به‌نام خدا

دانشکده مهندسی کامپیوتر

رساله دکتری

گرایش معماری کامپیوتر

عنوان

مدل‌سازی و ارزیابی بی‌درنگی در شبکه‌های حسگر بی‌سیم

نگارش

کامبیز میزانیان

استاد راهنما

دکتر امیرحسین جهانگیر

مهر ۱۳۸۹

به نام خدا

دانشگاه صنعتی شریف

دانشکده مهندسی کامپیوتر

رساله دکتری

عنوان: مدل‌سازی و ارزیابی بی‌درنگی در شبکه‌های حسگر بی‌سیم

نگارش: کامبیز میزانیان

کمیته ممتحنین:

استاد راهنما: دکتر امیرحسین جهانگیر امضاء..

استاد ممتحن داخلی: دکتر محمد قدسی امضاء..

استاد ممتحن داخلی: دکتر علی موقر امضاء..

استاد ممتحن خارجی: دکتر مرتضی آنالویی امضاء..

استاد ممتحن خارجی: دکتر احمد خونساری امضاء..

استاد ممتحن خارجی: دکتر مهدی دهقان امضاء..

تاریخ: ۱۳۸۹/۷/۷

تشکر و قدردانی

در ابتداي سخن لازم است مراتب احترام و سپاس خود را نسبت به استاد بزرگوار، دلسوز و گران‌قدرم، جناب آقاي دكتر امير حسين جهانگير، كه با راهنمايي‌هاي مؤثر خود مرا در انجام اين تحقيق ياري رساندند، به جاي آورم.

همچنين شايسته است از داوران محترم جناب آقايان دكتر محمد قدسي، دكتر علي موقر، دكتر مرتضي آنالويي، دكتر احمد خونساري و دكتر مهدي دهقان كه نقد دقيقي در مورد اين تحقيق انجام دادند، قدرداني نمايم.

از همسرم به خاطر بردباري، مهرباني و همراهي‌اش در انجام اين تحقيق، و پدر و مادرم به خاطر ايجاد فرصتهاي مناسب براي رسيدن به اين مرحله صميمانه سپاس‌گزارم.

چکیده

امروزه جمع‌آوري اطلاعات برمبنای شبکه حسگر بي‌سيم[1] کاربردهاي متنوع يافته است و در آينده نيز گسترش خواهد يافت. شبکه حسگر بي‌سيم، شبکه‌اي بدون زيرساخت از گره‌هايي است که از يک يا چند حسگر، واحد ارتباطات بي‌سيم، واحد پردازشي، حافظه و منبع تغذيه تشکيل شده‌اند. عموماً ظرفيت حافظه، توان محاسبات و منبع تغذيه در گره‌ها محدود است. اغلب گره‌هاي حسگر به‌صورت متراکم قرار مي‌گيرند و مستعد خرابي[2] هستند بنابراين همبندي شبکه ممکن است به‌طور پويا تغيير کند.

يک شبکه حسگر بدون توجه به نوع ساختار يا کاربرد مي‌تواند از ارتباطات بي‌درنگ[3] پشتيباني کند. بنابراين از ديدگاه يک طراح يا تحليل‌گر شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم، بررسي عوامل مهم در تشخيص بموقع و صحيح رويدادها در کاربردهاي بي‌درنگ حائز اهميت است. به دلايل زيادي که در اين تحقيق به آنها پرداخته خواهد شد اين مساله يک مساله جالب و در عين حال چالش برانگيز است و به طور بنيادين به نمونه ها و راه حلهاي خاصي نياز دارد.

به جهت دستيابي به اين هدف در اين تحقيق، يک سري روابط تحليلي براي مدل‌سازي و ارزيابي بي‌درنگي در شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم ارائه کرده‌ايم. اين روابط با دو رويکرد به‌دست آمده‌اند: اول محاسبه ميانگين تأخير و طول عمر شبکه به‌گونه‌اي که در تحليل شبکه قبل از پياده‌سازي مفيد و قابل اطمينان باشند و دوم اينکه کران بالاي تأخير و طول صف را (توسط حسابان شبکه[4]) بتوان تخمين زد. براي قسمت اول روابط را براي بي‌درنگي نرم و مدل صفهاي FIFO و اولويت‌دار به‌دست آورده‌ايم. براي قسمت دوم الگوريتم DC-(m,k)-WFQ را که براي بي‌درنگي محکم است ارائه داده، و سپس کران بالاي تأخير و طول صف را توسط حسابان شبکه به‌دست آورده‌ايم. همه اين روابط را به‌وسيله شبيه‌سازي، ارزيابي و صحه‌گذاري نموده‌ايم.

کليد واژگان: شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم، بي‌درنگي، تئوري صف، کران بالا، مدل تحليلي، حسابان شبکه.

---

[1] Wireless Sensor Network
[2] Failure
[3] Real-time
[4] Network Calculus

فهرست مطالب

فهرست اشکال

فهرست جداول

فصل اول

۱ مقدمه

در سال‌هاي اخير، شاهد رشد فراوان شبکه‌هاي حسگر بوده‌ايم. شبکه‌هاي حسگر شامل تعداد زيادي از گره هاي حسگر بسيار کوچک مي‌باشند که براي جمع آوري و پردازش اطلاعات محيطي مورد استفاده قرار مي‌گيرند. بر خلاف شبکه‌هاي اقتضايي[۱] که شايد در نگاه اول بسيار شبيه به شبکه‌هاي حسگر به نظر بيايند، گره‌ها در شبکه‌هاي حسگر، معمولاً فاقد آدرس‌هاي منحصر بفرد مي‌باشند و آنچه بيشتر در اين شبکه‌ها حائز اهميت است، اطلاعات جمع‌آوري شده توسط حسگرهاي شبکه است. همچنين به دليل عدم دسترسي فيزيکي به گره‌ها پس از فرآيند پراکندن آنها در محيط، گره‌هاي شبکه پس از مصرف انرژي موجود، عملاً بدون استفاده شده، از کار مي افتند. بنابراين مساله انرژي و بهينه‌سازي مصرف آن‌ها، يکي از چالش‌هاي مطرح در اين شبکه‌ها است و کارهاي زيادي هم در سال‌هاي اخير در اين مورد صورت گرفته است.

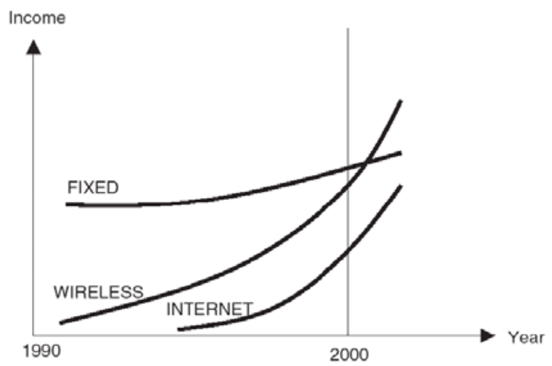
در طراحي سخت‌افزار براي شبکه‌هاي حسگر، محدوديت‌هايي وجود دارد که از آن جمله مي‌توان به عواملي مانند هزينه پائين، حجم کوچک، توان مصرفي کم، نرخ بيت پائين، خودمختار بودن گره‌ها و نهايتاً قابليت انطباق با تغييرات محيط اشاره کرد. هر شبکه حسگر از تعداد زيادي گره ارزان‌قيمت با اندازه کوچک و هر گره نيز از مجموعه‌اي از اجزاي سخت‌افزاري تشکيل شده است که در کنار يکديگر وظايف هر گره را به انجام مي‌رسانند. در حال حاضر هر گره حسگر از به هم پيوستن تعدادي قطعات از پيش طراحي شده ساخته مي‌شود ولي در آينده چه بسا بتوان کليه مدارهاي مورد نياز يک حسگر را در

[۱] Ad-hoc

یک مدار مجتمع فشرده و در اندازه بسیار کوچکتر پیاده‌سازي نمود که کاهش قابل ملاحظه‌اي در اندازه و توان مصرفي هر گره در بر خواهد داشت.

۱-۱ شبکه‌های بی‌سیم بدون زیرساخت و کاربردهای آن

تحقیقات اخیر بر روي ارتباطات بي‌سیم قابل‌حمل و ابزارهاي محاسباتي و نیز پیشرفت‌هاي پیوسته در زیرساخت‌هاي ارتباطي، باعث رشد فزاینده در شبکه‌هاي بي‌سیم سیار گردیده است. از طرفي، این امر به رشد نمایي در شبکه‌هاي سلولي[1] منتهي شده است که بر پایه‌ي ترکیبي از تکنولوژي‌هاي باسیم و بي‌سیم مي باشند. در اولین دهه قرن جاري ما شاهد افزایش تقاضا براي ارتباطات بي‌سیم با نرخ ارسال اطلاعات بالا مثلاً براي ارسال جریان‌هاي داده‌اي چند رسانه‌اي روي تلفن همراه یا اتصال کامپیوترهاي همراه به اینترنت هستیم [88]. شکل ۱-۱ میزان افزایش درآمد نسبي صنایع تلفن ثابت، ارتباطات بي‌سیم و اینترنت را نشان مي‌دهد. اگر چه تلاش براي توسعه و تحقیقي که بر روي شبکه‌هاي بي‌سیم سنتي اختصاص یافته هنوز قابل توجه است، اخیرا علاقه‌ي دانشمندان و انجمن‌هاي علمي در زمینه‌ي ارتباطات دوردست، بیشتر بر روي سناریوهاي چالش برانگیز متمرکز شده است که در آن گروهي از واحدهاي سیار مجهز به گیرنده/فرستنده‌هاي رادیویي، بدون هیچ زیرساخت ثابتي ارتباط برقرار مي‌کنند.



شکل ۱-۱: میزان رشد درآمد نسبي صنایع تلفن ثابت، ارتباطات بي‌سیم و اینترنت [88]

[1] Cellular Networks

برنامه‌هاي كاربردي زيادي براي فناوري شبكه‌هاي حسگر عرضه شده است. يكي از رده‌هاي[1] كاربردي اين فناوري نظارت و كنترل بر ايمني سيستمهاي زيربنايي نظامي، زيست محيطي يا خانگي است. اين كاربرد شامل كاربردهاي نظامي، سيستمهاي ردیابي و حفاظت بيولوژيكي، شيميايي يا راديولوژيكي يا سيستمهاي كمک رساني در مناطق بحران زده مي شود. يكي ديگر از رده‌هاي كاربردي اين فناوري فضاهاي معروف به فضاهاي هوشمند[2] است. اين رده ممكن است شامل كارخانجات، ساختمانها، شهرها يا دانشگاههاي هوشمند شود.

۱-۱-۱ محدوديت‌های شبکه‌های حسگر بی‌سيم

عواملي چون اقتصادي بودن سيستم، قابليت‌هاي مورد انتظار، تعداد انبوه گره‌ها و نهايتاً عملي شدن ايده‌ها در محيط واقعي، موجب شده كه هر گره محدوديت‌هاي سخت افزاري داشته باشد. اين محدوديت‌ها عبارتند از :

- هزينه
- حجم
- توان مصرفي
- نرخ بيت

همان‌طور كه اشاره شد، گره‌هاي حسگر از لحاظ منابع محدوديت‌هاي شديدي دارند. علاوه بر اين، وجود تعداد زياد گره‌ها در اين نوع از شبكه‌ها، مسئله مسيريابي را در اين شبكه‌ها دشوار مي‌سازد. به همين دليل مسيريابي و زمانبندي بسته‌ها در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم از مسائل بحث برانگيز است.

۱-۲ مسئله مورد بررسی در اين رساله

يكي از دلايل استفاده از شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم، انتقال بموقع پيام‌ها و با خبر شدن از رويدادها قبل از يک موعد يا مهلت مشخص براي كاربردهاي بحراني مي‌باشد. لذا هدف اصلي اين رساله

[1] Class
[2] Smart Spaces

مرور آخرين وضعيت تحقيقات روز و ارائه ايده‌هاي نو تحقيقاتي در زمينه ارتباط و هماهنگي بي درنگ در شبکه‌هاي حسگر مي باشد. اين رساله براي رسيدن به اين اهداف ابتدا بر ارائه چالشهاي عمومي سازماندهي شده است. چالشهاي عمده اي نيز وجود دارد که اين حوزه با آنها روبرو است. پس از آن به چالشهاي خاص و مفصل در لايه‌هاي شبکه و دستگاههاي مياني و سيستم عامل مي‌پردازيم. بنابراين براي يک طراح شبکه حسگر بي‌سيم بسيار مهم است که:

- اولاً پيش از پياده‌سازي بتواند شبکه را از لحاظ بي‌درنگي ارزيابي کند و
- ثانياً حتي‌الامکان بتواند پروتکل را براي شرايط مختلف به‌طور تطبيقي کنترل نمايد.

راهکاري که معمولاً مورد استفاده واقع مي‌شود استفاده از شبيه‌سازي است. در اين رساله سعي بر اين است يک مدل تحليلي براي ارتباط بي درنگ در شبکه حسگر بي‌سيم به‌دست آوريم و بر اساس آن بي‌درنگي شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم را تحليل و ارزيابي نمائيم. در مدل تحليلي برعکس شبيه‌سازي ما تأثير عوامل مختلف بر روي تأخير شبکه را مي‌توانيم بررسي کنيم. در ضمن توسط مدل تحليلي، ما مي‌توانيم پارامترها شبکه را به‌گونه‌اي به‌دست آوريم که شبکه بعد از پياده‌سازي، پيام‌ها و رويدادهاي بي‌درنگ را قبل از موعد به مقصد برساند.

۱-۳ ساختار رساله

فصول باقيمانده رساله به‌ترتيب زير سازماندهي شده‌اند: فصل دوم ابتدا در مورد کاربردها و مزاياي استفاده از شبکه‌هاي حسگر و نقشي که اين شبکه‌ها در زندگي روزمره ما مي‌توانند بر عهده بگيرند، مي‌پردازد و در نهايت در مورد معماري کلي شبکه‌هاي حسگر، اعم از معماري ارتباطي در آنها و اجزاي سخت افزاري هر گره به بحث و بررسي خواهد پرداخت. در فصل سوم ابتدا مروري کلي بر سيستم هاي بي‌درنگ ارائه مي‌نمائيم، سپس با توجه به موضوع اصلي بحث، پيرامون شبکه هاي حسگر بي سيم، به چالش‌ها و مسائل پيش رو در اين زمينه و اين‌که کاربردهاي مختلف نيازهاي متفاوتي در ميزان مصرف انرژي و بي‌درنگي دارند و در هر کاربرد با توجه به نياز آن بايد مصالحه‌اي بين ويژگي‌هاي مختلف برقرار شود، خواهيم پرداخت. در فصل چهارم يك مدل تحليلي براي به‌دست آوردن متوسط تاخير انتها به انتها

در شبكه هاي حسگر بي سيم بر اساس مدل M/M/1/K و صف FIFO معرفي مي كنيم و همين‌طور اين روابط را براي حالتي كه شبكه داراي مكانيزم قابليت اطمينان است بدست مي‌آوريم. در انتها روابط انرژي مصرفي شبكه را ارائه و سپس تمام اين روابط را بوسيله شبيه‌سازي اعتبارسنجی مي‌كنيم. لذا در اين فصل يك مدل تحليلي براي محاسبه متوسط درصد بسته‌هايي كه قبل از موعد به مقصد مي رسند و همچنين درصد بسته‌هايي كه با قابليت اطمينان و قبل از موعد به مقصد مي رسند ارائه مي‌دهيم.

اگر چه مدل صف FIFO قبلاً بعنوان يك مدل موثر كنترل ترافيك شبكه استفاده مي‌شد، اما شبكه‌هاي هوشمند جديد نياز به الگوريتمهاي پيچيده ديگري دارند. علاوه بر اين، در مدل صف FIFO، زماني كه صف پر شود در آن صورت بسته هاي جديد دور ريخته مي شود، حتي اگر اين بسته ها داراي اولويت بالايي باشند. در حقيقت گره هاي شبكه حسگر با توجه به اينكه در بافرشان فضاي خالي ندارند، مجبورند بسته هاي جديد را دور بريزند. در حقيقت در مدل صف FIFO بين بسته هاي با اولويت بالا و اولويت پايين نمي توان تفاوت قائل شد. لذا در ادامه فصل چهارم به بررسی صف‌هاي اولويت‌دار پرداخته و روابط تحليلي آن‌ها را به‌دست آورده‌ايم. در فصل پنجم شبكه هاي حسگر بي سيم را براي كاربردهاي بي‌درنگ محكم در نظر مي گيريم و براين اساس "سطح كيفيت اطلاعات"[1] را تعريف مي كنيم. با توجه به داده محور بودن شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم و مفاهيمي مانند "صفهاي منصفانه وزن‌دار"[2] و (m,k)-Firm كه در شبكه وجود داشتند مفهوم DC-(m,K)-WFQ را براي شبكه هاي حسگر بي سيم در نظر گرفته، بر اين اساس مدل‌هاي تحليلي براي كرانهاي بالاي تأخير و اندازه بافر براساس "حسابان شبكه"[3] ارائه مي‌نماييم. نهايتاً در فصل ششم نتيجه‌گيري نهايي ارائه شده و كارهای آتي را مطرح مي‌كنيم.

[1] Quality of Information (QoI)
[2] Weighted Fair Queuing (WFQ)
[3] Network Calculus

فصل دوم

۲ مروری بر شبکه‌های حسگر

در اين فصل ابتدا در مورد كاربردها و مزاياي استفاده از شبكه‌هاي حسگر و نقشي كه اين شبكه‌ها در زندگي روزمره ما مي‌توانند بر عهده بگيرند، صحبت مي‌شود و در نهايت در مورد معماري كلي شبكه‌هاي حسگر، اعم از معماري ارتباطي در آنها و اجزاي سخت افزاري هر گره به بحث و بررسي خواهيم پرداخت.

۲-۱ کاربردها و مزایای استفاده از شبکه‌های حسگر

همان‌طور كه در مقدمه مطرح شد، امروزه كاربردهاي بسياري براي شبكه‌هاي حسگر مطرح شده است و روز به روز هم بر تعداد آنها افزوده مي‌شود. برخي از كاربردهايي كه تا كنون بر روي اين شبكه‌ها مورد ارزيابي قرار گرفته‌اند، عبارتند از:

- **ميادين جنگ:** در ميادين جنگ، مي‌توان جهت شناسايي و بررسي آماري تجهيزات و نيروي دشمن و همين‌طور دسته‌بندي و پيگيري نحوه آرايش و مسير حركت نيروهاي دشمن يا خودي، از شبكه‌هاي حسگر استفاده كرد و در نهايت وضعيت نيروهاي خودي را در قبال نيروهاي دشمن بررسي نمود.

- **شناسایی محیطهای آلوده:** در محيط‌هاي مختلف امكان وجود آلودگيهاي مختلف وجود دارد. لذا با استفاده از چنين شبكه‌هايي، مي‌توان وجود آلودگي‌هاي مشخصي را در سطح محيط تحت نظر، بررسي كرد و حتي ميزان غلظت آلودگي در قسمتهاي مختلف را مشاهده نمود و در نهايت

با استفاده از اطلاعات آماري بدست آمده، در خروجي سيستم مي‌توان نمودار سه بعدي وضعيت آلودگي در سطح محيط زير نظر را بدست آورد. نوع آلودگي نيز مي‌تواند يكتا نباشد و با توجه به امكانات، هر گره در شبكه حسگر مي‌تواند شناسايي چندين نمونه آلودگي را بر عهده گيرد.

- **نظارت بر محيط زيست**: مجموعه‌اي از تحقيقات در زمينه محيط زيست نيازمند انجام مطالعات مكرر و متمركز و صرف زمان زيادي جهت جمع آوري اطلاعات مي‌باشد كه معمولا از حوصله و توانايي انسان خارج است و در چنين مواردي از دستگاه هاي پايش[1]، تحليلگر و ذخيره كننده نتايج استفاده مي‌شود. از طرفي ديگر، به خاطر وجود برخي شرايط زيست محيطي، اكثر كارهاي تحقيقاتي بايستي در سكوت و آرامش صورت گيرد تا وجود انسان و تجهيزات در محيط اثر منفي در عملكرد غريزي و واقعي موجودات نداشته باشد و موجب كاهش كيفيت تحقيق نگردد. از اين رو معمولا تمام سيستم‌هاي پايش و نظارت، قابليت كنترل از راه دور را دارند. در عين حال اين سيستم‌ها طوري انتخاب مي‌گردند كه وجود آنها در محيط محسوس نباشد. با در نظر گرفتن تمام موارد فوق، ملاحظه مي‌شود كه شبكه‌هاي حسگر، علاوه بر بحث هزينه پايين، درزمينه پايش و نظارت محيط زيست، از توانايي بالايي برخودار مي‌باشند. در مواردي همچون بررسي وضعيت جو و آب وهواي محيط و بررسي وضعيت ظاهري آن، بخصوص محيط سرسبز و جنگلي، بررسي رشد و نمو گياهان و موجودات و موقعيت‌يابي موجودات زنده در محيط زيست مي‌توان از قدرت بالاي شبكه هاي حسگر استفاده كرد.

- **بررسی و تحلیل وضعیت بناهای ساختمانی:** بسياري از سازمانها و موسسات تحقيقاتي در زمينه عمران و مسكن براي انجام مطالعات و تحقيقات خود از وضعيت بناهاي مدنظر، در طول زمان يا در هنگام بروز حوادث طبيعي بخصوص زلزله، نيازمند استفاده از تجهيزات پايش و نظارت مي‌باشند تا اطلاعاتي مانند ميزان فشار و تحمل مصالح، وجود ترک، ميزان آسيب وارده، وضعيت فرسودگي، امنيت و حفاظت ساختمان و يا ساير جزئيات مرتبط با هدف تحقيقات در مورد بناهايي

[1] Monitoring

مثل ساختمان‌هاي قديمي، پل‌ها، سدها، موزه‌ها وغيره را جمع‌آوري كنند و با توجه به توانايهاي شبكه‌هاي حسگر، مي‌توان از اين شبكه‌ها براي دست يافتن به اهداف مطرح شده در بالا استفاده كرد.

