بهبود دسترسی به کانال در شبکه های محلی بی سیم با تنظیم پویای پنجره‌ی رقابت و فرصت ارسال

سارا رزمجو قلایی[1] مهدیه قزوینی[2]

دانشگاه آزاد اسلامی واحد کرمان - دانشکده مهندسی کامپیوتر- کرمان- ایران.

sararazmjoo@yahoo.com

۲- استادیار - بخش مهندسی کامپیوتر- دانشکده‌ی فنی و مهندسی- دانشگاه شهید باهنرکرمان – کرمان- ایران.

mghazvini@uk.ac.ir

چکیده : حد فرصت ارسال و پنجره‌ی رقابت دو پارامتر تأثیر گذار در دسترسی به رسانه، در شبکه های مبتنی بر استاندارد IEEE 802.11e می‌باشند. در این شبکه‌ها، هر ایستگاه بی‌سیم با تنظیمِ مقدارِ پنجره‌ی رقابت خود، احتمال دسترسی خود به رسانه‌ی بی-سیم را مشخص می‌کند. علاوه بر این، حدّ فرصت ارسال، یک دوره ارسال بدون برخورد را برای یک ایستگاه ممکن می‌سازد. برای افزایش میزان بهره‌وری از رسانه بی‌سیم می‌توان این دو پارامتر را با توجه به شرایط متغیر شبکه، به صورت پویا تعیین کرد. در این راستا، از آن‌جا که نظریه‌ی بازی‌ها ابزاری قوی برای مدل‌سازی، تحلیل و بهینه‌سازی محیط‌های رقابتی با منابع مشترک است، در این پژوهش، مسئله‌ی تنظیم همزمان فرصت ارسال و پنجره‌ی رقابت، در چارچوب نظریه‌ی بازی‌ها مورد بررسی قرار گرفته و این مسئله در قالب یک بازی، مدل سازی گردیده است. در این بازی با تعریف یک تابع پیامد، هر ایستگاه بی‌سیم نقش یک بازیکن را بر عهده گرفته و بر اساس نیازمندی‌های کیفیت خدمات و افزایش بهره‌وری رسانه‌ی بی‌سیم، استراتژی خود در تنظیم دو پارامتر مذکور را با بیشینه کردن تابع پیامد خود، انتخاب می‌کند. نتایج شبیه‌سازی نشان می‌دهد که روش پیشنهادی باعث بهبود دسترسی به کانال و حفظ عدالت نسبی شده است.

کلمات کلیدی : فرصت ارسال(TXOP[1]) ، پنجره‌ی رقابت(CW[2])، نظریه‌ی بازی‌ها، کیفیت سرویس(Qos[3])، شبکه های محلی بی سیم، کنترل دسترسی به رسانه(MAC[4])، احتمال ارسال،802.11e

---

تاریخ ارسال مقاله : ۱۳۹۳/۹/۱۰

تاریخ پذیرش مشروط مقاله: ۱۳۹۴/۵/۲۴

تاریخ پذیرش مقاله: ۱۳۹۴/۱۱/۱۳

نام نویسنده‌ی مسئول: مهدیه قزوینی

نشانی نویسنده‌ی مسئول: ایران – کرمان– دانشگاه شهید باهنرکرمان– بخش مهندسی کامپیوتر

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

۱-مقدمه

امروزه با توجه به گسترش بازارها و اهمیت رقابت در صنایع مختلف، سازمان‌ها نیازمند درکی صحیح از جایگاه نسبی خود در مقایسه با رقبا می‌باشد تا از آن طریق بتواند راهبردهای مناسبی با در نظر گرفتن تصمیمات رقبا اتخاذ کنند. اگر به زندگی روزمره انسان‌ها دقت کنید. متوجه خواهید شد که انسان در هر لحظه در شرایط بازی قرار دارد. پس می‌توان به اهمیت کاربرد نظریه‌ی بازی‌ها پی برد. در نظریه بازی به فرد مهارت‌هایی آموخته می‌شود که به وی کمک می‌کند تا شرایط تعاملی خود با دیگران تجربه و تخصص خود را ارتقا بخشد و به چگونگی رفتار با دیگران واقف شود. امروزه برای موفقیت بیشتر در اکثر علوم فراگیری نظریه بازی مورد اهمیت است [۱, ۲].

ماهیّت مشترک کانال بی‌سیم و محدود بودن طیف فرکانسی، استفاده‌ی حداکثر از منابع شبکه در محیط‌های بی‌سیم را ضروری می‌نماید. گسترش شبکه‌های محلّی بی‌سیم و تمایل به استفاده از شبکه‌های بی‌سیمِ بدون زیر ساخت مانند شبکه‌های موردی[۵]، شبکه‌های مش[۶] و شبکه‌های حسگر[۷] که هر یک ویژگی‌های منحصر به فردی دارند، مسئله‌ی استفاده‌ی موثر از منابع مشترک شبکه را با مسائل جدیدی روبه‌رو کرده است. نحوه‌ی دسترسی به کانال و همچنین مدّت زمان استفاده‌ی از کانال، از جمله مهم‌ترین مسائل مطرح در این شبکه‌ها هستند [۳].

دلیل این مطلب تنها تمایلِ به استفاده‌ی طولانی مدّت برای مخابرات داده نیست، بلکه نحوه‌ی دسترسی ایستگاه‌ها به کانال و مدّت زمانِ دسترسی، نقش تعیین‌کننده‌ای در عملکرد و ظرفیت شبکه‌های بی‌سیم دارد. استاندارد IEEE 802.11، متداول‌ترین استانداردِ ارتباطات بی‌سیم محلی است. در نسخه‌های 802.11a/b/g، تأکید بر روی بهبود لایه فیزیکی می‌باشد. این نسخه‌ها فقط سرویس بهترین تلاش[۸] (BE) را پشتیبانی می‌کنند بدین معنی که احتمال دسترسی به رسانه‌ی بی‌سیم برای تمامی برنامه‌های کاربردی، برابر است. اما در عمل، سرویس‌های بلادرنگ مانند صدا و ویدئو نیازمند رعایت یک حدّ آستانه برای تأخیر می‌باشند. از این رو نسخه‌ی IEEE 802.11e به منظور فراهم نمودن کیفیت خدمات جهت کاربردهای چندرسانه‌ای بلادرنگ ارائه شد. استاندارد 802.11e، چهار رده دسترسی (AC)[۹] برای انواع مختلف ترافیک تعریف می‌کند. هر AC، چهار پارامتر تنظیم پذیر ۱) تعداد فاصله بین فریمی داوری (AIFSN) ۲) حداقل اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت (CW_{min}) ۳) حداکثر اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت (CW_{max}) و ۴) حدّ فرصت ارسال (TXOP Limit) دارد. رده‌های دسترسی را می‌توان با تنظیم این چهار پارامتر، اولویت‌بندی نمود. بر اساس این اولویت‌بندی، به ACهای با اولویت بالاتر اجازه داده می‌شود که به مراتب بیش از ترافیک‌های با اولویتِ پایین‌تر به رسانه‌ی بی‌سیم دسترسی پیدا کنند [۴].

در استاندارد این پارامترها، بدون توجه به شرایطِ پویای شبکه به صورت ایستا تعریف شده‌اند. مقادیر پیش‌فرض پارامترهای 802.11e در جدول ۱ آمده است.

جدول(۱): مقادیر پیش‌فرض پارامترهای 802.11e بر طبق استاندارد [۵].

AC	CW_{min}	CW_{max}	AIFSN	TXOP Limit (802.11b)	TXOP Limit (802.11a/g)
AC_BK	CW_{min}	CW_{max}	7	0	0
AC_BE	CW_{min}	CW_{max}	3	0	0
AC_VI	$(1+CW_{min})/2-1$	CW_{min}	2	6.016 ms	3.008 ms
AC_VO	$(1+CW_{min})/4-1$	$(1+CW_{min})/2-1$	2	3.264 ms	1.504 ms

تحقیقات نشان داده است که در شبکه‌های با ترافیک سنگین و تعداد نسبتاً زیادی ایستگاه؛ استفاده از پنجره‌ی رقابت(CW) با اندازه‌ی نامناسب، سبب اشباعِ زودرسِ شبکه و در نتیجه تحمیل تأخیرهای طولانی به ایستگاه‌ها می‌شود؛ لذا با افزایشِ حداقل اندازه‌ی پنجره رقابت (CW_{min}) متناسب با تعداد ایستگاه‌ها مرز اشباع به تعویق افتاده و تأخیر به شدّت کاهش می‌یابد. البته با افزایش نابجای حداقل اندازه CW، تأخیر به تدریج افزایش می‌یابد، زیرا در این حالت، مدّت زمان بیشتری طول می‌کشد تا فرآیند عقب‌گرد تکمیل شود. از این‌رو تنظیم اندازه‌ی (CW)، نقش مهمّی در عملکرد شبکه دارد. از سوی دیگر؛ استاندارد802.11e ، مفهوم جدیدی با نام حدّ TXOP

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

را معرفی نموده که برابر با بازه‌ی زمانی محدودی است که به هر ایستگاه داده می‌شود و در آن بازه، آن ایستگاه می‌تواند هر تعداد فریمِ ممکن را بدون رقابت با دیگر ایستگاه‌ها ارسال کند. در میان پارامترهای مهمِ دسترسی چندگانه به رسانه، TXOP به دلیل صدور مجوز ارسال چندین فریم پس از پیروز شدن در رقابت که سببِ کاهش سربار زیر لایه‌ی MAC می‌گردد، تأثیرگذارترین پارامتر است. در استاندارد، حدّ TXOP در حالت EDCA، به صورت ثابت بر حسب نوع ترافیک در خود ایستگاه و در نتیجه‌ی موفقیت در رقابت برای دسترسی به کانال به دست می‌آید. امّا اگر حدّ TXOP به گونه‌ای تنظیم شود که فریم‌های یک انفجار در تعداد کمتری از دوره‌های TXOP سرویس‌دهی شوند، کارایی کلّ شبکه و همچنین متوسطِ تأخیر انفجار، به میزان قابل‌توجهی بهبود می‌یابد. همچنین این امر شانس بیشتری را برای کلاس‌های اولویت پایین فراهم می‌نماید تا به کانال دسترسی پیدا نموده و سبب گسترش ناحیه‌ی پایداری و به تأخیر انداختن مرز اشباع شبکه می‌شود. چرا که فریم‌های باقیمانده بایستی دوباره در رقابت شرکت نموده و از این رو از شانسِ سایرین در دسترسی به کانال می‌کاهند. بنابراین در حالت کلی، افزایش TXOP بهره‌وری رسانه را بهبود می‌بخشد. اما اگر یک گره، حدّ TXOP خود را بدون توجه به حضورِ سایر گره‌ها و به طور خودخواهانه افزایش دهد، سبب افزایشِ بیشترین تأخیرِ دسترسی سایر گره‌ها به رسانه می‌گردد. این تأخیر موجب افزایشِ تعداد بسته‌های موجود در بافر گره‌ها گردیده و در نهایت ممکن است به سرریز شدن بافرها بیانجامد؛ لذا انتخاب TXOPهای طولانی از سوی برخی کاربران؛ علاوه بر نقض کیفیت خدمات دیگران سبب نقض عدالت نیز می‌گردد. از این رو هر کاربر بایستی در هنگام انتخاب TXOP خود، تأثیر این انتخاب خود بر سایرین را مدّنظر قرار داده و با توجه به میزان ترافیک ورودی، نرخ ارسال و همچنین بازخورد انتخاب‌های قبلی خود، TXOP مناسب خویش را انتخاب نماید. مسئله‌ی مهمی که در این مقوله بایستی به آن توجه داشت آن است که گره‌ها در شبکه‌های مش بی‌سیم در کنار منفعت فردی، یک منفعت جمعی و مشترک نیز دارند. اگر فقط منفعت شخصی توسط گره‌ها در نظر گرفته شود و اصطلاحاً گره‌ها خودخواهانه رفتار کنند، در نهایت به کاهش بهره‌وری کلی سیستم و در نتیجه متضرّر شدن همه‌ی گره‌ها می‌انجامد. در این راستا، هدف ارائه‌ی کنترل توزیع شده بر روی تنظیم همزمان پنجره رقابت و TXOP است، به گونه‌ای که بتوان QoS کلّ سیستم را بهبود و بهره‌وری را بیشینه نمود. نظریه‌ی بازی‌ها ابزاری قوی برای مدل‌سازی، تحلیل و بهینه‌سازی عملکرد شبکه است. مطالعه تعامل میان تصمیم گیرندگان با اهداف متناقض از نقاط قوت نظریه بازی‌ها بوده و می‌توان با آن رفتارهای خودخواهانه و تأثیر آن‌ها بر روی کارایی سیستم را در محیط‌های توزیع شده با بازیکنانی که به منافع شخصی خود می‌اندیشند را مدل نمود. نظریه بازی‌ها می‌تواند ویژگی‌ها و یا محدودیت‌های شبکه‌های بی‌سیم از جمله عدم هماهنگی و عدم بازخورد شبکه را مدل کند. در این پژوهش از نظریه‌ی بازی‌ها برای بهبودِ بهره‌وری پهنای باندِ موجود شبکه با تنظیم همزمان پنجره رقابت و TXOP استفاده شده و روشی برای این مهم پیشنهاد و ارزیابی گردیده است. لیستی از اختصارات مورد استفاده مقاله جاری در جدول ۲ آورده شده است. در ادامه در بخش ۲، مروری بر استاندارد 802.11e آمده است. سپس در بخش ۳، به معرفی مفاهیم و کاربردهای نظریه بازی‌ها با رویکرد شبکه‌های بی‌سیم پرداخته می‌شود. بخش ۴ شامل بررسی پیشینه پژوهش است. در بخش ۵، روش پیشنهادی جهت تنظیم همزمان CW و TXOP با استفاده از نظریه‌ی بازی‌ها آمده و بخش ۶، نتایج حاصل از شبیه سازی را در بر دارد. در نهایت در بخش ۷، مقاله با نتیجه گیری پایان می‌یابد.

جدول(۲): لیست اختصارات

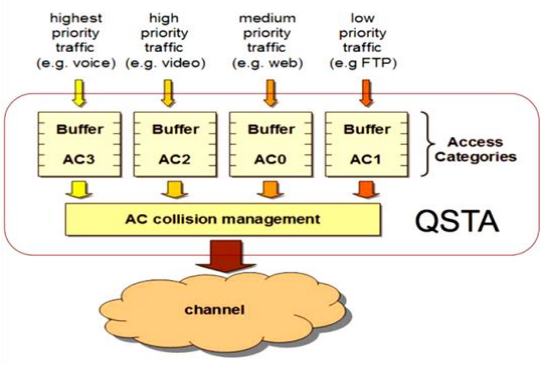
AC	Access Categories
ACK	Acknowledgement
AIFS	Arbitrary Inter Frame Space
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance
CW	Contention Window
CW_{max}	Maximum Contention Window
CW_{min}	Minimum Contention Window
DCF	Distributes Coordination Function
DSSS	Direct Sequence Spread Spectrum
EDCA	Enhanced Distributed Channel Access
GDTXOP	Game theoretic Dynamic TXOP
GTXCW	Game Theoretinc TXOP CW
HCCA	Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access
HCF	Hybrid Coordination Function
MAC	Media Access Control
NE	Nash Equilibrium
PCF	Point Coordination Function
QAP	QoS Enabled Access Point
QoS	Quality of Service QSTA Qos Enabled Stations
QSTA	QoS Station
SIFS	Short Inter Frame Space
SNR	Signal-to-Noise ratio

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

TXOP	Transmission Opportunity Limit
WLAN	Wireless Local Area Network
WMN	Wireless Mesh Network

۲- استاندارد IEEE 802.11e

استاندارد IEEE 802.11 به دلیل استقرار ساده و کم هزینه، عملاً به استانداردی برای شبکه های بی سیم محلی (WLANs) مبدّل شده است. زیر لایه‌ی MAC در 802.11 از دو مکانیزم اصلی برای دسترسی به رسانه بی سیم استفاده می‌کند. اولین آن، تابع هماهنگی نقطه‌ای (PCF) است که یک مکانیسم بدون رقابت دسترسی به رسانه بوده و دیگری تابع هماهنگی توزیع شده (DCF) است که مبتنی بر رقابت است. پیاده سازی ساده DCF موجب گردیده که این تابع رایج‌ترین مکانیزم کنترل دسترسی به رسانه برای شبکه‌های بی‌سیم شود. مکانیزم DCF، از روش دسترسی چندگانه با قابلیت شنود سیگنال (CSMA) برای دسترسی به رسانه استفاده می‌کند. با این حال، DCF هیچ تفکیک خدماتی را فراهم ننموده و کیفیت خدمات (QoS) را ارائه نمی‌کند؛ لذا جریان‌ها ممکن است تأخیرهای متفاوتی را تحت شرایط بار ترافیک سنگین تجربه کنند [۳]. در واقع استاندارد 802.11 فقط سرویس بهترین تلاش را تضمین می‌کند که این سرویس برای ترافیک‌های صدا و ویدئو مناسب نیست. کاربردهای صدا و خصوصاً ویدئو به پهنای باند بالا نیاز دارند تا کیفیت بالایی را تضمین نمایند. به منظور تطبیق این شرایط، کار گروه 802.11 نسخه ارتقا یافته‌ای با نام استاندارد 802.11e را برای تفکیک جریان‌های ترافیکی در شبکه به منظور بهبود کیفیت خدمات در WLANهای مبتنی بر استاندارد 802.11 ارائه نموده‌اند. استاندارد 802.11e مکانیسم اولویت‌بندی ترافیک‌های چندرسانه‌ای از ترافیک داده‌ها را فراهم می‌نماید. این استاندارد از طریق تقویت زیر لایه‌ی MAC، از QoS پشتیبانی می‌کند. استاندارد 802.11e تابع هماهنگی جدیدی برای دسترسی به رسانه به نام تابع هماهنگی ترکیبی[۱۰](HCF) تعریف نموده است. HCF شامل دو روش دسترسی است: دسترسی به کانال بر اساس رقابت [۱۱](که EDCA نامیده می‌شود) و مکانیزم دستیابی کنترل شده به کانال [۱۲](HCCA) [۳]. در HCCA، کنترل دسترسی به کانال را به صورت متمرکز می‌باشد و برای ترافیک پارامتری شده در طول دوره‌ی فاقد رقابت در نظر گرفته شده است. اما روش EDCA توزیع شده و مبتنی بر رقابت بوده و برای پشتیبانی از تفکیک خدمات، در نظر گرفته شده است. در این استاندارد ساختار فریم‌های MAC، با اضافه کردن فیلد کنترلی جدیدی به نام QoS ارتقا یافته است. ایستگاهی که قادر به پشتیبانی از مکانیزم‌های QoS ارتقا یافته 802.11e می‌باشد را یک ایستگاه QoS (QSTA)[۱۳] می‌نامند. همچنین یک نقطه دسترسی که از این مکانیسم‌ها پشتیبانی می‌کند، به عنوان AP با QoS بهبودیافته (QAP)[۱۴] شناخته می‌شود. در EDCA، ترافیک‌های رسیده از لایه‌های بالاتر، بر حسب نوعشان(۸ نوع) رده‌بندی شده و در ۴ رده‌ی دسترسی(AC) قرار می‌گیرند. هر AC، صف ارسال و پارامترهای ویژه خود را دارد. این رده‌های دسترسی با عنوان‌های صدا (AC_VO)، ویدئو(AC_VI)، بهترین تلاش (AC_BE) و پس‌زمینه (AC_BK) شناخته می‌شوند (شکل۱). برنامه‌های کاربردی رده‌ی هر بسته را مشخص می‌کنند. صدا و ویدئو، صف‌های با بالاترین اولویت هستند و بهترین تلاش، صف با اولویت متوسط و ترافیک پس‌زمینه پایین‌ترین اولویت را دارد. پارامترهای اولویتِ بندی دسترسیِ به کانال عبارتند از: تعداد فواصل بین فریمی داوری(AIFSN)، حداقل اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت(CW_{min})، حداکثر اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت(CW_{max}) و فرصت ارسال(TXOP) [۶].

