری در محاسبات ابری تمرکز می کنند و الگوریتم زمان بندی و قیمت گذاری پویا (Dyn-SP) را می سازند. Dyn-SP یک سود متوسط نزدیک به مطلوب را ایجاد می کند در حالی که طول صف سرویس را هم محدود می کند. تا آنجا که می دانیم، تمام تحقیقات فوق قواعد مختلف QoS را بررسی نمی کنند،

WiFi¹

Hande²

Neely & Huang³

Ren⁴

الزامات خدمات مختلف برای قیمت‌گذاری پویا و زمان‌بندی در محاسبات ابری بی‌سیم هستند. برخی آثار [17] بر مسئله زمان‌بندی آگاهانه QoS در محیط ابری تمرکز دارند. با این حال، آن‌ها به‌طور هم‌زمان مشکلات قیمت‌گذاری و محیط پویای را در نظر نمی‌گیرند. در تلاشیم تا الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی QoS پویا را برای دستیابی به سود مطلوب ایجاد کنیم. کمک و همکاری اصلی این مقاله را می‌توان به شرح زیر خلاصه کرد:

- این مقاله یک مدل زمان گسسته برای فرمول‌بندی قیمت‌گذاری و زمان‌بندی پویای مشکل در محاسبات ابری بی‌سیم ارائه می‌دهد و این مدل بسیار کلی است.

- این مقاله الگوریتم QDPSA را برای حل مشکل فوق پیشنهاد می‌کند. این الگوریتم را می‌توان با استفاده از آمار سیستم ناشناخته قیاسی تکمیل کرد و سود مطلوب به دست آورد. مهم‌تر از همه، الگوریتم QDPSA می‌تواند نیازهای مختلف QoS را برآورده کند. این نتایج با شبیه‌سازی‌های ما معتبر هستند.

بقیه مقاله به شرح زیر است: بخش دوم، فرمول‌بندی مدل سیستم را ارائه می‌دهد. الگوریتم QDPSA در بخش سوم ارائه شده است. عملکرد الگوریتم QDPSA با شبیه‌سازی در بخش 4 ارزیابی می‌شود. بخش V این مقاله نتیجه‌گیری است.

2. مدل سیستم

یک مدل زمان گسسته را در نظر می‌گیریم که اپراتور ارائه‌دهنده قیمت خدمات را اعلام می‌کند و منابع را برای ارائه به تقاضا در هر بخش زمان‌بندی می‌کند. نمادهای کلیدی مورد استفاده در این مقاله در جدول 1 فهرست شده‌اند. توضیحات «در بخش t» را برای کوتاهی و خلاصه کردن مطلب حذف کردیم.

جدول 1: فهرست نمادها

نمادها	توضیحات
$a_k(t)$	تقاضا برای خدمات نوع K
$b_k(t)$	سرعت خدمات نوع k
$q_k(t)$	پشتیبانی سرویس نوع k
$p_k(t)$	قیمت اعلام شده توسط اپراتور برای سرویس نوع k
$c(t)$	بردار هزینه خدمات
$Q_k(t)$	QoS آگاهانه پشتیبانی از خدمات نوع k
$u(t)$	سود سیستم
$S(t)$	وضعیت سیستم

A. مدل سازی تقاضا

$p_k(t)$ را برای قیمت خدمات نوع k نشان می دهد که کاربران تلفن همراه را تبلیغ می کند. فرض کنید $p_k(t)$ متعلق به مجموعه جمعی P برای همه t است و با $[0, p_{max}]$ محدود می شود. تقاضا، $a_{i,k}(t)$ برای خدمات دسته ای نوع K کاربر i به قیمت فعلی $p_k(t)$ بستگی دارد و می تواند به صورت تابع $p_k(t)$ مدل سازی شود

$$a_{i,k}(t) = \hat{a}_{i,k}(p_k(t)) \quad (1)$$

ارائه دهنده خدمات تقاضای هر سرویس را از این شبکه جمع آوری می کند. به طور مستقیم، تقاضای خدمات در ارائه دهنده خدمات به تقاضای کاربر و وضعیت شبکه ارتباطی بستگی دارد،

$$a_k(t) = \hat{a}_k(a_{1,k}(t), \dots, a_{i,k}(t), \dots, a_{I,k}(t), S_N(t)) \quad (2)$$

جایی که I تعداد کاربران و $S_N(t)$ وضعیت شبکه است، وضعیت شبکه برای زمان های مختلف به دلایل متفاوت مانند فاصله کاربر و موقعیت پاسخ متغیر است؛ و ما فرض می کنیم که پردازش وضعیت شبکه یک زنجیره مارکوف ارگومیک⁵ فازی با فضای وضعیت S_N است. با پیروی از معادله 1 و معادل 2 و بدون ایجاد ابهام، می توانیم معادله زیر را به دست آوریم،

$$a_k(t) = \hat{a}_k(p_k(t), S_N(t)) \quad (3)$$

علاوه بر این، فرض می‌کنیم که مقدار حداکثری a_{\max} وجود دارد، چنان‌که $a_k(t) \leq a_{\max}$ برای همه t ها و همه k ها و $\hat{a}_k(p_{\max}, S_N(t)) = 0$ است. با توجه به اینکه p و $a_k(t)$ از اطلاعات سوابق مستقل است.