- **جاده ها و بزرگراه‌های هوشمند:** يكي از مشكلات شهرها مسئله تردد و كنترل وضعيت ترافيک در سطح شهر مي‌باشد. با برپايي شبكه‌اي از گره‌هاي حسگر در سطح شهر و قرار دادن گره‌ها در بزرگراه‌ها و خيابان‌ها، مي‌توان بزرگراه‌ها و خيابانها را هوشمند ساخت و از وضعيت تراكم عبور و مرور وسايل نقليه و يا بروز حوادثي مانند برخورد چندين وسيله نقليه در نقاط زير نظر گره‌هاي سنسور، اطلاع يافت و در نهايت در كل سطح شهر وضعيت ترافيک و تصادفات را دقيقتر و سريعتر شناسايي و پيگيري نمود.

- **کاربردهای مختلف در زمینه پزشکی:** در زمينه بررسي و مطالعات پزشكي در مورد دام و جانوران و/يا انسان‌ها، جهت آگاهي از وضعيت جسماني آنها، مي‌توان از گره‌هاي حسگر استفاده نمود و در موارد مختلف، از جمله قراردادن گره‌ها در لايه‌هاي زير پوست براي انجام مطالعات مكرر در طي مدت زمان نسبتاً طولاني، دستگاه‌هاي پزشكي و بخصوص در زمينه فيزيک پزشكي، مي‌توان از شبكه‌هاي حسگر استفاده نمود.

در جدول ۲-۱ به برخي از كاربردهاي شبكه هاي حسگر در زمينه هاي مختلف اشاره شده است. همچنين با توجه به ماهيت شبكه‌هاي حسگر، مي‌توان مزايايي مانند: برپايي سريع در مواقع اضطراري و فوري، استفاده در محيط‌هاي كه بايد عاري از پارازيت و اختلال باشند، اجتناب از قرار گرفتن در محيطهاي خطرناک و خشن براي مطالعات مكرر، جمع آوري اطلاعات طولاني مدت به روش اقتصادي و مانند اينها را نام برد.

جدول ۲-۱: کاربردهاي شبکه‌هاي حسگر در زمينه‌هاي مختلف

محدوده	کاربرد
صنعتي	نظارت و کنترل تجهيزات صنعتي(LR-WPAN) [40] خودکارسازي صنعتي و کنترل فرايند هاي کارخانه [102] مانيتورينگ ساخت و توليد [103]
نظامي	اطلاع از وضعيت نظامي [102] تشخيص مزاحم ها و پايگاه ها، تشخيص حرکت واحد هاي دشمن روي زمين يا دريا، تهديد هاي زيستي يا شيميايي [28] نظارت بر ميدان جنگ [103] سيستم هاي هدف گيري، شناسايي، نظارت، هوش، محاسبات، ارتباطات، کنترل و دستور [7]
مکان	آگاهي از مکان (LR-WPAN و Bluetooth [40]) تعيين مکان شخص [103]
شبکه هاي بي سيم متحرک با نرخ پايين براي مکان دقيق محيط فيزيکي	رديابي اشياي با ارزش، انسان، يا هر چيز ديگري که مي توان در محيط هاي مختلف، شامل مناطق صنعتي، بيمارستان، مناطق مسکوني، و محيط هاي اداري حرکت کند. نرخ انتقال داده براي کنترل، انتقال پيام و پايش پايين است. [40] پايش و کنترل محيط فيزيکي، همانند به کارگيري شبکه هاي حسگر براي کاربردهاي نظارت محيطي و زيستي[17]
ايمني عمومي	حس و تعيين مکان در محيط هاي حادثه زده [40] ، [18]
خودرو	پايش فشار و سائيدگي لاستيک ها [40] ، [18] تحرک فعال[1] [95] ردگيري خودروها (مثل اتوبوسهاي يک خط) [102]
هواپيما	علامات و نشان هاي هوشمند [40] ، [18] برچسب هاي بي سيم چمدان ها [40] تحرک غير فعال[2] [95]
کشاورزي	حس سطح رطوبت، ماده ضد آفت و PH خاک [40] ، [18]
موقعيت هاي اضطراري	آتش‌سوزي‌ها و سطوح شميايي پر خطر [40] تشخيص دهنده آتش و آب [28] مانيتورينگ مناطق مصيبت زده [7]

[1] Active Mobility
[2] Passive Mobility

کاربرد	محدوده
نگهداري و نظارت (مثل مانيتورينگ توربين‌ها) [40]	دستگاه‌هاي مکانيکي و دوار
سيستم هشدار و تشخيص ميزان خسارت [28]	زمين لرزه
مديريت دارايي و پايش کيفيت محصول [103] ، [7]	تجارت
تعيين مکان افراد و وضعيت سلامت آنها [103] گزارش جريان خون، ميزان تنفس، فشار خون، و اندازه گيري اکسيژن [46] نظارت بر بيماران و ياري رساندن به بيماران ناتوان [7]	سلامتي ، دارويي
کنترل و نظارت بر وضعيت ماهي ها، آبزيان و منابع دريايي[103]	اقيانوس

۲-۲ محدودیتهای سخت‌افزاری یک گره حسگر

عواملي چون اقتصادي بودن سيستم، توانايي هاي مورد انتظار، تعداد انبوه گره‌ها و نهايتاً عملي شدن ايده‌ها در محيط واقعي، موجب شده است هر گره يک‌سري محدوديتهاي سخت افزاري داشته باشد. به اين محدوديتها در زير اشاره و در مورد هرکدام توضيحي ارائه شده است:

- **هزينه پائين:** سيستم نهايي بايد از نظر اقتصادي مقرون به صرفه باشد. از آنجا که تعداد گره‌ها معمولاً خيلي زياد است (بالغ بر چند هزار) و برآورد هزينه هر گره در اين تعداد زيادي ضرب مي‌گردد، بنابراين هر چه از هزينه هر گره کاسته شود، در سطح کلي شبکه، صرفه جويي زيادي صورت خواهد گرفت و سعي مي‌شود هزينه هر گره به کمتر از يک دلار برسد.

- **حجم کوچک:** گره‌ها به نسبت محدوده‌اي که زير نظر دارند، بخشي را به حجم خود اختصاص مي‌دهند. لذا سعي بر کمتر کردن اين نسبت است و از طرفي در اکثر موارد براي اينکه گره‌ها جلب توجه نکند و يا بتوانند در برخي مکان ها قرار بگيرند نيازمند داشتن حجم بسيار کوچک مي باشند.

- **توان مصرفی پائین:** منبع تغذيه در گره‌ها محدود مي باشد و در عمل، امکان تعويض يا شارژ مجدد آن مقدور نيست؛ لذا بايستي از انرژي موجود به بهترين نحو ممکن استفاده گردد.

- **نرخ بیت پائین:** به خاطر وجود سایر محدودیتها، عملا میزان نرخ انتقال و پردازش اطلاعات در گره‌ها، نسبتا پایین مي‌باشد.

- **خودمختار بودن:** هر گره‌اي بایستي از سایر گره‌ها مستقل باشد و بتواند وظایف خود را طبق تشخیص و شرایط خود، به انجام برساند.

- **قابلیت تطبیق پذیری:** در طول انجام نظارت بر محیط، ممکن است شرایط در هر زماني دچار تغییر و تحول شود. مثلا برخي از گره‌ها خراب گردند. لذا هر گره بایستي بتواند وضعیت خود را با شرایط بوجود آمده جدید تطبیق دهد.

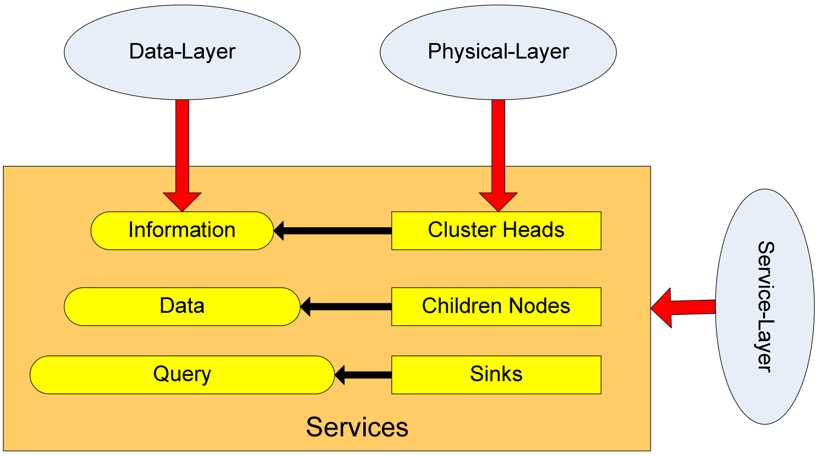
۲-۳ معماری ارتباطی در شبکه‌های حسگر

شبکه‌هاي حسگر در حالت کلي ماهیت داده-محور دارند و بنابراین ساختار ارتباطي بین گره‌هاي حسگر باید طوري طراحي شوند که با ماهیت این شبکه‌ها، هماهنگي داشته باشند. چون اکثر کاربردهاي شبکه‌هاي حسگر در مواردي است که عملاً امکان اتصال گره‌ها به یکدیگر عملي یا مقرون به‌صرفه نیست، در این‌گونه شبکه‌ها عموما از ارتباط بي‌سیم استفاده مي‌شود و ساختار کلي این شبکه‌ها به این صورت است که تعداد زیادي گره همسان، در محیط پراکنده مي‌شوند و پس از جمع‌آوري اطلاعات مورد نظر، آن را به یک گیرنده مرکزي یا چاهک ارسال مي‌کنند. گیرنده مرکزي، گرهي با میزان انرژي بالا و تجهیزات مورد نیاز مي‌باشد و در واقع واسط بین شبکه حسگر، محیط اطراف و کاربر اصلي مي‌باشد. در شبکه‌هاي با وسعت جغرافیایي زیاد، مي‌توان از چندین گیرنده مرکزي استفاده کرد تا مسیر ارسال داده‌ها به گیرنده‌ها، بیش از حد طولاني نگردد.

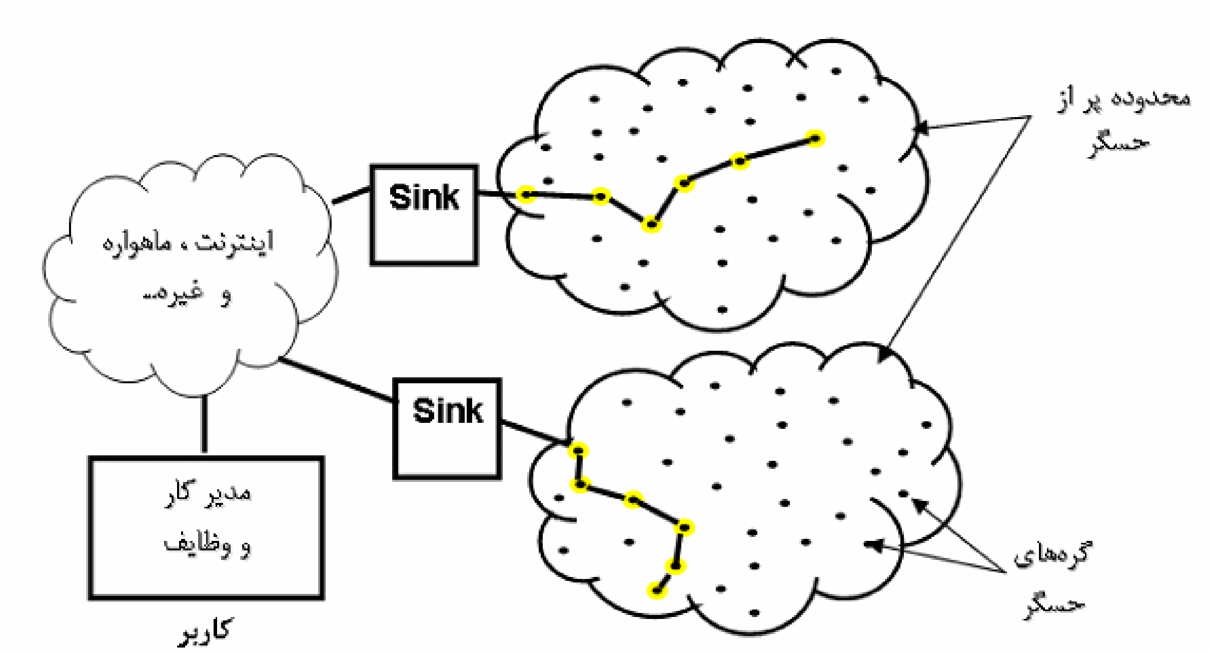
از آنجایي که ارسال مستقیم رادیویي در فواصل زیاد، به انرژي بسیار زیادي نیاز دارد، در شبکه‌هاي حسگر، از روشهاي انتقال اطلاعات به صورت گام به گام[1] (جهشي) استفاده مي‌شود. علاوه بر این، در اکثر موارد بین بسیاري از گره‌ها و گیرنده‌هاي مرکزي، به علت مسایلي مانند فاصله زیاد یا موانع

[1] Hop by Hop

جغرافيايي، ممكن است ديد مستقيمي بين گره و گيرنده مركزي وجود نداشته باشد. روشهاي متنوعي جهت پراكندن اطلاعات در شبكه هاي حسگر، پيشنهاد شده است كه تعدادي از آنها در فصل بعد، مختصرا آورده شده‌اند. در شكل ۲-۱ و شكل ۲-۲ نماهايي از معماري ارتباطي در شبكه هاي حسگر، نشان داده شده است.



شكل ۲-۱: معماري شبكه‌هاي حسگر [8]



شكل ۲-۲: معماري ارتباطي شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم

۲-۴ جمع‌بندی

در اين فصل مروري كلي بر شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم شامل گره هاي حسگر و معماري آنها، معماري شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم، و كاربردهاي شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم انجام شد. در آينده‌اي نه‌چندان دور با حضور شبكه هاي حسگر بي سيم در محدوده وسيعي از كاربرد ها، شبكه هاي حسگر به بخشي از زندگي روزمره انسان ها تبديل مي شود. به هر حال به منظور تحقق اين هدف بايد محدوديت هاي شبكه هاي حسگر از قبيل تحمل پذيري اشكال، مقياس پذيري، هزينه، سخت افزار، تغييرات هم‌بندي و محيطي، و مصرف توان توسط سازنده هاي آن فراهم شود كه به علت چالش هاي بسيار زياد پيش رو براي برآورده كردن اين محدوديت ها جاي بسيار زيادي براي تحقيقات در آينده وجود دارد.

فصل سوم

۳ مروری بر سیستم‌های بی‌درنگ و بی‌درنگی در شبکه‌های حسگر بی‌سیم

نیاز به انتقال بموقع پیام ها و با خبر شدن از رویدادها قبل از یک موعد یا مهلت مشخص، شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم بي‌درنگ را يكي از الزامات كاربردهاي بحراني نموده است. برآورده کردن کیفیت سرویس بي درنگ در شبكه هاي حسگر بي سيم به علت طبيعت بي سيم بودن، منابع محدود، قابلیت اطمینان[1] پایین گره ها، معماري توزيع شده و همبندي پويا در شبكه با چالش هاي فراواني روبرو است. كاربردهاي مختلف نيازهاي متفاوتي در ميزان مصرف انرژي و بي درنگي دارند و در هر كاربرد با توجه به نیاز آن باید مصالحه اي بين ويژگي هاي مختلف برقرار شود. در اين فصل ابتدا مروري كلي بر سيستم هاي بي درنگ ارائه مي‌نمائيم، سپس با توجه به موضوع اصلي بحث، پيرامون شبكه هاي حسگر بي سيم، به چالش ها و مسائل پيش رو در اين زمينه خواهيم پرداخت.

۳-۱ سیستم‌های بی‌درنگ

در سیستم‌هاي غيربي‌درنگ صحت عملکرد سيستم فقط بـه صـحت محاسـبات سيـستم وابـسته است، اما سيستم بي‌درنگ سيستمي است كه هم محاسـبات و نتـايج آن بايـد درسـت باشـد، و هـم ايـن

---
[1] Reliability

محاسبات بايد در زمان مناسب به اتمام برسند. در واقع در اين نوع سيستم‌ها صحت عملكرد سيستم به صحت محاسبات و همچنين برآورده كردن نيازهاي زماني[1] وابسته است [104].

براي توصيف محدوديت‌هاي زماني سيستم‌هاي بي‌درنگ مدل‌هاي مختلفي مطرح شده‌اند كه در ادامه به بررسي دو مدل پركاربرد يعني موعد[2] (يا ضرب الاجل) و تابع سودمندي[3] مي‌پردازيم.

۳-۱-۱ مدل موعد

موعد يك كار برابر با حداكثر زمان مطلوب براي اتمام آن كار مي‌باشد. در سيستم‌هايي كه عملكرد آنها براساس موعد سنجيده مي‌شود چيزي كه اهميت دارد زمان اتمام كارهاي سيستم است. اگر كار سيستم قبل از موعد در نظر گرفته شده به پايان برسد سيستم كارش را به درستي انجام داده است و اگر بعد از موعد به اتمام برسد اصطلاحاً مي‌گويند سيستم موعد را از دست داده[4] است. موعد اتمام كارها از قوانين طبيعي و همچنين طبيعت كارها به دست مي‌آيد. براي مثال، يك سيستم ضد هوايي را در نظر بگيريد كه موشك‌هاي دشمن را رديابي مي‌كند. بنابر طبيعت كاربرد، موشك‌ها بايد مثلاً تا ۱۵ ثانيه پس از رديابي منهدم شوند، همين مسئله موعد كارهاي مختلف را در اين سيستم مشخص مي‌كند [104].

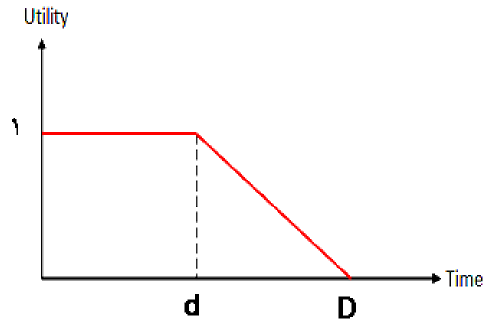
۳-۱-۲ تابع سودمندی بر حسب زمان

با توجه به اينكه مدل موعد بسيار ساده است و براي توصيف تمام انواع سيستم‌هاي بي‌درنگ مناسب نيست، در سال ۱۹۸۵ مدل ديگري به نام تابع سودمندي [53] براي اولين بار توسط E. Douglas Jensen مطرح شد. با توجه به اينكه در سيستم هاي بي‌درنگ اتمام یک كار براي سيستم داراي ارزشي است كه ميزان آن بر حسب زمان تغيير مي كند مي توان مفهوم تابع سودمندي را بيان كرد.

---

[1] Timeliness requirement
[2] Deadline
[3] Utility function
[4] Miss

در واقع تابع سودمندي تابعي برحسب زمان است که ميزان سودمندي يا ارزش به دست آمده در اثر کامل کردن یک وظیفه در طي زمان را نشان مي دهد. اين تابع سومندي را بر اساس نمودار شکل ۳-۱ ميتوان نشان داد.



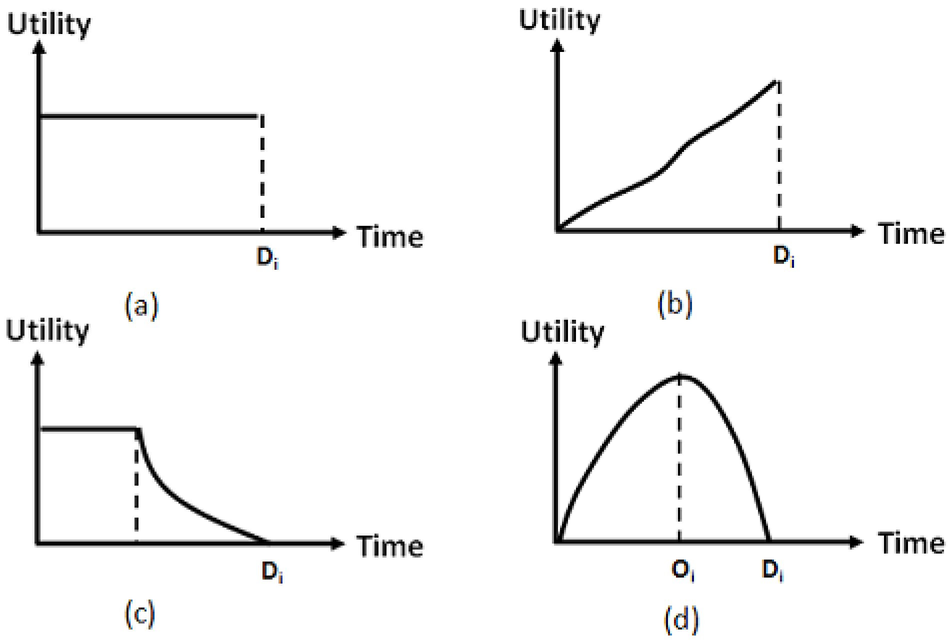
شکل ۳-۱: نمونهاي از يك تابع سودمندي

اين تابع سودمندي به صورت رابطه زير توصيف ميشود.

$$utility = \begin{cases} 1 & t_{completion} \le d \\ \frac{1}{D-d}(D-t) & d < t_{completion} \le D \\ 0 & D < t_{completion} \end{cases}$$

اگر کاري که در سيستم بيدرنگ توسط اين تابع سودمندي توصيف شده است قبل از زمان d به پايان برسد ميزان سومندي به دست آمده براي سيستم در اثر اجراي اين کار ۱ است و اگر در زمان $\frac{D+d}{2}$ به پايان برسد ميزان سودمندي به دست آمده در اثر اجراي اين کار برابر با ۰/۵ ميباشد.