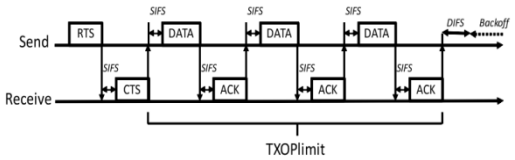


شکل(۱): نمای رده دسترسی در IEEE802.11e

هر AC بر اساس پارامترهای فوق، مستقلاً برای دسترسی به کانال در QSTA خود رقابت می‌کند. ایستگاه‌ها سعی می‌کنند پس از تشخیصِ بیکار بودنِ کانال و بعد از انتظار به اندازه‌ی AIFS مربوطه، اقدام به ارسال داده نمایند؛ و اگر کانال مشغول باشد، همه ایستگاه‌ها باید برای بیکار شدن کانال صبر کنند. که در این صورت، سایر ایستگاه‌ها، یک شمارنده‌ی عقب‌گرد تصادفی را نگه‌داری کرده و به محض بیکار تشخیص دادن کانال، آن را پله پله کاهش می‌دهند. شمارنده‌ی عقب-

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

گرد با انتخاب تصادفی یک عدد صحیح در CW، مقداردهی اولیه می‌شود. عمل کاهش پله‌ای شمارنده عقب‌گرد با تشخیص مشغول بودن کانال، متوقف[15] و در صورت مشاهده‌ی آزاد بودن کانال به مدت AIFS، دوباره از سر گرفته می‌شود. در صورت صفر شدن شمارنده، ایستگاه مربوطه، بسته خود را ارسال می‌کند. در صورتی که چندین ایستگاه برای ارسال تلاش نمایند؛ ایستگاهی که کوچک‌ترین عدد تصادفی را انتخاب کرده باشد، برنده‌ی رقابت خواهد بود و قبل از سایرین به کانال، دسترسی پیدا می‌کند. اگر دو یا بیش از دو ایستگاه، همزمان شروع به ارسال نمایند، برخورد رخ می‌دهد. این برخورد با راه‌اندازیِ دوباره فرآیند دسترسی تصادفی، با پنجره‌ی رقابتی دو برابر اندازه‌ی قبل در ایستگاه‌های مذکور حل و فصل می‌شود. این الگوریتم به الگوریتم عقب‌گرد نمایی معروف است. در ابتدا پارامتر پنجره‌ی رقابت به وسیله‌ی مقدار CW_{min} مقداردهی اولیه می‌شود. در شیوه‌ی عقب‌گرد نمایی، مقادیر CW به ترتیب با توان‌های ۲ منهای ۱، افزایش می‌یابند. این دنباله از مقدار تعیین شده در لایه فیزیکی از CW_{min} آغاز و تا رسیدن به مقدار CW_{max} ادامه می‌یابد. پس از هر ارسال موفق، CW به حداقلِ اندازه، باز نشانده شده و در صورت تجاوز از حد سعی مجدد، بسته دور انداخته شده و CW به حداقلِ اندازه، باز نشانده می‌شود. به طور کلی، برای اولویت دهی به ترافیکی خاص، بایستی پارامترهای AIFSN، CW_{min} و CW_{max} با مقادیر کوچک‌تری در مقایسه با سایر ترافیک‌ها مقداردهی شود. بدین معنی که به طور متوسط ایستگاه‌های با ترافیک اولویت پایین‌تر بایستی نسبت به ایستگاه‌های با ترافیک اولویت بالاتر قبل از تلاش برای دسترسی به رسانه بیشتر منتظر بمانند. اما پارامتر آخر، TXOP، است که برابر با بازه زمانی‌ای است که در آن یک ایستگاه خاص اجازه پیدا می‌کند چندین فریم را به طور متوالی و بدون نیاز به رقابت مجدد منتقل کند. هنگامی که کانال در اختیار یک QSTAقرار بگیرد؛ آن ایستگاه مجاز است که کانال را با توجه به AC مربوطه و نوع لایه‌ی فیزیکی (OFDM, DSSS, ...)، برای بازه‌ی مشخصی از زمان(TXOP) برای خود نگه دارد [۷]. برای حصول اطمینان از دسترسیِ بیش‌ترِ ترافیک‌های نیازمندِ پهنای باند بالا به رسانه، می‌توان از TXOP استفاده کرد. یک TXOP با زمان شروع و حداکثر مدت تعریف می‌شود. در طول این فاصله‌ی زمانی، یک ایستگاه مشتری حق دارد که چندین فریم مربوط به یک AC را با رعایت فاصله زمانی کوتاهی با نام SIFSبین تصدیق فریم (ACK) و فریم بعدی، بدون نیاز به رقابت مجدد برای دسترسی به کانال، ارسال نماید. بنابراین TXOP یک دوره ارسال بدون برخورد را ممکن می‌سازد(شکل ۲).



شکل(۲): انتقال سه فریم داده در طول یکTXOP [۸].

اگر فریمی خیلی بزرگ باشد به گونه‌ای که نتواند در یک TXOP منتقل شود، بایستی به فریم‌های کوچک‌تر قطعه‌بندی شود. اگر مقدار یک TXOP برابر صفر باشد نشان دهندهٔ آن است که فقط یک فریم داده می‌تواند ارسال شود. توجه شود که فریم‌های موجود در دیگر رده‌های دسترسی ایستگاه برنده‌ی رقابت، نمی‌توانند در TXOP جاری ارسال شوند [۹].

در صورتی که ایستگاهی با پیروزی در رقابت، TXOP خود را برای انتقال به دست آورد، به آن، EDCA-TXOP گفته می‌شود؛ و اگر از طریق AP، این TXOP به ایستگاه اعطا شود به آن HCCA-TXOP یا polled-TXOP گویند. در این مقاله تمرکز بر روی مکانیزم EDCA-TXOP می‌باشد. مکانیزم EDCA سعی در برآورده نمودنِ QoS قابل قبول با دسترسی اولویت‌بندی شده به کانال برای ترافیک‌های چندرسانه‌ای بلادرنگ دارد اما صحبتی از چگونگی تضمینِ قطعی QoS نشده است. از این‌رو مکانیزم‌هایی مانند کنترلِ پذیرش، کنترل نرخ، تنظیم مناسب پارامترهای IEEE 802.11e (AIFSN، CW و TXOP) برای بهبود عملکرد شبکه و همچنین رسیدن به سطح قابل قبولی از QoS، پیشنهاد شده است [۱۲-۱۰]؛ لذا پژوهش‌های گوناگونی برای تنظیمِ پارامترهای یک یا ترکیبی از چند AC در 802.11e در راستای کسب QoS قابل قبول انجام شده است.

اما پژوهشی مبنی بر تنظیم هر چهار پارامتر گزارش نشده است. می‌توان اذعان نمود که همه پژوهش‌ها به طور کلی با این نکته که تنظیم این پارامترها عملکرد شبکه را بهبود می‌بخشد موافقند؛ و این نتایج ما را به این سو هدایت می‌کند که در راستای بهینه‌سازی کارایی شبکه، این پارامترها بایستی به صورت متغیر با زمان تنظیم شوند. پنگ و مورس [۱۳] نشان دادند که با تنظیم عاقلانه مقادیر CW و TXOP،

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

می‌توان به تأخیر و توان عملیاتی مطلوب دست یافت. در پژوهش حاضر، روشی برای تنظیم این دو پارامتر پیشنهاد شده است. از آنجا که روش پیشنهادی در چارچوب نظریه بازی‌ها مطرح شده است، در بخش بعد، معرفی اجمالی نظریه بازی‌ها آمده است.

۳- نظریه بازی‌ها و کاربرد آن در شبکه‌های بی-سیم

نظریه‌ی بازی‌ها شاخه‌ای از ریاضیات کاربردی است که در بیشتر علوم مورد استفاده قرار می‌گیرد. هر گاه مطلوبیت و سودی که یک فرد به دنبال آن است، نه تنها متأثر از تلاش و تصمیم خود او باشد، تحت تأثیر خواه مثبت، خواه منفی تلاش و تصمیمِ طرف دیگر نیز باشد، به آن بازی اطلاق می‌گردد. ویژگی عمده‌ی تصمیم‌گیری در شرایطِ بازی این است که هر بازیکن، قبل از تصمیم‌گیری و انتخابِ عمل بایستی واکنشِ دیگران نسبت به عملِ انتخابی خود را موردِ تجزیه و تحلیل قرار داده و آنگاه تصمیمی اتخاذ نماید که برای وی بهترین بوده و بیشترین عایدی را با در نظر گرفتنِ واکنشِ طرف (های) مقابل در برداشته باشد. محیطی که در آن چنین تأثیر و واکنش متقابلی میانِ تصمیماتِ افراد وجود دارد را محیط استراتژیک و هر یک از تصمیم‌گیرندگانِ محیط استراتژیک را بازیکن[۱۶] می‌نامند.

نظریه بازی‌ها علم استراتژی می‌باشد. این نظریه تلاش می‌کند تا رفتاری که بازیکن‌ها در بازی‌ها باید انجام دهند تا بهترین پیامد به بار آید، را به شکل ریاضی و منطقی تعیین کند. یک بازی شامل مجموعه‌ای از بازیکنان، مجموعه‌ای از حرکت‌های (اعمال[۱۷]) موجود برای بازیکنان، و مجموعه‌ای از توابع پیامد (بازدهی[۱۸]) است. معمولاً در هر بازی تابع پیامدی تعریف می‌گردد، که تفاضلِ بین تابع مطلوبیت[۱۹] و تابع هزینه‌ی[۲۰]بازیکن است. تابع پیامد، نگاشتی از مجموعه‌ی کلیه‌ی رفتارهای بازیکن به مجموعه‌ای از اعداد حقیقی بوده و تعریف آن نقش مهمی در بازی دارد. در برخی پژوهش‌ها، تابع پیامد و مطلوبیت معادل یکدیگر لحاظ شده‌اند.

استراتژی یک عامل می‌تواند هر عملی از فضای عملیات‌ها یا ترکیبی از آن‌ها باشد. اگر کاربران، به طور واضح و مشخص رفتاری را انتخاب نمایند به آن استراتژی خالص[۲۱]گفته می‌شود. اما عموماً بازیکنان، استراتژی خود را احتمالی انتخاب کرده و نسبت به انتخابِ بازیکن حریف اطمینان کامل ندارند. در این صورت، از چنین رفتاری با نام استراتژی مختلط [۲۲]یاد می‌شود.

راه حلِ یک بازی، به وسیله آرایه‌ای از استراتژی‌های یک بازیکن در بازی نمایش داده می‌شود. اغلب در نظریه‌ی بازی‌ها هدف یافتن تعادل [۲۳]در بازی است بدین معنی که در تعادل، هر بازیکن استراتژی‌ای را اختیار می‌کند که بهترین پاسخ به استراتژی‌های انتخابی سایرِ بازیکنان باشد. تعادل‌های زیادی ارائه شده است که معروف‌ترین آن‌ها تعادل نش[۲۴] است. تعادل یا موازنه‌ی نش، راه‌حلی از یک بازی می‌باشد که در آن هیچ‌کدام از کاربران، با تغییر یک‌طرفه‌ی استراتژی خود، بهره بیشتری عایدشان نمی‌شود [۲۰-۱۴].

چگونگی همگرایی بازیکنانِ متعامل به یک تعادل را دینامیک بازی گویند. تکنیک‌های بسیاری به منظور سوق دادنِ یک سیستم به سمت تعادل نش وجود دارد که عمومی‌ترین این روش‌ها عبارتند از: بهترین پاسخ[۲۵]، گرادیان[۲۶] و روش ژاکوبین[۲۷].

ساده‌ترین مکانیزم به‌روزرسانی استراتژی، استراتژی بهترین پاسخ است. بدین ترتیب که در هر مرحله، هر بازیکن بهترین پاسخ به رفتارهای ِسایر بازیکن‌ها در مرحله قبل را انتخاب می‌کند. یک مکانیزمِ دیگرِ به‌روز رسانی استراتژی در مقایسه با بهترین پاسخ بازی گرادیان است، که به عنوان «پاسخ بهتر[۲۸]» در نظر گرفته می‌شود.

در این مکانیزم، هر بازیکن اعمال خود را به تدریج در جهت گرادیان پیشنهاد شده، تنظیم می‌کند و در نهایت در مکانیزم ژاکوبی هر بازیکن اعمال خود را ترجیحاً به سمت بهترین پاسخ تنظیم می‌کند. بازیکنان باید در تصمیم‌گیری خود، هم تعارض و هم احتمالِ همکاری را در نظر داشته باشند.

اصل و جوهر هر بازی، وابستگی درونی میانِ استراتژی‌های بازیکنان است. در یک بازی، بازیکنان می‌توانند همکار یا غیر همکار باشند. در حالت اول بازیکنان با یکدیگر همکاری کرده و مشکل به یک مسئله بهینه سازی که هر بازیکن، سیستم را به سمت یک تعادل اجتماعی سوق می‌دهد، مبدل می‌گردد. نوع دیگر، بازی غیر همکار است، که در آن هر تصمیم گیرنده خودخواهانه استراتژی خود را انتخاب می‌کند.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

در واقع در بازی‌های غیر همکار، هر بازیکن بدون هماهنگی با دیگران استراتژی‌هایی را انتخاب می‌کند. در این مورد، تعادل در صورت وجود، تعادل نش[۲۹](NE) خواهد بود. با توجه به اینکه نظریه‌ی بازی‌ها، تصمیم‌گیری در محیطی مشترک با چندین تصمیم‌گیرندهِ با اهداف متفاوت را مطالعه می‌کند. ایستگاه‌ها (گره‌های) یک شبکه مثال خوبی از چنین شرایطی می‌باشد.

از این‌رو، نظریه‌ی بازی‌ها در شبکه‌های بی‌سیم خصوصاً شبکه‌های مش و موردی، کاربردی بوده و به آسانی می‌توان چنین شبکه‌هایی را با نظریه‌ی بازی‌ها مدل کرد. نگاشتی از اجزای شبکه به اجزای یک بازی در جدول ۳ نشان داده شده است [۱۷, ۱۹, ۲۴-۲۱].

جدول (۳) : نگاشت اجزا شبکه به مؤلفه‌های بازی

مؤلفه های بازی	عناصر شبکه
بازیکنان	گره‌های شبکه (شامل ایستگاه‌ها؛ مسیریاب‌ها و ایستگاه‌های پایه و...)
منابع	کلیه منابع مورد نیاز گره‌ها جهت ارتباط (طیف، توان، پهنای باند، زمان و...)
استراتژی	رفتارهای مربوط به توابعی که بایستی مطالعه شود. (به عنوان مثال تصمیم در مورد اینکه بسته‌ها را ارسال به جلو کند یا خیر، تنظیم سطح توان، انتخاب شیوه مدولاسیون، تنظیم فرصت ارسال، تنظیم پنجره رقابت یا احتمال پافشاری، تنظیم پارامتر **holdoff** و ...)
تابع مطلوبیت- پیامد	معیارهای کارایی (بهره‌وری کانال، عدالت، توان عملیاتی، تأخیر، **SNR** هدف و ...)

در سال‌های اخیر، نظریه‌ی بازی‌ها بیشتر در مسائل و مشکلاتی مانند مسیریابی و تخصیص منابع در محیط‌های رقابتی مورد استفاده قرار گرفته است. مهم‌ترین مزایای نظریه-ی بازی‌ها در شبکه‌های بی‌سیم عبارتند از تحلیل سیستم‌های توزیع شده، بهینه‌سازی بین لایه‌ای و طراحی روش‌های مشوّق جهت اجتناب از رفتارهای خودخواهانه [۲۲].کاربرد نظریه‌ی بازی‌ها، روش‌ها و چالش‌های آن در شبکه‌های بی‌سیم در [۹, ۱۷-۲۰, ۲۳, ۲۵] .به طور مفصّل مورد مطالعه قرار گرفته است. همچنین پژوهش‌های بسیاری در زمینه اعمال نظریه‌ی بازی‌ها در روش‌های دسترسی به رسانه صورت پذیرفته است. نویسندگان [۲۴, ۲۶]. مطالعات جامعی در رابطه با مدل‌های بازی گوناگون دسترسی چندگانه به رسانه بی‌سیم ارائه شده، انجام داده‌اند.

۴- کارهای مرتبط

از آنجا که روش پیشنهادیِ پژوهش جاری، یک بازی الحاقی بوده و دو پارامتر CW و TXOP را با هم تنظیم می‌کند، لذا برای فهم بهتر مسئله لازم است کارهای انجام شده قبلی بر روی هر دو پارامتر مورد مطالعه و بررسی قرار گیرند. در این بخش ابتدا روش‌های تنظیم CW که مبتنی بر نظریه بازی‌ها هستند، بررسی می‌شوند. سپس پژوهش‌های انجام شده در راستای تنظیم پویای TXOP معرفی خواهند شد.

۴-۱-پیشینه پژوهش‌های تنظیم پویای پنجره رقابت

همان‌طور که در بخش‌های قبلی ذکر شد، استاندارد 802.11 به عنوان استانداردِ غالبِ شبکه‌های محلّی بی‌سیم شناخته شده و مبتنی بر رقابت است. در این شبکه‌ها هر ایستگاه بی‌سیم، با تنظیمِ CW خود، احتمال دسترسی خویش به کانال را مشخص می‌کند. در استاندارد کمترین و بیشترین اندازه‌ی CW، بدون توجه به شرایطِ پویای شبکه به صورت ایستا تعریف شده‌اند. تحقیقات نشان داده است که در شبکه‌های با ترافیک سنگین و تعداد نسبتاً زیادی ایستگاه؛ استفاده از CW با اندازه‌ی نامناسب، سبب اشباعِ زودرسِ شبکه و در نتیجه تحمیل تأخیرهای طولانی به ایستگاه‌ها می‌شود؛ لذا با افزایشِ حداقل اندازه‌ی CW متناسب با تعداد ایستگاه‌ها مرز اشباع به تعویق افتاده و تأخیر به شدّت کاهش می‌یابد. البته با افزایش نابجای حداقل اندازه CW، تأخیر به تدریج افزایش می‌یابد، زیرا در این حالت، مدّت زمان بیشتری طول می‌کشد تا فرآیند عقب‌گرد تکمیل شود. از این‌رو تنظیم CW، نقش مهمّی در عملکرد شبکه دارد. تا کنون روش‌های مختلفی برای تنظیم CWارائه شده است.

بسیاری از این روش‌ها با استفاده از نظریه بازی‌ها و در قالب بازی‌های دسترسی تصادفی ارائه شده‌اند. اولین بازی دسترسی تصادفی در [۲۷] برای تفسیر مکانیزم DCF مطرح و الگوریتم عقب‌گرد تصادفی با استراتژی مختلط، ارائه شد. فرم استراتژیک این بازی که از نوع ایستا با اطلاعات کامل می‌باشد در شکل ۳ دیده می‌شود. در [۲۷] هر بازیکن، یک گره رقابت

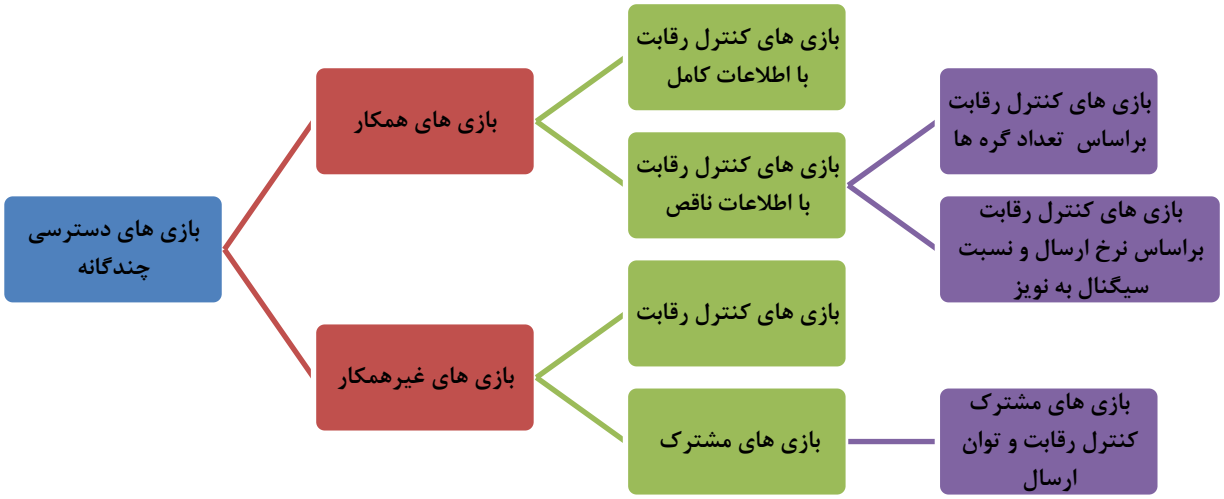
[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

کننده است که برای کسب کانال رقابت کرده و دو استراتژی (ارسال، انتظار) دارد که u_i پیامد انتظار و u_f پیامد ارسال ناموفق و u_s پیامد ارسال موفق می‌باشند$(u_s > u_i > u_f)$.

		Node 2	
		Wait	Transmit
Node 1	Wait	(u_i,u_i)	(u_i,u_s)
	Transmit	(u_s,u_i)	(u_f,u_f)

شکل(۳): بازی DCF با دو بازیکن [۲۸]

در این بازی، دو تعادل نش محض [(ارسال، انتظار) و (انتظار، ارسال)] و همچنین، یک تعادلِ نش با استراتژی مختلط وجود دارد. در این استراتژی مختلط، هر گره استراتژی ارسال را با احتمال $(u_s - u_i)/(u_s - u_f)$ و استراتژی انتظار را با احتمال $(u_i - u_f)/(u_s - u_f)$ انتخاب می‌نماید. گرچه DCF، چگونگی تأثیرِ اولویت‌های ترافیکی متفاوت و تأثیرِ طولِ فریم‌های داده بر کارایی شبکه را در نظر نمی‌گیرد امّا می‌توان مدل‌های بازی DCFمتفاوتی را برای ترافیک‌های با اولویت‌ها و طول‌های متفاوت با تنظیم مقادیر u_i، u_s و u_f تعریف کرد [۲۷].



شکل(۴):دسته بندی پروتکل‌های MAC [۲۴]

در این روش، کاربران با مشاهده‌ی بازه‌های بیکارِ بین ارسال‌ها و ارسال‌های ناموفق، احتمال برخورد شرطی خود را تخمین زده و بر اساس آن احتمالِ پافشاری خود را بر طبق یک مکانیزمِ توزیع شده‌ی به‌روزرسانی تنظیم می‌کنند [۳۱-۲۹].

بازی‌های CSMA متفاوتی در پژوهش‌های گوناگون، ارائه شده‌اند که شکل ۴ دسته‌بندی آن‌ها را نشان می‌دهد [۲۴]. در بازی‌های دسترسی تصادفی برای کنترل رقابت، معمولاً استراتژی یک بازیکن، احتمالِ ارسال یا معادل آن اندازه‌ی پنجره رقابتِ آن بازیکن بوده و تابع پیامد شامل تفاضلِ سود دسترسی به کانال و هزینه‌ی برخورد بسته است. در ادامه، بازی‌های کنترل رقابت مبتنی بر CSMA از دو دیدگاه کلی یعنی بازی‌های همکار و بازی‌های غیر همکار بررسی شده‌اند.