B. فرمول نویسی نرخ خدمات

بگذارید $b_k(t)$ نرخ خدمات باشد، مقدار دسته‌ای که می‌تواند ارائه شود، در بخش t و $SD(t)$ وضعیت ارائه‌دهنده سرویس SD هست. فرض کنید که $SD(t)$ وضعیت محدود یک زنجیره مارکوف تصادفی با فضای حالت SD است. حالت سیستم که با S نشان داده می‌شود، وضعیت شبکه و حالت ارائه‌دهنده خدمات یعنی $S(t) = (SN(t), SD(t))$ را شامل می‌شود. در این مورد، می‌توانیم $S = SN \times SD$ را به دست آوریم که به شکل قبلی ناشناخته است. اپراتور ارائه‌دهنده خدمات باید منابع را به هر تقاضایی اختصاص دهد که هزینه خاصی را به ارمغان می‌آورد. فرض کنیم که هزینه خدمت نوع k در بخش t برابر است با $c_k(t)$ و مقدار c_{\max} محدودی وجود دارد که $0 \leq c_k(t) \leq c_{\max}$ را برای تمام k و همه t برآورده می‌سازد. علاوه بر این، بردار $c(t)$ به صورت $(c_1(t), c_2(t), \dots, c_K(t))$ ، نشان داده می‌شود و فرض کنید که بردار هزینه متعلق به مجموعه‌ای از هزینه C است، یعنی $c \in C(t)$. نرخ خدمات توسط بردار هزینه و وضعیت ارائه‌دهنده خدمات تعیین می‌شود،

$$b_k(t) = \hat{b}_k(c(t), S_D(t)) \quad (4)$$

وضعیت ارائه‌دهنده خدمات به جنبه‌های بسیاری از ارائه‌دهنده خدمات اشاره می‌کند، مانند منابعی که می‌تواند اختصاص داده شود، قیمت برق و غیره. فرض می‌کنیم که نرخ خدمات $b_k(t)$ می‌تواند به‌طور مداوم تقسیم شود و با حداکثر مقدار b_{\max} محدود می‌شود.

از آنجا که $S(t) = (SN(t), SD(t))$ ، معادلات 3 و 4 را ساده‌تر می‌کنیم و دو معادله زیر را به دست می‌آوریم.

$$a_k(t) = \hat{a}_k(p(t), S(t)) \quad (5)$$

$$b_k(t) = \hat{b}_k(c(t), S(t)) \quad (6)$$

C. پویایی و پایداری صف

$q_k(t)$ را به عنوان پشتیبان صف سرویس نوع k در ارائه‌دهنده خدمات در بخش t نشان می‌دهیم. برای سرویس نوع k ، پویای صف آینده $q_k(t)$ با تقاضای کاربر $a_k(t)$ و نرخ سرویس $b_k(t)$ بر اساس معادله پویای زیر، به دست می‌آید

$$q_k(t+1) = \max[q_k(t) - b_k(t), 0] + a_k(t) \quad (7)$$

جایی که $b_k(t)$ و $a_k(t)$ توسط معادله 5 و معادله 6 تعریف می‌شوند. $q(t)$ یک بردار پشتیبان صف $(q_1(t), q_2(t), \dots, q_K(t))$ می‌باشد.

مفهوم ثبات صف را شبیه به [18]، یک فرایند زمانی گسسته $\{q_k(t)\}$ معرفی می‌کنیم، نرخ متوسط پایدار است اگر،

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\mathbb{E}\{q_k(t)\}}{t} = 0 \quad (8)$$

D. فرمول نویسی مسئله

در بخش t ، سود کلی تأمین‌کننده خدمات به صورت زیر است

$$u(t) = \sum_{k=1}^K p_k(t) a_k(t) - \sum_{k=1}^K c_k(t) \quad (9)$$

جایی که جمله اول و دوم سمت راست معادله به ترتیب نشان‌دهنده درآمد و کل هزینه تأمین‌کننده خدمات در بخش t است.

در واقع، $u(t)$ را می‌توان به صورت $u(t) = \hat{u}(p(t), c(t), S(t))$ بیان کرد. تعریف $\bar{u}(t)$ به عنوان انتظار $u(t)$ در اولین

بخش t زیر یک الگوریتم خاص است

$$\bar{u}(t) = \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \mathbb{E}\{u(\tau)\} \quad (10)$$

جایی که انتظار می‌رود وضعیت سیستم و سیاست‌ها تصادفی باشد. به‌طور مشابه، می‌توانیم انتظارات $\bar{a}_k(t)$ ، $\bar{b}_k(t)$ را تعریف کنیم. مسئله را می‌توان به این شکل فرمول نویسی کرد

$$\text{Minimize: } \limsup_{t \rightarrow \infty} -\bar{u}(t) \quad (11)$$

$$\text{Subject to: } 1) \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\mathbb{E}\{q_k(t)\}}{t} = 0 \quad \forall k \quad (12)$$

$$2) p_k(t) \in P \quad (13)$$

$$3) c(t) \in C \quad (14)$$

هدف این است که سود کلی متوسط را با تنظیم متغیرهای تصمیم‌گیری $p_k(t)$ و $c(t)$ در هر بخش به حداکثر برسد.