شکل تابع سودمندي در سيستمهاي مختلف متفاوت است و توسط مهندسين سيستم تعيين ميشود. مهندسين سيستم از طريق بررسي نيازمنديهاي سيستم و مطالعه عملکردهاي مورد انتظار سيستم شکل تابع سودمندي را براي سيستم هاي مختلف تعيين ميکنند. در شکل ۳-۲ چند نمونه از توابع سودمندي نشان داده شده است [32].



شکل ۳-۲: چند نمونه تابع سودمندي [88]

۳-۲ انواع سیستم‌های بی‌درنگ

با توجه به اثر محاسبات دیر هنگام بر عملکرد و طبیعت سیستم‌ها، سیستم‌هاي بي‌درنگ را مي‌توان به سه دسته سیستم‌هاي بي‌درنگ سخت[1] ، سیستم‌هاي بي‌درنگ نرم[2] و سیستم‌هاي بي‌درنگ محكم[3] تقسيم كرد.

۳-۲-۱ سیستم‌های بی‌درنگ سخت

در سیستم‌هاي بي‌درنگ سخت سيستم طبيعت بحراني[4] دارد. در اين نوع سيستم‌ها محدوديت زماني سيستم به صورت موعد بيان مي‌شود و تمامي كارهاي سيستم مي‌بايست قبل از موعد به پايان برسند. در غير اين صورت كارايي سيستم مختل مي‌شود و حتي ممكن است فاجعه‌اي به بار بيايد. در الگوريتم‌هاي زمانبندي كارها در چنين سيستم‌هايي حتماً بايد اتمام تمام كارها قبل از موعد تضمين

[1] Hard Real-time Systems
[2] Soft Real-time Systems
[3] Firm Real-time Systems
[4] Critical

شود. به عنوان نمونه اي از اين سيستم ها مي توان به بسياري از سيستم هاي نهفته نظير سيستم كنتـرل خودكار ترافيک هوايي[1] ، سيستم هاي کنترل يک رآکتور هسته اي و يا کنترل روبات اشاره كـرد. غيـر از سيستم هاي نهفته، در برخي از سيستم هاي ديگر نظير سيستم هاي اطلاعاتي بحراني نيز بايد به هنگـام رساني ها در محدوده هاي زماني سخت انجام شوند [71].

۳-۲-۲ سیستم‌های بی‌درنگ نرم

در سيستم‌هاي بي‌درنگ نرم هم بهتر است تمام كارها قبل از موعد به پايان برسند اما در صـورت از دست رفتن موعد برخي از كارها كارايي سيستم مختل نخواهد شد، بلكه كارايي مشابه تابع سـودمندي پيش گفته تنزل پيدا خواهد كرد. در چنين سيستم‌هايي محدوديت‌هاي زماني سيستم به صورت يك تابع سودمندي بيان مي‌شود. در اين دسته از سيستم‌ها با افزايش زمان پاسخ ، سودمندي حاصل از اجراي كار كاهش مي يابد اما هيچ گاه منفي نمي‌شود. در چنين سيستم‌هايي هدف افزايش سودمندي به دست آمده در اثر اجراي كارها در سيستم است كه بدين منظور مي‌بايست ديركرد[2] كارها يعني فاصله زمان اتمام كار تا موعد در نظر گرفته شده براي آن كار را كاهش داد. در الگوريتم‌هاي زمانبندي كارهـا در ايـن دسـته از سيستم‌ها يك كران پايين براي سودمندي به دست آمده در اثر اجراي تمام كارها و يا يك كران بالا براي ديركرد هر كار تضمين مي‌كنند. به عنوان نمونه اي از اين سيستم ها مـي تـوان بـه سيـستم هـاي چنـد رسانه‌اي نظير رمزگشا[3] MPEG، كاربردهاي ارتباطي در شبكه ها نظير كنفرانس ويدويي، سـوييچ هـاي تلفني، بازي هاي الكترونيكي و در مجموع بسياري از كاربردهايي كه كيفيت خدمات در آنها مطرح اسـت، اشاره كرد. در بسياري از موارد در سيستم هاي بي درنگ نرم بر خلاف سيـستم هـاي بـي درنـگ سـخت رعايت موعد ها مهم ترين نكته نيست، بلكه كوچک بودن ميانگين زمان پاسخ و بزرگ بـودن گـذردهي از اهميت بيشتري برخوردارند [68].

---

[1] Automatic Air Traffic Control
[2] Tardiness
[3] Decoder

۳-۲-۳ سیستم‌های بی‌درنگ محکم

در سیستم‌هاي بي‌درنگ محکم اجراي کارها پس از موعد باعث مختـل شـدن کـارايي سيـستم و نتايج مصيبت‌بار نخواهد شد، اما اگر کاري را نتوان قبل از موعد به پايان رساند بهتر است از ادامـه اجـراي آن پس از موعد صرف نظر کرد چون هيچ ارزشي براي سيـستم نـدارد. بنـابراين در چنـين سيـستم‌هـاي کارهايي که موعد خود را از دست مي‌دهند از سيستم حـذف مـي‌کننـد. در الگـوريتم‌هـاي زمانبنـدي در چنين سيستم‌هايي هدف حداقل کردن تعداد کارهايي است که موعد خود را از دست مي‌دهند و تـضمين انجام درصد قابل قبولي از کارها قبل از موعـد. نمونـه اي از ايـن سيـستم هـا در کاربردهـاي ارتبـاطي و متحرک نظير شبکه هاي حسگر بي سيم و همين طور براي جريان هاي صـدا و تـصوير وجـود دارنـد. بـه عنوان مثال، در يک ارتباط ويديويي از طريق شبکه، اگر يک قاب تصوير خارج از ترتيب يا بعد از قاب قبل از خود برسد طبعاً بايد دور ريخته شود [67].

۳-۳ ارتباط بی‌درنگ در شبکه‌های حسگر بی‌سیم

يک شبکه حسگربدون توجه به اينکه چگونه شبکه‌اي است مي‌تواند از ارتباطات بي‌درنگ پشتيباني کند.

براي اين فناوري برنامه‌هاي کاربردي زيادي وجود دارد. يکي از رده‌هاي کاربردي اين فناوري نظارت و کنترل بر ايمني سيستمهاي زيربنايي نظامي، زيست محيطي يا خانگي است. اين کاربرد شامل کاربردهاي نظامي، سيستمهاي رديابي و حفاظت بيولوژيکي، شيميايي يا راديولوژيکي يا سيستمهاي کمک رساني در مناطق بحران زده مي شود. يکي ديگر از رده‌هاي کاربردي اين فناوري فضاهاي معروف به فضاهاي هوشمند است. اين رده ممکن است شامل کارخانه‌ها، ساختمانها، شهرها يا دانشگاههاي هوشمند شود. بسياري از چالشها در مورد همه برنامه‌هاي کاربردي مورد مصرف دارند اگر چه بسته به کاربردهاي مختلف، چالشها اثرات متفاوت دارند.

براي درک بهتر ما يک نوع برنامه کاربردي را عميقتر توضيح خواهيم داد. شبکه هاي حسگر را مي توان براي امنيت داخلي در فرودگاهها، پلها و ساختمانهاي عمومي بکار برد. از آنجا که براي نگهبانان

امنيتي دشوار است که بطور مداوم مجموعه اي از مانيتورهاي ويدئويي را تحت نظر داشته باشند که اغلب اوقات هم اتفاق خاصي نمي افتد. وقتي سيستم ويدئوي امنيتي با رديابهاي حرکتي و/يا نظارت صوتي همراه مي شود و بر اساس صداهاي غيرمعمولي هشدار مي دهد کارآيي کلي امنيتي بهبود خواهد يافت. براي اين نوع شبکه حسگر، تعداد زيادي دستگاههاي بي سيم کم هزينه سبک وزن در يک منطقه جغرافيايي پخش مي شوند و يک شبکه ارتباطي و نظارتي ايجاد مي کنند که عملکرد اصلي آن مکان يابي و رديابي صداهاي غيرطبيعي در منطقه است. اين دستگاههاي بي سيم داراي حسگرهاي صوتي هستند و مي توانند يک موج صوتي را (با استفاده از دامنه صدا و زاويه دريافت و تحليل فرکانس اوليه) شناسايي کنند. گره ها خود را بطور پويا سازمان دهي مي کنند و اطلاعات مکاني را بطور دوره اي يا بنا به درخواست به گره هاي کنترل کننده مي فرستند که پس از آن اقدامات مناسب را در محدوده هاي بي درنگ انجام مي دهند. ممکن است بيش از يک حسگر بر يک پديده نظارت داشته باشد و در عين حال اطلاعات گردآوري شده توسط حسگرهاي مختلف ممکن است وابسته، افزونه و يا داراي کيفيتهاي متفاوتي باشند. انتظار مي رود که اغلب اين دستگاهها عمر باتري و قابليتهاي ارسال/محاسباتي محدودي داشته باشند اما تعداد کمي از آنها ممکن است قابليت پردازش بيشتر، نيروي ارسال قوي تر، و عمر باتري طولاني تري داشته باشند. اين گره هاي پر انرژي[1] مي توانند به عنوان کنترل کننده يا سرآمد خوشه عمل کنند و عمليات پردازش و ارتباطات را انجام دهند.

در سال‌های اخير تحقيقات زيادي در زمينه پايگاه‌داده بي‌درنگ (RTDBS)[2] انجام شده است. در اين نوع پايگاه‌داده‌ها، تغييرات بايد قبل از موعد به پايان برسند و بعضي از داده‌ها برای تصديق نياز به محدوديت زماني دارند. بعضي از کاربردهاي مهم پايگاه‌داده‌هاي بي‌درنگ در سيستمهای تجاري سهام، ترافيک هوايي و سيستمهاي ناوبري مي‌باشد.

بيشتر تحقيقات برروي زمانبندي تغييرات، کنترل همزماني براي پايگاه‌داده‌هاي بي‌درنگ، پايگاه‌داده‌هاي فعال بي‌درنگ و پايگاه‌داده‌های بي‌درنگ توزيع شده بوده است.

---
[1] Energy-rich
[2] Real-Time DataBase Systems

هم اکنون تکنیک‌هاي پايگاه‌داده‌هاي بي‌درنگ با تکنیک‌هاي محاسبات متحرک[1] ترکيب شده‌اند [92] ، [21] مانند موارد:

- معماري و ساختار پردازش‌هاي بي‌درنگ متحرک
- مديريت داده‌هاي حسگر[2]
- پردازش داده‌هاي رشته‌اي[3]

لذا مي‌توان از اين راه‌کارها براي طراحي شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم بي‌درنگ استفاده کرد.

۳-۳-۱ مسائل عمومی

مشکل ارتباط بي‌درنگ در شبکه هاي حسگر بي‌سيم عمدتاً ناشي از محدوديتهايي است که بسياري از آنها جديدند و بايد به طور همزمان آنها را برآورده نمود. براي مثال، هر چند مدتهاست که سيستمهاي رايانه اي توزيع شده (مانند اينترنت) مورد استفاده‌اند، با اين حال، راه حلهايي که براي آن سيستمها وجود دارد براي شبکه هاي حسگر که داراي محدوديتهايي مانند ظرفيت کم حافظه، سرعتهاي محدود اجرايي پردازنده و پهناي باند ارتباطي کم هستند، مناسب نيستند. علاوه بر آن، در بسياري از راه حلهاي قديمي به مواردي همچون حداقل نمودن توان، تقابل با دنياي واقعي از طريق حسگرها و محرکها يا برطرف نمودن محدوديتهاي بي درنگ پرداخته نمي شود. از طرف ديگر، سيستمهاي توزيع شده نهفته[4] ديگري همانند آنهايي که در زير دريايي ها يا در کارخانه‌ها مستقر شده اند وجود دارد. اين سيستمها به حسگر و محرک، محدوديتهاي بي درنگ، هزينه و ديگر مسائل مي پردازند اما آنها راه حلي براي بسياري از مسائل کليدي مانند راه حلهاي مربوط به ارتباطات بي سيم، مقياس بزرگ، مديريت توان و دستگاههاي غيرقابل اتکا ارائه نمي کنند.

[1] Mobile computing
[2] Sensor data management
[3] Stream data processing
[4] Embedded

شبکه هاي حسگر بر خلاف شبکه هاي باسيم يا بي سيم سنتي ويژگيهاي مشخصي دارند که رفتار آنها را به عنوان يک رده خاص شبکه هاي اقتضايي[1] تعيين مي کند:

داده-محور[2]: شبکه هاي حسگر عموما مبتني بر داده هستند، و هدف آنها تحويل بموقع داده هاي گردآوري شده به مقصد مورد نياز است.

کاربرد-گرا[3]: در حالي‌که انتظار مي رود شبکه هاي سنتي باسيم و بي سيم گونه هايي از برنامه هاي کاربردي را براي کاربر ارائه دهند، يک شبکه حسگر عموما براي اجراي وظايف خاص مستقر مي شود. اين ويژگي باعث مي شود تا گره ها براي کارهاي آگاه به کاربرد فعال شوند. داده ها را مي توان گردآوري نمود، با توجه به نيازمنديهاي برنامه‌هاي به‌طور مناسب ترکيب نمود، و سپس آنها را به‌طور محلي استفاده نمود و/يا آن را به يک گره کنترل کننده ديگر در سطحي بالاتر (به‌جاي انتقال ساده انتها به انتها داده) ارسال نمود.

بسياري از مسائل تحقيقاتي و راه حلهاي ارائه شده در اين تحقيق همپوشاني دارند. با اين حال براي سازمان دادن و تشريح ويژگي‌هاي عمومي، آنها را در بخشهاي زير توضيح داده‌ايم:

- جابجايي الگو (Paradigm shift)
- محدوديتهاي منابع (Resource constraints)
- پيشگويي ناپذيري (Unpredictability)
- تراکم/مقياس زياد (High density/Scale)
- بي درنگي (Real-time)
- امنيت (Security)

[1] Ad-hoc
[2] Data-centric
[3] Application-oriented

۳-۱-۱-۱ جابجایی الگو

اصولا یک شبکه حسگر بی‌سیم براي پشتیباني از مجموعه یکپارچه کاربردها/عملیات مستقر مي‌شود. این سیستم باید محیط را حس نموده و جهت تولید خروجي مطلوب عمل نماید. همان‌طور که قبلا توضیح داده شد محدودیتهاي جدي نیاز به تغییرالگو را افزایش مي دهد. به ویژه، رفتار مجموع سیستم ضروري است و رفتار هر گره تکي اهمیتي ندارد. در حقیقت، گره ها نباید شناسه[1] ثابتي داشته باشند. پیغامها نباید بجاي ارسال به مکانها یا مناطق یا بر اساس محتواي داده، به گره هاي تکي ارسال شوند. براي مثال، کاربر ممکن است بخواهد متوسط دما در زیرزمین یک ساختمان را بداند؛ براي او فرقي ندارد که کدام گره پاسخ مي دهد؛ یا او ممکن است بخواهد بداند که دماي کدام منطقه بیشتر از آستانه مشخصي است. این نمونه‌ها نشان مي دهد که شبکه‌هاي حسگر، بسیار بر داده متمرکز هستند. این حقیقت که شبکه هاي حسگر با محیط فیزیکي کنش و واکنش دارند همچنین دلالت بر تفاوتهاي آنها با بسیاري از راه حلهاي سیستم‌هاي توزیع شده قدیمي دارد. این مساله اصولاً به علت نیازمندیهاي بي درنگي، درجه بالاي خطا، اختلال امواج[2]، و عوامل غیرجبري ناشي از جنبه هاي کنترل نشده محیط به وجود مي آید.

۳-۱-۱-۲ محدودیتهای منابع

به دلیل محدودیتهاي جدي در منابع به راه حلهاي جدید زیادي نیاز است. منابع اصلي شامل این موارد مي شوند: توان، سرعت پردازنده، حافظه و پهناي باند ارتباطي. از آنجا که شبکه حسگر بي سیم احتمالا شامل تعداد زیادي گره مي باشد هزینه نیز یک مساله مهم در این‌گونه شبکه ها است. نه تنها براي حل مسائل بخصوص نیاز به راه حلهاي جدید است بلکه باید آنها را ارزیابي نمود. براي مثال، به یک مدیریت توان بهتر براي یک گره نیاز است. این راه حل ممکن است شامل قرار دادن یک گره یا چند جزء آن گره در حالت خواب باشد. علاوه بر آن، لازم است تصمیم گیري شود که چه موقع راه با توان بیشتري ارسال شود تا اینکه نیاز به تعداد گام کمتري در مسیر براي رسیدن به مقصد باشد یا چه مواقعي بهتر

---
[1] ID
[2] Noise

است توان ارسال کمتر و تعداد گامها براي رسيدن به مقصد بيشتر باشد. اگر گره اي در دريافت درست پيغام خود دچار مشکل شده است، ممکن است بتواند بطور فيزيکي حرکت داده شود، با توان بيشتري اطلاعات ارسال کند يا در يک فرکانس متفاوت ارسال نمايد. بسياري از مشکلات جديد تخصيص و مديريت منابع که در شبکه هاي حسگر بي سيم ديده مي شود اين مزيت را دارد که اقدامات بالقوه زيادي نيز براي آنها مي توان انجام داد. نحوه تصميم گيري و درک کيفيت کلي تصميم گيري در مورد منابع براي کل شبکه حسگر چالشهاي اصلي محسوب مي شوند.

۳-۳-۱-۳ پیشگویی ناپذیری

یک شبکه حسگر بي سيم در معرض عوامل ناشناخته زيادي از جهات مختلف قرار دارد. ابتدا اينکه، شبکه حسگر بي سيم در محيطي مستقر مي شود که جنبه هاي غيرقابل کنترل دارد (مانند وقتي و جايي که در اثر زلزله در يک شهر آتش سوزي ايجاد مي شود). دوم، شبکه حسگر بي سيم به علت انواع مختلف تداخلات راديويي در معرض خطاهاي فيزيکي و پيغامهاي از دست رفتة زيادي قرار دارد. سوم، گره ها به تنهايي قابل اتکا نيستند. چهارم، همه حسگرها را نمي توان به‌طور مناسب تنظيم و درجه بندي نمود. پنجم، اتصال و ساختارهاي مسيريابي بطور پويا تغيير مي کنند. ممکن است حتي شبکه به بخشهاي مجزا تقسيم شود. ششم، گره هاي جديدي ممکن است اضافه يا گره هاي قديمي از شبکه حسگر بي سيم حذف شده باشند. اين بدين معني است که مجموع کل ظرفيت منابع ثابت نشده است. هفتم، موجود بودن توان در هر گره به‌طور چشمگيري مي تواند تفاوت داشته باشد حتي زماني که گره به‌صورت اوليه مستقر شده است. هشتم، ممکن است گره ها به‌طور فيزيکي حرکت داده شده باشند يا توان خودشان را کنترل کرده و در نتيجه همبندي را تجديد ساختار نموده باشند. مسائلي ديگري از اين دست نيز وجود دارد.

از آنجا که شبکه هاي حسگر بي سيم براي عملکرد با مديريت مستقيم کم مستقر مي شوند، اين شبکه ها بايد قابليتهاي خود ترميمي داشته باشند. طرح اين مساله به عنوان چالش آسان است اما دست يابي به آن دشوار است.

۳-۱-۳-۴ تراکم/مقیاس زیاد

تعدادي از راه حلهايي که براي شبکه هاي بي سيم ارايه شده‌اند بستگي به مقدار کمينه تراکم گره ها دارند. مسائل مطرح در اين حوزه شامل محاسبه تراکم براي موقعيتهاي مختلف و کسب اطمينان از اين که شبکه هاي حسگر بي سيم عملا به آن تراکم مي رسند و راه حلهايي که نيازمند حداقل تراکم است تا بتوان هزينه را به حداقل رسانده و عمر سيستم را تا حد ممکن با استفاده از توان کم به حداکثر رساند.

اگر تراکم زياد است و شبکه حسگر بي سيم در يک منطقه وسيع مستقر شده است پس ما يک سيستم در مقياس بزرگ داريم. اين سيستم بزرگ در معرض خطاهاي زياد، اختلال امواج و ديگر ناشناخته‌ها (همان‌طور که در بالا شرح داده شد) قرار دارد و به‌شدت غيرمتمرکز است. علاوه بر آن، وقتي يک شبکه حسگر بي سيم مستقر مي شود بايد به‌طور خود کار[1] و خود نگهدار[2] کار کند. همه اين موارد مي توانند به بخشهاي سيستم که در اهداف متقابل کار مي کنند کمک کنند. يکي از اثرات بد اين تقابلها، نوعي شرايط رقابتي است که باعث مي شود سيستم هرگز به يک وضعيت پايدار نرسد. براي اينکه قراردادها و الگوريتمها خود پايدار[3] باشند نياز به تحقيق است. عليرغم اين حقيقت که الگوريتمها بايد ساده و کم هزينه باشند در عين حال بايد زماني که در تعداد زياد مورد استفاده قرار ميگيرند منسجم و صحيح نيز باشند.