۴-۱-۱- بازی‌های همکار برای کنترل رقابت

در بازی‌های همکار، عامل‌ها با یکدیگر مراوده نموده و استراتژی‌های خود را، پس از توافق برمی‌گزینند. تحقیق انجام شده در [۳۲] نشان داد در شبکه‌های موردی‌ای که همه‌ی گره‌ها با یکدیگر همکاری می‌کنند، می‌توان از نظریه بازی‌ها استفاده کرد. معمولاً، پیاده‌سازی راه‌حل‌های همکار، دشوار و نیازمندِ مراوده‌ی عامل‌ها با یکدیگر بوده و بایستی بازی چندین بار تکرار شود. اما به طور کلی راه‌حل‌های همکار بسیار بهتر از نوع غیر همکار آن هستند.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

در [۳۳] تخصیص پهنای باند در زیر لایه‌ی MAC شبکه‌های موردی به صورت یک مسئله‌ی بهینه‌سازی و به عنوان یک بازی همکارِ تکراری مدل شده است. در این بازی دو کانالِ جداگانه برای کنترل و داده در نظر گرفته شده است. در کانالِ کنترل، هر گره با توجه به اطلاعاتی که به عنوانِ هزینه، از سایر کاربران دریافت می‌کند، به صورتِ توزیع‌شده و بر اساس روشِ گرادیان، نرخِ جریانِ اوّلیه‌ای را برای خود محاسبه نموده و لینک‌های یک گامی خود را از نرخِ جدیدِ جریانِ خود آگاه می‌سازد. سپس گره‌ها در کانالِ داده، با توجه به این نرخِ جریان اوّلیه، اندازه‌ی CW خود را تنظیم می‌نمایند. در اغلب بازی‌های CSMA ارائه شده، گره‌ها اطلاعاتِ کاملی از سایر گره‌ها نداشته و در دسته بازی‌های همکارِ ناکامل قرار می‌گیرند. بازی‌های همکارِ ناکامل، با پیش‌بینی وضعیت جاری بازی (مانند تعداد کاربران) و انتخاب یک استراتژی بر اساس تخمینِ وضعیت بازی انجام می‌شوند.

آشکارساز[۳۰]، با شنود کانال، برخی اطلاعات لایه‌های مختلف را تشخیص داده و ثبت می‌کند. چنین اطلاعاتی شامل اطلاعاتِ لایه فیزیکی مانند SNR، اطلاعاتِ لایه‌ی MAC مانند احتمالِ ارسالِ فریم (τ)، احتمالِ برخورد شرطی فریم (p) و همچنین اطلاعاتِ لایه‌ی شبکه مانند نرخِ از دست رفتنِ دیتاگرامِ TCP می‌باشند. تخمین کننده[۳۱]؛ با توجه به معیارهای ثبت شده توسط آشکارساز، وضعیتِ بازی را تخمین می‌زند. در بیشتر پژوهش‌های انجام شده، منظور از وضعیتِ بازی تعداد کاربرانِ رقیب می‌باشد. در نهایت، تنظیم‌کننده با توجه به دانشی که از آشکارساز و تخمین کننده بدست آورده است، استراتژی خود را با تنظیمِ پارامترهای رقابت مانند پنجره‌ی لغزنده‌ی TCP، اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت، نرخِ ارسال، توانِ ارسال، TXOP و ... را می‌تواند انتخاب کند. نکته مهم در این دسته از بازی‌ها تخمینِ دقیق و به موقعِ وضعیتِ بازی است.

کارایی DCF، به تعداد گره‌های رقابت کننده‌ی کانال، بسیار حساس است [۳۴, ۳۵]. تحلیل DCF نشان داده که تعدادِ گره‌های رقیب، تابعی از احتمالِ برخورد شرطی فریم (p)و احتمالِ ارسال (τ) است. با توجه به چارچوبِ بازی‌های همکارِ ناکامل، هر گره می‌تواند احتمال p و τ را مستقلاً با استفاده از چندین شمارنده، اندازه‌گیری کند [۳۴].

از آن‌جا که، مقدار بهینه‌ی CW_{min} به تعداد گره‌ها (n) بستگی دارد. ژائو و همکاران با چارچوب فوق‌الذکر، بازی‌هایی همکار برای بهبود کارایی شبکه‌های موردی [۳۶]، شبکه‌های مش [۳۷] و شبکه‌های سنسور [۳۸] پیشنهاد داده‌اند. در این بازی‌ها هر گره پس از تخمین تعداد گره‌های رقابت کننده (n)، استراتژی تعادل خود یعنی CW_{min} خود را به صورت زیر تنظیم می‌کند.

در این بازی گره‌های با تعداد رقبای کمتر، CW_{min} کوچک‌تری را برای خود انتخاب می‌کنند. بهترین استراتژی برای گره‌های با تعداد رقیبانِ بیشتر، تنظیم CW_{min} بزرگ‌تر در راستای کاهشِ احتمالِ برخورد است. از جمله مزایای بازی‌های [۳۶, ۳۷] نسبت به سایر بازی‌ها، می‌توان به عدمِ نیاز به مبادله‌ی اطلاعاتی چون SNR اشاره نمود. در WMNها، تبادلِ دوره‌ای وضعیّتِ بازی برای گره‌ها دشوار بوده و سبب مصرفِ انرژی و هدر دادنِ پهنای باند می‌گردد. امّا از آنجا که هر گره برای دریافتِ فریم‌های احتمالی، دائماً در حال بررسی کانال است، می‌تواند وضعیت بازی را با شنود کانال تخمین بزند.

در [۳۷]پیشنهاد شده است که مسیریابِ مش بر اساس یک بازی همکارِ ناکامل، وضعیتِ بازی را تخمین زده و این اطلاعات را برای مشتری‌ها پخش نماید. بدیهی است که نقطه ضعفِ اصلی روش CSMA/CA، افزایش CW در ازای برخوردهای متوالی، در شبکه‌های با بار ترافیکی بالا است.

از این رو نویسندگان [۳۶, ۳۷] برای حفظِ سطحِ واقعی رقابت، پروتکلِ دیگری با نام (G-CSMA/CA) ارائه نموده‌اند که در آن، پس از ارسالِ هر فریم، پروسه‌ی رقابت بعدی با CW_{min} صوری آغاز نمی‌شود. بلکه در صورت موفقیتِ ارسالِ فریم قبلی، مقدارِ نهایی CW به دست آمده در ارسالِ قبلی به عنوان مقدارِ بهینه‌ی CW، تلقی شده، و CW_{min} به منظور استفاده‌ی مؤثرتر از کانال، به صورت $CW_{min}=CW/2$ تنظیم می‌گردد؛ و اگر فریم قبلی، دور انداخته شده باشد، بهترین استراتژی به منظور کاهشِ برخورد، استفاده از پنجره‌ی رقابتِ بزرگی برابر با ($CW_{min} = CW_{max}$) است.

بازی همکار دیگری با نام (G-EDCA)، بر اساسِ تخمینِ تعداد گره‌های رقابت کننده در هر اولویت ترافیکی و با توجه به [۳۷]برای 802.11e پیشنهاد شده است [۳۹]. در این روش، هر گره با شنود کانال و شمارشِ فریم‌های داده‌ی با

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

آدرس‌های مبدأ متفاوت از هر نوعِ ترافیک، تعداد کاربرانِ هر کلاس ترافیکی را تخمین زده، و سپس استراتژی تعادل خود، که همان اندازه‌ی CW برای هر کلاس ترافیکی می‌باشد را در هر مرحله از ارسال، مانند زیر تنظیم می‌کند.

$$CW_{\min} = \begin{cases} \lfloor n \times rand(6,7) \rfloor & n \le 5 \\ \lfloor n \times rand(7,8) \rfloor & 6 \le n \end{cases} \quad (۱)$$

$$CW_{i,\min} = \left[n_i \times rand(7,8) \right] i = 3,2,1,0 \quad (۲)$$

در این بازی همکار غیر کامل، متغیرِ i به رده‌ی دسترسی اشاره دارد. در [۴۰] فرض گردیده که هر گره شرایطِ کانالِ خود، تعداد گره‌های موجود در شبکه و همچنین توزیع احتمالِ شرایطِ کانالِ سایر گره‌ها را می‌داند. سپس با این فرض، یک بازی CSMA فرصت‌طلبانه بر حسب شرایطِ کانالِ کاربر که نسبت به کاربرانِ خودخواه مقاوم است را ارائه داده‌اند. از آنجایی که بازی پیشنهادی بازی‌ای با اطلاعات کامل است، توابعِ مطلوبیت، هزینه و توزیع احتمال، برای کلیه کاربران مشابه فرض شده که با شرایط محیطِ واقعی، تفاوت داشته و نیازمندِ مطالعات بیشتری می‌باشد. همچنین در این روش نیز مانند بسیاری از روش‌های قبلی ترافیک کاربران، QoS و وضعیت صفِ کاربران در نظر گرفته نشده است. الگوریتمی ناهمگام و مبتنی بر قیمت برای دسترسی تصادفی در [۴۱]پیشنهاد گردیده که در آن هر گره قیمت‌هایی را برای همسایگانِ خود که ارسال‌هایشان با ارسال‌های گره مذکور تداخل ایجاد می‌کنند فرستاده و بر حسبِ قیمت‌های دریافتی، با هدفِ بیشینه نمودنِ پیامدِ کل به کانال دسترسی پیدا می‌کنند. بازی مذکور از مطلوبیتِ شبکه، برای کنترلِ مصالحه‌ی بین کارایی و بی‌طرفی در تخصیصِ منابعِ رادیویی استفاده نموده است. در واقع فرض شده که کاربران، اشباع و همکار بوده و مسئله‌ی بیشینه سازی توان عملیاتی کلّ، به حلِّ بازی‌های محلّی، تجزیه شده است. در الگوریتمِ مبتنی بر قیمت، هر کاربر هم کارانه قیمت خود را نسبت به دیگران تنظیم کرده و سپس احتمال ارسال خود را بر طبق قیمت‌های دریافتی‌اش برای بیشینه کردنِ تابعِ پیامدِ خود، تنظیم می‌کند.

نویسندگان [۴۱] در پژوهشی دیگر [۴۲]یک بازی MAC همکار با ایده‌ی اوّلیه مشابه [۴۱] ارائه داده‌اند که کاربران بر حسب قیمت‌های دریافتی، و همچنین در نظر گرفتن مصرفِ توان و با هدف بیشینه نمودنِ پیامد کلّ، احتمالِ دسترسی خود به کانال را تنظیم می‌کنند. به هر گره اجازه داده می‌شود که با احتمالات متفاوتی به کانال دسترسی پیدا کرده و تفکیکِ سرویس با انتخابِ احتمالات متفاوتِ ارسال، امکان پذیر است. الگوریتم‌های همکار گرچه مؤثرتر و بهینه‌تر هستند، اما به‌روزرسانی آن‌ها نیازمندِ تبادلِ اطلاعاتِ کنترلی با گره‌های همسایه‌ی خود تا دو گام است؛ لذا بازی‌های غیر همکار، بیشتر مورد توجه قرار گرفته‌اند. بخش بعدی به مرور برخی از مهم‌ترین بازی‌های غیر همکار در زمینه کنترل رقابت مبتنی بر CSMA می‌پردازد.

۲-۱-۴- بازی‌های غیر همکار برای کنترل رقابت

گرچه بازی‌های همکار، بهتر از بازی‌های غیر همکار عمل می‌کنند، اما نیازمندِ سیگنال دهی زیادی هستند. بنابراین توجّه بیشتر به سمتِ بازی‌های غیر همکار و توزیع‌شده می‌باشد. همان‌طور که در بخش‌های قبلی ذکر گردید، معمولاً گره‌های بی‌سیم اطلاع دقیقی از تعدادِ گره‌های شبکه نداشته، و هر گره با شنود کانال، قادر به کسب اطلاعاتِ محدودی درباره‌ی وضعیت کانال (مانند بسته‌های مواجه شده با برخورد، وضعیت مشغول یا بیکار بودن کانال) خواهد بود. در چنین وضعیتی بهترین کاری که یک گره می‌تواند انجام دهد بهینه‌سازی و دنبال نمودنِ اهداف شخصی خود با تنظیم پارامترهای خویش بر اساسِ اطلاعاتِ اکتسابی محدودش می‌باشد؛ لذا برای مدل‌سازی چنین وضعیتی، مدلِ بازی غیر همکار، بهترین انتخاب است. پروتکل عقب‌گردِ نمایی را می‌توان به صورت یک بازی غیر همکار مدل نمود که در آن لینک‌ها سعی در بیشینه نمودنِ تابع مطلوبیتِ خود به شکلِ پاداشِ ارسالِ موفق دارند. با مهندسی معکوسِ پروتکل 802.11، نشان داده شده که اطلاعاتِ بازخوردی کافی برای گره‌های رقابت کننده برای رفع مسئله‌ی خودخواهی در بیشینهِ کردنِ رفاهِ اجتماعی فراهم نمی‌شود [۲۹, ۳۱, ۴۳].

همچنین مطلوبیت هر لینک، نه تنها به احتمالِ ارسال وی، بلکه به دلیل برخورد، به ارسال‌های سایر کاربران نیز بستگی داشته و بازخورد واضح و آشکاری از شبکه وجود ندارد؛ لذا در پروتکل عقب‌گرد نمایی، بازی غیر همکار مناسب‌تر از بهینه‌سازی سراسری است. البته عدم هماهنگی بین گره‌ها، کارایی شبکه را کاهش داده و تعادل نشِ حاصل ممکن است

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

یکتا و پایدار نباشد. از این رو، با مهندسی مستقیم، یک مسئله بهینه‌سازی مطلوبیتِ شبکه (NUM)[۳۲]، بر حسبِ احتمالِ پافشاری هر کدام از گره‌ها به منظور ارتقای پروتکل دسترسی به رسانه فرمول‌بندی شده است [۳۰, ۴۴].

چگونگی طراحی توابعِ مطلوبیت و تعیینِ معیارِ رقابت با مهندسی معکوسِ پروتکل‌های موجود، و نقاط عملیاتی مطلوب (توان عملیاتی و بی‌طرفی) و با مهندسی مستقیم و به صورت ابتکاری با ذکر مثال‌هایی در[۳۱-۲۹] آمده است. در این بازی‌ها هر گره احتمال ارسال (یا CW) خود را با محاسبه‌ی تعادل نشِ بازی دسترسی تصادفی مشخص نموده و همگرایی الگوریتم‌های ناهمگام و تصادفی با روش گرادیان انجام شده است[۳۱-۲۹].

به دلیل فقدان دانش نسبت به تعداد کاربرانِ شبکه و تخمین در طرّاحی تابع مطلوبیت، امکان دارد که الگوریتم پویا به نقطه‌ی عملیاتی مطلوبی همگرا نشود. بنابراین یک الگوریتم انتخاب تعادل برای الزامِ الگوریتم‌ها به سمت نقطه مطلوب پیشنهاد گردیده است. در [۴۳] مشابه [۲۹, ۳۱] تعاملِ بین گره‌ها به عنوانِ یک بازی غیر همکار مدل و با تعریف توابعِ مطلوبیتِ مختلف بر اساسِ کلاس‌های ترافیکی با وزن‌های متفاوت امکان تفکیکِ سرویس فراهم شده است.

از جمله ویژگی‌های بازی‌های دسترسی تصادفی [۲۹-۳۱, ۴۳] آنست که، محاسبه‌ی تابعِ پیامد به تبادلِ صریحِ احتمالاتِ دسترسی به کانال در بین گره‌ها نیازی ندارد.

بنابراین، بازی می‌تواند به صورتِ توزیع‌شده، پیاده‌سازی و انجام شود. با فرض ثابت بودن تعداد کاربران شبکه، حریص بودن آن‌ها و همچنین یکسان بودن اندازه‌ی فریم‌ها با یکدیگر، یک سناریوی توزیع شده‌ی دسترسی به رسانه‌ی با حضور کاربران خودخواه به عنوان یک بازی غیر همکار، یک‌بار با اطلاعات کامل و یک‌بار با اطلاعات ناقص پیشنهاد شده است [۴۵].

در بازی ناکامل، مکانیزمی برای جمع‌آوری و تخمینِ اطلاعات پیشنهاد و از یک واحدِ ثبت هویت، استفاده گردیده که در ابتدای هر بازه، تعدادِ کاربران را به همه اعلام می‌دارد. نویسندگان [۴۵] با تحلیل بازی نشان داده‌اند که بی‌نهایت تعادلِ نش برای این بازی وجود دارد که همه‌ی آن‌ها به بی‌طرفی نمی انجامند. از این رو در یک بازی غیر همکار، اِعمالِ مجموعه‌ای از محدودیت‌ها، ضروری می‌نماید. بنابراین در راستای برقراری عدالت، کاربران ملزم به رعایت شرایطی می‌باشند. در بسیاری از پژوهش‌های انجام شده مانند [۳۰, ۴۶]، تابع پیامد مانند رابطه (۳) بوده و در واقع تابعِ هزینه‌ی این پژوهش‌ها تقریباً یکسان و تابعی خطی از حاصل‌ضربِ احتمالِ ارسال و احتمالِ برخورد است:

$$u_i = U_i(p_i) - p_i q_i(p) \qquad (۳)$$

$$q_i(p) = 1 - \prod_{j \in N-\{i\}} (1-p_j) \qquad (۴)$$

در رابطه‌ی فوق‌الذکر $U_i(p_i)$؛ تابعِ مطلوبیت، p_i، احتمال دسترسی گره i-ام به کانال و $q_i(p)$ معیارِ سنجشِ رقابت مانند احتمالِ برخورد یا زمان بیکاری کانال می‌باشند. اما $U_i(p_i)$ به روش‌های مختلفی تعریف شده است. به عنوان مثال در [۳۰] تابع مطلوبیت به صورت زیر تعریف شده است:

$$U_i(p_i) = \frac{1}{a_i}\left(\frac{(a_i-1)b_i}{a_i}\ln(a_i p_i - b_i) - p_i\right) \qquad (۵)$$

که در آن $0 < b_i < 1$، $a_i > 1$ و محدوده‌ی احتمالِ ارسال برابر با $p_i \in [2b_i/(1+a_i),\ b_i]$ است.

در [۴۶]مجموعه‌ای از توابعِ مطلوبیتِ مانند رابطه (۶)، برای کنترلِ رقابت در شبکه‌های بی‌سیم ارائه شده است. بازی پیشنهادی، یک بازی غیر همکارِ تکراری با کاربرانِ خودخواه می‌باشد. مجموعه استراتژی هر کاربر نیز مجموعه‌ای از احتمالاتِ مجازِ دسترسی به کانال برای هر گره بوده و نیازی به دانستنِ تعداد کلِ گره‌های شبکه و یا تبادل پیام گره‌ها با یکدیگر نمی‌باشد.

$$U_i(p_i) = \frac{p_i(\ln w_i - \ln p_i + 1)}{\ln r_i} \qquad (۶)$$

که در آن $r_i = {}^{w_i}/_{v_i}$ و $(0 < v_i \le p_i \le w_i < 1)$.

در این بازی تکراری و چند مرحله ای، هر گره پس از هر دور بازی، تأثیرِ تجمعی رفتارِ همه کاربران در قالبِ احتمال شرطی برخورد در دوره قبلی را مشاهده کرده و سپس با استفاده از این اطّلاعات، استراتژی خود را برای دوره‌ی بعد انتخاب می‌کند. این روش توان عملیاتی بالا و سربار کمی دارد و بی‌طرفی کوتاه مدّتِ خوبی را نتیجه می‌دهد [۴۶].

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

بازی پیشنهادی [۴۷] رفتارِ کاربران غیر همکاری را مدل می‌کند که احتمالِ دسترسی خود را با تغییرِ ضریبِ پافشاری خود (σ: پارامترِ کنترلِ عقب‌گردِ نمایی) متناسب با وضعیتِ برخورد شبکه، تنظیم می‌کنند. تابعِ عدمِ مطلوبیتِ هر کاربر، بر اساس نرخِ برخورد و مصرفِ توان تعریف شده است. این تابع، خود نقش تابعِ هزینه را بازی می‌کند. این پژوهش نیز مانند سایر پژوهش‌ها تأثیر خصوصیاتِ لایه‌ی فیزیکی و نویز را مدّنظر قرار نداده و ریزشِ بسته‌ها را فقط ناشی از برخورد دانسته است[۳۳, ۴۷].

نویسندگان [۴۸] نوعی رفتار خودخواهانه در DCF را ارزیابی نموده‌اند که گره‌های بی‌سیم برای کسبِ سهمِ بیشتری از کانال و بالطبع آن نرخِ داده‌ی بالاتر، عمداً با نرخِ داده‌ی کمتری ارسال خود را شروع می‌کنند. آن‌ها با مشاهده‌ی تعادلِ نش نامطلوبِ منتج و همچنین استفاده نامناسب از کانال بی‌سیم نشان داده‌اند که پروتکل MAC، با تضمینِ طولانی مدّتِ تخصیصِ کانالِ زمانی برای دستگاه‌های رقابت کننده، دستگاه‌های معقول را به استفاده‌ی موثر از رسانه‌ی مشترک مجبور نموده و نرخ‌های داده‌ی تمامی دستگاه‌های رقابت کننده را بهبود می‌بخشد. بازی فوق‌الذکر، استراتژی خود را بر اساس نرخِ ارسال، نرخِ افت و اندازه‌ی فریمِ ارسالی انتخاب می‌کند.