E. شرایط آهستگی

$-u^{\text{opt}}$ مقدار عطف معادله 11 در تمام سیاست‌های قیمت‌گذاری و زمان‌بندی قابل اجرا است. کار ما بر اساس شرایط آهستگی به شکل زیر است:

شرایط آهستگی: اگر معادله 11 تا 14 امکان‌پذیر باشد، مقدار مثبت $\varepsilon > 0$ و یک مقدار دیگر $\phi(\varepsilon)$ است که مربوط به ε و یک الگوریتم S تنها $p^*(t)$ و $c^*(t)$ است که معادلات زیر را به دست می‌آورد

$$\mathbb{E}\{-\hat{u}(p_k^*(t), c^*(t), S(t))\} = \phi(\varepsilon) \quad (15)$$

$$\mathbb{E}\{\hat{a}_k(p_k^*(t), S(t))\} \leq \mathbb{E}\{\hat{b}_k(c^*(t), S(t))\} - \varepsilon \quad \forall k \quad (16)$$

الگوریتم S تنها که الگوریتمی است که قیمت‌گذاری را ایستا و تصادفی می‌کند و تصمیمات هر بخش t را تنها بر اساس $S(t)$ مشاهده‌شده زمان‌بندی می‌کند. شرایط آهستگی معادله 16 به‌طور طبیعی توسط فرمول ما برآورده می‌شود، زیرا ارائه‌دهنده خدمات می‌تواند همیشه $p(t) = p_{\max}$ را به‌گونه‌ای تنظیم کند که $a_k(t) = 0$. بنابراین، الگوریتم معادله 15 می‌تواند حاصل شود.

3. الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی پویای QoS آگاهانه

در الگوریتم‌های کنونی، پشتیبانی صف واقعی اغلب نقش متغیر تصمیمی را بازی می‌کند. باین‌حال، این الگوریتم‌ها تمام صف‌های خدمات را به همان اندازه مهم می‌دانند و برای بررسی شرایط مختلف QoS شکست می‌خورند. برای غلبه بر این کمبود، مفهوم QoS آگاهانه را معرفی می‌کنیم و الگوریتم QDPSA را پیشنهاد می‌کنیم.

A. پویایی صف QoS آگاهانه

برای خدمات نوع k ، پشتیبانی صف QoS آگاهانه $Q_k(t)$ را به صورت تابع خطی از طول صف $q_k(t)$ تعریف می‌کنیم. این تابع خطی تضمین می‌کند که اگر $q_k(t)$ برابر با صفر باشد، $Q_k(t)$ هم برابر با صفر است. بنابراین، می‌توانیم معادله زیر را به دست آوریم

$$Q_k(t) = \mu_k q_k(t) \quad (17)$$

جایی که μ_k را به عنوان ضریب QoS آگاهانه می‌نامیم. ضریب آگاهی QoS یک ثابت مثبت است، به طوری که اگر $q_k^m(t) < q_k^n(t)$ ، پس داریم $Q_k^m(t) < Q_k^n(t)$. در حقیقت، صف QoS آگاهانه می‌تواند هر تابعی از عملکرد واقعی و نه فقط عملکرد خطی باشد که برای کار آینده در نظر گرفته شده است. $A_k(t)$ را برای $\mu_k a_k(t)$ و $B_k(t)$ را برای $\mu_k b_k(t)$ قرار دهید که به ترتیب به عنوان تقاضا و نرخ خدمات QoS نامیده می‌شوند. به طور مشهود می‌توان آن‌ها را به شکل $A_k(t) = \hat{A}_k(p(t), S(t))$ و $B_k(t) = \hat{B}_k(p(t), S(t))$ فرمول نویسی کرد.

با ترکیب معادله 7 و 17 و اتصال $A_k(t)$ و $B_k(t)$ ، دینامیک صف QoS آگاهانه به دست می‌آید

$$\begin{aligned} Q_k(t+1) &= \mu_k q_k(t+1) \\ &= \mu_k (\max[q_k(t) - b_k(t), 0] + a_k(t)) \quad (18) \\ &= \max[Q_k(t) - B_k(t), 0] + A_k(t) \end{aligned}$$

در این مورد، سود کل را می‌توان به شکل زیر بیان کرد

$$u(t) = \sum_{k=1}^K p_k(t) a_k(t) - \sum_{k=1}^K c_k(t) = \sum_{k=1}^K p_k(t) A_k(t) / \mu_k - \sum_{k=1}^K c_k(t) \quad (19)$$

در ادامه این مقاله، نشان می‌دهیم که μ_k متفاوت می‌تواند برای الزامات مختلف QoS به دست آید.

B. الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی پویای QoS آگاهانه

به‌جای استفاده از صف واقعی، QoS صف آگاهانه را برای شبیه‌سازی الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی پویا معرفی می‌کنیم. الگوریتم حاصل از دو بخش تشکیل شده است. الگوریتم قیمت‌گذاری پویا QoS: در ابتدای هر بخش t ، ارائه‌دهنده خدمات، وضعیت و تمام $Q_k(t)$ است و قیمت $p_k(t)$ را برای به حداقل رساندن بیان زیر انتخاب می‌کند.

$$\sum_{k=1}^K \hat{A}_k(p_k(t), S(t))(Q_k(t) - \frac{Vp_k(t)}{\mu_k}) \quad (20)$$

الگوریتم زمان‌بندی پویای QoS: در ابتدای هر بخش t ، ارائه‌دهنده خدمات، وضعیت ارائه‌دهنده خدمات و تمامی $Q_k(t)$ مشاهده می‌شود و بردار هزینه $c(t)$ را برای به حداقل رساندن بیان زیر، انتخاب می‌کند.

$$\sum_{k=1}^K [Vc_k(t) - Q_k(t)\hat{B}_k(c(t), S(t))] \quad (21)$$

پارامتر $V > 0$ یک متغیر کنترل است که می‌تواند به مقادیر مختلف تنظیم شود تا بازده صف را برای سود کوتاه‌مدت خدمات بازاریابی کند.

C. تجزیه تحلیل اجرایی

نشان خواهیم داد که الگوریتم QDPSA صف‌ها و کسب سود مطلوب را تثبیت می‌کند. ابتدا شرایط آهستگی را در چارچوب صف QoS آگاهانه گسترش می‌دهیم.

شکل گسترده‌ای از وضعیت افتادگی.

اگر مسئله در معادلات 11 و 14 امکان‌پذیر باشد، یک مقدار مثبت $\varepsilon^Q > 0$ و یک مقدار دیگر $\phi^Q(\varepsilon^Q)$ مربوط به ε^Q و یک الگوریتم S تنها $p^*(t)$ و $c^*(t)$ وجود دارد که معادلات زیر را برآورده می‌سازد

$$\mathbb{E}\{-\hat{u}(p^*(t), c^*(t), S(t))\} = \phi^Q(\varepsilon^Q) \quad (22)$$

$$\mathbb{E}\{\hat{A}_k(p^*(t), S(t))\} \leq \mathbb{E}\{\hat{B}_k(c^*(t), S(t))\} - \varepsilon^Q \quad \forall k \quad (23)$$

معادله 22 و 23 را از شرایط آهستگی اصلی مشتق می‌گیریم. μ_{min} مقدار حداقل همه μ_k باشد، ε^Q برابر با

$\mu_{min} \varepsilon$ است. با قرار دادن $\varepsilon = \varepsilon^Q / \mu_{min}$ در معادله 15 به دست می‌آید

$$\mathbb{E}\{-\hat{u}(p^*(t), c^*(t), S(t))\} = \phi(\varepsilon) = \phi(\varepsilon^Q / \mu_{min}) = \phi^Q(\varepsilon^Q)$$

با ضرب μ_k در هر دو طرف معادله 16 و با قرار دادن $\varepsilon^Q = \mu_{min} \varepsilon$ در نامعادله به دست آمده

$$\begin{aligned} \mu_k \mathbb{E}\{\hat{a}_k(p_k^*(t), S(t))\} &\leq \mu_k \mathbb{E}\{\hat{b}_k(c^*(t), S(t))\} - \mu_k \varepsilon \\ \Rightarrow \mathbb{E}\{\hat{A}_k(p_k^*(t), S(t))\} &\leq \mathbb{E}\{\hat{B}_k(c^*(t), S(t))\} - \mu_k \varepsilon \\ &\leq \mathbb{E}\{\hat{B}_k(c^*(t), S(t))\} - \mu_{min} \varepsilon \\ \Rightarrow \mathbb{E}\{\hat{A}_k(p_k^*(t), S(t))\} &\leq \mathbb{E}\{\hat{B}_k(c^*(t), S(t))\} - \varepsilon^Q \end{aligned}$$

قضیه زیر نشان می‌دهد که الگوریتم QDPSA می‌تواند تمام صف‌ها را تثبیت کند و سود متوسط $O(1/V)$ را به دست آورد، درحالی‌که طول صف توسط $O(V)$ محدود می‌شود.

قضیه 1. اگر مسئله معادله 11-14 امکان‌پذیر است و شرایط آهستگی برآورده شود، الگوریتم QDPSA با هر $V > 0$ سیستم را تثبیت می‌کند؛ حد پشتیبانی متوسط به دست آمده به شکل زیر داده می‌شود

$$\limsup_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{q_k(t)\} \leq \frac{B^Q + V[\phi^Q(\varepsilon^Q) + u^{opt}]}{\varepsilon^Q \mu_{min}} \quad (24)$$

جایی که $\phi^Q(\varepsilon^Q)$ در معادله 22 تعریف شده است و BQ به صورت زیر تعریف شده است،

$$B^Q \triangleq \frac{a_{max}^2 + b_{max}^2}{2} \sum_{k=1}^K \mu_k^2 \quad (25)$$