۳-۱-۳-۵ بی‌درنگی

شبکه هاي حسگر بي سيم در يک دنياي واقعي عمل مي کنند به همين دليل محدوديت رعايت موعد در مورد آنها حائز اهميت است. اين سيستمها نيازهاي زماني ضمني دارند مانند وقتي که يک کاربر وارد يک محدوده مي‌شود بايد در مدت زمان کوتاهي شناسايي شود. هرچه اين کار سريعتر صورت بگيرد سيستم را کارآتر مي‌دانيم. با اين وجود، بسياري از شبکه هاي حسگر نيز نيازمنديهاي بي درنگ صريحي

---

[1] Self-operating
[2] Self-maintaining
[3] Self-stabilized

دارند که مربوط به محيط است. براي مثال، يک سرعت سنج بايد هر ۱۰ ميلي ثانيه خوانده شود در غير اين صورت تخمين بدي از سرعت انجام مي شود و احتمالاً آن وسيله با يک مانع برخورد مي‌کند. همچنين ممکن است موعدهاي مقرر نيز براي مسير انتها به انتها[1] تعيين شده باشد مثلا مقادير خوانده شده از فشار بايد هر بار بطور دوره‌اي و به موقع به يک مانيتور و ايستگاه راه اندازي[2] منتقل شود. به دليل مقياس بزرگ، غير مشخص، اختلال امواج و غيره، تضمين ويژگيهاي بي‌درنگي بسيار دشوار است. تحقيقات جديدي که کنترل بازخورد [2]، [74]، [76] را به‌کار مي گيرند، اين نکات را بررسي مي‌کنند. با اين حال، چالشهاي زيادي در طراحي بي درنگي و تحليل راه حلها براي شبکه هاي حسگر وجود دارد. اين چالشها به دليل مقياس بزرگ و جنبه هاي غيرقابل اعتماد اين سيستمها تشديد مي‌شوند.

۳-۳-۱-۶ امنيت

از آنجا که بسياري از شبکه هاي حسگر براي کاربردهاي بحراني مستقر مي شوند، تضمين هم امنيت[3] و هم ايمني[4] در آنها ضروري است. متاسفانه برقراري و حفظ امنيت ممکن است دشوارترين مساله در اين شبکه ها باشد. بويژه، استراق سمع يا حمله به سرويسهاي شبکه حسگر بي سيم آسان است. علاوه بر آن، اغلب راه حلهاي ارتباطي و هماهنگي بي درنگ، به مسائل امنيتي نمي پردازند لذا بهره‌برداري از راه حلهاي اجرا شده در يک شبکه حسگر بي سيم براي يک فرد مهاجم آسان است.

يک مشکل اساسي اين است که شبکه هاي حسگر بي سيم ظرفيت محدودي دارند و راه حلهاي امنيتي تشنه منابع هستند. براي مثال، بسياري از شبکه هاي حسگر بي سيم به دليل هزينه و سادگي گره ها يک ارتباط تک فرکانسي ايجاد مي کنند. اين مساله باعث مي شود تا شبکه در مقابل استراق سمع ناتوان يا ضعيف باشد. به دليل طبيعت بي سيم شبکه هاي حسگر يک فرد مهاجم مي تواند گره خود را به‌گونه‌اي مستقر نمايد که بتواند اقدامات زيادي براي حمله به سرويسهاي شبکه انجام دهد. برخي

[1] End-to-end
[2] Actuation
[3] Security
[4] Safety

از این اقدامات مي تواند این باشد که بسادگي با انرژي زیاد داده هایي را منتشر[1] و اعلام کند که سریعترین مسیر به همه جا از طریق این گره مي باشد و بسته هاي دریافتي را به سرقت ببرد یا درخواستهاي بیدارباش[2] به گره هاي مجاور بفرستد و باعث تحلیل رفتن انرژي آنها شود. توجه کنید که وقتي یک فرد مهاجم یک گره براي اختلال سرویس مستقر مي کند، ویژگیهاي خود سازمانده[3] و مثبت شبکه هاي حسگر بي‌سیم را براي نفوذ از طریق شکافهاي امنیتي آسیب پذیر مي کند.

راه حلهاي قراردادي براي کنترل دسترسي به رسانه، مسیریابي، کنترل تراکم، و دیگر موارد اینچنین، همگي قصد دارند تا با حداقل هزینه عمل کنند. این مساله نیز آنها را در معرض تهدیدات امنیتي قرار مي دهد. براي مثال، یک راه حل خوب براي شبکه هاي حسگر بي سیم بزرگ اولویت دادن مسیریابي به بسته‌هایي است که از طریق گره عبور مي‌کنند تا اینکه پذیرش بسته هاي جدید صورت گیرد. این مساله از تاخیر زیادي در دریافت بسته ها جلوگیري مي کند که باید از بخش بزرگي از شبکه حسگر عبور کنند. این پروتکل حملات سیل آسا[4] را موثرتر مي کند مثلا به یک مهاجم که حمله سیل‌گونه مي کند اولویت داده مي شود. اساساً چالشهاي تحقیقاتي براي امنیت در شبکه هاي حسگري بسیار وسیع و دشوار هستند و به طرحهاي سبک[5] نیاز است. راه حلها باید از طبیعت شبکه هاي حسگر در ارتباط با مواردي مانند موارد زیر بهره ببرند:

(۱) اغلب داده ها براي مدت زمان کوتاهي معتبر هستند لذا امنیت با طرحهاي سبک مي تواند موثر باشد.

(۲) گره هاي تکي ممکن است دانش کمي در مورد خودشان داشته باشند لذا حفاظت از عملکرد تراکم داده مي تواند ممکن باشد.

(۳) ایده هاي جدید در مورد محدودیتهاي اساسي براي امنیت در این سیستمها مورد نیاز است. جزئیات بیشتر در [117] مورد اشاره قرار گرفته است.

---
[1] Broadcast
[2] Wake-up requests
[3] Self-organizing
[4] Flooding
[5] Lightweight

۳-۳-۲ مسائل شبکه‌ای

براي پشتيباني از خدمات سطح بالا بايد در شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم قراردادهاي ارتباطي جديدي ايجاد شود. در اغلب برنامه هاي کاربردي شبکه هاي حسگر بي سيم، تعداد زيادي حسگر در يک منطقه مستقر شده است و تعداد کمي گره هاي قوي‌تر که به آنها ايستگاههاي پايه[1] گفته مي شود (مثلا دروازه هاي اينترنتي يا مراکز فرمان و کنترل) رابطهاي متحرک[2] با کاربران ايجاد مي کنند. ممکن است در اين سيستم کاربر بخواهد از طريق ايستگاههاي پايه محيط فيزيکي را جستجو، يا اينکه بخواهد يک رويداد را ثبت کند. وقوع يک رويداد به طور خودکار باعث راه اندازي يک جستجوي خاص مي شود. براي مثال، يک کاربر مي تواند رويداد بروز آلودگي را در يک منطقه ثبت کند، و يک درخواست[3] (يا پرسمان) بر روي رويداد جهت گزارش دادن حجم آلودگي رديابي شده تعيين کند. قبل از ارسال اطلاعات به يک ايستگاه پايه، حسگرهاي درون منطقه محلي، داده هاي خام حسگر را جمع کرده و اطلاعات قابل اعتماد بوجود مي آورند. براي مثال، حسگرهاي صوتي ممکن است در بين چندين گره عمل مثلث‌يابي انجام دهند تا در مورد مکان يک تانکر يا فرستده تصميم گيري کنند. ارتباطي که برپايه حسگر باشد موظف است داده جمع آوري شده را به ايستگاه پايه گزارش دهد که اغلب گامهاي زيادي را بايد طي کند.

وظيفه اصلي شبکه هاي حسگر بي سيم جمع آوري قابل اعتماد و توزيع اطلاعات در يک قالب زماني است که به کنترل کننده ها امکان مي دهد تا اقدامات لازم را انجام دهند حتي در صورتي که دستگاههاي حسگر پراکندگي ضعيفي داشته باشند، يا تداخلهاي بي سيم/صوتي وجود داشته باشند و يا خرابي بوجود بيايد. اطلاعات تاريخ گذشته استفاده‌اي ندارد، براي مثال، وقتي اطلاعات يک شيء که رديابي شده است دريافت مي شود، ممکن است ديگر در آن نزديکي نباشد. اين نشان دهنده يک چالش فني کليدي در همکاري است يعني اينکه چطور به‌صورت بي درنگ و به‌طورموثر حسگرها را در يک شبکه حسگر بي‌سيم غيرقابل اعتماد هماهنگ نموده و آنها را کنترل کرد. بويژه، به علت ويژگيهاي منحصربفرد شبکه هاي حسگربي سيم متمرکز بر داده، مسائل جديد زيادي بوجود مي آيد و قراردادهايي

[1] Base station
[2] Mobile interface
[3] Query

که قبلا براي شبکه هاي اقتضايي عمومي و/يا باسيم طراحي شده اند بايستي سازگار شوند يا به‌طور کامل از نو طراحي شوند.

اکنون ما وجوه تمايز کليدي اين شبکه‌ها را تشريح مي کنيم:

- متمرکز بر داده (Data-centric): شبکه‌هاي سنتي (مانند اينترنت و شبکه‌هاي اقتضايي متحرک) مبتني بر نشاني هستند. در چنين شبکه‌هايي داده‌ها از طريق يک مسير ميان دو يا چند گره نشاني‌دار مبادله مي شوند. برخلاف آنها شبکه‌هاي حسگربي سيم بطور ذاتي متمرکز بر داده [61] هستند. داده‌ها از چندين منبع مرتبط به يک پديده مشترک فيزيکي بايد جمع‌آوري شده و به يک ايستگاه پايه ارسال شود. عدم تطابق ميان پروتکلهاي مبتني بر نشاني و شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم باعث ايجاد پروتکلهاي جديد متمرکز بر داده [51] شده است که کارآيي انرژي بسيار بهتري در شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم را به‌وجود آورده اند.
- مبتني بر مکان (Location-based): از آنجا که شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم به محيطهاي فيزيکي مي پردازند، داده‌ها معمولا بجاي شناسه‌هاي منطقي (ID's) با مکانهاي فيزيکي هماهنگي دارند. با اين حال، ارتباطات متمرکز بر داده را مي توان به‌وسيله دسته‌هاي ارتباطي مبتني بر مکان پشتيباني نمود. به‌جاي درخواست کردن (يا پرسمان) از يک حسگر داراي شناسه (مثلاً ID 1002) کاربر اغلب از يک مکان يا منطقه فيزيکي درخواست مي کند. شماره‌هاي شناسايي حسگرهايي که در آن منطقه قرار گرفته اند لزوماً داراي اهميت نيست. هر حسگري که در منطقه قرار دارد که درخواست را دريافت مي کند مي تواند هماهنگي محلي براي جمع آوري داده‌هاي درخواست شده را آغاز کند. يک سرخوشه مي‌تواند انتخاب شود تا نتيجه درخواست را به ايستگاه پايه بفرستد. قراردادهاي جديد متمرکز بر داده و متمرکز بر مکان (مثلا Directed diffusion[51] ، GPSR [57]، و RAP[75]) براي بهبود مقياس پذيري و کارآيي شبکه‌هاي حسگر بي سيم ايجاد شده اند.

• مقياس بزرگ: شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم مقياس بزرگ مستلزم قراردادهاي ارتباطي هستند که بسيار مقياس پذير[1] باشند، حداقل وضعيت کلي را در درون شبکه حفظ کنند و تا حد ممکن هزينه‌هاي کنترلي کمي داشته باشند.

• بارهاي کاري غيرقابل پيش بيني: در حالي‌که يک شبکه حسگر بي سيم ممکن است مدت زمان زيادي ساکت باشد، يک "منطقه داغ" ارتباطي مي تواند در اثر رويدادهاي همزمان به يکباره ظهور کند. براي مثال، آتش سوزي مي تواند باعث شود تا همه حسگرهاي فعال در يک منطقه جريانهاي داده‌اي ايجاد کنند. براي پرداختن به چنين الگوهاي ترافيکي غيرقابل پيش بيني و دستيابي به تضمينهاي بي درنگي به پروتکلهاي وفقي[2] نياز است.

• توزيع غير يکسان گره: وقتي حسگرها براي کاربردهاي محيطي در مکانهاي باز قرار داشته باشند، امکان دارد درست توزيع نشده باشند. لازم است که از حسگرهاي "مسيرياب"[3] متحرک براي پر کردن "حفره ها"[4] استفاده نمود و اتصال شبکه را حفظ کرد يا همبندي و کنترل توان را به شيوه سلسله مراتبي و/يا خوشه‌اي[5] به انجام رساند. اين حقيقت که گره‌ها به‌طور يکسان توزيع نشده‌اند دلالت بر اين دارد که قراردادهاي مسيريابي متعارف و شبکه اقتضايي [113], [105], [90] , [91] ,[89] ,[77] ,[59] ,[54] ,[55] ,[27] ,[16] بهترين عملکرد را ندارند.

• درجه بالاي خطا: شبکه هاي حسگر بي‌سيم نسبت به شبکه هاي سنتي نرخ خطاي بالاتري دارند. همانند ديگر شبکه هاي بي سيم، اتصال ميان گره ها مي تواند به دليل پارازيتها و موانع محيطي قطع شود. گره ها ممکن است به دليل تخليه توان، تغييرات محيطي يا خرابي شديد (مثلا در تصادف با اتومبيل) از بين بروند. با اين حال، کاربرد عملي شبکه هاي حسگر بي سيم معمولا با وجود اين خطاها نمايش داده مي شوند. در مورد امنيت داخلي، قراردادهاي امنيتي که نه تنها

---
[1] Scalable
[2] Adaptive
[3] Router
[4] Holes
[5] Clustering

کارآيي دارند و در مقابل خرابي اجزاء تکي مقاوم هستند بلکه با وجود ميزان بالاي خطا خود-پايدار[1] هستند بايد ايجاد شوند.

- محدوديت انرژي: چون شبکه هاي حسگر بي سيم با باتريهاي کوچک کار مي کنند و اغلب لازم است به مدت طولاني کار کنند، حفظ انرژي يک مساله کليدي در اين شبکه ها محسوب مي شود. مطالعات اخير نشان داده است که ارتباطات راديويي مصرف کننده اصلي انرژي در شبکه هاي حسگربي سيم است [49]. حفظ انرژي يک چالش بويژه مهم در لايه هاي ارتباطي است. در آينده ممکن است سلولهاي خورشيدي به گره هاي شبکه حسگربي سيم متصل شود اما نگهداري و حفظ انرژي يک چالش کليدي تحقيقاتي باقي خواهد ماند.

۳-۳-۲-۱ لايه کنترل دسترسی به رسانه (MAC)

در شبکه‌هاي بي‌سيم، عملکرد لايه MAC غالباً از طريق نيازمنديهاي پهناي باند مورد نياز، مصرف توان، کم کردن رقابت، و پشتيباني براي حفظ اتصال شبکه اندازه‌گيري مي‌شود. تأخير انتقال سيگنال که در ارسال پيغام ايجاد مي‌شود کميتي نيست که بتواند بهينه شود اما احتمالاً اين زمان به دليل اينکه شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم در کاربردهاي بحراني مستقر مي شوند اهميت پيدا مي کند. عمل به موقع احتمالاً دشوارترين نيازمندي است که بايد برآورده شود چرا که توازن توان مصرفي، کاهش تداخلات و کارآيي زمان‌بندي و مسيريابي را مطرح مي سازد. پروتکلهاي MAC موجود براي شبکه‌هاي بي‌سيم چند گامي[2] را مي‌توان به سه شکل تقسيم نمود: براساس زمان بندي، رقابت و ترکيبي از اين دو.

۳-۳-۲-۲ لايه شبکه

۳-۳-۲-۲-۱ قرارداد مسيريابی اقتضايی (Ad Hoc)

مطالب نوشته شده در زمينه مسير يابي اقتضايي بسيار زياد و غني است و ما اغلب کارهاي موجود که بيشترين ارتباط را با شبکه هاي حسگر بي‌سيم دارند خلاصه مي کنيم. ما قراردادهاي

[1] Self-stabilized
[2] Multihop

مسيريابي را با استفاده از طبقه بندي زير دسته بندي مي كنيم: (١) مسيريابي تخت[1] (٢) مسيريابي سلسله مراتبي[2]. در مسيريابي تخت، هر گره مسئوليتي برابر در نگهداري اطلاعات مسيريابي و ارسال مجدد بسته ها دارد. الگوريتمهاي مسيريابي در اين طبقه بندي را مي توان بصورت‌هاي زير رده بندي نمود:

(الف) مسيريابي پيش‌دستانه[3]: اين الگوريتمها مسيرها را بطور مداوم براي همه گره هاي قابل دستيابي حفظ مي كنند. آنها به انتشار دوره‌اي به روزآمدي مسير نياز دارند.

(ب) مسيريابي واكنشي[4]: اين الگوريتمها تنها در صورتي كه مسيري براي ارتباط نياز باشد آن را ايجاد نموده و حفظ مي كنند. مسيرهاي جديد زماني حاصل مي شوند كه ارتباطي بين مبدأ و مقصد بايد ايجاد شود و در طي طول عمر ارتباط حتي با وجود تغييرات در همبندي شبكه اين مسير حفظ مي‌شود.

(ج) مسيريابي جغرافيايي[5]: پروتكلهاي مسيريابي جغرافيايي مانند GPSR [57] از مكان گره‌ها در تصميمات مسيريابي استفاده مي كند. بويژه GPSR يک بسته را به يک گره مجاور ارسال مي كند اگر ١) فاصله جغرافيايي كوتاهتري نسبت به مقصد بسته در بين همه گره‌هاي مجاور داشته باشد، و ٢) نسبت به گره جلو برنده[6] تخمين نزديكتري داشته باشد. وقتي چنين گره هايي وجود نداشته باشند، بسته ها ممكن است به داخل يک منطقه غيرمعتبر هدايت شوند. تنها وضعيتي كه از هر گره توسط GPSR حفظ مي شود، مكانهاي همسايگان مجاور است، كه به جاي اندازه شبكه متناسب با حجم شبكه است. در نتيجه، GPSR بويژه براي شبكه هاي حسگر بي سيمي مناسب است كه از ارتباطات "موقعيت نشان"[7] پشتيباني مي كنند.

[1] Flat routing
[2] Hierarchical routing
[3] Proactive routing
[4] Reactive routing
[5] Geographic routing
[6] Forwarding node
[7] Location-addressed

۳-۳-۲-۲-۲ قراردادهای مسیریابی دارای نیازمندیهای بی درنگ

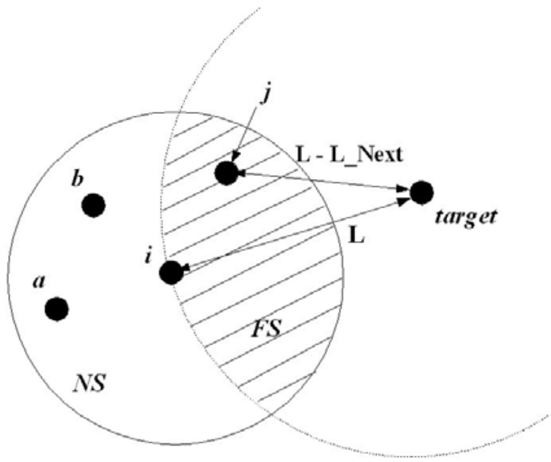
ارائه تضمينهاي انتها به انتهاي بي درنگ يک مشکل عمده در شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم است. به علت تعداد حالت مورد نياز و سربار سيگنال، طرحهاي رزرونمايي[۱] براي مقياس بزرگ شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم مناسب نيستند. بجاي آن، تضمينهاي زماني بايد با حداقل تعداد حالت و سيگنال دهي انتها به انتها بدست آيد. قرارداد مسيريابي براي اجتناب از ازدحام غيرقابل پيش بيني و حفره ها در شبکه بايد انطباقي باشد.

- **پروتکل SPEED [45]**

علت نام‌گذاري اين پروتکل اين است که اين پروتکل در هر گام سرعت ارسال بسته‌ها را مورد بررسي قرار مي‌دهد و بسته‌ها را با سرعت حداکثر به منظور رعايت موعد آنها به سمت مقصد نهايي روانه مي‌کند. هسته اصلي اين پروتکل واحدي بنام SNGF[2] مي باشد که ارسال جغرافيايي بسته‌ها را بصورت غيرقطعي بر عهده دارد. منظور از بدون وضعيت بودن اين پروتکل اين است که هر گره تنها اطلاعات محدودي از گره هاي همسايه خود دارد و تصميمات مسيريابي در هر گره بصورت کاملاً محلي انجام مي‌شود و به همين علت مقياس پذير مي باشد. در SNGF بسته ها از طريق مسيريابي جغرافيايي به گرهي ارسال مي شوند که نسبت به گره جاري به اندازه مسافت خاصي (K) به مقصد نزديک تر باشد و علاوه بر آن تاخير ارسال به آن گره کمتر از يک حد خاص(D) باشد. روش يافتن گره بعدي در مسير در شکل ۳-۳ آمده است. مکان جغرافيايي گره‌هاي همسايه و تاخير ارسال به اين گره‌ها از طريق تبادل بسته‌هاي راهنما[۳] بين گره‌هاي همسايه مشخص مي‌شود.

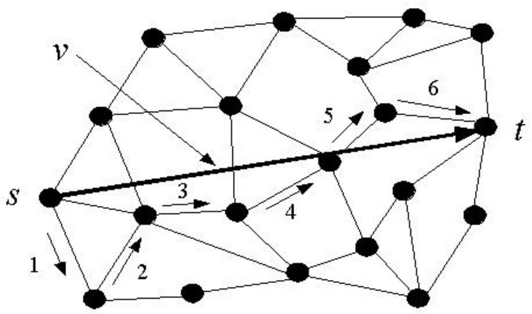
اگر چنين گرهي در همسايگي گره جاري موجود نباشد بسته موردنظر بصورت احتمالي حذف مي‌شود[٤] تا بار در شبکه تنظيم شود. در همين هنگام پروتکل با شروع فرآيند مسيريابي معکوس تحت فشار[5] مانع از انتقال ترافيک به سمت منطقه دچار ازدحام مي شود.

---
[1] Reservation
[2] Stateless Nondeterminstic Geographical Forwarding
[3] Beacon
[4] Drop
[5] Backpressure Packet re-Routing



شکل ۳-۳: نحوه يافتن گره بعدي در مسير در پروتکل SPEED

شکل ۳-۴ مفهوم سرعت ارسال بسته در شبکه در پروتکل SPEED را نشان مي دهد. هنگامي که يک بسته از منبع S به سمت مقصد t در طي گام هاي ۱ تا ۶ حرکت مي کند، سرعت ملاحظه شده حداقل برابر با v خواهد بود.