در[۴۹]، بازیکنان از استراتژی TIT-FOR-TAT (TFT) به عنوانِ بهترین استراتژی برای کنترل رقابت استفاده می‌کنند. در این شیوه، هر کاربر بر اساسِ رفتارهای قبلی سایر گره‌ها تصمیم‌گیری می‌نماید. نشان داده شده که بازی به سمت یک تعادل نش که ممکن است بهینه‌ی سراسری نباشد، همگرا می‌شود. بنابراین خودخواهی همیشه به خرابی شبکه نمی انجامد؛ بلکه کمک می‌کند تا شبکه در یک تعادلِ نشِ سراسری عمل کند. البته در صورتِ دوراندیش بودنِ کاربران و دنبال کردنِ استراتژی TFT، تعادل نش تقریباً بهینه است. در اینجا تأخیر و سایر فاکتورها در نظر گرفته نشده اما برای نتیجه‌ی بهتر بایستی فاکتورهای بیشتری مدّنظر قرار گیرند.

در [۵۰, ۵۱] یک الگوریتم MAC توزیع شده‌ی آگاهِ از توان، با نام PAMG برای شبکه‌های موردی با استفاده از بازی غیر همکارِ ایستا، مدل گردیده است. در این بازی هر لینکِ فعال به عنوان یک بازیکن در نظر گرفته شده و بردار استراتژی‌ها، دوبعدی و شاملِ احتمالِ ارسال و توانِ ارسال می‌باشد. بازیکنان خودخواهانه بر حسب مکانِ خود در شبکه و بازخوردِ دریافتی از کانال، همزمان توان و احتمالِ ارسال خود را تنظیم می‌نمایند. تصمیم‌گیری در هر لینک، بر اساس بیشینه کردن تابعِ پیامدی است که بر روی فضای استراتژی دو بعدی تعریف شده و مقدار این تابع، پیامدِ حاصلِ از رسانه را نشان می‌دهد.

تابع پیامدِ این بازی شامل توابعِ مطلوبیت و هزینه است که تابعِ مطلوبیت، از دیدگاهِ بهینه‌سازی تعریف و تابعِ هزینه هم با تبادلِ پیام، محاسبه گردیده است. هر لینک با افزایشِ توان و احتمالِ ارسال خود، می‌تواند نرخِ داده‌ی خود را بهبود بخشد. تابعِ هزینه این بازی، به طورِ یکنواخت، با احتمالِ ارسال و توان، افزایش یافته و مصالحه‌ای بین احتمالِ ارسالِ بالاتر یا توانِ بالاتر می‌باشد. ضریبِ هزینه، بایستی متناسبِ با تعدادِ لینک‌های شبکه انتخاب گردد. این ضریب در [۵۰] برای همه کاربران یکسان و ثابت فرض شده است. این فرض برای پیاده‌سازی آسان و بدون تبادل پیام و یا زمانی که اطلاعاتِ قبلی در مورد توپولوژی شبکه، وجود داشته باشد، مفید است.

اما در [۵۱] ضریبِ هزینه با تبادلِ پیام بین بازیکنان به طور پویا معین می‌شود. همچنین بر اساسِ PAMG، یک الگوریتم توزیع شده‌ی MAC آگاهِ از کانال ارائه شده است. در الگوریتم پیشنهادی در هر بازه‌ی زمانی، لینکِ فعالِ مربوطه پیامی را همراه با ارسالِ خود پخش می‌کند و در هر بازه‌ی زمانی غیرفعال به کانال گوش کرده و پیام‌های سایر لینک‌های فعال را دریافت و بر اساس آن‌ها ضریبِ هزینه‌ی خود را به‌روز می‌کند. با شبیه‌سازی نشان داده شده که این الگوریتم در مقایسه با روش‌هایی که فقط توان را کنترل می‌نمایند، کارایی بهتری را نتیجه می‌دهد.

نویسنده [۵۲] با عنایت به [۵۳]، سناریویی با حضورِ تعدادِ مشخصی کاربر با نیازمندی‌های QoS متفاوت را در نظر گرفته و اولویت‌بندی ترافیک در CSMA/CA را با نظریه‌ی بازی‌ها مدل کرده است. هر گره‌t ترافیک خود را با یک کلاسِ ترافیکی مشخص، برچسب زده و این کلاس‌ها در مدّت فعالیتِ شبکه، تغییر نمی‌کنند. در این حالت، انتظار می‌رود که گره‌هایی که اولویتِ بالاتری دارند، منابع بی‌سیم را در اختیار خود گرفته و با مقادیرِ کوچک‌تری برای CW، زودتر به رسانه‌ی بی‌سیم دسترسی پیدا کنند. گره‌های کم اولویت هم نبایستی برای خنثی کردنِ این ترفندِ گره‌های اولویت بالا، CW خود را کاهش دهند. در این بازی هر بار که توان

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

عملیاتی گره، تخمین زده می‌شود، مکانیزم تنبیهِ با پخشِ پارازیت، ترافیک گره‌هایی که از توان عملیاتی مورد انتظار تخلف می‌کنند را با دردسر روبه‌رو می‌سازد. بنابراین اجازه‌ی تصدیقِ دریافتِ صحیحِ ترافیکِ ارسال شده‌ی گره متقلب، داده نمی‌شود و فرستنده‌ی خاطی هیچ‌گونه پیامِ تصدیقی را دریافت نمی‌کند.

از آن جایی که در بازی پیشنهادی [۴۱] که در قسمت بازی‌های همکار معرفی گردید، بازخورد چندانی از شبکه وجود نداشته و اطلاعاتِ زیادی در شبکه رد و بدل نمی‌شود. ینگ در [۴۱] یک بازی غیر همکار را نیز فرمول‌بندی کرده است. در این بازی هر لینک، خودخواهانه سعی می‌نماید تابعِ پیامدِ خود که همان توان عملیاتی وی می‌باشد را با اطلاعاتِ محلّی خود بیشینه نماید. محدودیت توان ارسالی گره‌ها نیز به شرایط اضافه شده است و قیمت هر لینک منعکس کننده‌ی تداخل دریافتی است. گرچه کارایی بازی غیر همکار برابر با حالتِ همکار نیست، امّا در صورتِ استفاده از بازی‌های غیر همکار، هزینه‌ی تبادلِ پیام کاهش می‌یابد.

ینگ و همکاران در پژوهشی دیگر [۵۴] یک بازی دسترسی غیر همکار با نام (NRAP)[۳۳] را با تعریف تابعِ قیمت‌گذاری خطی با استفاده از معیارهای محلّی جهتِ بهبود کارایی لایه MAC، پیشنهاد داده‌اند. در نقطه‌ی تعادل، احتمال ارسال، توان عملیاتی و احتمال برخورد بسته، همه به ضریبِ قیمتِ ثابت بستگی دارند. در مقایسه با پروتکل‌های استاندارد، این روش همگرایی سریع و تخصیص مؤثر و عادلانه‌ی منابع با برخورد کمتر را نتیجه می‌دهد.

با انگیزه‌ی کمینه نمودنِ میزانِ اطلاعاتِ مبادله شده‌ی بینِ گره‌ها، [۴۲] روشی پیشنهاد داده که تابع مطلوبیت آن، بیانگرِ رضایتمندی کاربران از ارسال موفق و تابع هزینه، هزینه‌ی توان مصرفی و خطای ارسالِ ناشی از برخورد می‌باشد. تعادل نشِ پارتو، با الگوریتم بهترین پاسخ بدست آمده و گره‌ها قادرند احتمالِ دسترسی خود را فقط با استفاده از معیارهای محلّی تنظیم نمایند. در این بازی غیر همکار، کاربران برای بیشینه نمودنِ تعدادِ ارسال‌های موفقشان، بر اساسِ هزینه‌ی برخورد و مصرفِ توان به کانال دسترسی پیدا می‌کنند.

در [۵۵] یک مدل کلّی ریاضی دو نوبتی با نام TRG/CSMA[۳۴] پیشنهاد شده است. در مرحله‌ی اوّل، توان عملیاتی و تأخیر، به عنوانِ اهدافِ بهینه‌سازی انتخاب و بازی‌ای را بینِ n گره اجرا نموده و در هر مورد، تعادلِ نش را به دست می‌آورند. در بازی مرحله دوّم، توان عملیاتی و تأخیر به عنوان بازیکنان بازی، یک بازی دونفره‌ی با استراتژی نامحدود را بازی نموده و وزنِ خود در این بازی را به دست می‌آورند. بازی GCW، نیز یک بازی دسترسی تصادفی است که بر اساس مدل‌های تحلیلی DCF برای تنظیم پویای پنجره رقابت، پیشنهاد شده است. در GCW، توانِ عملیاتی و تأخیر به عنوان اهدافِ بهینه‌سازی در نظر گرفته شده و CW تنظیم می‌گردد [۵۶].

جزئیات بیشتر درباره‌ی نظریه بازی‌ها و کاربردِ آن در روش‌های CSMA در [۲۴] آمده است. بررسی روش‌های همکار و غیر همکاری که تاکنون برای بهبودِ CSMA ارائه شده است، ما را به این مطلب رهنمون می‌کند که راهِ حلِ مطلوب برای بازی‌های CSMA بایستی یکتا، عادلانه و بهینه باشد. در بازی‌های همکار با استفاده از تکنیک‌های چانه زنی و ... می‌توان این شرایط را برآورده نمود. اما در بازی‌های غیر همکار، این تکنیک‌ها مناسب نبوده و برای رسیدن به نتیجه‌ی مطلوب، بایستی از تکنیک‌های دیگر، مانند تنبیه استفاده نمود [۲۶, ۵۷].خلاصه‌ای از پژوهش‌های انجام شده در زمینه CSMA در جدول ۴ آمده است.

جدول(۴): خلاصه‌ای از پژوهش‌های انجام شده در زمینه CSMA

	مدل‌های بازی	استراتژی‌ها	مراجع
بازی‌های همکار	بازی‌های همکار با اطلاعات کامل برای کنترل رقابت	احتمال ارسال (پنجره رقابت)	[۳۳, ۴۰, ۴۲, ۴۴, ۵۸, ۵۹]
	بازی‌های همکار با اطلاعات ناقص برای کنترل رقابت	احتمال ارسال (پنجره رقابت)	[۲۷, ۳۶, ۳۷, ۳۹, ۶۰, ۶۱]
بازی‌های غیر همکار	بازی‌های کنترل رقابت	احتمال ارسال (پنجره رقابت)	[۲۹-۳۱, ۴۶, ۴۷, ۵۵, ۵۶]
	بازی‌های الحاقی کنترل رقابت و توان ارسال	احتمال ارسال و توان ارسال	[۵۰, ۵۱, ۶۲, ۶۳]

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

۴-۲- پیشینه پژوهش های تنظیم فرصت ارسال

همان‌طور که در بخش‌های قبل ذکر شد، در EDCA به AC های مختلف TXOPهای مختلف و ثابتی اختصاص داده می‌شود. ایستگاهی که برنده‌ی رقابت می‌شود، در مدّت زمانِ TXOP می‌تواند به ارسال داده‌های خود بپردازد.

در شبکه‌های چند نرخی، تعداد فریم‌های منتقل شده در یک دوره‌ی معین از زمان به نرخ انتقال داده وابسته است. از این‌رو در WLANهای چند نرخی، تخصیص TXOPهای یکسان، سبب بی‌عدالتی می‌شود. در [۶۴] روشی به نام فرصتِ ارسالِ تطبیقی (ATXOP) به منظور رفع مسئله‌ی بی‌انصافی در شبکه‌های IEEE 802.11e چند نرخی پیشنهاد شده است. بی‌انصافی در توان عملیاتی، از متغیر بودنِ نرخ ارسال در شبکه‌های IEEE 802.11e چند نرخی، ناشی می‌شود. که برای حلِ این معضل، پیشنهاد شده که به ایستگاه‌های با نرخِ داده‌ی پایین‌تر، TXOPهای طولانی‌تری نسبت داده شود و بالعکس. بدین ترتیب، در ابتدا متوسطِ نرخِ ارسالِ همه‌ی ایستگاه‌های موجودِ در شبکه، محاسبه و سپس نرخِ ارسالِ جاری هر ایستگاه با نرخِ متوسط مقایسه می‌گردد. اگر نرخِ جاری، از نرخِ متوسط، پایین‌تر یا بالاتر باشد مقدار TXOP با مضربی از نسبتِ نرخ جاری به نرخ متوسط ارسالِ شبکه تغییر می‌کند. گرچه بی‌عدالتی ناشی از تغییرِ نرخِ ارسال در [۶۴] بررسی شده است، اما تخصیصِ TXOP برای ترافیک‌های متفاوتِ چندرسانه‌ای و داده به درستی تجزیه و تحلیل نشده است. همچنین شبیه‌سازی‌ها نشان داد که این روش، فقط برای بسته‌های با اندازه‌ی کوچک خوب عمل می‌کند و همواره به جواب بهتری نسبت به استاندارد منتهی نمی‌شود. به علاوه، چون این الگوریتم در محاسبه‌ی TXOP جدید، تعداد گره‌ها و میزانِ رقابت را در نظر نگرفته است در صورت ازدیادِ گره‌ها و افزایش برخورد، کارایی این روش افت می‌کند. نویسندگان [۶۴] در پژوهشی دیگر [۶۵] طولِ بسته را نیز در محاسبه TXOP جدید، دخیل نموده و از این طریق، کار پیشین خود را در زمینه عدالت بهبود بخشیده‌اند. با این وجود با افزایش تعداد گره‌ها و بالطبع آن افزایش برخورد، عملکرد این روش تنزل پیدا می‌کند. بررسی تأمینِ عدالتِ زمانی در WLAN های چند نرخی در [۶۶] نشان داده است که همسان‌سازی زمانِ دسترسی به کانال باعث اعطا و انطباقِ توان عملیاتی، با نرخِ انتقالِ گره‌ها می‌شود. در [۶۷] روشی برای تخصیص پویای TXOP به نام DATAF[۳۵]به منظور حفظِ عدالت در شبکه‌های 802.11e چند نرخی، پیشنهاد گردید. در DTAF، با توجه به تعدادِ دفعات برخورد، شرایطِ ترافیکی شبکه تخمین زده شده و سپس پارامتر TXOP تنظیم می‌گردد. البته در[۶۷] شبکه در شرایط اشباع و با حضورِ تنها سه ایستگاه با نرخ‌های گوناگون در حالت تک گامی انجام شده است. نویسندگان [۶۸] با معرفی الگوریتمی پویا با نام (DTXOP)، باعث افزایش عدالت در تخصیص منابع در ترافیک بالا سو و پایین سو شدند. الگوریتم پویای دیگری با نامی مشابه (DTXOP) نیز ارایه شده که به صورت دوره ای با توجه به شرایط ترافیک، پارامتر TXOP هر یک از ACها به روز می‌شود [۶۹]. در این روش نیز عدالت بین جریان‌های بالا سو و پایین سو حفظ گردیده و در عین حال تأخیر و توان عملیاتی بهبود می‌یابد. در روش دیگری بر حسب شرایط ترافیکی هرکدام از ACها، با محاسبه تعداد ایستگاه‌های درگیر در هر AC و میزان ریزش بسته‌ها برای هر اتصال، TXOP به صورت دوره‌ای، تنظیم می‌شود [۷۰]. برخلاف روش‌های قبلی در صورتی که ترافیک بالا سو سنگین‌تر از ترافیک پایین سو باشد، از مدّت زمان در اختیار داشتنِ کانال توسط QAP می‌کاهد. در این روش تعداد فریم‌های از دست رفته‌ی هر AC و تعداد ایستگاه‌های متقاضی الزامات QoS، دوره‌ای شمارش می‌شوند. البته منظور از فریم‌های از دست رفته در [۶۹] آن فریم‌هایی است که ارسال شده اما تصدیق آن‌ها دریافت نشده است. علاوه بر این، تعدادی ایستگاه‌های رقیب در کانال، یکی دیگر از پارامتر های کلیدی و موثر در برقراری عدالت بین جریان‌های بالا سو و پایین سو است. روش پیشنهادی [۷۱] فقط TXOP مربوط به AP را تنظیم نموده و ایستگاه‌ها از مقدار پیش فرض استفاده می‌کنند. هرچند این روش، رده‌های دسترسی با اولویت بالا AC2 و AC3، بهبود قابل‌توجهی پیدا می‌کنند اما به دلیل بهبود عدالت و توان عملیاتی سراسری، رده‌های دسترسی کم اولویت نیز چندان نامطلوب نخواهند بود. مین و همکاران [۷۲] یک شیوه‌ی TXOP پویا را پیشنهاد داده‌اند که بر حسبِ وضعیتِ صفِ ارسالِ ایستگاه‌ها، TXOP هر گره را تنظیم می‌کند. همچنین یک مدلِ تحلیلی برای ارزیابی کارایی روش پیشنهادی نیز ارائه کردند. بیشتر روش‌های ارائه شده، برای حالت اشباع در نظر گرفته شده‌اند، لذا در تحلیل عملکرد 802.11e از مدل نمودنِ ترافیک و صف، چشم‌پوشی کرده‌اند.

Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers - Vol.13- No.2 Summer 2016

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

اما پژوهش‌های بسیاری نشان داده که نوع ترافیک چندرسانه‌ای خود شبیه است. ویژگی انفجاری ترافیک خود شبیه، بیانگرِ این واقعیت است که انفجارهای بزرگی از بسته‌ها به تناوب از راه می‌رسند. مکانیزم TXOP، شیوه‌ی موثری برای بهبود بهره‌وری شبکه است زیرا سربار عقب‌گرد بین تمامی فریم‌های ارسال شده در یک انفجار تقسیم می‌شود. یک روشِ تنظیمِ پویای TXOP، با توجّه به تعداد بسته‌های موجود در صفِ ارسالِ گره و در راستای انطباق با طبیعتِ انفجاری ترافیکِ خود شبیه در [۷۲] ارائه شده است. در روش TBD-TXOP[۳۶] مادامی [۷۳]که طول صف کمتر از حد آستانه باشد؛ مقدار TXOP، ثابت و برابر با مقدار پیش‌فرض منظور می‌گردد. امّا در صورت تجاوز طول صف از حدّ آستانه، TXOP به یک مقدار جدید بزرگ‌تر از پیش‌فرض (دو برابر مقدار پیش‌فرض) تقویت می‌شود. البته این مقدار TXOP جدید نبایستی به مقداری بیش از حدّ، بزرگ تنظیم شود، زیرا TXOP بزرگ، اغلب باعث نوساناتِ زیادی در کارایی و بی‌عدالتی می‌شود. فنگ و همکاران [۷۴]از طریق یک مکانیزم تشخیص زودرس تصادفی[۳۷] (RED) و بر اساس طول صف که بازتاب بار فعلی شبکه است، اندازه TXOP را تنظیم نموده‌اند. الگوریتم RED، روشی برای مدیریت بافر است که احتمال از دست رفتن بسته‌ها در آن به طور خطی با متوسطِ طول صف افزایش می‌یابد. با این راه‌حل، شرایط بارِ ترافیکی در QAP و ایستگاه‌ها مانیتور می‌شوند. اگر طولِ صف کمتر از آستانه‌ی پایین باشد، مقدار کمتری به TXOP نسبت داده می‌شود و اگر طول صف از این آستانه گذشته باشد، TXOP به طور خطی با طول صف افزایش می‌یابد. اگر طولِ صف بیش از کران بالای سطحِ آستانه باشد، حداکثر اندازه‌ی TXOP استفاده می‌شود. این الگوریتم بر بهبود QoS در جریان‌های ویدئویی تکیه داشته و مشابه [۷۵] است.

سوزوکی و همکاران [۷۶] توانایی پارامتر TXOP، در بهبودِ کیفیتِ صدا و تصویر را در حضورِ خطای کانال بررسی نمودند. متوسط تأخیرِ چندرسانه‌ای، نرخ ریزش و کیفیتِ همگام‌سازی رسانه در جهتِ پایین سو به همراه سطحِ QoS کاربر، بهبود یافته است. همچنین در پژوهشی دیگر [۷۷] با شبیه‌سازی، تأثیر تنظیم پارامترهای ACهای مختلف بر روی شش سرویس متفاوت VOIP[۳۸]، HTTP، FTP، Email، جریان ویدئو و تماس تصویری بررسی شده است. استدلال گردیده که بهترین راه برای تفکیکِ ترافیک‌های اولویت بالا (به خصوص در مورد جریان واقعی) تنظیم پارامتر AIFSN و برای کلاس‌های ترافیکی با اولویت پایین‌تر (داده) بهترین شیوه، تغییر حداقل و حداکثر مقادیر CW است. همچنین اذعان شده است که برای افزایش حداکثر توان عملیاتی، می‌توان برای هر کلاس ترافیکی از TXOP استفاده کرد. توصیه شده است که فقط برای شبکه های داده محور با تعداد محدودی کاربرانِ صدا از TXOP استفاده شود [۷۷]. نویسندگان [۷۸]، وابستگی پارامتر TXOP به بیشترین تعداد تماسِ VoIP پشتیبانی شده در شبکه 802.11 را بررسی نموده‌اند. آن‌ها در هنگامِ رقابت برای کانال، اولویت را با انتسابِ مقدارِ بزرگ‌تری از TXOP به QAP نسبت داده‌اند. با این حال این افزایش سبب انتقالِ تنگنا از QAP به ایستگاه‌ها می‌شود و انتظار طولانی برای دسترسی به کانال و به دنبال آن، تأخیر را برای ایستگاه‌ها در پی دارد. همچنین نشان داده شده که مقدار بهینه‌ای برای TXOP وجود دارد که در صورتِ استفاده از مقادیرِ فراتر از آن نمی‌توان ظرفیت صدا را در یک WLAN بهبود داد. از این رو فرمولی بازگشتی و با پیچیدگی محاسباتی بالا برای محاسبه ظرفیتِ صدای دست‌یافتنی در یک WLAN با توجه به TXOP داده‌شده ارائه نموده‌اند. تأثیر اندازه‌ی بافرQAP بر تعداد تماس‌های صوتی پذیرفته شدهِ بررسی و اندازه‌ی بهینه‌ی بافر برای دستیابی به بیشترین ظرفیتِ صدا محاسبه شده است. تأثیر TXOP بر دنباله‌های ویدئویی در [۷۹] مطالعه و اعلام شده که مکانیزم TXOP برای جریان‌های صوتی با نرخ بیت ثابت مناسب نیست.