علاوه بر این، حد سود متوسط با معادله زیر ارائه می‌شود

$$\limsup_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{u(t)\} \geq u^{opt} - \frac{B^Q}{V} \quad (26)$$

اثبات، تعریف تابع لیاپونوف⁶ را به عنوان نصف مجموع مربع از صف‌های فردی تعیین کنید

$$L(\mathbf{Q}(t)) \triangleq \frac{1}{2} \sum_{k=1}^K Q_k(t)^2 \quad (27)$$

انحراف مشروط لیاپنوف $\Delta(L(\mathbf{q}(t)))$ را در یک مرحله به شرح زیر تعیین کنید:

$$\Delta(L(\mathbf{Q}(t))) \triangleq \mathbb{E}\{L(\mathbf{Q}(t+1)) - L(\mathbf{Q}(t)) | \mathbf{Q}(t)\} \quad (28)$$

علاوه بر این، انحراف بعلاوه بیان نهایی را به صورت $\Delta(L(\mathbf{Q}(t))) + V\mathbb{E}\{-u(t) | \mathbf{Q}(t)\}$ تعریف می‌کنیم و می‌توانیم قیاس زیر را به دست آوریم.

قیاس 1: فرض کنید که $S(t)$ برابر است با i.i.d در هر بخش. در زیر هر الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی، برای همه t ، تمام مقادیر ممکن $Q(t)$ و تمام پارامترها $V \geq 0$ ، حد بالایی انحراف بعلاوه بیان نهایی برآورده شده است

$$\begin{aligned} & \Delta(L(\mathbf{Q}(t))) + V\mathbb{E}\{-u(t) | \mathbf{Q}(t)\} \\ & \leq B^Q + V\mathbb{E}\{-u(t) | \mathbf{Q}(t)\} + \sum_{k=1}^K Q_k(t) \mathbb{E}\{A_k(t) - B_k(t) | \mathbf{Q}(t)\} \end{aligned} \quad (29)$$

اثبات: با مربع معادله پویایی صف 18 و استفاده از حقایقی که $\max[Q_k(t) - B_k(t), 0]^2 \leq [Q_k(t) - B_k(t)]^2$ و $\max[Q_k(t) - B_k(t), 0] \leq Q_k(t)$ به دست می‌آوریم

$$\begin{aligned} Q_k(t+1)^2 &= (\max[Q_k(t) - B_k(t), 0] + A_k(t))^2 \\ &\leq [Q_k(t) - B_k(t)]^2 + A_k(t)^2 + 2Q_k(t)A_k(t) \\ &\Rightarrow \frac{Q_k(t+1)^2 - Q_k(t)^2}{2} \leq \frac{A_k(t)^2 + B_k(t)^2}{2} + Q_k(t)(A_k(t) - B_k(t)) \end{aligned} \quad (30)$$

با فرض انتظارات شرطی معادله 30 و جمع کردن بیش از $k \in \{1, \dots, K\}$ یک محدودیت در $\Delta(L(\mathbf{Q}(t)))$ حاصل می‌شود. با اضافه کردن $V\mathbb{E}\{-u(t) | \mathbf{Q}(t)\}$ به هر دو طرف نتیجه را اثبات می‌کند.

هر بخش t ، QDPSA سمت راست بیان نهایی بعلاوه انحراف را در تمام الگوریتم‌ها به حداقل می‌رساند، بنابراین داریم

$$\begin{aligned} & \Delta(L(\mathbf{Q}(t))) + V\mathbb{E}\{-u(t) | \mathbf{Q}(t)\} \\ & \leq B^Q + V\mathbb{E}\{-u^*(t) | \mathbf{Q}(t)\} + \sum_{k=1}^K Q_k(t) \mathbb{E}\{A_k^*(t) - B_k^*(t) | \mathbf{Q}(t)\} \end{aligned} \quad (31)$$

جایی که $-u^*(t)$, $A_k^*(t)$, $B_k^*(t)$ مقادیر به دست آمده زیر هر الگوریتم جایگزین $(p^*(t), c^*(t))$ هستند. فرض کنید که وضعیت آهستگی برآورده شود. الگوریتم S تنها را برای $(p^*(t), c^*(t))$ در نظر بگیرید که معادلات 22 و 23 را به دست می‌دهد. از آنجاکه $S(t)$ برابر است با i.i.d و الگوریتم تنها بر اساس وضعیت سیستم فعلی $S(t)$

است، مقادیر $u^*(t)$, $A_k^*(t)$, $B_k^*(t)$ مستقل از بارهای فعلی صف $Q(t)$ است، یعنی

$$\mathbb{E}\{-u^*(t) | Q(t)\} = \mathbb{E}\{-u^*(t)\} \quad (32)$$

$$\mathbb{E}\{A_k^*(t) - B_k^*(t) | Q(t)\} = \mathbb{E}\{A_k^*(t) - B_k^*(t)\} \quad (33)$$