شکل ۳-۴: سرعت مورد نياز براي ارسال بسته در شبکه در پروتکل SPEED

در اين نوع مسيريابي بسته ارسالي در هر گام انتقال به اندازه مسافت جغرافيايي k به مقصد نزديک‌تر مي‌شود، که در نتيجه بسته براي رسيدن به مقصد بايد تعداد (k/ فاصله منبع تا مقصد) گام را طي کند. در نتيجه براي هر بسته مي‌توان تأخير انتها به انتها را بصورت تقريبي مشخص کرد اما اين تاخير را نمي‌توان تضمين کرد. به همين علت اين پروتکل مخصوص زمانبندي در کاربردهاي بي درنگ نرم مي‌باشد. [65] يکي از معايب اين پروتکل اين است که در انتخاب مسير توجهي به ميزان انرژي مصرفي نشده است و محدوديت انرژي گره‌ها نيز در آن در نظر گرفته نشده است. پروتکل هاي ديگري وجود

دارند که ازپروتکل Speed مشتق شده و بهبودهایي در آن ایجاد کرده اند، از جمله این پروتکل‌ها پروتکل FT-Speed [129] است که مشکل Speed را در مواردي که هیچ گرهي در همسایگي گره جاري به مقصد نزدیک تر نیست از طریق مسیریابي پیراموني[1] حل مي کند. از طریق شبیه‌سازي‌هاي صورت گرفته مشخص شده که میزان ارسال موفقیت‌آمیز بسته‌ها در این پروتکل نسبت به Speed بهبود خوبي داشته است. پروتکل دیگري که از این پروتکل مشتق شده است پروتکل MMspeed [33] مي‌باشد که تنها تفاوت آن با Speed در این است که خدمات با سطوح مختلف در شبکه را پشتیباني مي‌کند و براي ارسال به موقع انواع مختلف بسته ها سرعت هاي مختلفي فراهم مي کند. تفاوت این پروتکل با Speed در این است که در این پروتکل براي ارسال بسته ها تنها به موعد بسته ها توجه نمي‌کند بلکه به نوع بسته هم توجه مي کند و بسته ها با انواع متفاوت را از مسیرهاي جداگانه ارسال مي‌کند.

- **پروتکل RAP [75]**

در این پروتکل هم همانند دو مورد قبلي تصمیمات مسیریابي در هر گره بصورت محلي انجام مي‌شود و هر گره اطلاعاتي محدود در حد مکان و شناسه گره هاي همسایه را در حافظه خود نگهداري مي کند. براي هر بسته ورودي میزان سرعت مورد نیاز آن بسته براي اینکه قبل از موعد به مقصد برسد بر حسب فاصله تا مقصد (با فرض اینکه هر گره از مکان خود و گره مقصد آگاه است) و موعد بسته محاسبه مي شود. این سرعت معیاري براي اولویت‌بندي گره‌ها در صف مي‌باشد، هرچه سرعت موردنیاز بسته بیشتر باشد اولویت آن هم بیشتر است. محاسبه سرعت مورد نیاز بسته مي تواند به دو صورت ایستا و پویا انجام شود. در حالت ایستا این سرعت فقط یک‌بار در گره منبع محاسبه مي شود و تا انتهاي مسیر براي ارزیابي اولویت بسته استفاده مي شود اما در حالت پویا در هر گره سرعت مورد نیاز بسته بر اساس فاصله گره جاري تا مقصد و اختلاف زمان موعد با زمان تلف شده محاسبه مي شود. بدیهي است که روش دوم بسیار کاراتر است. سپس این بسته ها برحسب اولویت (سرعت محاسبه شده) در صف ارسال قرار

[1] Perimeter routing

مي‌گيرند. صف اولويت در گره ها مي تواند به دو صورت تک صفي و چند صفي باشد، در حالت تک صفي به محض ورود هر بسته کل صف بايد مجدداً تنظيم شود که سربار زيادي دارد. اما در حالت چند صفي هر صف مخصوص بسته هايي با يک محدوده اولويت است و هر بسته به محض ورودش به گره بر اساس اولويتش در يکي از اين صف ها قرار مي گيرد. چون روش دوم سربار کمتري دارد در اين پروتکل از روش دوم استفاده شده است. انتخاب گره بعدي براي ارسال از طريق مسيريابي جغرافيايي صورت مي گيرد و بسته به گرهي ارسال مي شود که از نظر جغرافيايي نسبت به گره جاري به مقصد نزديک تر باشد. اين پروتکل تغييراتي در لايه MAC هم صورت داده به اين ترتيب که ميزان زمان DIFS براي بسته‌هايي با اولويت بيشتر کمتر است و همچنين اندازه CW[1] براي بسته‌هايي با اولويت بيشتر کمتر است. روش مسيريابي اين پروتکل همانند SPEED مسيريابي جغرافيايي است. به واسطه زمانبندي و اولويت بندي صورت گرفته در گره ها براي ارسال بسته ها اين پروتکل از نظر تاخير بهتر از SPEED عمل مي کند. از معايب اصلي اين پروتکل مي توان به در نظر نگرفتن انرژي در مسريابي بسته ها اشاره کرد.

- **پروتکل JITS[2] [72]**

هدف اين پروتکل ارسال به موقع ترافيک بي درنگ به سمت مقصد است. در اين پروتکل ازدحام مورد توجه قرار مي‌گيرد و سعي مي‌شود تا از بوجود آمدن آن جلوگيري گردد. در اين پروتکل علاوه بر اينکه بسته ها داخل گره ها اولويت بندي مي شوند، ارسال آنها براي مدت زماني که متناسب با موعد و فاصله شان تا مقصد است به تاخير مي افتد. اين تاخير در ارسال بسته ها علاوه بر اينکه بر ارسال به‌موقع بسته ها تاثيري ندارد و آن را نقض نمي کند از بوجود آمدن "نقاط داغ" در شبکه جلوگيري مي‌کند، بعلاوه شانس هر بسته را براي شرکت در يک تجميع داده گسترده تر و موثرتر افزايش مي دهد. در واقع ايده اصلي اين پروتکل اين است که زمان باقي‌مانده يا فرصت[3] بسته را بين تمامي گام ها بطور يکنواخت توزيع مي کند.

[1] Contention Window
[2] Just-In-Time Scheduling
[3] Slack time

در هنگام جمع آوري اطلاعات ميزان رقابت براي کانال در گره هاي نزديک به چاهک بيشتر است، بنابراين راه حل ديگر اين است که زمان فرصت بسته به طور يکنواخت بين خطوط ارتباطي[1] تقسيم نشود و به خطوط نزديک به چاهک زمان بيشتري اختصاص داده شود ويا اينکه برخي اوقات زمان بيشتر را به خطوط نزديک به منبع اختصاص داد تا تجميع داده موثرتري صورت گيرد.

ميزان تاخيري که مي توان در ارسال يک بسته ايجاد کرد از رابطه زير بدست مي آيد:

$$\text{target-delay}=\frac{\text{deadline-delay}_{\text{end to end}}}{\text{distance(X,sink)}}\times\alpha \qquad (۳-۱)$$

ضريب آلفا يک ضريب ايمني است اگرمقدار اين ضريب يک باشد يعني از تمام زمان فرصت استفاده شده است، اما گاهي اوقات براي اطمينان، مقدار اين ضريب را کمتر از يک قرار مي دهند تا از برآورده شدن موعد بسته اطمينان حاصل شود.

بعد از تعيين ميزان مجاز زمان تاخير ارسال بسته، بسته هايي با Target-delay بيشتر حق تقدم کمتري در ارسال دارند. در اين پروتکل هم مي توان تاخير بسته را در گره منبع محاسبه کرد و تا انتهاي مسير همين محاسبه را در تصميمات شرکت دهيم که به اين حالت ايستا مي گويند و يا اينکه مي‌توان تاخير را در هر گام مجدداً محاسبه کرد که به اين حالت پويا مي گوييم. بديهي است که روش دوم کاراتر است زيرا در روش اول ميزان زماني که ممکن است بسته در گره هاي مياني در صف منتظر بماند (که برخي اوقات اين زمان از تاخير مجاز هم بيشتر مي شود) در نظر گرفته نشده است. دراين حالت ميزان زمان تلف شده از مقدار موجود در صورت کسر بالا کم مي شود. در حالتي که مي خواهيم زمان بيشتري به گام هاي نزديک چاهک اختصاص دهيم، ميزان تاخير از فرمول رابطه زير محاسبه مي‌شود:

$$\text{target-delay}=\frac{\text{deadline-delay}_{\text{end to end}}}{2^{\frac{\text{remaining distance}}{\text{one hop distance}}}} \qquad (۳-۲)$$

[1] Link

در اینجا هر چه فاصله باقي مانده کمتر باشد (به چاهک نزدیکتر شویم) میزان تاخیر افزایش مي‌یابد.

براي اولويت بندي بسته هاي ورودي برخلاف RAP از یک صف استفاده مي شود. علت این مسئله این است که اولاً با استفاده از یک صف خیلي راحت‌تر مي توان اولویت ها را تشخیص داد، ثانیاً در این پروتکل زمان پردازش عملیات صف به هنگام ورود یک بسته جدید بسیار کمتر از تاخیر صف است در نتیجه مثل RAP روي کارايي اثر ندارد. بسته‌ايي که در سر صف قرار دارد هنگامي ارسال مي‌شود که زمان Target delay آن تلف شود. از معایب مهم این پروتکل در نظر نگرفتن محدوديت انرژي گره ها در تصمیمات مسیریابي است.

- **پروتکل RPAR[1] [23]**

این پروتکل همانند پروتکل هاي قبلي براي کاربردهاي بي درنگ طراحي شده است با این تفاوت که محدودیت هاي انرژي گره هاي حسگر نیز در آن در نظر گرفته شده است. این ملاحظه انرژي در مسیریابي از طریق تنظیم پوياي توان انتقالي بسته در حین مسیر یابي بسته انجام مي شود. در این پروتکل به محض ورود بسته به یک گره سرعت موردنیاز آن بسته براي رسیدن به موقع به مقصد بر اساس فاصله گره تا مقصد و زمان باقي مانده تا موعد محاسبه شده و براساس این سرعت بسته ها در صف اولویت قرار مي گیرند.

در هنگام ارسال بسته موجود در سر صف اولویت به گره بعدي سعي مي شود گرهي انتخاب شود که علاوه بر اینکه سرعت موردنیاز بسته مورد نظر را برآورده کند از نظر انرژي هم به صرفه باشد. بدین منظور گره جاري براي تمام گره هاي موجود در جدول همسایگي‌اش سرعت را از طریق رابطه زیر محاسبه مي کند:

$$v_{prov}(S,D,(N,p)) = \frac{d(S,D) - d(N,D)}{delay(S,(N,p))} \qquad (۳-۳)$$

1 Real-Time Power-Aware Routing

این سرعت، سرعت بدست آمده در ارسال به گره همسايه N با توان انتقال p مي باشد. از ميان گره هاي همسايه گره هايي که سرعتشان از سرعت مورد نياز ارسالي بسته بيشتر باشد براي ارسال در نظر گرفته مي شوند. از ميان اين گره ها گرهي انتخاب مي شود که انرژي ارسالي بسته از طريق آن گره به گره مقصد کمتر از بقيه باشد. روش محاسبه اين انرژي در مقاله اصلي [23] آمده است. اگر هيچ گرهي از ميان همسايگان گره جاري نتواند سرعت مورد نياز بسته را تامين کند، کار به واحدي بنام مديريت همسايه سپرده مي شود. اين واحد با افزايش توان ارسالي بسته بار ديگر سرعت گره هاي موجود در جدول را محاسبه و در صورت بدست آمدن سرعت موردنياز از طريق يکي از گره هاي همسايه، آن گره را براي ارسال انتخاب مي کند. همچنين اين واحد در مواردي که سرعت گره ها خيلي بيشتر از سرعت موردنياز بسته باشد به منظور کاهش توان مصرفي توان ارسالي را با يک ضريب کاهش مي دهد.

- **پروتکل EA-QoS[1] [5]**

در اين پروتکل هم محدوديت هاي بي درنگي بسته هاي ارسالي و هم محدوديت انرژي گره ها در نظر گرفته شده است. در اينجا فرض شده است که هر گره قادر است بسته هاي بي درنگ را از بسته هاي ديگر جدا کرده وهر يک را در صف مخصوص قرار دهد، سپس در ارسال بسته ها به هر ترافيک درصد خاصي از پهناي باند را تخصيص دهد. به عنوان مثال، در هر گره r % پهناي باند به ترافيک بي درنگ و (1-r)% پهناي باند به بقيه ترافيک تخصيص داده مي شود. در اين پروتکل ابتدا هزينه هر لينک از طريق رابطه زير:

$$\begin{aligned} \cos t_{ij} = \sum_{k=0}^{6} CF_k = c_0 \times (dist_{ij})^l + c_1 \times f(energy_j) \\ + c_2 / T_j + c_3 + c_4 + c_5 + c_6 \times f(e_{ij}) \end{aligned} \qquad (۴-۳)$$

که در آن به ترتيب هزينه توان ارتباطي بي سيم، انرژي باقي مانده گره بعدي، زمان باقي مانده تا گره بعدي به حداقل سطح ممکن انرژي برسد، هزينه فعال شدن گره هاي غيرفعال، هزينه مخصوص گره هايي که در حال حس کردن هستند، هزينه استفاده از گره هايي که در چندين مسير در حال

[1] Energy-Aware QoS Routing Protocol

استفاده هستند و در انتها نرخ خطاي لينک گنجانده شده است، محاسبه مي شود. پس از محاسبه هزينه هر لينک از طريق الگوريتم دايکسترا مجموعه اي از مسيرها با کمترين هزينه يافت مي شود. سپس مسيرهاي مذکور از نظر تاخير انتها به انتها بررسي مي‌شوند. تاخير انتها به انتهاي يک مسير با در نظر گرفتن تاخير صف بندي در هر گره و تاخير انتشار محاسبه مي شود.

در نهايت مسئله به حل مسئله بهينه سازي موجود در رابطه زير تبديل مي شود:

$$Max\left(\sum_{i\in path}\left((1-r)\mu\right)\right)$$

Subject to

$$T_{endend} \le T_{required}$$
$$0 \le r \le 1$$

(μ نشان دهنده ميزان پهناي باند است) هدف از اين مسئله بهينه سازي يافتن r اي است (درصدي از پهناي باند که به ترافيک بي درنگ تخصيص مي يابد) که علاوه بر اينکه محدوديت زماني ترافيک بي‌درنگ را برآورده مي کند بازدهي داده هاي غير بي درنگ را نيز حداکثر کند. يکي از معايب اين روش اين است جدا کردن ترافيک بي درنگ از غير بي درنگ کاري پيچيده و پر هزينه مي باشد. علاوه بر آن، در اين روش تاخير ناشي از رقابت براي کانال در لايه MAC در نظر گرفته نمي شود.

- **پروتکل Pothuri[1] [93]**

در اين پروتکل از يک راه حل تجربي براي يافتن يک مسير کارا از نظر انرژي براي ارسال داده هاي بي درنگ استفاده شده است. در اين روش از روش هاي کنترل همبندي بهره برده شده و يک مدل براي تاخير ناشي از لايه MAC فراهم شده است. در اين روش يک مجموعه مسير بين گره هاي منبع و گره چاهک مشخص مي شود و اين مسيرها بر اساس افزايش مصرف انرژي مرتب مي شوند. سپس تأخير انتها به انتها در هريک از اين مسيرها محاسبه و در نهايت مسيري براي ارسال بسته انتخاب مي شود که براي برآورده کردن محدوديت هاي تاخير، کمترين توان را مصرف مي کند. در اين پروتکل هر گره امکان ارسال با دو برد راديويي متفاوت کوتاه و بلند دارد. هر گره مي تواند با ارسال با برد راديويي بلند مستقيماً

[1] Delay-Constrained Energy Efficient Routing

با چاهک ارتباط برقرار کند. این امر از نظر توان مصرفي بهينه نيست اما از نظر تاخير بهترين حالت ممکن است.

- **پروتکل DERP[1] [44]**

هدف اصلي اين پروتکل حداقل کردن تاخير با در نظر گرفتن کارايي از نظر انرژي به منظور افزايش طول عمر شبکه است. اين پروتکل سه مرحله اصلي، ساخت درخت مسير با حداقل تاخير، انتقال داده و نوسازي مسير را دارد. در اينجا هر گرهي که به يک پديده خاص در شبکه علاقه مند باشد به عنوان گره چاهک در نظر گرفته مي شود و به عنوان ريشه[2] با سطح صفر وارد درخت مسير با حداقل تاخير مي شود. سپس يک پيغام درخواست ساخت درخت (که شامل ويژگي هاي پديده مورد علاقه، سطح و شناسه گره جاري مي باشد) پخش مي کند. در هر گره شبکه يک حافظه با ساختاري شبيه به اين پيغام به اضافه يک فيلد زمان وجود دارد. پيغام درخواست ساخت درخت در بين تمام گره هاي شبکه پخش مي شود و هر گره به محض دريافت اين پيغام آنرا همراه با زمان ورود در حافظه خود ضبط مي‌کند. سپس با قراردادن شناسه و سطح خود بجاي شناسه و سطح قبلي در پيغام، آنرا مجدداً پخش مي کند. بعد از اينکه تمامي گره ها اين پيام را دريافت کردند فرآيند ساخت درخت به پايان مي رسد. در اين هنگام هر گره مي داند براي ارسال داده به چاهک با حداقل تاخير بايد از چه مسيري داده را ارسال کند.

در هنگام ارسال داده از گره ها به چاهک در طي مسير تعداد گره هايي که انرژي‌اشان از يک آستانه (A-threshold) کمتر باشد شمرده مي شود. اگر اين تعداد از يک حد خاص بيشتر باشد بايد به جاي مسير بهينه در ارسال بسته ها از يک مسير زيربهينه استفاده شود. تشکيل مسير زيربهينه به اين صورت است که گره جاري ازميان گره هاي همسايه يک گره را بصورت تصادفي به غير از گرهي که در مسير بهينه قرار دارد انتخاب کرده و اطلاعات را به آن ارسال مي کند. از گره بعدي ارسال از طريق همان

---

[1] Delay-Minimum Energy-Aware Routing Protocol
[2] Root

مسير بهينه ادامه مي يابد. اگر تمام مسيرهاي زيربهينه استفاده شده باشد مقدار آستانه A-threshold کاهش يافته و مجدداً از مسير زير بهينه استفاده مي شود و همان سناريوي قبلي تکرار مي شود.

- **پروتکل EERTC[1] [114]**

در اين پروتکل هم سعي در ارسال داده هاي بي درنگ با در نظر گرفتن محدوديت هاي توان مصرفي گره ها است. ساختار پيشنهادي شبکه در اين پروتکل مبتني بر خوشه‌بندي[2] گره ها مي باشد. در اين حالت گره ها به گروه هايي بنام AU[3] تقسيم مي شوند در هر گروه يک گره CH[4] که مسئول ارتباطات داخل گروه است، يک گره رابط RN[5] که مسئول ارتباطات خارج گروه است و چندين گره CN[6] وجود دارد.

ارتباطات داخل سلولي (ارتباط بين CN و CH، ارتباط بين CH و RN) بصورت ادواري[7] و بدون رقابت مي باشد. گره CH اطلاعات را از گره هاي CN دريافت کرده آنها را تجميع مي کند و به گره RN تحويل مي دهد تا آنها را به سمت گره چاهک ارسال کند. ارتباط بين سلول هاي مختلف (ارتباط بين گره هاي RN) مبتني بر رقابت مي باشد. ارتباطات داخل سلولي از روش TDMA انجام مي شود و هر گره فقط در يک مدت زمان خاص مي تواند اطلاعاتش را به گره CH ارسال کند، در نتيجه براي کاهش مصرف انرژي مي تواند در مابقي اوقات فرستنده اش را خاموش کند. در ابتداي تشکيل گروه گرهي که ميزان انرژي آن از تمامي گره ها بيشتر است به عنوان گره CH انتخاب مي شود . اگر تا انتها وظايف گره CH بر دوش يک گره باشد انرژي‌اش به سرعت تمام و باعث ناهمگوني شبکه مي شود، به همين علت هر وقت انرژي گره CH کمتر از يک مقدار خاصي شد خود گره CH بصورت خود کار گرهي را که انرژي بيشتري دارد به عنوان گره CH بعدي انتخاب و از طريق يک بسته به آن خبر مي دهد. گره CH پس از انتخاب شدن يک گره را به عنوان گره RN انتخاب مي کند. پس از

---

[1] Energy-Efficient Real-Time Communication Framework
[2] Clustering
[3] Aggregated unit
[4] Cluster head
[5] Relay node
[6] Cluster node
[7] Periodic

تشکيل گروه ها هر گروه در شبکه همانند يک گره مي باشد و براي مسيريابي در بين گروه ها (گره‌هاي RN) مي توان از هر الگوريتم بي درنگي مانند SPEED يا RAP استفاده کرد.