نتایج شبیه‌سازی‌ها و همچنین تحلیل‌های عددی نشان می‌دهد که اندازه TXOP، بایستی متناسبِ با اندازه‌ی بافر انتخاب شود [۸۶-۸۰]. در [۸۷] هر کلاس ترافیکی، صف MAC را مانیتور نموده و بر اساس طول صف، مقدار TXOP را در حین اجرا محاسبه می‌کند. همچنین یک تابعِ کنترلِ پذیرش به منظور حفظِ جریان‌های پذیرفته شده و پایداری شبکه پیشنهاد شده است. این روش فریم‌هایی که در حینِ ارسال می‌رسند را در نظر نگرفته است. هر چند این فریم‌ها نیز نیازمندِ آن هستند که در فرصتِ ارسال جاری، ارسال شوند. در روش ETXOP، با فرضِ پواسون بودنِ ترافیکِ ورودی، AC پیروز در رقابت، مقدار TXOP را بر اساس اولویت و نرخِ داده‌ی جریانِ خود محاسبه می‌کند [۸۸]. هر بار که جریانی به کانال دسترسی پیدا می‌کند، الگوریتم ETXOP، صف MAC را بررسی نموده و طول صف و

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

متوسط اندازه فریم‌ها را برآورد می‌کند. سپس در زمان اجرا مناسب‌ترین TXOP بر آورنده‌ی الزامات QoS را محاسبه می‌کند.

در این روش برای AC2 و AC3، حدّ TXOP بر اساس تعداد فریم‌های موجود در صف تعیین می‌شود. در عوض برای AC0 و AC1، با هدفِ محدود کردنِ تعداد فریم‌های فرستاده شدهِ از نوع بهترین تلاش و پس زمینه، از مقادیرِ ثابت و پیش‌فرضِ EDCA برای تعیینِ TXOP استفاده می‌کند. روش ETXOP، انعطاف پذیری بیشتری را با انطباقِ الزاماتِ QoS جریان‌های شبکه، بدون در نظر گرفتنِ نرخِ ارسالِ بیتِ فردی آن‌ها فراهم می‌نماید. از این‌رو در صورتی که ایستگاه‌ها، نرخ‌های داده‌ی متفاوتی داشته باشند، روش ETXOP چندان مناسب نخواهد بود. علاوه بر آن، در صورت سنگین بودن ترافیک‌های اولویت بالا و انتساب TXOPهای طولانی به آن‌ها، ترافیک‌های اولویتِ پایین، دچار قحطی‌زدگی می‌شوند. همچنین فرضِ ترافیکِ ورودی از نوع پواسون، از طبیعتِ انفجاری ترافیک‌های چندرسانه‌ای فاصله دارد.

در [۷۵] مقدار TXOP، بر اساسِ اندازه‌ی صف و نرخ ارسال تخصیص یافته به QAP، به صورتِ پویا تنظیم شده است. متوسطِ تعدادِ فریم‌ها، به جای طول واقعی بافر AP، در نظر گرفته شده است و در نتیجه تأثیرِ ورودِ یکباره فریم‌ها هموار[۳۹] شده است. همچنین به منظور اجتناب از اشغال بیش از حدّ کانال، حداکثر مدّت زمانِ TXOPرا می‌توان به اندازه‌ی بافر و یا متناسب با میزان خاصی از احتمال برخورد، محدود نمود تا بهترین انتساب TXOP متناسب با شرایط انجام پذیرد. هر چند این رویکرد، TXOP را در QAP تنظیم می‌کند. اما تحت بارهای سنگین در جهت بالا سو کارآمد نیست.

لیو و ژائو مقدار TXOP را در شرایطِ نرخ بیت متغیر تخصیص داده‌اند [۸۹]. روش آن‌ها بر اساس اندازه فریم‌های دریافتی، الگوریتم پیش‌بینی نرخ متغیرِ ویدئو، و طولِ فعلی صف، TXOP را تنظیم می‌کند. طول TXOP به عنوان مجموعِ زمانِ انتقال فریمِ ورودی بعدی و همه فریم‌های موجود در صف ارسال، به همراه زمانِ لازم برای ارسالِ تصدیق آن‌ها، پیش‌بینی و محاسبه می‌شود. اشکال اصلی این راه حل، پیچیدگی محاسباتی ناشی از استفاده از یک پیش‌بینی کننده‌ی حوزه موجک[۴۰] برای تخمین پویای TXOP است.

نویسندگان [۹۰] روشی توزیع شده را طراحی کرده‌اند که در آن هر گره، توان عملیاتی خود را در یک پنجره زمانی اندازه‌گیری کرده و سپس مقدار آن‌را با توان عملیاتی مطلوب خود، مقایسه و با توجه به نتیجه‌ی حاصل از مقایسه، TXOP خود را تعیین می‌کند.

در [۹۱] با در نظر گرفتن مطالبات و نیازمندی‌های گره های دیگر، حداکثر پهنای باندِ باقی‌مانده به یک گره دیگر داده می‌شود. کیم و سو نشان داده‌اند که بین عدالت و کارایی سیستم، رابطه‌ی جایگزینی وجود دارد [۶۴, ۶۵]. سپس با پیشنهاد یک الگوریتم TXOP تطبیقی، به حل مسئله بی‌عدالتی پرداخته‌اند. برای غلبه بر مسئله کاهش عملکرد ناشی از خطاهای کانال روشی برای تخصیص پویای TXOP بر اساس پیش بینی دقیق شرایط کانال و سپس اختصاص TXOP های مختلفی به ترافیک‌های مختلف پیشنهاد شده است [۸۸].

اولویت‌بندی در WLAN سبب کاهش دسترسی ترافیک‌های کم اولویت به رسانه می‌شود و گاهی سبب قحطی‌زدگی آن‌ها می‌شود. از این‌رو برای جبران کاهش توان عملیاتی ترافیک‌های کم اولویت، استفاده از ارسال انفجاری برای آن‌ها پیشنهاد شده است [۹۲]. بدین معنی که ترافیک‌های کم اولویت، کمتر به کانال دسترسی پیدا کنند امّا در هر بار دسترسی چندین فریم را در قالب یک انفجار ارسال نمایند.

شبیه‌سازی‌ها نشان داده است که می‌توان از این طریق، توان عملیاتی کلاس‌های ترافیکی کم اولویت را بدون مختل نمودن ترافیک‌های اولویت بالا به میزان قابل ملاحظه‌ای بهبود داد. این بهبود توان عملیاتی به دلیل افزایش بهره‌وری منابع است که حاصلِ کاهشِ سربارِ پروتکل و کاهشِ رقابت است. شبیه‌سازی ترافیک‌های صدا و بهترین تلاش در WLAN نشان داده که استفاده از ارسالِ یکباره برای ترافیک‌های بهترین تلاش، هر چند سبب افزایش ظرفیت برای ترافیک بهترین تلاش می‌شود امّا از تعدادِ ایستگاه‌های با قابلیتِ پشتیبانی ترافیکِ صدا می‌کاهد. محدودیّت تعداد ایستگاه‌های صدا، ناشی از تأخیرِ طولانی صف‌بندی در کاربردهای صوتی است؛ لذا پیشنهاد شده است که مقدار TXOP بین ۱,۲۸ میلی‌ثانیه تا ۳,۲ میلی‌ثانیه انتخاب گردد تا توان عملیاتی ترافیک بهترین تلاش بدون درهم گسیختن ترافیک‌های اولویت بالا، افزایش یابد [۹۲].تخصیص پویای TXOP در

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

شبکه‌های چندگامی با تخمینِ شرایطِ کانال در [۹۳] ارائه شده است. در این روش در هر گام، ترافیکِ رسیده، بر حسب شرایطِ شبکه و نیازمندی‌های تأخیرِ ترافیکِ مربوطه مجدّداً اولویت‌بندی می‌شوند. سپس با تخمینِ احتمالِ خطای کانال و احتمالِ خطای ناشی از برخورد، احتمال موفق بودنِ ارسال، محاسبه و با توجه به آن، مقدار TXOPجدید تنظیم می‌گردد.

از آنجایی که این الگوریتم، احتمال خطا و احتمال برخورد را در محاسبه‌ی TXOP جدید دخالت می‌دهد توان عملیاتی، تأخیر انتها به انتها و تعداد ارسال‌های مجدد بهبود می‌یابند. اما از آن‌جا که در این روش در هنگام تنظیم TXOP، توجّهی به نرخ ارسال ایستگاه‌ها نشده است، این روش در زمینه برقراری عدالت، خوب عمل نمی‌کند.

لی و همکاران، روشی برای کاهش اثرات مخرّب ناشی از تداخل و ایستگاه‌های مخفی، با استفاده از کانال‌های متعامد در شبکه های مش بی‌سیم چندگامی مطرح نموده‌اند [۹۴]. آن‌ها نشان داده‌اند که هر چند با کمک کانال‌های کاملاً اختصاصی، مسئله تداخل و گره‌های مخفی به طور کامل حذف می‌شوند اما با این وجود بین جریان‌های رقیبی که از چندین گام عبور می‌کنند، هنوز امکانِ بی‌عدالتی فاحشی وجود دارد. برای غلبه بر این معضل، از مکانیزم TXOP پویا برای برقراری عدالت استفاده شده است.

آن‌ها دریافتند که ممکن است، تنظیمِ TXOP به تنهایی برای برقراری عدالت کافی نباشد؛ و بایستی اندازه پنجره‌ی رقابت نیز متناظر با میزان برخورد در شبکه تطبیق یابد؛ تا اسباب کاهش برخورد فراهم گردد. از این رو، لی و همکاران با بسط پژوهش قبلی خود [۹۴] اندازه‌ی پنجره رقابت را نیز تنظیم نموده‌اند.

در مراجع [۹۵, ۹۶] از طریق الگوریتم زمان بندی، TXOP هر ایستگاه متناسب با شرایط کانال و میزان ترافیک تولیدی، انجام می‌شود. این روش در بهبود کیفیت سرویس و کاهش تأخیر تأثیر بسزایی داشته است. مکانیزم DL-MU-MIMO[۴۱]باعث افزایش TXOP می‌شود که از روش عقب‌گرد برای دسترسی اولیه به رده‌ها استفاده می‌کند. راه حل این مکانیزم، به اشتراک گذاری کلاسیک TXOP است که باعث افزایش توان عملیاتی و کاهش تأخیر شده و با توجه به نتایج بدست آمده مشخص کرده که نسبت به روش‌های مقایسه شده بهتر عمل کرده است[۹۷].

در زمینه مطالعه سوء رفتار، می‌توان به پژوهش [۹۸]اشاره نمود که سوء رفتار احتمالی در 802.11e را مورد مطالعه قرار گرفته است. در این پژوهش، استفاده از TXOP های طولانی یکی از مصادیق سوء رفتار عنوان شده است. اما در چارچوب نظریه بازی‌ها، GTXOP[۴۲] نام اولین بازی غیر همکاری است که برای تعیین TXOP تطبیق پذیر ارایه شده است [۹۹].در GTXOP هر گره به عنوان یک بازیکن در نظر گرفته شده و هر بازیکن TXOP خود را به عنوانِ عمل انتخابی خود تنظیم می‌کند.

در واقع، هر گره انتخاب می‌کند که پس از پیروزی در رقابت و به دست گرفتنِ کانال، چه مدّت زمان کانال را در اختیار داشته باشد. در این بازی فرض گردید که همه‌ی گره‌ها مشابه و پارامترهای EDCA یکسانی (به جز TXOP) داشته باشند. برای سادگی فرض شده که هر گره فقط یک نوع ترافیک را پشتیبانی کرده و متوسط طول بسته‌ها با یکدیگر برابر است. مطالعات نشان داده که تأثیرگذارترین پارامترها بر TXOP عبارتند از: میزان بار شبکه، متوسط نرخ داده، بیشترین اندازه انفجار، بیشترین نرخ داده، اولویت کاربران، حداقل نرخ داده لایه فیزیکی، محدودیت‌های تأخیر، بیشترین فاصله بین سرویس، متوسط اندازه‌ی فریم و شرایط کانال.

با توجه به مطالعات انجام شده، در بخش بعد یک بازی اشتراکی برای تنظیم همزمان CW و TXOP ارائه می‌شود.

۵-روش پیشنهادی

بدیهی است افزایشِ TXOP، سبب بهبود بهره‌وری کانال می‌شود که این امر، ناشی از کاهش سربار رقابت به ازای هر فریم است. با این حال، TXOP را نبایستی تنها بر اساس عملکرد بهره‌وری کانال لحاظ نمود، چرا که می‌توان آن‌را با ارسال فریم‌های داده با اندازه‌ی بی نهایت، بهینه نمود که این امر منجر به تأخیر بی‌نهایت برای سایر گره‌ها می‌شود که به وضوح نامطلوب است.

بنابراین برای تضمین سطح نسبتاً رضایت‌بخشی از خدمات برای همه ACها، لازم است که TXOP در ACهای مختلف، محدود باشند. استفاده از TXOP های طولانی،

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

توسط ACهای اولویت بالا، توان عملیاتی ACهای اولویت پایین را به شدت کاهش می‌دهد، به طوری که توان عملیاتی سراسری تنزّل می‌یابد.

حتّی با فرض یکسان بودن TXOP برای همه‌ی ACها، در صورت استفاده از TXOPهای طولانی، به دلیل استفاده‌ی ACهای اولویت بالا از CW کوچک‌تر، تأخیر دسترسی به رسانه برای ACهای با اولویت پایین به شدّت افزایش می‌یابد. اما ACهای با ارجحیّت بالا، تأخیر دسترسی پایین و پایداری خواهند داشت. این بدین معنی است که بهبود توان عملیاتی ACهای بالا، تأثیر زیادی بر عملکرد پایین‌ترین طبقات اولویت دارد. همچنین نتایج تحلیلی حاکی از امکان قحطی‌زدگی رده‌های ترافیکی اولویت پایین است.

به علاوه، با افزایش TXOP، احتمال سرریز بافر ACهای اولویت پایین به شدّت افزایش یافته و آن‌ها نرخ بالایی از ریزش بسته‌ها را تجربه می‌کنند. بدترین تأثیر افزایش TXOP بر روی افزایش نرخ از دست رفتن بسته‌ها به دلیل سرریز بافر است. هنگامی که بار ترافیکی خیلی سنگین شود، توان عملیاتی همه‌ی ACها به دلیل افزایش احتمال برخورد، تنزل می‌یابد؛ لذا ACهای با اولویت بالا با طولانی نمودن زمان TXOPخود، قادر به افزایش توان عملیاتی خویش به قیمت کاهش توان عملیاتی سایر ACهای هستند. البته TXOP، تأثیر چندانی بر از دست رفتن بسته‌ها در اثر تجاوز از حدّ ارسال مجدد ندارد. در واقع از دست رفتن بسته‌ها به دلیل تجاوز از حدّ مجازِ سعی مجدّد، در اثرِ افزایشِ تعدادِ گره‌های رقابت کننده، افزایش می‌یابد. بنابراین بایستی دقت داشت که استفاده از TXOP، سبب افزایش نامطلوب و غیرقابل قبولِ تأخیر و ریزش بسته‌ها نشود.

با افزایش تعداد گره‌ها شبکه سریعاً به حالت اشباع می‌رود. در چنین شرایطی تغییر TXOP به تنهایی مفید نیست و بایستی CW نیز به همراه TXOP تنظیم شود. هر چند تخصیص TXOP های طولانی، بهره‌وری کانال را بهبود بخشیده و ناحیه پایداری شبکه را افزایش می‌دهد؛ امّا TXOP شرایط را مستعدّ قحطی‌زدگی ترافیک‌های اولویت پایین می‌کند؛ لذا استفاده و تنظیم نادرستِ TXOP، سببِ بی‌عدالتی و برخی مسائل امنیتی ناشی از حمله‌های احتمالی می‌شود. انتخاب TXOP طولانی توسط یک گره، تأثیری منفی بر گره‌های همسایه داشته و تقلید و تکرار این عمل توسط سایر گره‌ها سبب به خطر افتادن و حتی نقض نیازمندی‌های کیفیت خدمات گره‌ها می‌شود.

بنابراین هر گره بایستی قبل از انتخاب و انجام یک عمل، تأثیر آن عمل خود بر دیگران را مدّنظر قرار دهد. برای دخیل نمودنِ تأثیر سایر گره‌ها، مدل‌سازی این مسئله در چارچوب نظریه‌ی بازی‌ها مفید است. روش پیشنهادی بایستی به یک تعادل پایدار همگرا شوند و این تعادل همگرا بایستی برای کل شبکه بهینه و یا شبه بهینه[۴۳] باشد و هر بازیکن بایستی سهمی عادلانه از پیامد را در نقطه‌ی تعادل کسب کند. علاوه بر این، مقاومت در برابر رفتارهای خودخواهانه نیز ویژگی دیگری است که به منظور حفظ امنیت می‌بایست مورد توجه قرار گیرد.

در واقع در شبکه‌های بی‌سیم خودمختار، کاربران ممکن است به جای رفتار همکارانه، در اقدامی خودخواهانه استراتژی‌ای را اتخاذ نمایند که بهره و مطلوبیّت خود را بدون توجه به ضرری که به دیگران وارد می‌کنند، بیشینه نمایند. بنابراین نمی‌توان تلویحاً فرض کرد که کاربران پروتکل‌های طراحی شده را دنبال می‌کنند. بدین منظور به پروتکل‌های مناسب و کارایی نیاز است که در چنین شرایطی نیز بتوانند کاربران و گره‌ها را به سمت تعادل هدایت کنند.

به عبارت دیگر روش پیشنهادی بایستی شامل استراتژی‌ای باشد که هیچ گره‌ی خودخواهی، انگیزه‌ای برای سرپیچی از پروتکل را نداشته باشد. هدف از این پژوهش، مدل‌سازی و تحلیل مسئله‌ی تنظیم CW وTXOP با استفاده از نظریه‌ی بازی‌ها است به گونه‌ای که بتوان کیفیت خدمات و بهره‌وری کلّ سیستم را بهبود بخشید. در این بازی، با تعریف یک تابع پیامد، هر ایستگاه بی‌سیم نقش یک بازیکن را بر عهده گرفته و بر اساس نیازمندی‌های کیفیت خدمات و افزایش بهره‌وری کانال، استراتژی خود در تنظیم دو پارامتر مذکور را با بیشینه کردن سودمندی، انتخاب می‌کند.

در روش پیشنهادی مسئله کنترل دسترسی به رسانه در شبکه‌های بی‌سیم خودمختار به عنوان یک بازی با نام GTXCW[۴۴] مدل خواهد شد. در این بازی هر بازیکن استراتژی خود شامل احتمالِ دسترسی به کانال که به اندازه CW بستگی دارد و TXOP را به منظور بیشینه کردن تابع پیامد خویش انتخاب می‌کند.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

از آنجا که در تعریف تابع پیامد، از روابط تحلیلی EDCA استفاده شده و در این روابط تحلیلی به جای CW از پارامتر معادل آن یعنی احتمال ارسال یاد شده است، لذا استراتژی-های بازی، TXOP و احتمال ارسال در نظر گرفته می‌شوند. رابطه‌ی احتمال ارسال و CW به صورت زیر است:

$$p_i = \frac{2}{CW_i + 1} \quad (۷)$$

که p_i، احتمال ارسال می‌باشد. از این به بعد در ادامه با توجه به نیازمندی‌های شبکه در زیر لایه‌ی MAC، می‌توان بازی‌های متفاوتی را با تعریف توابع بازدهی متفاوت تعریف نمود. از دیدگاه نظریه‌ی بازی‌ها، وجود و یکتایی نقطه تعادل اهمیّت دارد. از طرف دیگر به عنوان یک پروتکل لایه‌ی MAC، مسائل دیگری نیز باید مورد توجّه قرار گیرد. تابع بازدهی باید به گونه‌ای باشد که بازی طرح شده به یک نقطه تعادل کارا برسد. مسئله انصاف باید در تابع بازدهی لایه MAC لحاظ گردد. در نهایت، یک تابع هزینه می‌باید در تابع بازدهی لحاظ شود تا امکان استفاده‌ی موثر از منابع شبکه را فراهم کند. همچنین وابسته بودن تابع هزینه به شرایطِ گره در شبکه باید لحاظ گردد.