با قرار دادن معادله 22 - 23 و 32-33 در (29) معادله زیر به دست می‌آید

$$\Delta(L(Q(t))) + V\mathbb{E}\{-u(t) | Q(t)\} \leq B^Q + V\phi^Q(\varepsilon^Q) - \varepsilon^Q \sum_{k=1}^K Q_k(t) \quad (34)$$

با در نظر گرفتن توزیع $Q(T)$ انتظار می‌رود معادله 34 به شکل زیر باشد

$$\begin{aligned} & \mathbb{E}\{L(Q(t+1)) - L(Q(t))\} + V\mathbb{E}\{-u(t)\} \\ & \leq B^Q + V\phi^Q(\varepsilon^Q) - \varepsilon^Q \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{Q_k(t)\} \end{aligned} \quad (35)$$

با جمع $\tau \in \{0, \dots, t-1\}$ و تقسیم t داریم

$$\begin{aligned} & \frac{\mathbb{E}\{L(Q(t)) - L(Q(0))\}}{t} + \frac{V}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \mathbb{E}\{-u(\tau)\} \\ & \leq B^Q + V\phi^Q(\varepsilon^Q) - \frac{\varepsilon^Q}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{Q_k(\tau)\} \end{aligned} \quad (36)$$

بخش‌ها را دوباره مرتب کرده و به Q تقسیم کنید، می‌توانیم معادله زیر را به دست آوریم

$$\begin{aligned} & \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{Q_k(\tau)\} \\ & \leq \frac{B + V\phi^Q(\varepsilon^Q)}{\varepsilon^Q} + \frac{V}{\varepsilon^Q t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \mathbb{E}\{-u(\tau)\} + \frac{\mathbb{E}\{L(Q(0))\}}{\varepsilon^Q t} \end{aligned} \quad (37)$$

حدود را به صورت t در نظر بگیرید، می‌توانیم موارد زیر را به دست آوریم

$$\begin{aligned}
\limsup_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{Q_k(t)\} &\leq \frac{B^Q + V[\phi^Q(\varepsilon^Q) + u^{opt}]}{\varepsilon^Q} \\
\Rightarrow \limsup_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{q_k(t)\} &= \limsup_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \frac{\mathbb{E}\{Q_k(t)\}}{\mu_k} \\
&\leq \frac{1}{\mu_{\min}} \limsup_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \sum_{\tau=0}^{t-1} \sum_{k=1}^K \mathbb{E}\{Q_k(t)\} \\
&\leq \frac{B^Q + V[\phi^Q(\varepsilon^Q) + u^{opt}]}{\varepsilon^Q \mu_{\min}}
\end{aligned} \tag{38}$$

با توجه به قضیه 4.5 از [18]، قیمت‌گذاری تابع S و زمان‌بندی $p_k^*(t)$ وجود دارد که الگوریتم $c^*(t) \in C$ را برآورده می‌کند،

$$\mathbb{E}\{-\hat{u}(p^*(t), c^*(t), S(t))\} \leq -u^{opt} + \delta^Q \tag{39}$$

$$\mathbb{E}\{\hat{a}_k(p^*(t), S(t))\} \leq \mathbb{E}\{\hat{b}_k(c^*(t), S(t))\} \quad \forall k \tag{40}$$

حال $\delta^Q > 0$ را ثابت قرار می‌دهیم و الگوریتم S تنها را ارزیابی می‌کنیم که برابر با معادله 39 است. با قرار دادن معادله 32-33 و معادله 39-40 در حد انحراف معادل 29 و در نظر گرفتن $\delta^Q \rightarrow 0$ ، داریم

$$\Delta(L(Q(t))) + V\mathbb{E}\{-u(t) | Q(t)\} \leq B^Q - Vu^{opt} \tag{41}$$

بر اساس معادله فوق و قضیه 4.2 در [18]، می‌توان نتیجه گرفت که تمام صف‌ها میانگین نرخ پایدار هستند. علاوه بر این، همانند اثبات محدودیت صف، همان‌طور که در شکل 26 توضیح داده شده است، می‌توانیم سود را به دست آوریم.

4. شبیه‌سازی

BDPSA را به‌عنوان الگوریتم قیمت‌گذاری و زمان‌بندی پویای اساسی فراخواندیم که در آن همه خدمات به همان اندازه مهم هستند. در این بخش، شبیه‌سازی الگوریتم‌های BDPSA و QDPSA را انجام می‌دهیم و نتایج مربوط به هر دو الگوریتم را مقایسه می‌کنیم. $\mu_1 = 1.5$ و $\mu_2 = 1$ را تنظیم کنید. بعلاوه، $P_k(t) = \sqrt{\mu_k} P(t)$ قرار دهید. در الگوریتم‌های ما، تابع تقاضا و عملکرد سرعت خدمات می‌تواند هر نوع شکلی داشته باشد. تمامی پارامترهای زیر