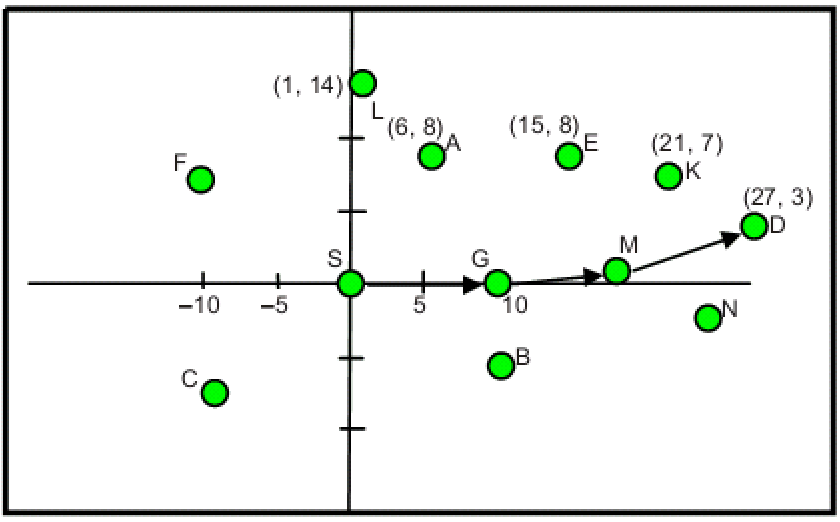
- **پروتکل RTLD[1] [4]**

این پروتکل باعث کاهش مصرف انرژي در شبکه هاي حسگر و افزايش نرخ انتقال بسته مي‌شود. در اين الگوريتم فرض شده است که هر گره از مکان خود اطلاع دارد. اين اطلاع از مکان مي تواند توسط ابزار خاصي مثل GPS بدست بيايد يا اينکه از طريق يک سري محاسبات فراهم شود. برخي اوقات که استفاده از GPS در هر گره باعث افزايش هزينه آن گره مي شود از روش هاي ديگري استفاده مي شود. به عنوان مثال، اگر برخي گره هاي قدرتمند در شبکه GPS و تمامي گره هاي ديگر اطلاعات مکان اين چند گره محدود را داشته باشند، مي توانند از طريق مکان سه عدد از اين گره ها و توان سيگنال دريافتي از طرف اين گره ها مکان خود را تشخيص دهند. اين روش بسيار کم هزينه تر و به صرفه تر است. در سياست مسير يابي در اين پروتکل سه پارامتر حداکثر سرعت پيوند (که از طريق تقسيم فاصله پيوند بر تاخير کوتاه‌ترين پيوند بدست مي آيد)، نرخ دريافت بسته گره بعدي که با افزايش فاصله گره بعدي از گره جاري کاهش مي يابد(PRR) و توان باقي مانده باطري گره بعدي (Vbatt) شرکت دارند. بر اساس پارامتر هاي مذکور يک ضريب FP بصورت رابطه زير تشکيل مي شود:

$$fp = \lambda_1 \times PRR + \lambda_2 \times v_{batt} / v_{total} + \lambda_3 \times v / v_{\max}$$
$$\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 = 1 \qquad (۵-۳)$$

همان‌طور که در شکل ۳-۵ نشان داده شده است، در اين پروتکل در ارسال بسته به گره بعدي از مسيريابي جغرافياي استفاده مي شود. اما نحوه استفاده از اين مسيريابي در اين پروتکل با پروتکل‌هاي قبلي متفاوت است. در اينجا هنگام ارسال يک بسته به سمت يک مقصد خاص ابتدا محدوده اي که گره‌ها در آنجا پخش هستند را به‌صورت يک صفحه در نظر مي گيرد و اين صفحه را به چهار قسمت تقسيم و ضريب مذکور را فقط براي گره هايي حساب مي کند که در چهارگوشه مشترک با گره مقصد قرار دارند.

[1] Real-Time with Load Distribution



شکل ۳-۵: انتقال يک بسته به مقصد

از ميان گره‌هاي موجود در چهارگوش مورد نظر گرهي براي ارسال مورد بررسي قرار مي گيرد که فاصله اش تا گره مقصد کمتر از فاصله گره جاري با گره مقصد باشد. سپس از ميان گره هاي مناسب گرهي انتخاب مي شود که ضريب FP آن بيشتر از بقيه باشد. اگر گره جاري هيچ گرهي را براي ارسال نيابد يک بسته RTR[1] را با يک سطح توان عادي ارسال مي کند، اگر يک گره همسايه اين بسته را دريافت کرد پاسخ مي دهد و همان گره براي مسيريابي استفاده مي شود. اما اگر هيچ گرهي پاسخ نداد اين بار بسته RTR را با سطح توان بالاتري ارسال مي کند تا به گره هاي دورتر هم برسد و بتواند از اين گره ها براي مسيريابي استفاده کند.

اين پروتکل چون براي انتخاب گره بعدي به توان گره توجه مي کند باعث مي شود که گره منبع بار را بين تمام گره هاي موجود پخش کند و از اين‌رو از کاهش توان در قسمتي از شبکه و بوجود آمدن حفره در شبکه جلوگيري شود.

۳-۳-۲-۲-۳ دسته بندی و مقایسه الگوریتم‌های مسیریابی

دسته بندي و مقايسه‌اي از الگوريتم هاي مسيريابي موجود در شبکه هاي حسگر بي سيم در جدول ۳-۱ آمده است.

[1] Request To Route

جدول ۳-۱: دسته بندي و مقايسه الگوريتم‌هاي مسيريابي

	Classification	Mobility	Position Awareness	Power Usage	Negotiation Based	Data Aggregation	Localization	QoS	Delay (Latency)	Data Delivery Model	State Complexity	Scalability	Multipath	Query Based
SPIN [48]	Flat	P	No	Li	Yes	Yes	No	No	Mod	Event driven	Low	Li	Yes	Yes
Directed Diffusion [51], [52], [30]	Flat	Li	No	Li	Yes	Yes	Yes	No	Mod	Demand driven	Low	Li	Yes	Yes
Rumor Routing [15]	Flat	VL	No	N/A	No	Yes	No	No	Mod	Demand driven	Low	G	No	Yes
GBR [98]	Flat	Li	No	N/A	No	Yes	No	No	Low	Gradient	Low	Li	No	Yes
MCFA [120]	Flat	No	No	N/A	No	No	No	No	Mod	Routing table	Low	G	No	No
CADR [24]	Flat	No	No	Li	No	Yes	No	No	Low	Continuous	Low	Li	No	No
COUGAR [119]	Flat	No	No	Li	No	Yes	No	No	Mod	Leader, Query	Low	Li	No	Yes
ACQUIRE [96]	Flat	Li	No	N/A	No	Yes	No	No	Mod	Complex query	Low	Li	No	Yes
EAR [99]	Flat	Li	No	N/A	No	No	No	No	Mod	Demand driven	Low	Li	No	Yes

	Classification	Mobility	Position Awareness	Power Usage	Negotiation Based	Data Aggregation	Localization	QoS	Delay (Latency)	Data Delivery Model	State Complexity	Scalability	Multipath	Query Based
LEACH [47]	H	FB	No	Max	No	Yes	Yes	No	Low	Cluster head	CHs	G	No	No
TEEN & APTEEN [79], [78]	H	FB	No	Max	No	Yes	Yes	No	Mod	Event driven	CHs	G	No	No
PEGASIS [69]	H	FB	No	Max	No	No	Yes	No	High	Chains	Low	G	No	No
MECN & SMECN [94], [64]	H	No	No	Max	No	No	No	No	Low	Geographic	Low	Low	No	No
SOP [111]	H	No	No	N/A	No	No	No	No	Low	Routing table	Low	Low	No	No
HPAR [66]	H	No	No	N/A	No	No	No	No	Mod	Adaptive routing	Low	G	No	No
VGA [9]	H	No	No	N/A	Yes	Yes	Yes	No	High	Virtual grid	CHs	G	Yes	No
Sensor Aggregate [31]	H	Li	No	N/A	No	Yes	No	No	Mod	Cluster head	Low	G	No	P
TTDD [121]	H	Yes	Yes	Li	No	No	No	No	High	Query driven	Mod	Low	P	P
GAF[118]	L	Li	No	Li	No	No	No	No	Mod	Virtual grid	Low	G	No	No

	Classification	Mobility	Position Awareness	Power Usage	Negotiation Based	Data Aggregation	Localization	QoS	Delay (Latency)	Data Delivery Model	State Complexity	Scalability	Multipath	Query Based
GEAR[125]	L	Li	No	Li	No	No	No	No	Mod	Demand driven	Low	Li	No	No
SPAN[19]	L	Li	No	N/A	Yes	No	No	No	Mod	Continuous	Low	Li	No	No
MFR, GEDIR [108]	L	No	No	N/A	No	No	No	No	Mod	Geographic	Low	Li	No	No
GOAFR [62]	L	No	No	N/A	No	No	No	No	Mod	Geographic	Low	G	No	No
SAR [106]	QoS	No	No	N/A	Yes	Yes	No	Yes	Low	Table driven	Mod	Li	Yes	Yes
RAP [75]	QoS	No	No	N/A	No	No	No	Yes	Mod	Geographic	Mod	Li	No	Yes
SPEED [45]	QoS	No	No	N/A	No	No	No	Yes	Mod	Geographic	Mod	Li	No	Yes
MMSPEED [33]	QoS	No	No	N/A	No	No	No	Yes	Mod	Geographic	Hi	Li	Yes	Yes
RPAR [23]	QoS	No	No	N/A	No	No	No	Yes	Mod	Geographic	Hi	Li	No	Yes

F= Flat, H= Hierarchical, L= Location, P= Possible, Li= Limited, VL = Very Limited, FB= Fixed BS,
Mod = Moderate, G= Good, CH= Cluster Head

۳-۳-۲-۳ لایه انتقال[1]

۳-۳-۲-۳-۱ معماری ارتباطات بی درنگ

ارتباط بي درنگ مساله ديگري است که همه لايه ها در بسته ارتباطي با آن روبرو هستند [6]. RAP[75] يک معماري ارتباطات بي درنگ چند لايه براي شبکه هاي حسگر است. ارتباطات در RAP با استفاده از مکان آدرس دهي مي شوند. برنامه هاي کاربردي درخواستها را تعيين کرده و براي رويدادها در يک مکان جغرافيايي به همراه محدوديتهاي زمانياشان ثبت مي کنند. API[2]ها به برنامه هاي کاربردي امکان مي دهند تا محدوديتهاي زماني درخواستها را تعيين کنند. لايه هاي زيرين RAP مسئول هماهنگ سازي و ارتباطات حسگرهاي مربوطه براي پاسخ دادن به همه درخواستها و خدمات رويداد مي باشند. براي مثال API زير يک درخواست virus.count را براي رويداد virusFound ثبت مي کند. اگر ويروسي در يک منطقه مستطيلي با مختصات (10,10,100,100) پيدا شد، تراکم متوسط ويروس را در منطقه رويداد (X_e, Y_e) به ابعاد ۲×۲را هر ۱/۵ ثانيه اعلام مي کند. هر نوبت خواندن بايد به ايستگاه پايه در مدت زمان ضرب العجل ۵ ثانيه اي انتها به انتها برسد.

```
registerEvent{
    virusFound(0,0,100,100),
    query{
    virus.count,
    area=(Xe-1,Ye-1,Xe+1,Yevent+1),
    period=1.5, deadline=5,
   base=(100,100),
  }
}
```

هر درخواست يا رويداد در منطقه مشخص شده به هر گره فرستاده مي شود. نتايج درخواست به ايستگاه پايه بر اساس مکان ارائه شده توسط درخواست يا ثبت رويداد پس فرستاده مي شود. ارتباطات در

[1] Transport layer
[2] Application Programming Interface

RAP توسط یک بسته پروتکلي مقياس پذير و موثر پشتيباني مي شود که یک پروتکل LAP[1] (پروتکل نشاني مکاني) لايه انتقال، یک پروتکل مسيريابي جغرافيايي [57] ، یک لايه "زمانبندي سرعت يکنواخت"[2] (VMS) و یک MAC مبتني بر تصادم را که از اولويت بندي پشتيباني مي کند [1] در خود دارد. اساس RAP سياست Velocity Monotonic Scheduling (VMS) است. VMS بر اساس مفهوم بسته درخواستي سرعت است که منعکس کننده فاصله و محدوديتهاي زماني ارتباطات شبکه حسگر است. هر بسته مي تواند ضرب العجل انتها به انتهاي خود را در صورتي که بتواند با سرعت مورد درخواست به سمت مقصد حرکت کند ايجاد نمايد. VMS ميزان از دست رفتن موعدهاي انتها به انتها شبکه هاي حسگر را با ارائه اولويت بالاتر به بسته هاي داراي سرعتهاي مورد درخواست بالاتر کاهش مي دهد. سرعت درخواستي یک بسته مي تواند بطور ثابت يا پويا محاسبه شود. VMS ثابت سرعت درخواست شده در فرستنده هر بسته را محاسبه مي کند. فرض کنيد یک بسته از یک فرستنده در نقطه (x_0, y_0) به مقصدي در موقعيت (x_d,y_d) فرستاده شده است و داراي موعد انتها به انتها به مقدار D ثانيه است، لذا VMS سرعت درخواستي اش را بر روي $V=dis(x_0,y_0,x_d,y_d)/D$ تنظيم مي کند که در آن $dis(x_0,y_0,x_d,y_d)$ فاصله جغرافيايي ميان (x_0,y_0) و (x_d,y_d) است. سرعت مورد درخواست یک بسته در کل شبکه ثابت است.

VMS پويا سرعت مورد درخواست یک بسته را به محض دريافت آن در هر گره ميانجي مجدداً محاسبه مي‌کند. فرض کنيد یک بسته به یک گره در مکان (x_i,y_i) مي رسد؛ مقصدش در (x_d,y_d) است؛ یک موعد انتها به انتها به ميزان D ثانيه دارد و بعنوان مثال، زمان سپري شده‌اش، در مدتي که در شبکه بوده است، T_i ثانيه است؛ سرعت درخواستي‌اش V_i در (x_i,y_i) بر روي $V_i=dis(x_i,y_i,x_d,y_d)/(D-T_i)$ تنظيم مي شود. سرعت درخواستي یک بسته بر اساس روند واقعي‌اش (مثلا سرعت واقعي) تنظيم مي شود. در صورتي که روند قبلي به سمت مقصد نسبت به سرعت درخواستي قبلي‌اش کند بوده باشد (مثلا به علت وجود منطقه داغ) سرعت درخواستي بسته افزايش

[1] Location-Addressed Protocol
[2] Velocity Monotonic Scheduling

مي‌يابد. از طرف ديگر، اگر تندتر از سرعت درخواستي قبلي اش حركت كرده باشد، سرعت درخواستي بسته كاهش مي يابد. به اين ترتيب اين بسته مي تواند راه را براي بسته هاي ضروري تر باز كند. سرعت درخواستي در یک لايه MAC نوشته مي شود، كه لايه MAC مبتني بر تصادم را تقويت مي كند. تجربيات شبيه سازي [75] نشان مي دهد كه RAP نسبت از دست رفتن موعد را از 90% به 17% در مقايسه با DSR اي كه بر روي 802.11b اجرا مي شود كاهش مي دهد. RAP نشان مي دهد [75] كه یک بسته ارتباطي چند لايه مبتني بر مكان و اولويت بندي سرعت مي تواند بطور موثر عملكرد بي‌درنگي را در شبكه هاي حسگر بهبود بخشد.

۳-۴ جمع‌بندی

در اين فصل ابتدا به بررسي سيستم‌هاي بي‌درنگ و انواع آن پرداختيم، سپس به انواع روش‌هاي مختلف بيان محدوديت‌هاي زماني در انواع سيستم‌هاي بي‌درنگ اشاره كرديم. و در انتها به موضوع بي‌درنگي در زمينه شبكه‌هاي حسگر و چالش‌هاي پيش‌رو در بي‌درنگ كردن شبكه‌هاي حسگر اشاره نموديم.

فصل چهارم

۴ درجه بی‌درنگی و درجه بی‌درنگی مطمئن

همان‌طور که قبلا گفته شد، بیشتر کارهاي انجام شده در زمینه شبکه هاي حسگر بي سيم در مورد کم کردن مصرف انرژي، افزايش طول عمر شبکه و بهينه کردن مسير يابي بوده است [100] ، [101] ، [3] و [38]. اما با معرفي ارتباطات بي درنگ چالش جديدي در شبکه هاي حسگر بي سيم به‌وجود آمد. گره هاي حسگر در بيشتر مواقع به‌عنوان مسيرياب‌هاي کوچکي عمل مي‌کنند و بيشتر وقتشان صرف مسيريابي بسته‌ها از گره‌ها به سمت چاهك مي شود. بنابراين شبکه‌هاي حسگر بي‌سيمي که براي کاربردهاي بي‌درنگ استفاده مي‌شود نياز دارند که در هنگام ارتباطات محدوديتهاي بي درنگ را رعايت کنند . البته زمينه تحقيقات در مورد تضمين کيفيت خدمات براي ترافيکهاي بي درنگ در شبکه هاي حسگر بي سيم در ابتداي کار مي باشد و خصوصا در زمينه مدلهاي تحليلي کار خاصي انجام نشده است.

در اين فصل يك مدل تحليلي براي بدست آوردن متوسط تاخير انتها به انتها در شبکه‌هاي حسگر بي سيم بر اساس مدل M/M/1/K وصف FIFO معرفي مي کنيم و همين‌طور اين روابط را براي حالتي که شبکه داراي مکانيزم قابليت اطمينان است بدست مي‌آوريم. در انتها روابط انرژي مصرفي شبکه را آورده و سپس تمام اين روابط را بوسيله شبيه‌سازي اعتبارسنجی مي‌کنيم.

لذا در اين فصل يك مدل تحليلي براي محاسبه متوسط درصد بسته‌هايي که قبل از موعد به مقصد مي رسند و همچنين درصد بسته‌هايي که مطمئن و قبل از موعد به مقصد مي رسند ارائه مي‌دهيم و معياري تحت عنوان "درجه بي‌درنگي" و "درجه بي‌درنگي مطمئن" براي اين منظور معرفي مي‌نمائيم.

۴-۱ درجه بی‌درنگی[1]

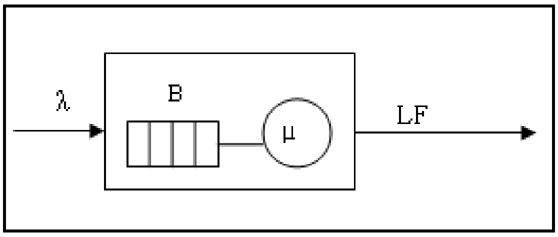
زماني كه شبكه هاي حسگر بي سيم براي كاربردهاي بي درنگ استفاده مي شوند لازم است كه محدوديتهاي بي درنگي در ارتباطات شبكه در نظر گرفته شود.

يكي از مهمترين هدفهاي اين رساله امكان بررسي شبكه از لحاظ كيفيت خدمات بي‌درنگي به صورت تحليلي و قبل از پياده سازي كامل شبكه مي باشد.

يكي از اين پارامترها درجه بی‌درنگی [80] است، و نشان دهنده درصد بسته‌هايي است كه قبل از موعد به مقصد مي‌رسند كه اين پارامتر مكمل نرخ از دست دادن داده است. در بخشهای بعدي روابط تحليلي آن را بدست مي‌آوريم.

۴-۱-۱ مفروضات اوليه

براي محاسبه متوسط درصد بسته هايي كه قبل از موعد به مقصد مي رسند، ما هرگره شبكه حسگر بي سيم را مانند شكل ۴-۱ در نظر مي گيريم.

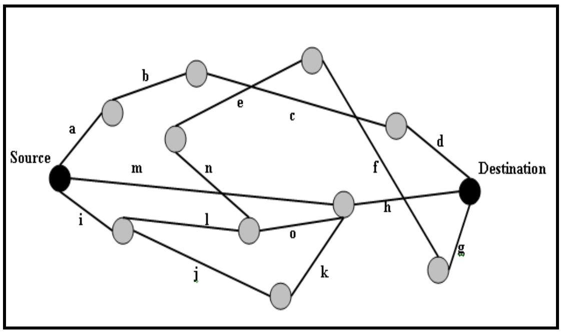


شكل ۴-۱ ساختار گره‌های شبكه‌های حسگر

همانطور كه در شكل مشخص است هر گره ميانگيري[2] با طول B بسته دارد و هر گره داده را از گره قبلي دريافت مي‌كند و به گره بعدي ارسال مي‌كند در ضمن خود گره هم مي‌تواند داده براي ارسال ايجاد كند. لذا فرض مي‌كنيم كه داده‌هاي دريافت شده و يا توليد شده بطور متوسط داراي توزيع پواسون [22] با نرخ متوسط λ هستند. همچنين با نرخ متوسط μ و با توزيع نمائي از گره خارج مي‌شوند.

در ضمن فرض مي كنيم كه شبكه حسگر بي سيم شامل مجموعه اي از اين گره ها مي باشد كه داراي همبندي نامشخص مانند شكل ۴-۲ مي باشد.

[1] Real-time Degree
[2] Buffer



شكل ۴-۲ یک شبکه نمونه شامل گره‌های M/M/1/K

همان‌طور که در شكل ديده مي شود بين مبدأ و مقصد مسيرهاي متفاوتي وجود دارند که در صورت خرابي يکي از اين مسيرها مي توان از مسير ديگر استفاده كرد. مثلاً اگر مسير {a,b,c,d} ايجاد شده باشد و بعد به هر دليل اين مسير قطع شود مسيرديگري مي توان جايگزين کرد. بعنوان نمونه اگر پيوند c خراب شود از مسيرهاي{m,h} يا {i,l,o,h} مي توان استفاده کرد.

با فرض اينكه دو گره i و j ‏(1≤i≤N و 0≤j≤N و با فرض اينكه 0 نشان دهنده چاهك باشد) به ترتيب فرستنده و گيرنده داده باشند، آنگاه اين انتقال اطلاعات در صورتي موفقيت آميز خواهدبود كه [39]:

۱)فاصله بين i و j بيشتر از tr نباشد،

$$d_{i,j} \leq tr \quad (۱-٤)$$

۲)براي هر گره ديگري مثل k كه همزمان اطلاعات در يافت مي كند،

$$d_{i,k} > tr \quad (۲-۴)$$

۳)براي هر گره ديگري مثل l كه همزمان ارسال اطلاعات مي كند.

$$d_{l,j} > tr. \quad (۳-۴)$$

در اين شبكه ما فرض مي كنيم كه در آغاز روالهاي ابتدايي اجرا مي شوند و بنابراين هر گره از گره هاي همسايه خود با خبر است و همچنين مسيريابي ها انجام شده است و مسيرهاي از مبدا تا مقصد وجود دارند.