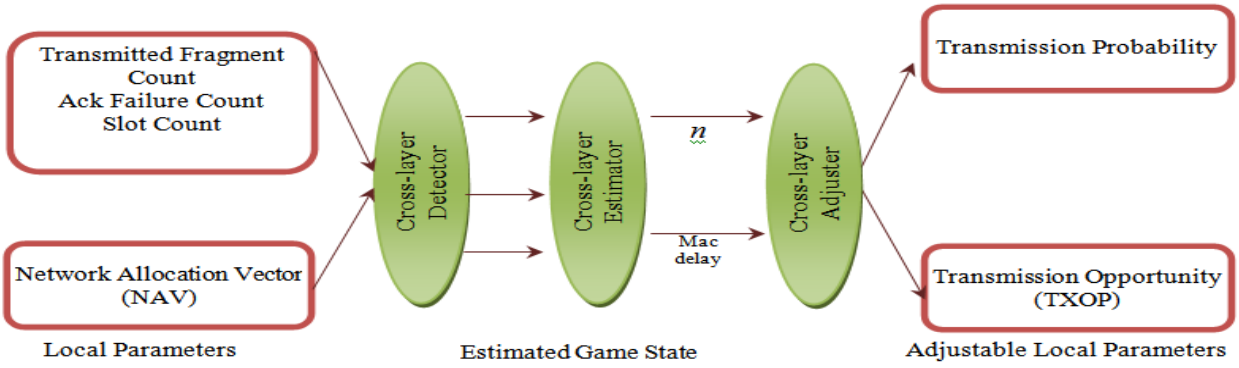
۵-۱- مدل سیستم

هر گره‌ی فعّال به عنوان یک عامل شبکه در نظر گرفته می‌شود که می‌باید در هر بازه‌ی زمانی در مورد احتمال ارسال (CW) و مدّت زمانِ مورد استفاده برای ارسال خود (TXOP) تصمیم‌گیری کند. از دیدگاه زیر لایه‌ی MAC، یک شبکه بی‌سیم موردی تک‌گامی متشکّل از مجموعه‌ای از N گره فرستنده در نظر گرفته شده که از رسانه‌ی مشترک برای ارتباط با گیرنده‌ی نظیر خود استفاده می‌کنند. زمان به بازه‌های همگام، تقسیم گردیده و اگر گره‌ای فریمی برای ارسال داشته باشد، در بازه‌ی بعدی تلاش می‌کند تا با احتمال p_i و مدّت زمانی برابر با $TXOP_i$ به کانال دسترسی پیدا کند. از این‌رو مسئله‌ی کنترل دسترسی به رسانه را می‌توان به عنوان یک بازی یا یک مسئله‌ی بهینه‌سازی محدّب با هدف بیشینه نمودن توان عملیاتی سراسری، کاهش تأخیر و کاهش احتمال ریزش بسته‌ها فرمول‌بندی و آن‌را به صورت غیرمتمرکز پیاده‌سازی کرد. در این بازی هر گره، قبل از هر بار دسترسی به کانال، ابتدا کانال را بررسی نموده و با گوش کردن به آن، تعداد بازه‌هایی که صرف ارسال موفق و ناموفق شده‌اند را به همراه تعداد بازه‌هایی که کانال آزاد بوده است را شمارش می‌کند. گره‌ها از این طریق اطلاعاتی درباره‌ی وضعیت شبکه به دست آورده و تعداد گره‌های رقیب را تخمین می‌زنند. همچنین هر گره قادر است با گوش کردن به کانال و استخراج فیلدِ مدّت ادامه [۴۵]در ارسال‌های سایرین، بزرگ‌ترین TXOPسایر گره‌ها را نیز محاسبه نماید. سپس تعداد کاربران رقیب را به گونه‌ای که گفته خواهد شد، تخمین زده و بر اساس اطلاعات تخمینی، TXOP و CW خود را تنظیم می‌کند. چارچوب بازی GTXCWشکل ۵ دیده می‌شود.

۵-۲- فرمول‌بندی بازی GTXCW

در بازی GTXCW، هدف یافتن احتمال دسترسی به کانال و مدّت زمان فرصت ارسال بر روی کانال در هر بار دسترسی است. نمایش ریاضی این بازی غیر همکار به صورت $\mathcal{G} = [\mathcal{N}, \{\mathcal{P}_i, \mathcal{TX}_i\}, \{u_i(.)\}]$ می‌باشد. که در آن $\mathcal{N} = \{1, 2, \cdots, n\}$، تعداد گره‌های فعال بوده و هر گره نقش یک بازیکن را بازی می‌کند. وی انتخاب می‌کند که با چه احتمالی به کانال دسترسی پیدا کند و پس از پیروزی در رقابت و به دست گرفتن کانال، چه مدّت زمان کانال را در اختیار داشته باشد. در واقع در این بازی گره‌های فعالی که بسته‌هایی برای ارسال دارند به صورت بازیکن در نظر گرفته شده و هر بازیکن یک فضای استراتژی دو بعدی دارد که همزمان بر روی احتمال ارسال و TXOP خود تصمیم‌گیری می‌کند. بدین ترتیب $\mathcal{P}_i = [0,1]$ و $\mathcal{TX}_i = [TXOP_{min}, TXOP_{max}]$ فضای استراتژی گره i می‌باشد. هر بازیکن با توجه به رفتارهای انتخابی که دارد، پیامدی دریافت می‌کند. تابع پیامد گره i به صورت $u_i(p_i, TXOP_i, p_{-i}, TXOP_{-i})$ تعریف می‌شود. در نظریه‌ی بازی‌ها، تابع مطلوبیت برای توصیف سطحِ رضایت کاربر از نتیجه‌ی رفتار خود است. با بیشینه کردن مطلوبیت شبکه، رفاه اجتماعی سیستم بیشینه می‌شود. از سوی دیگر می‌توان توابع مطلوبیت را به عنوان دستگیره‌ای برای کنترل رابطه جایگزینی بین کارایی و عدالت تفسیر نمود. به منظور رسیدن به جواب بهینه و یکتا، تابع مطلوبیت بایستی شرط تحدّب را داشته باشد.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016



شکل(۵): چارچوب بازی GTXCW

متناسب با نیازمندی‌های لایه‌ی MAC، بازی‌های گوناگونی را می‌توان با تعریف توابع پیامدِ مناسب، طراحی نمود. این تابع بایستی بازتاب رقابت بین گره‌ها برای دسترسی به منابع رسانه و مدّت زمان استفاده‌ی از رسانه باشد. هر گره می‌تواند با تنظیمِ احتمال ارسال و TXOP خود از کانال بهره ببرد. از دیدگاه نظریه‌ی بازی‌ها، وجود و یکتایی تعادلِ بازی طراحی شده امری حیاتی است. از دیدگاه لایه‌ی MAC ویژگی‌های دیگری بایستی در تابع مطلوبیت مدّنظر قرار گیرند.

به منظور استفاده‌ی موثر از منابع شبکه بایستی تابعِ پیامد شامل یک تابعِ هزینه باشد. وابستگی تابع هزینه به تعداد گره‌های شبکه و همچنین TXOP سایر گره‌ها نیز بایستی لحاظ گردد. در این بازی، هر گره، قبل از هر ارسال ابتدا کانال را بررسی کرده و با گوش کردن به کانال تعداد بازه‌هایی که صرف ارسال موفق و ناموفق شده‌اند را به همراه تعداد بازه‌هایی که کانال آزاد بوده است را شمارش می‌کند و از این طریق اطلاعاتی درباره‌ی وضعیت شبکه، مانند احتمال ارسال موفق و احتمال برخورد بدست می‌آورد.

در واقع، هر کاربر با گوش کردنِ به کانال و شمارشِ تعداد فریم‌هایِ ارسال شده‌ی موفق، تعداد فریم‌هایِ ارسال شده‌ی ناموفق و تعداد کلِ فریم‌ها، قادر به محاسبه‌ی احتمال ارسال(τ) و احتمال برخورد(p) خواهد بود.

شمارنده‌ی Transmitted-FragmentCount، تعدادِ کلِ فریم‌های ارسال شده موفق را می شمارد. شمارنده AckFailureCount نیز تعداد فریم‌های ارسال شده ناموفق را نگه می‌دارد. شمارنده دیگری با نام SlotCount تعداد کل بازه‌های زمانی تجربه شده را شمارش می‌کند [۱۰۰]:

$$\tau = \frac{TransmittedFragmentCount + AckFailureCount}{SlotCount} \quad (۸)$$

$$p = \frac{AckFailureCount}{TransmittedFragmentCount + AckFailureCount} \quad (۹)$$

توابع پیامد گوناگونی را می‌توان برای این بازی تعریف کرد. اما بایستی دقت داشت که تابع تعریف شده پیوسته، صعودی اکید و مقعر باشد. هدف بیشینه کردن بهره‌وری هر گره می‌باشد به صورتی که تأخیر دسترسی به رسانه کاهش یافته و انصاف در دسترسی به رسانه رعایت گردد. بدیهی است که هر گره تمایل دارد احتمال دسترسی و TXOP خود را افزایش دهد تا بیشترین دسترسی به کانال را داشته باشد و بتواند داده‌های خود را ارسال نماید.

اما افزایش نامناسب هر کدام سبب افزایش برخورد و قحطی‌زدگی سایر گره‌ها می‌شود. برای جلوگیری از این کار باید یک تابع هزینه در تابع پیامد، تعریف شود. با توجه به این موارد می‌توان تابع پیامد بازی را به شکل زیر نوشت :

$$u_i\left(p_i, TXOP_i, p_{-i}, TXOP_{-i}\right) = \alpha_i \log\left(p_i\right) + \beta_i \log\left(TXOP_i\right) - \gamma_i p_i q_i + \beta_i \log\left(D_{target} - E\left[A_i\right]\right) \quad (۱۰)$$

که در این رابطه $E[A_i]$، تأخیر دسترسی به کانال و D_{target}، حد آستانه تأخیر می‌باشند. همچنین q_i احتمال برخورد و α_i، β_i، γ_i ،وزن‌هایی برای نرمالیزه کردن تابع

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

مطلوبیت می‌باشند که کاربران می‌توانند آن‌ها را به صورت پویا با توجه به نیاز های ترافیکی خود تنظیم کنند.

این تابع، میزان رضایت گرهی i را هنگامی که این گره، با احتمال دسترسی p_i و فرصت ارسال $TXOP_i$، ارسالِ خود را انجام می‌دهد، نشان می‌دهد. p_{-i} و $TXOP_{-i}$ به ترتیب احتمال ارسال و فرصت ارسال سایر گره‌ها به غیر از گرهی i را نشان می‌دهند. به دلیل این که تابع لگاریتمی، تابعی مقعر و عادلانه است از این تابع در تعریف پیامد استفاده شده است.

می‌توان تابعِ پیامد بالا را بر حسبِ میزان استفاده و هزینه‌ی استفاده از شبکه، تفسیر نمود. اولین عبارت نشان دهنده‌ی این است که هر چه احتمال ارسال بالاتر باشد، بهره‌وری لینک از رسانه بی سیم بیشتر خواهد بود.

عبارت دوم، به تأثیر TXOP بر تابع مطلوبیت تاکید کرده و نشان می‌دهد که هر چه TXOP یک گره بیشتر باشد، سبب افزایش بهره‌وری آن گره از رسانه می‌شود. پس هر گره سعی دارد که احتمال ارسال و TXOP خود را افزایش دهد.

عبارت سوم، تابع بازدهی را نشان می‌دهد که به صورت یک تابع مانع، مقدار بیشینه تأخیر دسترسی به رسانه یعنی D_{target} را برای گره مورد نظر تضمین می‌نماید. بنابراین، هر لینک سعی دارد مقدار TXOP خود را بیشینه کند. این جمله در واقع تابع هزینه را در تابع بازدهی نمایان می‌کند. مشاهده می‌شود که تابع هزینه، تابعی از TXOP و احتمال ارسال هر گره و TXOP و احتمال ارسال سایر گره‌ها و همچنین تعداد گره‌های شبکه است.

همچنین وزن این تابع بستگی به تعداد گره‌های شبکه دارد در مناطقی که تعداد گره‌ها بیشتر است، وزن تابع هزینه بیشتر خواهد بود. تابع هزینه در نظر گرفته شده در تابع بازدهی، جهت هماهنگ سازی تصمیم گیری‌های خودخواهانه‌ی گره‌ها برای استفاده‌ی موثر از منابع شبکه به کار می‌رود. برای بررسی دقیق‌تر تابع پیامد تعریف شده، با توجه به تحلیل‌های موجود برای EDCA، برای تأخیر دسترسی از رابطه زیر می‌توان استفاده نمود:

$$E[A_i] = T_{ci}\varphi_i + \bar{\sigma}_i\delta_i \qquad (۱۱)$$

که T_{ci}متوسط زمان برخورد و σ_i، متوسط طولِ بازه‌ی زمانی مشاهده شده توسط هر ایستگاه را نشان می‌دهد. متغیرهای δ_i،φ_i هم به ترتیب تعداد برخوردهای قبل از یک ارسال موفق و متوسط تعداد بازه های زمانی که ایستگاه در مرحله عقب‌گرد به تعویق افتاده را نشان می‌دهند.m بازه‌ی زمانی قبل از ارسال موفق وpc_i احتمال برخورد را مشخص می‌کند.

$$\varphi_i = \sum_{l=0}^{m} \frac{pc_i^{\,l}(1-pc_i)}{\left(1-pc_i^{\,m+1}\right)} \qquad (۱۲)$$

متوسط تعداد بازه‌های زمانی‌ای که یک ایستگاه در مراحل عقب‌گرد معلق مانده است با δ_i نمایش داده شده و مانند زیر محاسبه می‌شود [۸۳, ۱۰۴-۱۰۱] :

$$\delta_i = \sum_{l=0}^{m}\sum_{h=0}^{l} \frac{\min\left(2^h CW_{min}, CW_{max}\right)-1}{2} \frac{pc_i^{\,l}(1-pc_i)}{1-pc_i^{\,m+1}} \qquad (۱۳)$$

بازه‌ی منطقی نیز به صورت زیر خواهد بود:

$$\bar{\sigma}_i = (1-pb_i)\sigma + \sum_{r=1}^{N} ps_i^r T_s^r + pc_i T_c \qquad (۱۴)$$

متوسط یک بازه زمانیِ منطقی، همان متوسطِ طول یک دوره‌ی ارسال بر روی کانال می‌باشد. در رابطه‌ی بالا، متغیرσ، نشان دهنده‌ی مدت زمان یک بازه زمانیِ فیزیکی است وT_c،T_s^r به ترتیب مدت زمان یک ارسال موفق در کلاس r و مدت زمان برخورد را نشان می‌دهند.

$P_{c,i}$ احتمال برخورد است$P_{s,i}$.احتمال ارسال موفق را نشان می‌دهد.

$P_{b,i}$ احتمال مشغول بودن کانال را مشخص می‌کند. بنابراین، متوسط زمان دسترسی به رسانه را می‌توان به صورت زیر بازنویسی کرد:

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

$$E[A_i] = T_c\varphi_i + \bar{\sigma}_i\delta_i = T_c\varphi_i + \quad (۱۵)$$
$$\delta_i\left[(1-pb_i)\sigma + \sum_{r=1}^{N} ps_i^r T_s^r + pc_i T_c\right]$$
$$= T_c\varphi_i + \delta_i\left[\begin{array}{l}(1-pb_i)\sigma + ps_i T_s + \\ \sum_{r=1}^{N-1} ps_i^r T_s^r + pc_i T_c\end{array}\right]$$
$$= T_c\varphi_i + \delta_i[(1-pb_i)\sigma + pc_i T_c$$
$$+ps_i TXOP_i + \sum_{r=1}^{N-1} ps_i^r TXOP_r]$$

پس، متوسط تأخیر دسترسی به رسانه را می‌توان به صورت زیر نوشت:

$$E[A_i] = \Psi_i + f_i(p_i, TXOP_i, \mathbf{p_{-i}}, \mathbf{TXOP_{-i}}) \quad (۱۶)$$

$$\Psi_i = T_c\varphi_i + \delta_i\left[(1-pb_i)\sigma + pc_i T_c\right] \quad (۱۷)$$

$$f_i(p_i, TXOP_i, \mathbf{p_{-i}}, \mathbf{TXOP_{-i}}) = \quad (۱۸)$$
$$\delta_i\left[ps_i TXOP_i + \sum_{r=1}^{N-1} ps_i^r \mathbf{TXOP_{-i}^r}\right]$$

با فرض $\mu = D_{target}$ تابع بازدهی را می‌توان به صورت زیر نوشت:

(۱۹)
$$u_i(p_i, TXOP_i, p_{-i}, TXOP_{-i}) =$$
$$\alpha_i \log(p_i) + \beta_i \log(TXOP_i) - \gamma_i p_i q_i +$$
$$\beta_i \log(\mu - [\Psi_i + f_i(p_i, TXOP_i, \mathbf{p_{-i}}, \mathbf{TXOP_{-i}})])$$

باید ثابت شود که تابع پیامد مقعر است تا وجود تعادل نش ثابت شود. در تعادل نش، هیچ بازیکنی انگیزه‌ای برای انحراف از استراتژی خود ندارد. برای اثبات وجود تعادل نش، با توجه به این که فضای استراتژی هر کاربر، زیر مجموعه‌ای غیر تهی و محدب از $[0,1]*[TXOP_{min}, TXOP_{max}]$ است، تابع پیامد $u_i(P_i, TX_i)$، تابعی پیوسته و مقعر است. تقعر و هسیان تابع پیامد را با رابطه‌ی ۲۱و۲۰ اثبات می‌شود.در صورتی که α_i و β_i بزرگ‌تر از صفر باشند؛ حتماً تابع هسیان منفی است. پس با توجه به منفی بودن تابع هسیان ؛ تابع پیامد تابعی مقعر است.

$$\nabla^2_{TX_i} u_i(0) = \quad (۲۰)$$
$$\frac{-\beta_i}{TX_i^2} - \frac{\beta_i (ps_i\delta_i)^2}{\left(\mu - \left[\Psi_i + f_i(p_i, TXOP_i, p_{-i}, TXOP_{-i})\right]\right)^2} < 0$$

تکنیک‌های بسیاری به منظور سوق دادنِ یک سیستم، به سمت تعادل نش وجود دارد که در اینجا از روش گرادیان برای رسیدن به تعادل استفاده شده است. در واقع با روش گرادیان، پارامترهای $P_i^*, TXOP_i^*$ مانند آنچه در روابط ۲۳،۲۲ نشان داده شده، به هنگام می‌شوند. در اینجا تأخیر اندازه گیری شده با $MD_i(t)$[۴۶]نشان داده شده است.

$$TXOP_i^*(t+1) = \left[TXOP_i(t) + \lambda\left(\frac{\beta_i}{TXOP_i} - \frac{\beta_i(ps_i\delta_i)}{(\mu - MD_i(t))}\right)\right] \quad (۲۲)$$

$$p_i^*(t+1) = \left[p_i(t) + \left(\frac{\alpha_i}{p_i} - \gamma_i q_i + \frac{-\beta_i\left[MD_i(t)(\sigma + TXOP_i\delta_i) + ps_i TXOP_i\right]}{(\mu - MD_i(t))}\right)\right] \quad (۲۳)$$

می‌توان عملکرد الگوریتم GTXCW را برای هر گره به صورت زیر بیان کرد:

- مقداردهی اولیه: مقدار اولیه TXOP و CW برابر با مقدارِ مشخص شده در استاندارد انتخاب می‌گردد.

- اندازه گیری بیشترین تأخیر دسترسی به کانال.

- محاسبه احتمال موفقیت، احتمال برخورد و... با استفاده از روابط ۸و۹.

- به روز کردن TXOP و احتمال ارسال: این دو پارامتر مقادیر خود را با استفاده از دو رابطه ۲۳و۲۲ تازه می‌کنند. محاسبه پنجره رقابت با استفاده از رابطه۷ انجام می‌گردد.

-ارسال فریم‌ها به مدت TXOP در صورت پیروزی در رقابت.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

(۲۱)

$$\nabla^2_{p_i} u_i(0) = \frac{-\alpha_i}{p_i^2} - \frac{\beta_i\left[2T_c\left(\left(1-(1-p_{-i})^N\right)\sum_{r=1}^{N}(1-p_{-i})^{N-1}\right)+2\left((1-p_{-i})^{N-1}TXOP_i+\sum_{r=1}^{N-1}(1-p_{-i})^{N-1}TXOP_{-i}\right)\right]}{\left(\mu-\left[\Psi_i+f_i\left(p_i,TXOP_i,\mathbf{p_{-i}},\mathbf{TXOP_{-i}}\right)\right]\right)^2} < 0$$

۶-نتایج و شبیه سازی

در این بخش نتایج حاصل از شبیه سازی روش پیشنهادی GTXCW آمده است. این مدل‌سازی با نرم افزار آپ نت[۴۷]نسخه‌ی ۱۴،۵ انجام شده است برای درک بهتر از کارایی روش پیشنهادی، این روش با نسخه‌ی اصلی EDCA و روش GDTXOP [۹۹]مقایسه شده‌اند. در این مقاله، مقادیرِ پیش فرضِ پارامترهای EDCA برگرفته از استانداردIEEE802.11e می‌باشد. در واقع در این شبیه سازی منظور از EDCA همان مدل پیش فرض IEEE802.11e است. بدین منظور چندین سناریو با تعداد متفاوتی گره و دو نوع ترافیک متفاوت صدا و ویدیو در نظر گرفته شده است. به منظور وضوح بهتر فرض گردیده که هر گره فقط یک نوع ترافیک را پشتیبانی می‌کند. در سناریوی اول سه گره در نظر گرفته شده که هر کدام یک نوع ترافیک را پشتیبانی می‌کنند. سناریو با تعداد ۳،۶،۹،۱۲،۱۵ گره شبیه سازی گردیده است. ظرفیت شبکه برابر با ۱۱ مگابیت بر ثانیه در نظر گرفته شده است. تعداد گره‌ها از هر نوع ترافیک در هر سناریو با یکدیگر برابرند اما میزان ترافیک آن‌ها با یکدیگر متفاوت است.