همانند موارد [15] تنظیم می‌شوند. فرض کنید که وضعیت شبکه و ارائه‌دهنده خدمات شبکه در وضعیت {خوب، بد} انتخاب شده و با احتمال برابر نمایش داده می‌شود. برای سادگی، تنها دو نوع سرویس را در نظر می‌گیریم و سرعت رسیدن به هر دو سرویس در وضعیت‌های خاص شبکه مشابه هستند. بعلاوه، تابع تقاضا با معادلات زیر داده شده است

$$\hat{a}_k(p_k(t), (Bad, \cdot)) = \begin{cases} 4 & 0 \leq p(t) \leq 1 \\ -6p(t) + 10 & 1 \leq p(t) \leq \frac{3}{2} \\ -\frac{2}{17}p(t) + \frac{20}{17} & \frac{3}{2} \leq p(t) \leq 10 \end{cases} \quad (42)$$

$$\hat{a}_k(p_k(t), (Good, \cdot)) = \begin{cases} 10 - p(t) & 0 \leq p(t) \leq 2 \\ -6p(t) + 20 & 2 < p(t) \leq 3 \\ -\frac{1}{7}p(t) + \frac{17}{7} & 3 < p(t) \leq 10 \end{cases} \quad (43)$$

سرعت خدمات با معادلات زیر ارائه می‌شود:

$$\hat{b}_k(c(t), (\cdot, Bad)) = \log(1 + c_k(t)) \quad (44)$$

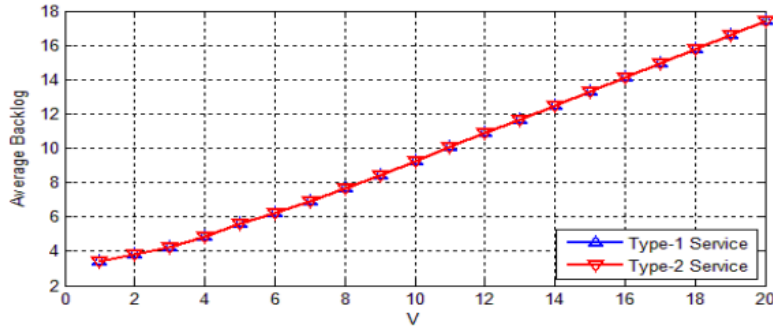
$$\hat{b}_k(c(t), (\cdot, Good)) = \log(1 + 2c_k(t)) \quad (45)$$

هزینه $1c(t)$ و $2c(t)$ معادله زیر را برآورده می‌سازد:

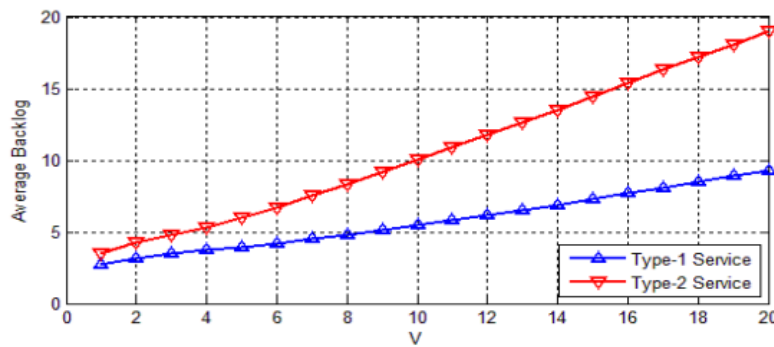
$$c_1(t) + hc_2(t) = c \quad (46)$$

که $h=1.01$ و $c=10$.

تنظیمات بالا را در الگوریتم‌های BDPSA و QDPSA اعمال می‌کنیم و برای 100000 بخش شبیه‌سازی می‌کنیم، بدین‌وسیله نتایج زیر را به دست می‌آوریم. متوسط پشتیبانی را با رجوع به BDPSA و QDPSA طراحی می‌کنیم، همان‌طور که در شکل 2 و 3 نشان داده شده است.

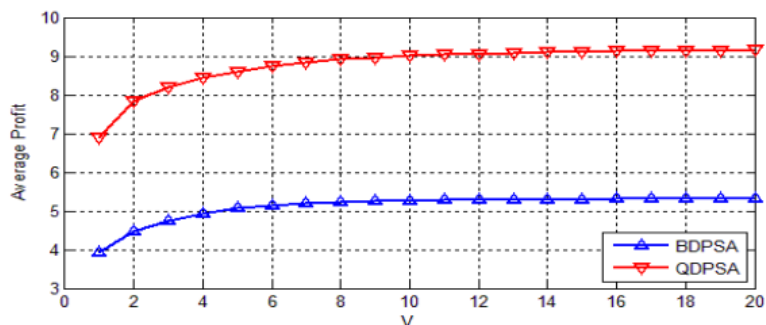


شکل 2: پشتیبانی متوسط هر دو سرویس تحت BDPSA با رجوع به V



شکل 3: میانگین پشتیبانی هر دو سرویس تحت QDPSA با رجوع به V

به این ترتیب می توان نتیجه گرفت که الگوریتم QDPSA با ضریب QoS بالاتر می تواند در نهایت موجب کاهش پشتیبانی صف متوسط شود. به این دلیل که در الگوریتم QDPSA، تمام صف QoS ها به یک اندازه مهم در نظر گرفته می شوند، در نتیجه پشتیبانی صف QoS و خدمات مشابه با افزایش ضریب QoS در پشتیبانی صف واقعی پایین تر به دست می آید. علاوه بر این، می بینیم که عقب ماندگی هر دو الگوریتم همراه با V افزایش می یابد که مطابق با معادله 24 است. علاوه بر این، قیمت بالاتر با ضریب بالاتر را برای سرویس اعلام می کنیم، در نتیجه همان طور که در شکل 4 نشان داده شده است، سود بیشتری به دست می آوریم. همان طوری که V بزرگ تر می شود، سود هر دو الگوریتم همگرا به صورت پایدار و QDPSA می تواند یک معادله ی سود $[O(V), O(1/V)]$ را حاصل کند که با معادله 24 و 26 همخوانی دارد.