بنابراين بعد از اين مرحله ما فرض مي كنيم كه مسيرها تغييرات كمي دارند زيرا در شبكه‌هاي حسگر بي سيم معمولا گره ها ثابت [22] هستند.

ما فرض می‌کنیم که در لایه MAC از مکانیزم CSMA/CA برخورداریم، بنابراین بطور مثال مي‌توانيم MACA يا MACAW [56] و [12] را بعنوان MAC و همچنين شعاع راديويي ارسال را tr در نظر بگيريم. اگر گره i بخواهد به گره j داده ارسال كند و كانال را بيكار ببيند در آن صورت i يك درخواست ارسال براي j مي فرستد و صبر مي كند تا يك بسته اي از j دريافت كند مبني بر اينكه آماده دريافت اطلاعات است (بطور مثال گره فعال است و با ارسال همزمان ديگري تداخل ندارد) ، يا اينكه مهلت دريافت اين بسته منقضي شود. در حالت اول i بسته خود را به j ارسال مي كند و در حالت دوم i صبر مي‌كند تا دوباره مرحله بالا را تكرار كند و در اين حالت بسته در بافر گره i براي ارسال باقي مي ماند.

معمولا در شبكه هاي حسگر بي سيم، همبندي شبكه نامشخص مي باشد، بنابراين ما بايد همه چيز را بصورت تصادفي در نظر بگيريم. لذا براي عمليات رياضي بيشتر پارامترهاي شبكه را متغيرهاي تصادفي فرض مي كنيم و فرضيات زير را در مورد شبكه و گره ها در نظر مي گيريم.

۱. گره هاي شبكه همگي داراي خواص آماري يكسان مي باشند.
۲. الگوريتم مسير يابي هر مسير جايگزيني را با احتمال برابر انتخاب مي كند.
۳. پيوندهاي شبكه بصورت مستقل دچار خرابي مي شوند.
۴. اگر يكي از پيوندهاي مسير خراب مي شود ما فرض مي كنيم كه كل مسير خراب است.
۵. مسيرهاي شبكه همگي داراي خواص آماري يكسان مي باشند.
۶. تعداد گره هاي يك مسير متغيير تصادفي N با ميانگين E[N] مي باشد.
۷. احتمال خرابي هر پيوند LF مي باشد.
۸. طول بسته ها داراي توزيع نمايي مي باشند.
۹. طول بافر هر گره برابر با b بايت يا B بسته مي باشد.

۱۰. نرخ ورود به هر گره داراي توزيع پواسون با ميانگين λ مي باشد (اين فرض شامل بسته هايي كه توسط گره توليد مي شود نيز مي‌باشد).

۱۱. نرخ خدمت دهي به بسته ها μ و با توزيع نمائی‌مي باشد.

۱۲. در ابتدا براي هر مبدأ تا چاهك R مسير وجود دارد.

۱۳. نرخ ارسال گره ها t_r مي باشد.

۱۴. بار شبكه r مي باشد.

حال براساس فرضيات بالا و توضيحات داده شده مدل تحليلي خود را ادامه مي دهيم.

۴-۱-۲ ارزيابی درجه بی‌درنگی

با توجه به توضيحات قسمت قبل فرايند مدل تحليلي را شروع مي كنيم.

مرحله ۱ : در اين قسمت ما احتمال گم شدن بسته ها را در يك مسير معمولي محاسبه مي كنيم. احتمال گم شدن بسته هاي يك مسير، PL_{path} ، وابسته به احتمال گم شدن بسته در هر يك از گره هاي آن مسير، PL، مي باشد. بنابراين:

$$PL_{path} = 1 - (1 - PL)^{E[N]} \qquad (۴-۴)$$

پس ما بايد مقدار ميانگين احتمال گم شدن بسته در هر گره را بدست بياوريم. ما احتمال گم شدن هر بسته در هر گره را برابر با احتمال پر شدن بافر آن گره و اينكه فضاي خالي در بافر گره براي بسته جديد وجود نداشته باشد در نظر مي گيريم. بنابراين بر اساس تئوري صف PL برابر است با :

$$PL = P_{B+1} = \frac{(r)^{B+1}(1-r)}{1-(r)^{B+2}} \qquad (۵-۴)$$

كه در آن

$$B = \frac{b\mu}{t_r} \qquad (۶-۴)$$

حال اگر فرض كنيم S ترافيكي باشد كه در هر گره براي هر زوج مبدأ-مقصد ايجاد شود و با توجه به اينكه در صورت گم شدن بسته‌ها ارسال دوباره را داريم، در آن صورت فرض مي‌كنيم كه ترافيك كلي هر گره G باشد (مجموع ترافيك جديد و ترافيك دوباره ارسال شده). بنابراين ما رابطه زير را داريم:

$$S = G\left(1 - PL_{path}\right) \qquad (۴-۷)$$

حال مي خواهيم مقدار r را محاسبه كنيم. از آنجايي كه در هر گره احتمال گم شدن بسته‌ها وجود دارد، بنابراين براي محاسبه بار شبكه اين موضوع را بايد در نظر بگيريم كه در مسير هر چه جلوتر مي‌رويم بار شبكه كمتر مي شود.

مثلاً در گره i ام (i=0,1,2,… E [N]) بسته در صورتي وجود خواهد داشت كه تمام i-1 گره را بدون گم شدن بسته طي كند. بنابراين وجود بسته در گره i برابر است با $(1-PL)^i$ و بخاطر شبيه بودن خاصيت آماري بين گره ها و مسير ها داريم:

$$r = \left(\frac{G}{E[N]}\right)\sum_{i=0}^{E[N]-1}(1-PL)^i = \frac{G[1-(1-PL)^{E[N]}]}{PL * E[N]} \qquad (۴-۸)$$

حال با مقايسه دو رابطه (۴-۵) و (۴-۸) متوجه مي شويم كه براي محاسبه مقدار PL به مقدار r نياز داريم و براي محاسبه r به مقدار PL نياز داريم. معمولاً در محاسبه احتمال مسدود شدن در شبكه‌هاي سوييچ-مداري[1] با مسيرهاي ثابت نيز به اينگونه مسائل برخورد مي كنيم كه با روش ارلانگ نقطه ثابت[2] [58] و [116] مي‌توان آن را حل كرد. براي حل آن از روش تكرار محاسبات كه زمان محاسبات مناسبي دارند استفاده مي‌كنيم. اين تكرار آنقدر ادامه پيدا مي كنيم تا همگرايي در حاصل ايجاد شود.

مرحله ۲ : در اين مرحله ما متوسط تاخير مسير را حساب مي كنيم. يك بسته وقتي از مبدأ به چاهك مي رود تاخيري معادل W در هر گره دارد سپس در هر پيوند تاخير انتشار معادل t_p دارد. بنابراين چون N گره و N-1 پيوند در يك مسير وجود دارد. لذا تاخير مسير برابر است با:

$$Delay_{path} = \sum_{i=1}^{E[N]} W + \left(E[N]-1\right)E\left[t_p\right] = \sum_{i=1}^{E[N]} W + \frac{E\left[Len_{path}\right]}{C} \qquad (۴-۹)$$

و براساس فرمولهاي تئوري صف داريم:

$$L = \frac{r'}{1-r'} - \frac{(B+2)r'^{B+2}}{1-r'^{B+2}} \qquad (۴-۱۰)$$

---

[1] Circuit-Switched Networks
[2] Erlang fixed-point

$$r' = \frac{r}{\beta} \quad (۱۱-۴)$$

$$W = \frac{L}{\bar{\lambda}} \quad (۱۲-۴)$$

$$\bar{\lambda} = \lambda\left(1-\pi_{B+1}\right) = \lambda\left(1-\frac{\left(r'\right)^{B+1}\left(1-r'\right)}{1-\left(r'\right)^{B+2}}\right) \quad (۱۳-۴)$$

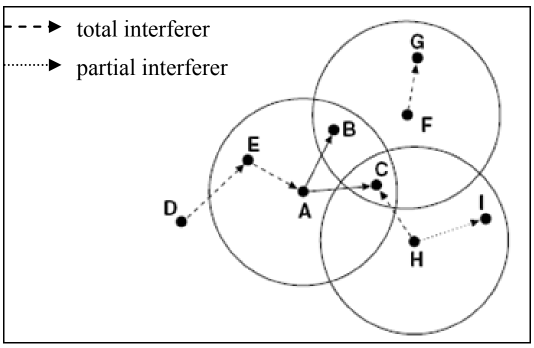
و بنابر فرمولهاي بالا داريم:

$$W = \frac{r'\left[1+\left(B+1\right)r'^{B+2}-\left(B+2\right)r'^{B+1}\right]}{\lambda\left(1-r'\right)\left(1-r'^{B+1}\right)} \quad (۱۴-۴)$$

در رابطه‌هاي بالا Len_{link} متغير تصادفي مي باشد که متوسط طول مسير را مشخص مي کند. C نيز سرعت راديويي يا به بيان دقيقتر سرعت انتشار امواج راديويي در فضا مي باشد. β هم احتمال ارسال يك داده در "شكاف زماني[1]" مي باشد، که در مرحله ۳ توضيح دقيقتر و روابط آن آمده است.

مرحله ۳ : در اين مرحله احتمال ارسال داده در یک شكاف زماني را بررسي مي کنيم . اين احتمال بستگي به تنازع بر سر کانال[2] دارد. بطور مثال اگر هيچ تنازع يا مجادله‌اي در رسانه بي سيم وجود نداشته باشد اين احتمال يك مي شود.

ما β را بعنوان احتمال ارسال يك داده در شكاف زماني تعريف مي كنيم. همانطور که در بخش قبل توضيح داده شد ارسال داده توسط يك گره در صورتي انجام خواهد شد که شرايط (۴-۳)-(٤-۱) برقرار باشد. براي محاسبه β بايد تداخلي را که توسط گره هاي نزديك اين گره انجام مي شود بررسي کرد. براي توضيح بيشتر به شكل۴-۳ توجه کنيد.



شكل۴-۳: مثالي از تنازع بر سر کانال و تعويق در ارسال

[1] Time Slot
[2] Channel Contention

در شکل۴-۳ برد ارسال سه گره {A,F,H} به‌وسیله دایره مشخص شده است. حال فرض کنید که ما مي خواهيم پارامتر β را براي گره A که دو گره همسایه بعدي آن B و C است، حساب کنیم. بنابراین ما باید تمام ارسالهايي را كه با ارسال A به دو همسايه اش باعث تداخل مي شود به‌دست بیاوریم. فرض مي كنيم كه (X,Y) مشخص كننده ارسال از گره X به گره Y باشد.

بنابراین ارسالهايي مانند (D,E) و (H,C) شرط (۴-۲) ما را نفي مي كنند. دليل آن اين است كه مقصد اين ارسالها در برد ارسال گره A مي باشد. حالت خيلي خاص آن، ارسالي است كه مقصد آن خود گره A باشد، مثل (E,A).

در عوض، ارسالهايي مانند (F,G) و (H,I) شرط (۴-۲) را دارا مي باشند اما شرط (۴-۳) را نقض مي‌کنند و با همسايه هاي بعدي گره A تداخل ايجاد مي كنند.

از طرف ديگر ارسالهاي (D,E)، (E,A)، (H,C) و (F,G) به‌طور كامل از ارسال گره A جلوگيري مي كنند بنابراین ما به آنها "مداخله‌گرهاي كامل[1]"[22] مي گوييم. در حالي كه ارسالي مانند (H,I) از ارسال گره A بطور كامل جلوگيري نمي كند، زيرا از ارسال (A,C) جلوگيري مي كند اما ارسال (A,B) مي تواند انجام شود. بنابراین ما آنها را "مداخله‌گرهاي جزيي[2]"[22] مي ناميم.

براي تخمين احتمال β براي گروه عمومي مثل i به‌صورت زير عمل مي كنيم:

در ابتدا براي هر گره n $(1 \leq n \leq N)$ احتمال $I^i(n)$ را بدست مي آوريم، كه $I^i(n)$ يعني احتمال اينكه هنگام ارسالي، گره n، چه بعنوان فرستنده و يا گيرنده درگير باشد و اين ارسال جلوي ارسال گره i را بطور كامل بگيرد .

اين احتمال بر اساس ميانگين نرخ ارسال بين n و گره عمومي m يعني $r_{n,m}$ به‌دست مي آيد، بنابراین داريم [22]:

$$I^i(n) = \sum_{m=1}^{N} r_{m,n}\, 1_{\{d_{(n,i)} \leq tr\}} + \sum_{m=0}^{N} r_{n,m}\, 1_{\{d_{(m,i)} > tr\}}\, V^i(n) \qquad (۴-۱۵)$$

[1] Total Interferers
[2] Partial Interferers

که در این فرمول هدف از m=0 همان چاهك مي باشد و $1_{\{\}}$ تابع شاخص[1] مي باشد. اولين جمع سمت راست اين تساوي براي ارسالهايي است كه شرط (۴-۲) را نقض مي كنند و يا مقصدشان i مي باشد، در حالي كه جمع دوم براي ارسالي هايي مي باشد كه داراي شرايط (۴-۲) مي باشند ولي شرط (۴-۳) را نقض مي كنند. اگر با وجود ارسال يا دريافت n، گره i بتواند به يكي از همسايه‌هاي بعدي خودش ارسالي داشته باشد آنگاه مولفه $V^i(n)$ برابر يك و در غير اين صورت صفر ميشود.

بنابراين:

$$V^i(n) = \begin{cases} 1 & \exists k \in H^i : d_{(n,k)} \le r \ , n \ne i \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \qquad (۴-۱۶)$$

كه H^i معرف مجموعه اي از همسايه هاي بعدي i مي باشد. بنابراين β^i به صورت زير محاسبه مي‌گردد[22].

$$\beta^i = \prod_{n=1}^{N}\left[1 - I^i(n)\right] \qquad (۴-۱۷)$$

و

$$\beta = \frac{\sum_{i=1}^{E[N]} \beta^i}{E[N]}. \qquad (۴-۱۸)$$

حال براي محاسبه درجه بي درنگي يك مسير شرايط زير را بايد در نظر بگيريم :

اگر خرابي مسير نداشته باشيم در آن صورت اگر گم شدن بسته ها را هم نداشته باشيم و تاخير بسته ها براي رسيدن مقصد از آستانه مشخصي كمتر باشد، آنگاه درجه بي درنگي برابر با يك مي شود، در غير اين صورت درجه بي درنگي رابطه معكوس با گم شدن بسته ها و رسيدن بسته ها بعد از آستانه مشخص دارد.

حال اگر مسير خراب شود، با يك احتمالي مي توانيم مسير جايگزين انتخاب كنيم و بر اساس اين مسير جديد مي توانيم درجه بي‌درنگي را بدست آوريم.

---

[1] Indicator Function

از آنجايي كه گم شدن بسته ها و تاخير بسته ها داراي واحدهاي اندازه گيري متفاوتي مي باشند و ما نمي توانيم آنها را همزمان در فرمولهاي محاسبات خود قرار دهيم، لذا ما تاخير گم شدن بسته ها را با واحد زمان نشان مي دهيم. به اين ترتيب كه اگر فرستنده يك بسته NACK دريافت كرد يا بعد از مدتي ACK دريافت نكرد و انقضاء زمان صورت گرفت در آن صورت فرستنده يك زمان تصادفي بين 1 تا K صبر مي كند و بعد دوباره آن بسته را مي فرستد. حال ما مي توانيم بطور متوسط اين زمان توقف را $\frac{K+1}{2}$ در نظر بگيريم. بنابراين مقدار $T\left(2\left(E[N]-1\right)E\left[t_p\right]+\frac{K+1}{2}\right)$ را بايد به تاخير مسير اضافه كنيم. كه در آن $T=\frac{(G-S)}{S}$ نسبت بسته هاي دوباره ارسال شده به بسته هاي تازه ايجاد شده را نشان مي دهد.

بنابراين با توجه به احتمال گم شدن بسته ها و باز ارسال آنها، در آن صورت تاخير كلي مسير عبارت است از :

$$Delay_{path}=\sum_{i=1}^{E[N]}W+\frac{E\left[Len_{path}\right]}{C}+T\left(\frac{2E\left[Len_{path}\right]}{C}+\frac{K+1}{2}\right) \qquad (۱۹-۴)$$

يا

$$Delay_{path}=\sum_{i=1}^{E[N]}W+\frac{(2T+1)E\left[Len_{path}\right]}{C}+\frac{(K+1)T}{2} \qquad (۲۰-۴)$$

با توجه به روابط بالا و خاصيت آماري مشابه مسير ها مي توانيم روابط زير را داشته باشيم:

$$Real-time\ degree=\frac{1-P_{path\_failure}}{1+Max\left(\left(Delay_{path}-T_{Delay}\right)/T_{Delay},0\right)}+P_{path\_failure}\times P_{existence\_of\_backup\_path}\times Real-time\ degree \qquad (۲۱-۴)$$

$$\Rightarrow Real-time\ degree=\frac{1-P_{path\_failure}}{\left(1+Max\left(\frac{Delay_{path}}{T_{Delay}}-1,0\right)\right)\times\left(1-P_{path\_failure}\times P_{existence\_of\_backup\_path}\right)} \qquad (۲۲-۴)$$

در روابط بالا $P_{path\_failure}$ برابر احتمال خرابي مسير و مقدار آن برابر است با احتمال اينكه حداقل يكي از پيوندهاي مسير خراب شود. بنابراين:

$$P_{path\_failure} = 1 - (1 - LF)^{E[N]-1} \qquad (۲۳-۴)$$

$P_{existence\_of\_backup\_path}$ احتمال وجود يك مسير ذخيره مي باشد. با توجه به فرض مسئله كه R مسير از هر مبدا آن مقصد وجود دارد، بنابراين احتمال اينكه هيچ مسير ذخيره اي وجود نداشته باشد اين است كه تمام R-1 مسير ذخيره خراب شده باشند بنابراين :

$$P_{existence\_of\_backup\_patht} = 1 - P_{path\_failure}{}^{R-1} \qquad (۲۴-۴)$$

T_{Delay} مقدار آستانه تاخير براي بسته ها مي باشد، به اين معني كه اگر تاخير بسته اي از اين مقدار بيشتر شود در آن صورت درجه بي درنگي به نسبت عكس شروع به كم شدن مي كند.

حال ثابت خواهيم كرد كه مقدار درجه بي درنگي بين صفر و يك است.

$$Let: P_1 = P_{path\_failure}, P_2 = P_{existence\_of\_backup\_path}$$

$$0 \le P_1 \le 1, 0 \le P_2 \le 1 \quad \Rightarrow \quad P_1 \ge P_1 P_2$$

$$\Rightarrow \quad 1 - P_1 \le 1 - P_1 P_2 \quad \Rightarrow \quad \frac{1 - P_1}{1 - P_1 P_2} \le 1 \qquad (۲۵-۴)$$

$$1 + Max\left(\left(Delay_{path} - T_{Delay}\right) / T_{Delay}, 0\right) \ge 1$$

$$\Rightarrow \frac{1}{1 + Max\left(\left(Delay_{path} - T_{Delay}\right) / T_{Delay}, 0\right)} \le 1 \qquad (۲۶-۴)$$

$$\Rightarrow \frac{1 - P_1}{1 - P_1 P_2} \times \frac{1}{1 + Max\left(\left(Delay_{path} - T_{Delay}\right) / T_{Delay}, 0\right)} \le 1 \qquad (۲۷-۴)$$

$$\Rightarrow Real - time\ degree \le 1 \qquad (۲۸-۴)$$

از طرفي مشخص است كه درجه بي درنگي بزرگتر از صفر است بنابراين:

$$0 \le Real - time\ degree \le 1 \qquad (۲۹-۴)$$

۴-۱-۳ اعتبارسنجی روابط درجه بی‌درنگی

براي اينكه صحت روابط بالا را تأييد كنيم با استفاده از شبيه سازي و بررسي و مقايسه نتايج آن با نتايج حاصل از روابط رياضي مي توانيم درست يا نادرست بودن اين روابط را بررسي كنيم.

براي شبيه سازي از GloMoSim [128] استفاده كرديم. GloMoSim يك شبيه ساز بر اساس رويدادهاي مجزا مي باشد كه توسط دانشگاه UCLA آماده شده است. اين نرم افزار براي شبيه سازي شبكه هاي حسگر بي سيم طراحي شده است و ارتباطات بي‌سيم، انتشار، راديو و لايه MAC را با دقت شبيه سازي مي كند. پارامترهايي را كه ما براي شبيه سازي تنظيم كرديم در جدول۴-۱ آمده است. بيشتر اين پارامترها براساس حسگرهاي Berkeley Mote [49] انتخاب شده اند.

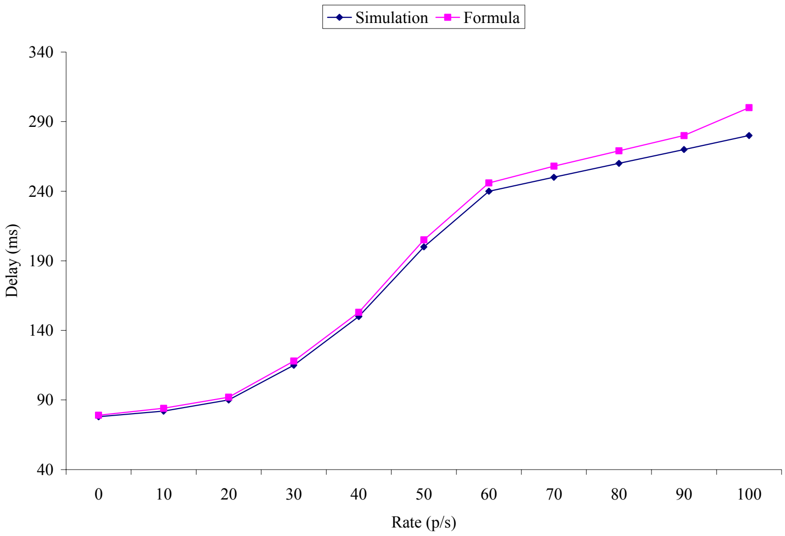
جدول۴-۱: تنظيمات شبيه‌سازي روابط درجه بي‌درنگي

MAC Layer	MACA [56]
Radio Layer	RADIO-ACCNOISE
Propagation model	TWO-RAY
Bandwidth	200Kb/s
Payload size	32 Byte
Terrain	(200m, 200m)
Node number	100
Node placement	Uniform
Radio Range	40m

در شبكه هاي حسگر بي سيم دو نوع الگوي ترافيكي وجود دارد يكي نظير به نظير و ديگري بر اساس ايستگاه پايه يا چاهك.