جدول (۵): پارامترهای شبیه سازی روش پیشنهادی

Mean Frame Payload	1024B	**PHY Header**	192 bits
MAC Header	224bits	**ACK**	112bits +PHY Header
Channel Rate	11Mbps	**Basic Rate**	1 Mbps
Physical Time Slot	20 µs	**Transmission Power**	0.05
Frame Size (bytes)	Constant (1024)	**PHY Layer**	Direct Sequence
Destination Address	Random	**MAX Receive Lifetime(Sec)**	0.5

در EDCA، حداقل CW برابر با ۷ و TXOP آن ۳۲۶۴ میکرو ثانیه می‌باشد. مقایسه از نقطه نظر سه معیار توان عملیاتی، تأخیر انتها به انتها و میزان ریزش بسته مورد ارزیابی قرار گرفته است. ترافیک ورودی از نوع CBR می‌باشد. همچنین به منظور افزایش اطمینان، شبیه سازی‌ها برای هر سناریو چندین بار تکرار گردیده و در نهایت از نتایج تکراری‌های متفاوت، میانگین‌گیری شده است. نتایج حاصله از دیدگاه‌های توان عملیاتی، تأخیر و ریزش مقایسه گردیده‌اند و برای این منظور از پارامترهای مندرج در جدول ۵ استفاده شده است.

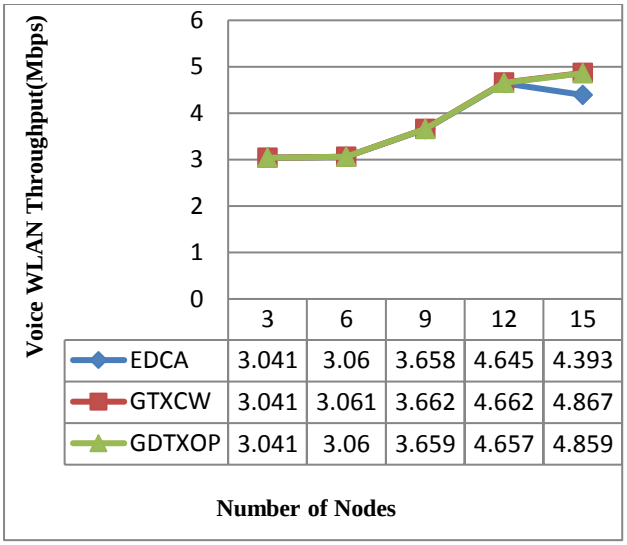
۶-۱-مقایسه‌ی توان عملیاتی

توان عملیاتی که بر حسب بیت بر ثانیه مشخص می‌شود برای هر AC برابر با میزان داده‌ی مفیدی است که برای آن AC، توسط لایه‌ی دسترسی به رسانه‌ی کلیه‌ی گره‌ها، از لایه‌ی فیزیکی دریافت و به لایه‌ی بالاتر تحویل شده‌اند. البته بایستی توجه داشت که فریم‌های تکراری و ناکامل در محاسبه‌ی توان عملیاتی محسوب نمی‌شوند. شکل‌های ۶و۷ به ترتیب توان عملیاتی ترافیک صدا و ویدیو را در سناریو های مختلف نشان می‌دهد. در روش EDCA، شبکه در سناریو با تعداد ۱۵ گره به اشباع رفته و در نتیجه توان عملیاتی حاصل، کاهش می‌یابد. اما در روش GTXCW و GDTXOP همچنان وضعیت خوبی از لحاظ توان عملیاتی برای کاربر فراهم می‌کند.

پایداری شبکه در روش GTXCW افزایش یافته و مرز اشباع به تعویق می‌افتد. همان طور که گفته شده توان عملیاتی برابر با مجموع تعداد بیت‌هایی است که در واحد زمان از لایه‌های MAC تمامی گره‌های شبکه فارغ از نوع AC آن‌ها به لایه‌های بالاتر ارسال شده‌اند. بدین ترتیب روش GTXCW، با تنظیم پویا و همزمان TXOP و CW، سبب بهبود توان عملیاتی کلیه‌ی ترافیک‌ها می‌شود. همان‌طور که مشاهده می‌شود GTXCW در مقایسه با GDTXOP از توان عملیاتی بهتری برخوردار است. ناحیه‌ی روش GTXCW،

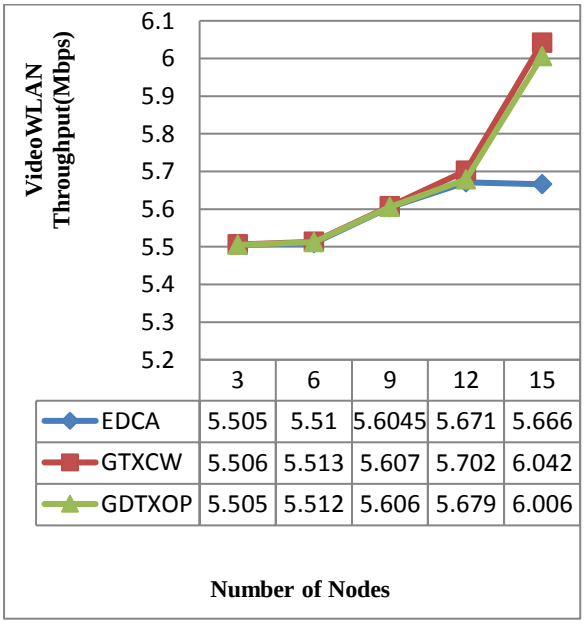
[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

انعطاف پذیری بیشتری نسبت به روش GDTXOP دارد از



شکل (۶): مقایسه‌ی توان عملیاتی ترافیک صدا

روش GDTXOP فقط پارامتر TXOP به صورت پویا تنظیم شده است در صورتی که در روش GTXCW دو پارامتر TXOP و CW به صورت پویا و همزمان تنظیم شده‌اند.

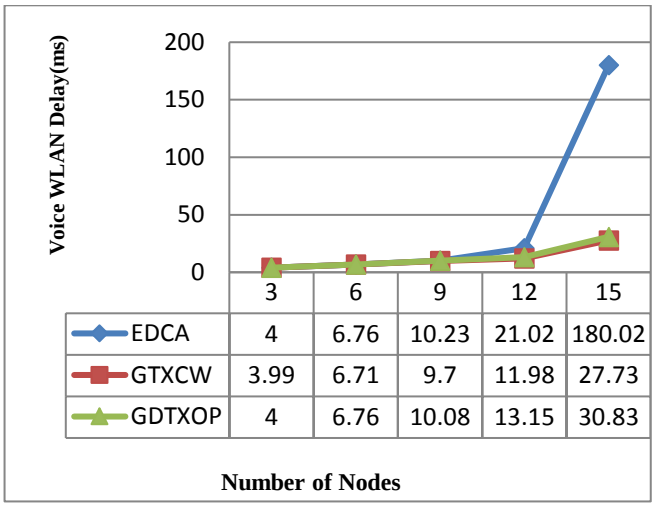


شکل(۷): مقایسه‌ی توان عملیاتی ترافیک ویدیو

این رو با شرایط شبکه بهتر سازگار می‌شود.

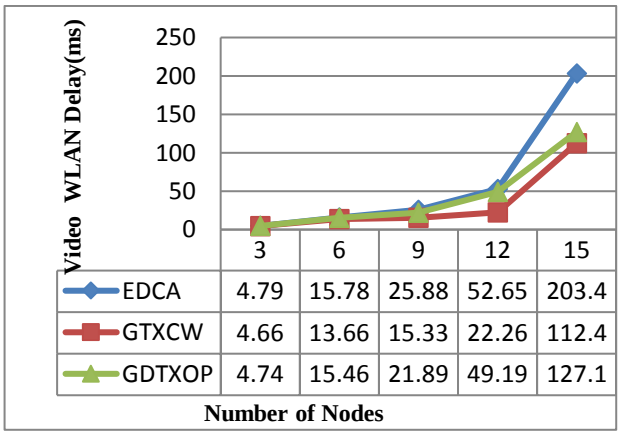
۶-۲-مقایسه‌ی تأخیر

تأخیر انتها به انتها شامل تأخیر صف بندی، تأخیر دسترسی به رسانه و تأخیر ارسال و دریافت بسته‌ها می‌باشد. شکل۸و۹ مقایسه‌ی تأخیر ترافیک صدا و ویدیو حاصل از شبیه سازی سه روش را نشان می‌دهد.



شکل(۸): مقایسه‌ی تأخیر ترافیک صدا

با نگاهی به شکل مشخص می‌شود که روش GDTXOP و GTXCW نسبت به EDCA دارای تأخیر کمتری هستند و روش GTXCW برای ترافیک صدا نسبت به GDTXOP کمی بهبود یافته است. اما برای ترافیک ویدیو بهبود چشمگیری را داشته است و تأخیرها در روش GTXCW نسبت به GDTXOP بسیار کمتر شده است.

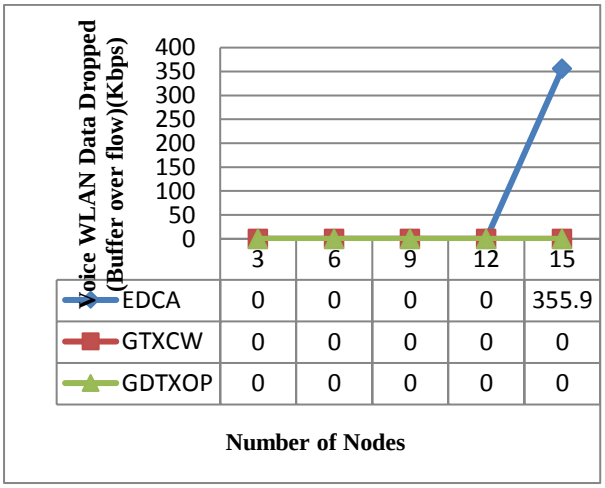


شکل(۹) : مقایسه‌ی تأخیر ترافیک ویدیو

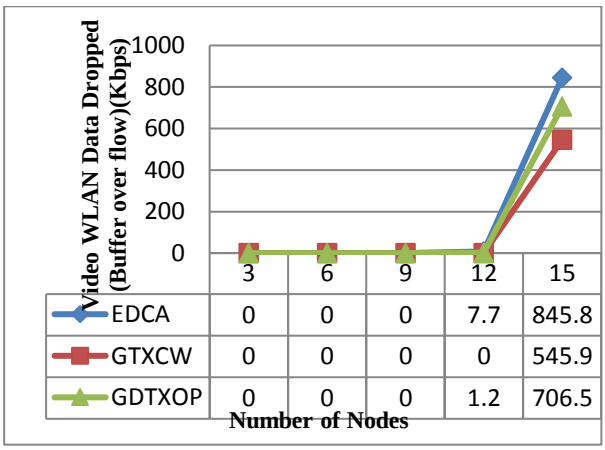
[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

۳-۶-مقایسه‌ی ریزش

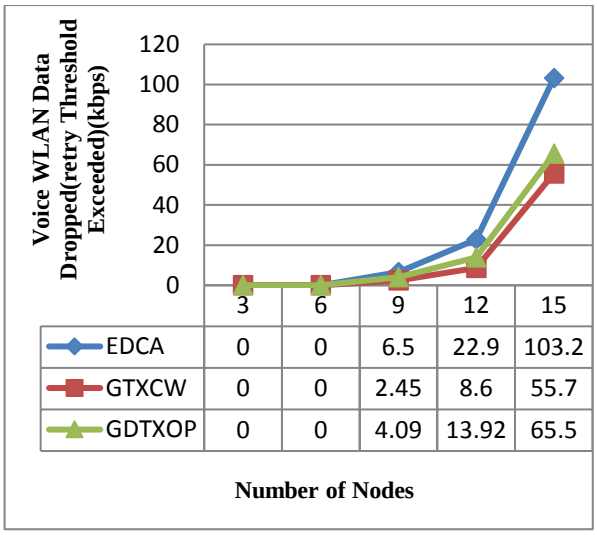
در یک شبکه بی‌سیم محلی، فریم‌ها به سه دلیل عمده از دست رفته یا به اصطلاح دچار ریزش می‌شوند، سرریز بافر [۴۸]در زیر لایه MAC، تجاوز از حدّ ارسال مجدّد [۴۹]و خطای کانال. آنچه که الگوریتم زمان‌بندی در آن دخیل است؛ دو مورد اوّل یعنی سرریز بافر و تجاوز از حدّ ارسال مجدّد می‌باشند. میزان ریزش بسته‌ها ناشی از سرریز بافر در شکل‌های ۱۰و۱۱ نشان داده شده است. در شبیه سازی انجام شده، اندازه بافرهای زیر لایه‌ی MAC محدود در نظر گرفته شده است. بنابراین سرریز هنگامی رخ می‌دهد که بسته‌ای از لایه‌های بالاتر برسد و با بافر پر روبرو شود. در ترافیک‌های انفجاری که به کرّات چندین بسته از لایه‌های بالاتر می‌رسند، امکان سرریز بافر محتمل‌تر است. از این رو راهکار جلوگیری از این واقعه، ارسال‌های انفجاری متناسب با میزان طول بافر است.



شکل(۱۰): مقایسه‌ی سرریز بافر(Buffer Over flow) ترافیک صدا



شکل(۱۱) : مقایسه‌ی سرریز بافر(Buffer Over flow) ترافیک ویدیو



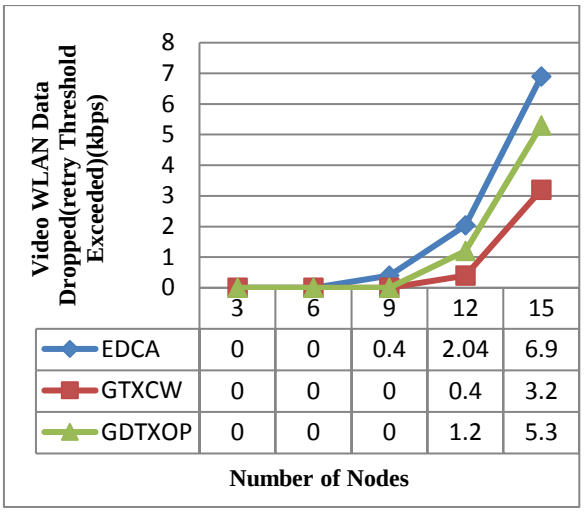
شکل (۱۲): مقایسه‌ی ریزش به دلیل تجاوز از آستانه سعی مجدد ترافیک صدا

اما دلیل دیگر برای از دست رفتن بسته‌ها، ریزش بسته‌ها به دلیل تجاوز از آستانه‌ی سعی مجدد است. در صورتی که پیام تصدیق بسته‌ای توسط فرستنده دریافت نشود، فرض بر آن گذاشته می‌شود که ارسال آن بسته با مشکل روبه‌رو شده و بایستی مجدّداً ارسال شود. این ارسال مجددّ آن قدر تکرار می‌شود تا آن بسته یا با موفقیت ارسال شود و یا تعداد تکرارها از حدّ مجاز سعی مجدد که معمولاً ۷ بار است، تجاوز نموده و در این صورت بسته، دور انداخته می‌شود.

شکل‌های ۱۳و۱۲ این میزان ریزش را نشان می‌دهند. عامل مهمی که بر میزان از دست رفتن بسته‌ها به دلیل ارسال مجدد موثر است، اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت است. در حالت اشباع که همه‌ی گره‌ها همواره در صف خود بسته‌ای برای ارسال دارند، اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت بسیار مهمّ بوده و نقش تعیین کننده‌ای در احتمال از دست رفتن بسته‌ها دارد. چرا که اندازه‌ی پنجره‌ی رقابت بایستی متناسب با تعداد گره‌ها افزایش یابد و ارسال‌های مجدّد با دوره‌ی طولانی‌تری تکرار شوند تا احتمال ریزشِ بسته‌ها به دلیل برخوردهای متوالی به میزان چشمگیری کاهش می‌یابد. اما از آنجا که تنظیم مناسب TXOP، سبب افزایش ناحیه‌ی پایداری شبکه و در نتیجه به تأخیر افتادن ناحیه اشباع می‌شود، کاهش تعداد ارسال‌ها و نیز کاهش احتمال برخورد را در پی دارد. از این‌رو در شبیه‌سازی صورت گرفته در روش GTXCW ریزش بسته‌ها به دلیل گذر از حدّ ارسال مجدّد رخ نداده است.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016



شکل (۱۳): مقایسه‌ی ریزش به دلیل تجاوز از آستانه سعی مجدد ترافیک ویدیو

در روش EDCA در سناریو ۱۵ توان عملیاتی اشباع شده است. یکی از دلایل اصلی آن سرریز زیاد است در صورتی که در روش GDTXOP و GTXCW این مشکل به راحتی حل شده است و در روش GTXCW با تنظیم پارامتر دوم یعنی پنجره‌ی رقابت سرریز کاهش یافته و باعث افزایش توان عملیاتی شده است. پس می‌توان نتیجه گرفت که روش GTXCW از این دو روش بهتر عمل کرده است و روش GDTXOP را بهبود بخشیده است.

۷-نتیجه گیری

در این مقاله با بررسی پارامترهای استاندارد IEEE802.11e، روشی برای تنظیم پویا و همزمان پنجره رقابت و فرصت ارسال با استفاده از نظریه‌ی بازی‌ها پیشنهاد گردید. چرا که اگر یک گره، فرصت ارسال و احتمال ارسال خود به کانال را بدون توجّه به حضور سایر گره‌ها خودخواهانه افزایش دهد؛ سبب افزایش تأخیر دسترسی سایر گره‌ها به رسانه می‌گردد. این تأخیر خود موجب افزایشِ تعداد بسته‌های موجود در بافر گره‌ها گردیده و در نهایت به سرریز شدن بافرها می‌انجامد. بنابراین هر گره باید تأثیر پارامترهای انتخابی خود بر سایرین را مدّنظر قرار داده و با توجه به میزان ترافیک ورودی، نرخ ارسال و همچنین بازخورد رفتارهای قبلی خود، فرصت ارسال و احتمال ارسال مناسب خویش را انتخاب نماید. شبیه‌سازی‌ها حاکی از بهبود روش پیشنهادی نسبت به نسخه اصلی استاندارد می‌باشند. اما از این نکته نیز نباید غافل شد که در برابر تمامی نقاط قوت روش‌های پیشنهادی در مقایسه با استاندارد، سادگی، عدم نیاز به فضای حافظه اضافی و سرعت بالای تعیین فرصت ارسال و احتمال ارسال، از جمله نقاط قوت EDCA می‌باشند.

۸-منابع

[۱] الهه احسانی،محمد مدرس یزدی،آرش احسانی، **"کاربرد مستقیم روش تعادل نش در تحلیل بازی راهبردی بازار برق"** ،مجله انجمن مهندسین برق و الکترونیک ایران-سال دوازدهم-شماره اول-بهاروتابستان۱۳۹۴.

[۲] علیرضا شیخی فینی،محسن پارسا مقدم،محمد کاظم شیخ الاسلامی، **"برنامه ریزی توسع منابع انرژی گسترده با بهره گیری از شبیه سازی مونت کارلو در فضای نظریه بازی ها با اطلاعات ناقص"** ،مجله انجمن مهندسین برق و الکترونیک ایران-سال دوازدهم-شماره اول-بهاروتابستان۱۳۹۴.

[۳] مهدیه قزوینی، **زمان بندی در شبکه های مش بی سیم همکار**، پایان نامه دکترای رشته‌ی مهندسی کامپیوتر گرایش معماری سیستم،۱۳۹۱.

[4] "IEEE 802.11, IEEE Standard for Information Technology Telecommunications and Information Exchange Between Systems Local and Metropolitan area Networks Specific Requirements". Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications,2007

[5] Loscr,v., "MAC protocols over wireless mesh networks: problems and perspective " , Paralle and Distributed Computing, vol. 68, p. 10, 2008.

[6] Hussain, M., Fazl-e-Hadi, F., Ali, Q., "On throughput optimization of multichannel single interface 802.11 protocol in wireless mesh network", in Parallel Distributed and Grid Computing (PDGC), 2010 1st International Conference on, pp. 239-244, 2010.

[7] Wang, J., Xie, B., Agrawal, D. P., "Journey from mobile ad hoc networks to wireless mesh networks", in Guide to wireless mesh networks, pp. 1-30, 2009.

[8] Bayer, N., Xu, B. N., Rakocevic, V., Habermann, J., "Application-aware scheduling for VoIP in Wireless Mesh Networks" ,Computer Networks, vol. 54, pp. 257-277.