شکل 4: سود متوسط BDPSA و QDPSA با رجوع به V

5. نتیجه گیری

در این مقاله، تجهیزات گوناگون QoS را برای خدمات مختلف در محاسبات ابری بی سیم بررسی کردیم. با معرفی مفهوم صف آگاهی QoS، الگوریتم QDPSA را پیشنهاد می کنیم. QDPSA می تواند بر اساس اطلاعات کنونی موجود اجرا شود و سود مطلوب به دست آید. مهم تر از همه، الگوریتم QDPSA می تواند نیازمندی های مختلف QoS را به دست آورد.

REFERENCES

- [1] X. Liu, C. W. Yuan, Y. Li, Z. Yang, and B. Cao, "A Lightweight Algorithm for Collaborative Task Execution in Mobile Cloud Computing," *Wireless Personal Communications*, vol. 86, pp. 579-599, 2016.
- [2] Y. Kim, J. Kwak, and S. Chong, "Dual-side dynamic controls for cost minimization in mobile cloud computing systems," in *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOpt)*, 2015 13th International Symposium on, 2015, pp. 443-450.
- [3] S. Yang, D. Kwon, H. Yi, Y. Cho, Y. Kwon, and Y. Paek, "Techniques to Minimize State Transfer Costs for Dynamic Execution Offloading in Mobile Cloud Computing," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 13, pp. 2648-2660, 2014.
- [4] F. Liu, P. Shu, H. Jin, L. Ding, J. Yu, et al., "Gearing resource-poor mobile devices with powerful clouds: architectures, challenges, and applications," *Wireless Communications*, vol. 20, pp. 14-22, 2013.
- [5] BMC Workload Automation: Helping Cloud Computing take Flight [Online]. Available: <http://documents.bmc.com/products/documents/62/56/286256/286256.pdf>.
- [6] Y. Xue, B. Li, and K. Nahrstedt, "Optimal resource allocation in wireless ad hoc networks: A price-based approach," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 5, pp. 347-364, 2006.
- [7] B. Wang, Z. Han, and K. R. Liu, "Distributed relay selection and power control for multiuser cooperative communication networks using stackelberg game," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 8, pp. 975-990, 2009.
- [8] R. Tan, V. Badrinath Krishna, D. K. Yau, and Z. Kalbarczyk, "Impact of integrity attacks on real-time pricing in smart grids," in *Proceedings of the 2013 ACM SIGSAC conference on Computer & communications security*, 2013, pp. 439-450.
- [9] J. S. Vardakas, N. Zorba, and C. V. Verikoukis, "A survey on demand response programs in smart grids: pricing methods and optimization algorithms," *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 17, pp. 152-178, 2015.
- [10] L. Duan, J. Huang, and B. Shou, "Pricing for local and global Wi-Fi markets," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 14, pp. 1056-1070, 2015.
- [11] P. Xiong, Z. Wang, S. Malkowski, et al. "Economical and Robust Provisioning of N-Tier Cloud Workloads: A Multi-level Control Approach," in *International Conference on Distributed Computing Systems*, IEEE, 2011, pp.571-580.
- [12] P. Xiong, Y. Chi, S. Zhu, et al. "ActiveSLA:a profit-oriented admission control framework for database-as-a-service providers" in *ACM Symposium on Cloud Computing*, 2011, pp.1-14.
- [13] P. Xiong, Y. Chi, S. Zhu, et al. "Intelligent management of virtualized resources for database systems in cloud environment" in *IEEE International Conference on Data Engineering*, 2011, pp.87-98.
- [14] P. Hande, M. Chiang, R. Calderbank, and S. Rangan, "Network pricing and rate allocation with content provider participation," in *INFOCOM 2009*, IEEE, 2009, pp. 990-998.
- [15] L. Huang and M. J. Neely, "The optimality of two prices: Maximizing revenue in a stochastic communication system," *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 18, pp. 406-419, 2010.
- [16] S. Ren and M. van der Schaar, "Dynamic scheduling and pricing in wireless cloud computing," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 13, pp. 2283-2292, 2014.
- [17] S. Singh, I. Chana. "QoS-Aware Autonomic Resource Management in Cloud Computing: A Systematic Review" *Acm Computing Surveys*, vol. 48, pp.1-46.
- [18] M. J. Neely, "Stochastic network optimization with application to communication and queuing systems," *Synthesis Lectures on Communication Networks*, vol. 3, pp. 1-211, 2010.