[9] Altman, E., Boulogne, T., El-Azouzi, R., Jimenez, T., Wynter, L., "A survey on networking games in telecommunications", Computers & Operations Research, vol. 33, pp. 286-311, 2006.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

[10] Tantra, J. W. , Foh, C. H., Mnaouer, A. B., "Throughput and delay analysis of the IEEE 802.11e EDCA saturation", in Communications, 2005. ICC 2005. 2005 IEEE International Conference on, pp. 3450-3454, 2005.
[11] Engelstad, P. E. , Osterbo, O., "Analysis of the Total Delay of IEEE 802.11e EDCA and 802.11 DCF", in Communications, 2006. ICC'06. IEEE International Conference on, pp. 552-559, 2006.
[12] Huang, C. L. , Liao, W., "Throughput and delay performance of IEEE 802.11e enhanced distributed channel access (EDCA) under saturation condition", Wireless Communications, IEEE Transactions on, vol. 6, pp. 136-145, 2007.
[13] Pong, D., Moors, T., "Using Transmission opportunities and judicious parameter selection in enhancing real-time applications over 802.11 wireless LANs", in Proc. Australian Telecommunications Networks and Applications Conference (ATNAC), pp. 8-10, 2003.
[14] Osborne, M., Rubinstein, A., "A Course in Game Theory: MIT press", 1994..
[15] MacKenzie, A. B., .Wicker, S. B., "Game theory and the design of self-configuring, adaptive wireless networks", IEEE Commun. Mag, vol. 39, pp. 126-131, 2001.
[16] Altman, E., Azouzi, R. E., Jiménez, T., "Slotted ALOHA as a game with partial information", Computer Networks vol. 45, pp. 701–713, 2004.
[17] Felegyhazi, M., Hubaux, J. P., "Game theory in wireless networks: A tutorial", Technical Report: LCA-REPORT-2006-002, EPFL2006, 2006.
[18] MacKenzie, A. B., DaSilva, L. A., "Game Theory For Wireless Engineers: Morgan & Claypool", 2006.
[19] Charilas, D. E., Panagopoulos, A. D., "A Survey on Game Theory Applications in Wireless Networks", Computer Networks, 2010.
[20] Zhang, Y., Guizani, M., "Game Theory for Wireless Communications and Networking: CRC Press" ,2011.
[21] Srivastava, V., Neel, J., MacKenzie, A. B., Menon, R. , DaSilva, L. A., Hicks, J. E., "Using game theory to analyze wireless ad hoc networks", IEEE Commun. Surv. Tutorials, vol. 7, pp. 46-56, 2005.
[22] Georgiev, V., "Using Game Theory to Analyze Wireless Ad Hoc Networks", RWTH Aachen,Department of Computer Science 2008.
[23] Mehta, S., Kwak, K. S., "Application of Game Theory to Wireless Networks", in Convergence and Hybrid Information Technologies, M. Crisan, Ed., ed: InTech, 2010.
[24] Ghazvini, M., Movahedinia, N. , Jamshidi, K., Moghim, N., "Game Theory Applications in CSMA Methods," IEEE Communications Surveys and Tutorials, 2012.
[25] Han, D. N. Z., Saad, W., Başar, T., Hjørungnes, A., "Game Theory in Wireless and Communication Networks: Theory Models and Applications", Cambridge University Press, 2011.
[26] Akkarajitsakul, K., Hossain, E., Niyato, D., Kim, D.,"Game theoretic approaches for multiple access in Wireless networks: a survey", IEEE Commun. Surv. Tutorials, vol. 13, pp. 372-395, 2011.
[27] Xiao, Y., Shan, X., Ren, Y., "Game theory models for IEEE 802.11 DCF in wireless ad hoc networks", IEEE Commun. Mag, vol. 43, pp. 22-26, 2005.
[28] Xiao, Y., Shan, X., Ren, Y., "Game theory models for IEEE 802.11 DCF in wireless ad hoc networks", IEEE Commun. Mag., vol. 43, pp. S22-S26, 2005.
[29] Chen, L. , Cui, T., Low, S. H., Doyle, J. C., "A game-theoretic model for medium access control", in WICON '07, Austin, Texas, USA, 2007.
[30] Chen, L., Low, S. H., Doyle, J. C., "Contention control: A game-theoretic approach", in 46th IEEE Conference on Decision and Control, New Orleans, LA, pp. 3428-3434, 2007.
[31] Cui, T., Chen, L., Low, S., "A game-theoretic framework for medium access control", IEEE J. Sel. Areas Commun., vol. 26, pp. 1116-1127, 2008.
[32] Hisch, T., "Game Theory and Distributed Systems",Available:stud3.tuwien.ac.at/~e0625874/game_theory.pdf, 2006.
[33] Fang, Z., Bensaou, B., "Design and implementation of a MAC scheme for wireless ad-hoc networks based on a cooperative game framework", in IEEE International Conference on Communications, pp. 4034-4038, 2004.
[34] Bianchi, G., "Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function", IEEE J. Sel. Areas Commun., vol. 18, pp. 535-547, 2000.
[35] Bianchi, G. , Tinnirello, I., "Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network", in INFOCOM, vol. 03, 2003.
[36] Zhao, L., Zhang, J., Yang, K., Zhang, H. , "Using incompletely cooperative game theory in mobile ad hoc networks", in IEEE International Conference on Communications,ICC '07, pp. 3401-3406, 2007.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]

[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

[37] Zhao, L., Zhang, J., Zhang, H., "Using incompletely cooperative game theory in wireless mesh networks", IEEE Network, vol. 22, pp. 39-44, 2008.
[38] Zhao, L., Zhang, H., Zhang, J., "Using incompletely cooperative game theory in wireless sensor networks", in Wireless Communications and Networking Conference, WCNC 2008,, pp. 1483-1488, 2008.
[39] Zhao, L. , Cong, L., Zhang, H., Ding, W., Zhang, J. , "Game-theoretic EDCA in IEEE 802.11e WLANs", in IEEE 68th Vehicular Technology Conference,VTC Calgary, BC,, pp. 1-5, 2008.
[40] Cho, Y. , Hwang, C. S., Tobagi, F. A., "Design of robust random access protocols for wireless networks using game theoretic models", in INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications, pp. 1750-1758, 2008.
[41] Yang, B., Feng, G., Guan, X.,"Random access in wireless ad hoc networks for throughput maximization", in 9th International Conference on Control, Automation, Robotics and Vision, ICARCV, vol. 06, pp. 1-6, 2006.
[42] Guan, X., Yang, B. Feng, ,G., Long, C., "Random access game in ad hoc networks with cooperative and noncooperative users", International Journal of Systems, Control and Communications, vol. 1, pp. 13-20, 2008.
[43] Chen, L., Low, S. H.,Doyle, J. C. , "Random access game and medium access control design", IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 18, pp. 1303-1316, 2010.
[44] Lee, J. W., Tang, A. , Huang, J. , Chiang, M.,. Calderbank, A. R, "Reverse-engineering MAC: A non-cooperative game model", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 25, pp. 1135–1147, 2007.
[45] Rakshit , S., Guha, R. K., "Fair bandwidth sharing in distributed systems: a game-theoretic approach", IEEE Transactions on Computers, vol. 54, pp. 1384-1393, 2005.
[46] Sanyal, D. K., Chattopadhyay, M., Chattopadhyay, S., "Performance improvement of wireless MAC using non-cooperative games" Adv. Ele. Eng. Comput. Sci., vol. 39, pp. 207-218, 2009.
[47] Jin, Y., Kesidis, G., "Distributed contention window control for selfish users in IEEE 802.11 wireless LANs", Selected Areas in Communications, IEEE Journal on, vol. 25, pp. 1113-1123, 2007.
[48] Tan, G. Guttag, J., "The 802.11 MAC protocol leads to inefficient equilibria", in INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE 2005, pp. 1-11, 2005.
[49] Chen, L., Leneutre, J. , "Selfishness, not always a nightmare: Modeling selfish mac behaviors in wireless mobile ad hoc networks", in 27th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS'07), 2007.
[50] Ghasemi, A., Faez, K., "A Nash power-aware MAC game for ad hoc wireless networks", in IEEE 19th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications(PIMRC), pp. 1-5, 2008.
[51] Ghasemi, A. , Faez, K., "A non-cooperative game approach for power-aware MAC in ad hoc wireless networks", Comput. Commun, vol. 33, pp. 1440-1451, 2010.
[52] Galluccio, L., "A Game-Theoretic Approach to Prioritized Transmission in Wireless CSMA/CA Networks", in Vehicular Technology Conference,VTC'09. IEEE 69th pp. 1-5, 2009.
[53] Cagalj, M., Ganeriwal, S., Aad, I., Hubaux, J. P.,"On selfish behavior in CSMA/CA networks," in 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, pp. 2513-2524, 2005.
[54] Yang, B., Feng, G., Guan, X.,"Noncooperative Random Access Game via Pricing in Ad Hoc Networks", in Decision and Control, 46th IEEE Conference on, New Orleans, pp. 5704-5709, 2007.
[55] Yang, J., Shi, H., "Two Rounds Game CSMA algorithm of WSNs," in 2nd International Conference on Networking and Digital Society (ICNDS), Wenzhou 2010, pp. 270-273, 2010.
[56] Ghazvini, M., Movahhedinia, N., Jamshidi, K., "GCW: A Game Theoretic Contention Window Adjustment Approach for IEEE 802.11 WLANs", Wireless Personal Communications, vol. 83, pp. 1101-1130, 2015.
[57] Tinnirello, I., Giarré, L., Neglia, G., "MAC design for WiFi infrastructure networks: a game-theoretic approach", CoRR, 2010.
[58] Lee, J. W., Chiang, M., Calderbank, A. R., "Utility-optimal medium access control: reverse and forward engineering", in 25th IEEE International Conference on Computer Communications, pp. 1-13, 2006.
[59] Yang, B., "Competition, cooperation and cognition in wireless resource allocation", PhD dissertation, City Univ.of Hong Kong, 2009.
[60] Hatami, N., "Studying misbehavior in csma/ca wireless lans", in 3nd ACM workshop on Performance monitoring and measurement of heterogeneous wireless and wired networks,PM2HW2N '08, pp. 145-150, 2008.
[61] Zhao, L., Zhang, H., Zhang, J., "Selfish traffic with rational nodes in WLANs", IEEE

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

communications letters, vol. 12, pp. 645-647, 2008.
[62] Kim, H., Lee, H., Lee, S., "A cross-layer optimization for energy-efficient MAC protocol with delay and rate constraints", in International Conference on Acoustics, Speech and Signal Processing (ICASSP), Prague 2011, pp. 2336-2339, 2011.
[63] Long, C., Chi, Q., Guan, X., Chen, T.,"Joint random access and power control game in ad hoc networks with noncooperative users", Ad Hoc Networks, vol. 9, pp. 142-151, 2011.
[64] Kim , E. K., Suh, Y. J., "ATXOP: an adaptive TXOP based on the data rate to guarantee fairness for IEEE 802.11e wireless LANs", in Vehicular Technology Conference, 2004. VTC2004-Fall. 2004 IEEE 60th, pp. 2678-2682, 2004.
[65] Kim, E., Suh, Y. J.,"A Rate Adaptive Transmission Opportunity for Fairness over IEEE 802.11e Wireless LANs", in IEEE International Conference on Communications, ICC '07, pp. 4523-4528, 2007.
[66] Tinnirello, I., Choi, S., "Temporal fairness provisioning in multi-rate contention-based 802.11e WLANs," in Sixth IEEE International Symposium on World of Wireless Mobile and Multimedia Networks,WoWMoM 2005, pp. 220-230, 2005.
[67] Guo, N., Chen, C., Pei, C., "Dynamic TXOP Assignment for Fairness (DTAF) in IEEE 802.11 e WLAN under Heavy Load Conditions," in Parallel and Distributed Computing, Applications and Technologies, 2006. PDCAT'06. Seventh International Conference on, pp. 80-85, 2006.
[68] Andreadis, A., Zambon, R., "Improving QoS Performance in IEEE 802.11e Under Heavy Traffic Loads," International Journal of Wireless Information Networks, vol. 19, pp. 49-61, 2012.
[69] Andreadis, A., Zambon, R., "QoS enhancement with dynamic TXOP allocation in IEEE 802.11e," in Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2007. PIMRC 2007. IEEE 18th International Symposium on, pp. 1-5, 2007.
[70] Andreadis, A., Zambon, R.,"QoS enhancement for multimedia traffics with dynamic TXOPlimit in IEEE 802.11e," in Proceedings of the 3rd ACM workshop on QoS and security for wireless and mobile networks, pp. 16-22, 2007.
[71] Andreadis, A., Zambon, R.,"Techniques for Preserving QoS Performance in Contention-Based IEEE 802.11 e Networks," in Advanced Wireless LAN, S. Guo, Ed., ed: InTech, pp. 81-100, 2012.
[72] Andreadis, A., Zambon, R.,"QoS enhancement with dynamic TXOP allocation in IEEE 802.11e," in 18th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio CommunicationsPIMRC'07, pp. 1-5, 2007.
[73] Min, G., Hu, J., Woodward, M. E., "A dynamic IEEE 802.11e txop scheme in wlans under self-similar traffic: Performance enhancement and analysis," in International Conference on Communications, ICC '08, , pp. 2632-2636, 2008.
[74] Feng, Z., Wen, G., Zou, Z., Gao, F., "RED-TXOP scheme for video transmission in IEEE802. 11E EDCA WLAN," in Communications Technology and Applications, 2009. ICCTA'09. IEEE International Conference on, pp. 371-375, 2009.
[75] Majkowski, J. , Palacio, F. C., "Dynamic TXOP configuration for Qos enhancement in IEEE 802.11e wireless LAN," in International Conference on Software in Telecommunications and Computer Networks, SoftCOM'06. , Barcelona 2006, pp. 66-70, 2006.
[76] Suzuki, T., Noguchi, A., Tasaka, S., "Effect of TXOP-bursting and transmission error on application-level and user-level QoS in audio-video transmission with IEEE 802.11e EDCA," in Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2006 IEEE 17th International Symposium on, pp. 1-7, 2006.
[77] Sebastião, D., Correia, L. M.,"Towards an Optimisation of Parameters Setting in WLANs," in Vehicular Technology Conference, 2009. VTC Spring 2009. IEEE 69th, pp. 1-5, 2009.
[78] Stoeckigt, K. O. Vu, H. L., "VoIP Capacity-Analysis, Improvements, and Limits in IEEE 802.11 Wireless LAN," Vehicular Technology, IEEE Transactions on, vol. 59, pp. 4553-4563, 2010.
[79] Cranley, N., Debnath, T., Davis, M., "An Experimental Investigation of Parallel Multimedia Streams Over IEEE 802.11e WLAN Networks Using TXOP," in IEEE International Conference on in International Conference on Communications,ICC'07, Glasgow, Scotland, pp. 1740–1746, 2007.
[80] Fallah, Y. P., Alnuweiri, H. M., "Modeling and Performance Evaluation of Frame Bursting in Wireless LANs," in IWCMC '06: Proceeding of the 2006 International Conference on Communications and Mobile Computing, New York, NY, USA, pp. 869-874, 2006.
[81] Peng, F., Alnuweiri, H. M., Leung, V. C. M.,"Analysis of burst transmission in IEEE 802.11 e wireless LANs," in Communications, 2006. ICC'06. IEEE International Conference on, pp. 535-539., 2006.

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016

Communications Networks. WOCN '08, 2008.
[92] Pries, R., Staehle, D., Menth, S., Menth, M., Tran-Gia, P. , "Impact of Best Effort Frame Bursting in IEEE 802.11 Networks," in 69th Vehicular Technology Conference,VTC'09, pp. 1-5, 2009.
[93] Lee, D., Ju, K., Chung, K. , "Dynamic Traffic Prioritization and TXOP Allocation in 802.11e Based Multihop Wireless Networks," IJCSNS, vol. 12, p. 33, 2012.
[94] Li, T., Leith, D. J., Badarla, V., Malone, D., Cao, Q., "Achieving end-to-end fairness in 802.11e based wireless multi-hop mesh networks without coordination", Mobile Networks and Applications, vol. 16, pp. 17-34, 2011.
[95] Min, G., Jia, H., Mike, E.W., "A Dynamic IEEE 802.11e TXOP Scheme in WLANs under Self-Similar Traffic: Performance Enhancement and Analysis," This full text paper was peer reviewed at the direction of IEEE Communications Society subject matter experts for publication in the ICC 2008 proceedings, pp. 2632-2636, 2015.
[96] Ilayaraja, V. , Vasanthakumar, K., "Improving QoS using Adaptive TXOP Allocation in IEEE 802.11e WLAN," International Conference on Innovations in Computing Techniques (ICICT 2015), pp. 15-21, 2015.
[97] Yazid, M., Ksentiniy, A., Bouallouche-Medjkoune, L., Aıssani, D., "Enhancement of the TXOP Sharing designed for DL-MU-MIMO IEEE 802.11ac WLANs," 2015 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2015), pp. 908-913, 2015.
[98] Ahn, Y. W., Baek, J., Cheng, A. M. K., Fisher, P. S. , Jo, M., "A Fair Transmission Opportunity by Detecting and Punishing the Malicious Wireless Stations in IEEE 802.11e EDCA Network," IEEE Systems Journal, vol. 5, pp. 486-494, 2011.
[99] Ghazvini, M., Movahedinia, N., Jamshidi, K., "GTXOP: A Game Theoretic Approach for QoS Provisioning Using Transmission Opportunity Tuning," pp. 1-8, 2013.
[100] Zhao, Q., Tsang, D.H.K., Sakurai, T., "A simple nonsaturated IEEE802.11e EDCA Model," In International Symposium on Performance Evaluation of Computer & Telecommunication Systems(SPECTS), pp. 135-142, 2011.
[101] Hu, J. , Min, G., Woodward, M. E., Jia, W. , "A comprehensive analytical model for IEEE 802.11e QoS differentiation schemes under unsaturated traffic loads," in Communications, 2008. ICC'08. IEEE International Conference on, pp. 241-245, 2008.
[82] Selvakennedy, S., "The Influence of MAC Buffer on the Contention Based Access Scheme with Bursting Option for IEEE 802.11e Wireless Networks," Journal of Engineering Science and Technology (JESTEC), pp. 119-138, 2006.
[83] Hu, J., Min, G., Woodward, M. E., "Analysis and Comparison of Burst Transmission Schemes in Unsaturated 802.11e WLANs," in Global Telecommunications Conference (Globecom), Washington, DC, USA, pp. 5133–5137, 2007.
[84] Romdhani, L., Bonnet, C. , "Performance analysis and optimization of the 802.11 e EDCA transmission opportunity (TXOP) mechanism," in Third IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, WiMOB 2007, pp. 68-75, 2007.
[85] Rashwand, S., Misic, J., "IEEE 802.11e EDCA under Bursty Traffic-How Much TXOP Can Improve Performance," IEEE Transactions on Vehicular Technology, pp. 1099-1115, 2011.
[86] Rashwand, S. , Mišic, J., "Stable operation of IEEE 802.11e EDCA: Interaction between offered load and MAC parameters," Ad Hoc Networks, vol. 10, pp. 162-173,, 2012.
[87] Ksentini, A., Guéroui, A., Naimi, M. , "Adaptive transmission opportunity with admission control for IEEE 802.11e networks," in Proceedings of the 8th ACM international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems, pp. 234-241, 2005.
[88] Ju, K., Lee, D., Chung, K., "Dynamic TXOP allocation to support QoS based on channel conditions in wireless networks," in 8th International Conference on Computing Technology and Information Management (ICCM), pp. 721-724, 2012.
[89] Zhao, H. L. Y. , "Adaptive EDCA algorithm using video prediction for multimedia IEEE 802.11e WLAN," in Wireless and Mobile Communications, 2006. ICWMC'06. International Conference on, p. 10, 2006.
[90] Lee, J. Y., Hwang, H. Y. , Shin, J., Valaee, S., "Distributed optimal TXOP control for throughput requirements in IEEE 802.11e wireless LAN," in 22nd International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), pp. 935-939, 2011.
[91] Huang, J. J., Chang, C. Y., Ferng, H. W. , "Flexible TXOP assignments for efficient QoS scheduling in IEEE 802.11e WLANs," presented at the 5th IFIP International Conference on Wireless and Optical

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]

[102] Min, G., Hu, J., Jia, W., Woodward, M. E., "Performance analysis of the TXOP scheme in IEEE 802.11e WLANs with bursty error channels," in Wireless Communications and Networking Conference, 2009. WCNC 2009. IEEE, 2009, pp. 1-6, 2009.

[103] Hu, J., Min, G., Woodward, M. E., "Performance analysis of the TXOP burst transmission scheme in single-hop ad hoc networks with unbalanced stations," Computer Communications, vol. 34, pp. 1593-1603, 2011.

[104] Hu, J., Min, G., Jia, W., Woodward, M. E., "Comprehensive QoS Analysis of Enhanced Distributed Channel Access in Wireless Local Area Networks", Information Sciences, pp. 20–34, 2012.

[1] Transmission Opportunity
[2] Contention Window
[3] Quality of Service QSTA Qos Enabled Stations
[4] Media Access Control
[5] Ad Hoc Networks
[6] Mesh Networks
[7] Sensor Networks
[8] Best Effort
[9] Access Category
[10] Hybrid Coordination Function
[11] Enhanced Distributed Channel Access
[12] Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access
[13] QoS Station
[14] QoS Access Point
[15] Freeze
[16] User
[17] Actions
[18] PayOff
[19] Utility
[20] Cost
[21] Pure
[22] Mixed
[23] Equilibriums
[24] Nash Equilibrium
[25] Best Response
[26] Gradiant
[27] Jacobi
[28] Better Response
[29] Nash Equilibrium
[30] Detector
[31] Estimator
[32] Network Utility Maximization
[33] Non Cooperative Random Access Game with Pricing
[34] Two Rounds Game CSMA
[35] Dynamic TXOP Assignment For Fairness
[36] Threshold-Based Dynamic TXOP
[37] Random Early Detection
[38] Voice over IP
[39] Smooth
[40] Wavelet
[41] Down-Link Multi-User Multiple-Input Multiple Output
[42] Game Theoretic TXOP
[43] Quasi-Optimal
[44] Game Theoretinc TXOP CW
[45] Duration
[46] Mac Delay
[47] OPNET
[48] Buffer over Flow
[49] Retry limit Threshold Exceeded

[Downloaded from jiaeee.com on 2026-10-30]
[DOR: 20.1001.1.26765810.1395.13.2.4.0]
Journal of Iranian Association of Electrical and Electronics Engineers Vol13 No.2 Summer 2016