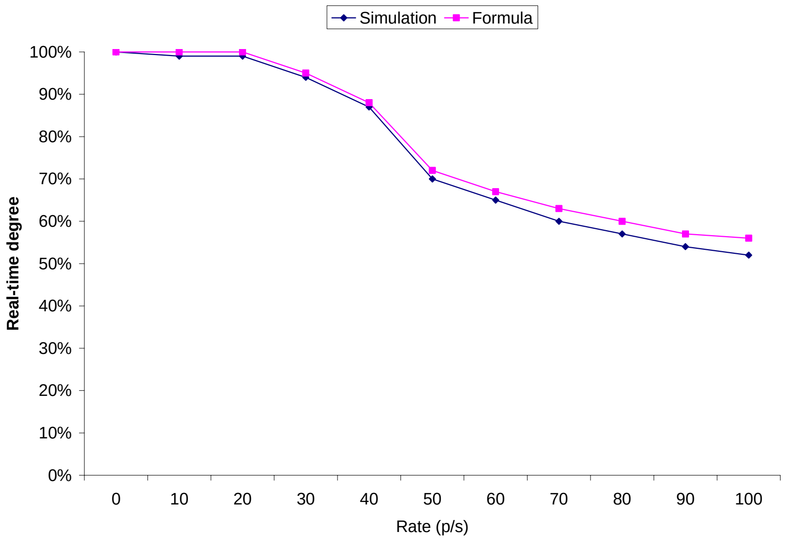
ما در شبيه‌سازي الگوي ايستگاه پايه را انتخاب كرديم، به اين ترتيب كه ۶ گره از سمت چپ ناحيه شبيه‌سازي بطور تصادفي انتخاب مي‌كنيم كه ترافيك خود را به چاهك كه در وسط سمت راست ناحيه شبيه‌سازي قرار دارد مي‌فرستند. متوسط تعداد گام‌هاي بين گره‌ها و چاهك حدود ۸ الي ۹ گام مي‌باشد. براي محاسبه تاخير انتها به انتها نرخ ترافيك را در شبيه سازي هاي مختلف گام به گام از ۱ تا ۱۰۰ بسته در ثانيه بالا برده‌ايم.

شكل۴-۴ تاخير انتها به انتها را نشان مي دهد. تأخير هر نقطه حاصل ميانگين ۹۶ جريان متفاوت با سطح اطمينان [109] ۹۰% مي‌باشد (۱۶ اجرا از ۶ گره متفاوت).



شكل۴-۴: تأخير انتها-به-انتها تحت بارهاي متفاوت شبكه

درجه بي درنگي يك معيار براي سيستمهاي با بي‌درنگي نرم مي باشد. در اين شبيه سازي اندازه بافر را ۵۰ بسته در نظر گرفتيم. در شبيه سازي بعدي كه نمودار آن در شكل۴-۵ آمده است مانند دفعه قبل نرخ بسته ها را افزايش داديم كه اين كار باعث افزايش گم شدن بسته ها بخاطر پرشدن بافر و همچنين افزايش تاخير انتها به انتها مي شود. در نتيجه درجه بي‌درنگي كاهش مي يابد. اين شبيه سازي هم از ۱۶ اجراي مختلف با سطح اطمينان ۹۰% بدست آمده است.



شكل۴-۵: درجه بي‌درنگي تحت بارهاي متفاوت شبكه

۲-۴ درجه بی‌درنگی مطمئن[1]

با توجه به اینکه سیستم بي درنگ مستلزم این است که اطلاعات درست و بموقع برسند، و با توجه به اینکه یکي از متغیرهاي مهم در شبکه‌هاي حسگر بي‌سیم انرژي مي باشد، بنابراین روابط قبل را گسترش داده، پارامتر انرژي را نیز در آن وارد کردیم.

یکي از تغییراتي که انجام شده، احتمال گم شدن بسته ها مي باشد که بصورت احتمال خرابي پیوند یك مسیر مدل شده و آن برابر است با احتمال گم شدن بسته در اثر پرشدن بافر یا احتمال خرابي یك گره در اثر تمام شدن انرژي آن گره بنابراین :

$$PL_{path} = 1 - \left(\left(1 - PL_{buffer} \right)^{E[N]} \times R_{path} \right) \qquad (۳۰\text{-}۴)$$

که R_{path} همان قابلیت اطمینان مسیر مي باشد و احتمال این است که هیچکدام از گره هاي مسیر تا زمان موعد خراب نشوند و مقدار آن بعداً محاسبه مي‌گردد.

همانطور که در [82]، [81] مشخص شده است بقیه روابط تا محاسبه درجه بي‌درنگي مطمئن مانند قسمت قبل مي باشد و از این مرحله به بعد روابط به صورت زیر خواهد بود.

با توجه به تعریف درجه بي‌درنگي مطمئن [82] ، که نشان دهنده درصدي از داده‌هاي بي‌درنگ مي‌باشد که شبکه مي تواند آنها را به‌طور صحیح و به موقع از هر مبدا به مقصدش برساند داریم :

$$RRT\_degree = (1 - PL_{buffer})^{E[N]} \times (1 - MissRatio) \times (1 - P_{failure}) \qquad (۳۱\text{-}۴)$$

از آنجایي که ما فرض کرده ایم که نرخ ورود بسته ها به هر گره داراي توزیع پواسون با میانگین λ مي‌باشد، بنابراین ما مي‌توانیم فرض کنیم فاصله زماني بین ورود بسته ها داراي توزیع نمایي مي‌باشد لذا "نرخ نبود"[2] به صورت زیر محاسبه مي شود:

$$MissRatio = e^{-\frac{1}{Delay_{Path}} \times T_{Delay}} \qquad (۳۲\text{-}۴)$$

[1] Reliable Real-time Degree
[2] Miss Ratio

که T_{Delay} همان مقدار آستانه براي تاخير بسته ها مي باشد. بنابراين اگر $Delay_{path}$ از آستانه تاخير بيشتر شود، در آن صورت "نرخ نبود" افزايش مي يابد و درجه بي‌درنگي مطمئن با نسبت عكس كاهش مي يابد .

حال با توجه به اينكه فرض كرده بوديم كه براي هر مبدا تا چاهك R مسير سالم وجود دارد، و اگر يك مسير خراب باشد، يك مسير ديگر جايگزين آن مي شود و اين عمل آنقدر انجام مي‌گردد تا مسير سالم ديگري وجود نداشته باشد. بنابراين $P_{failure}$ يعني احتمال اينكه R مسير خراب شده باشند و مسير سالم ديگري وجود نداشته باشد. لذا داريم:

$$R_{Total} = 1 - P_{failure} = 1 - (1 - R_{path})^R \quad (۴-۳۳)$$

حال در اين مرحله ما قابليت اطمينان يك مسير را محاسبه مي كنيم. قابليت اطمينان يك مسير يا همان R_{path} ، برابر است با احتمال اينكه تا زمان موعد (T_{Dalay}) هيچكدام از گره هاي مسير خراب نشوند بنابراين:

$$R_{path} = e^{-(\frac{1}{Path\,Lifetime})\times T_{Delay}} \quad (۴-۳۴)$$

كه در آن نرخ خرابي يا همان $\frac{1}{Path\,Lifetime}$ ، ميانگين تعداد خرابي ها در طول عمر مسير مي باشد.

اكنون ما بايد ميانگين طول عمر يك مسير را محاسبه نماييم. انرژي مصرفي يك گره بصورت زير محاسبه مي گردد:

$$E_{i,j} = E_{i,j}^{(tx)} + E_{j}^{(rx)} \quad (۴-۳۵)$$

كه $E_{i,j}$ همان انرژي مصرفي يك گره براي ارسال يك واحد داده از گره i به گره بعدي در مسير، يا همان j مي باشد. اين مقدار مجموع انرژي مصرفي گره i هنگام ارسال داده ($E_{i,j}^{(tx)}$) و انرژي مصرفي گره j هنگام دريافت داده ($E_{j}^{(rx)}$) مي باشد.

هنگام ارسال داده، انرژي در تقويت كننده فرستنده راديويي، مدارات الكترونيكي فرستنده، گيرنده و پردازنده گره كه عمليات پردازشي و توليد سيگنال را انجام مي دهد، مصرف مي شود. هنگام

دريافت داده انرژي توسط مدارات الكترونيكي فرستنده، گيرنده و پردازنده كه عمليات پردازشي مانند دمدولاسيون و ديكودينگ را انجام مي‌دهد مصرف مي شود.

بنابراين $E_j^{(rx)}$ شامل انرژي مصرفي مدارات فرستنده، گيرنده $(E^{(ele)})$ و انرژي مصرفي توابع پردازشي $(E^{(proc)})$ مي شود ، در حالي كه $E_{i,j}^{(tx)}$ علاوه بر $(E^{(ele)})$ و $(E^{(proc)})$ شامل انرژي مصرفي تقويت كننده فرستنده راديويي نيز مي شود كه با مجذور فاصله فرستنده و گيرنده نسبت مستقيم دارد. بنابراين :

$$E_{i,j} = \left[2\left(E^{(ele)} + E^{(proc)} \right) + d_{i,j}^2 E^{(amp)} \right] \quad (۳۶\text{-}۴)$$

كه $E^{(amp)}$ مقدار ثابتي مي باشد و مقدار $d_{i,j}$ فاصله بين i وj براساس شعاع دايره‌اي مي‌باشد.

بنابراين توان مصرفي مسير بطور متوسط بصورت زير محاسبه مي گردد:

$$p(path) = \sum_{i=0}^{E[N]-1} (\lambda \times E_{i,i+1}) \quad (۳۷\text{-}۴)$$

بر اين اساس، توان مصرفي گره بطور متوسط برابر است با:

$$p(node) = \frac{p(path)}{E[N]} \quad (۳۸\text{-}۴)$$

طول عمر شبكه، به‌عنوان كوتاهترين زماني كه لازم است حداقل يك گره در شبكه انرژي خودش را از دست بدهد تعريف مي شود [20] بنابراين:

$$Path\ Lifetime = \frac{\min \{B_i,\ i \in (0, E[N]-1)\}}{p(node)} \quad (۳۹\text{-}۴)$$

كه در آن B_i توان باقيمانده گره i در مسير در زمان ارسال بسته جديد مي باشد.

۴-۲-۱ شبیه سازی و اعتبار سنجی روابط درجه بی‌درنگی مطمئن

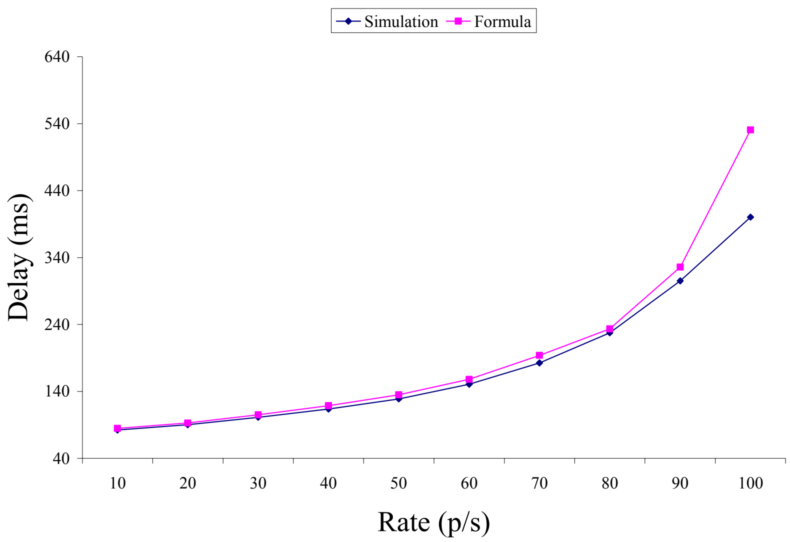
در اين قسمت از نرم افزار GloMoSim [128] براي شبيه سازي استفاده كرديم. پارامترهاي شبيه سازي در جدول۴-۲ مشخص شده اند.

در اين شبيه سازي ۶ گره بصورت تصادفي از سمت چپ، داده هاي خود را به سمت چاهك كه در وسط سمت راست قرار دارد ارسال مي كنند. بطور متوسط ۸ تا ۹ گام از مبدا تا مقصد وجود دارد. نرخ ترافيك گره ها ابتدا يك بسته در ثانيه مي باشد و بعد تا ۱۰۰ بسته در ثانيه افزايش مي يابد.

جدول۴-۲: تنظيمات شبيه‌سازي روابط درجه بي‌درنگي مطمئن

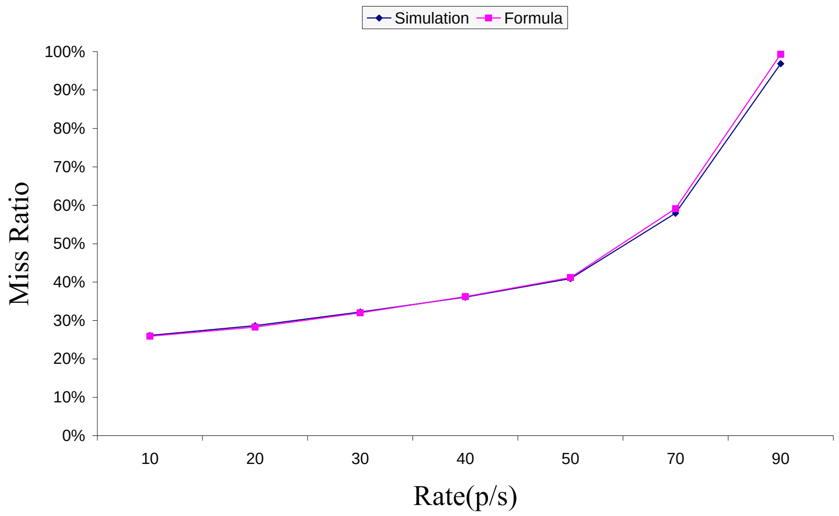
MAC Layer	MACA [56]
Routing Layer	DSR [55]
Propagation Model	TWO-RAY
Bandwidth	200Kb/s
Payload Size	32 Byte
Terrain	(200m, 200m)
Node Number	100
Node Placement	Uniform
Radio Range	40m
R (Number of backup paths)	2
Transmit Power Consumption	26.7 mw
Receive Power Consumption	22.6 mw

در شكل۴-۶ تاخير انتها به انتها نشان داده شده است. همانطور كه در شكل مشخص است افزايش نرخ ترافيك باعث افزايش تاخير انتها به انتها مي گردد، زيرا وقتي نرخ ترافيك افزايش يابد در آن صورت احتمال پرشدن بافر و گم شدن بسته ها زياد مي شود و از آنجا كه بسته گم شده دوباره ارسال مي گردد تا به مقصد برسد بنابراين تاخير انتها به انتها زياد مي شود.



شكل۴-۶: تأخير انتها-به-انتها تحت بارهاي متفاوت شبكه

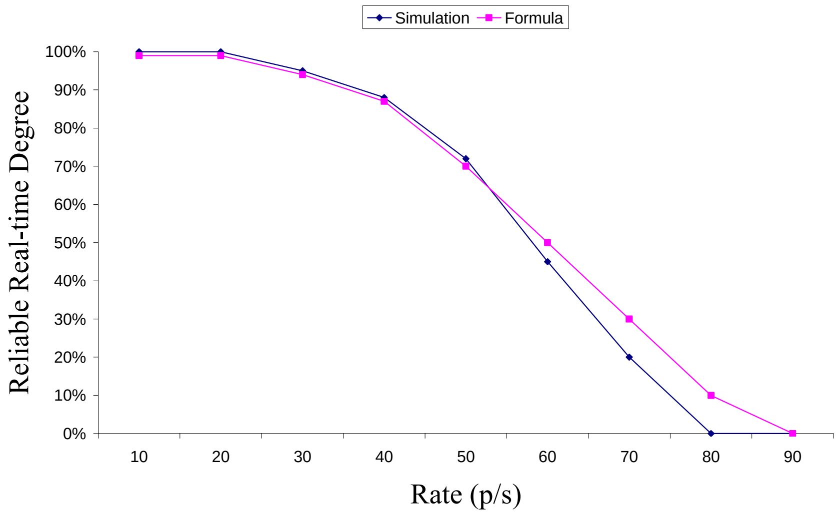
شکل۴-۷ نسبت گم شدن بسته ها را نشان مي دهد در اين شبيه سازي ما فرض كرديم كه T_{Delay} برابر با ۱۵۰ ميلي ثانيه است. همانطور كه از شکل مشخص است افزايش نرخ ارسال ترافيك باعث افزايش نسبت گم شدن بسته ها مي شود زيرا در اين حالت تاخير انتها به انتها زياد مي شود. لذا نسبت گم شدن بسته ها نيز زياد مي شود.



شکل۴-۷: نسبت گم شدن بسته‌ها تحت بارهاي متفاوت شبکه

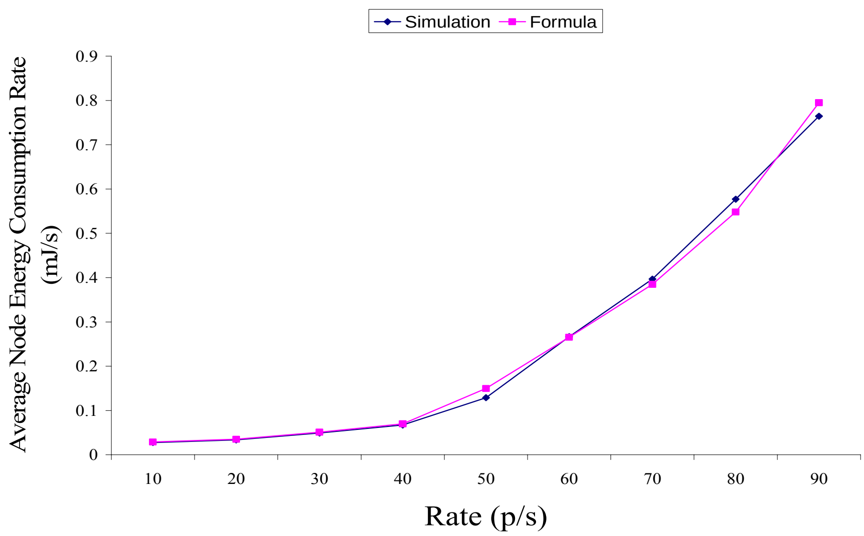
ما درجه بي‌درنگي مطمئن، را به‌عنوان يكي از پارامترهاي بي درنگي‌نرم در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم تعريف كرديم، كه روابط آن قبلا توضيح داده شده است. براي اعتبار سنجي آن روابط ما شبيه‌سازي را با اندازه بافر ۵۰ بسته انجام داديم.

نتايج شبيه سازي و روابط تحليلي در شکل۴-۸ نشان داده شده است. افزايش نرخ ترافيك ورودي باعث افزايش احتمال پر شدن بافر گره ها و افزايش احتمال خرابي گره ها مي شود. بنابراين احتمال گم شدن بسته ها زياد شده، در ضمن تاخير انتها به انتها نيز افزايش مي يابد. بنابراين افزايش نرخ ترافيك ورودي باعث كاهش درجه بي‌درنگي مطمئن شبكه مي‌گردد.



شكل۴-۸: درجه بي‌درنگي مطمئن تحت بارهاي متفاوت شبكه

در شكل۴-۹ نسبت انرژي مصرفي گره‌ها نسبت به نرخ ترافيك ورودي نشان داده شده است. همان‌طور كه از شكل مشخص است افزايش نرخ ترافيك ورودي باعث افزايش انرژي مصرفي گره‌ها مي‌گردد.



شكل۴-۹: انرژي مصرفي گره‌ها تحت بارهاي متفاوت شبكه

۴-۳ مدل‌های صف مناسب شبکه حسگر بی‌سیم بی‌درنگ

مدل صف FIFO، صرف نظر از محدوديتهاي زيادي كه دارد، معمولاً بصورت پيش فرض در بيشتر همبنديهايي كه نياز به پيكر بندي خاصي ندارد استفاده مي شود. از ويژگي هاي مهم مدل صف FIFO اين است كه در مورد اولويت بسته ها هيچ تمايزي قائل نمي‌شود و بسته ها را به همان ترتيبي كه دريافت مي‌كند ارسال مي‌نمايد. ترافيك زياد مبدأ باعث مي شود كه تاخير ارسال ترافيك، از جمله در مورد برنامه هاي حساس به زمان، كنترلهاي بين شبكه اي و پيغامهاي سيگنالي زياد شود. اگر چه مدل صف FIFO قبلاً بعنوان يك مدل موثر كنترل ترافيك شبكه استفاده مي‌شد، اما شبكه‌هاي هوشمند جديد نياز به الگوريتمهاي پيچيده ديگري دارند. علاوه بر اين، در مدل صف FIFO، زماني كه صف پر شود در آن صورت بسته هاي جديد، حتي اگر داراي اولويت بالايي باشند، دور ريخته مي شوند. در حقيقت گره هاي شبكه حسگر با توجه به اينكه در بافرشان فضاي خالي ندارند، مجبورند كه بسته هاي جديد را دور بريزند. بدين ترتيب در مدل صف FIFO بين بسته هاي با اولويت بالا و اولويت پايين نمي‌توان تميز داد.

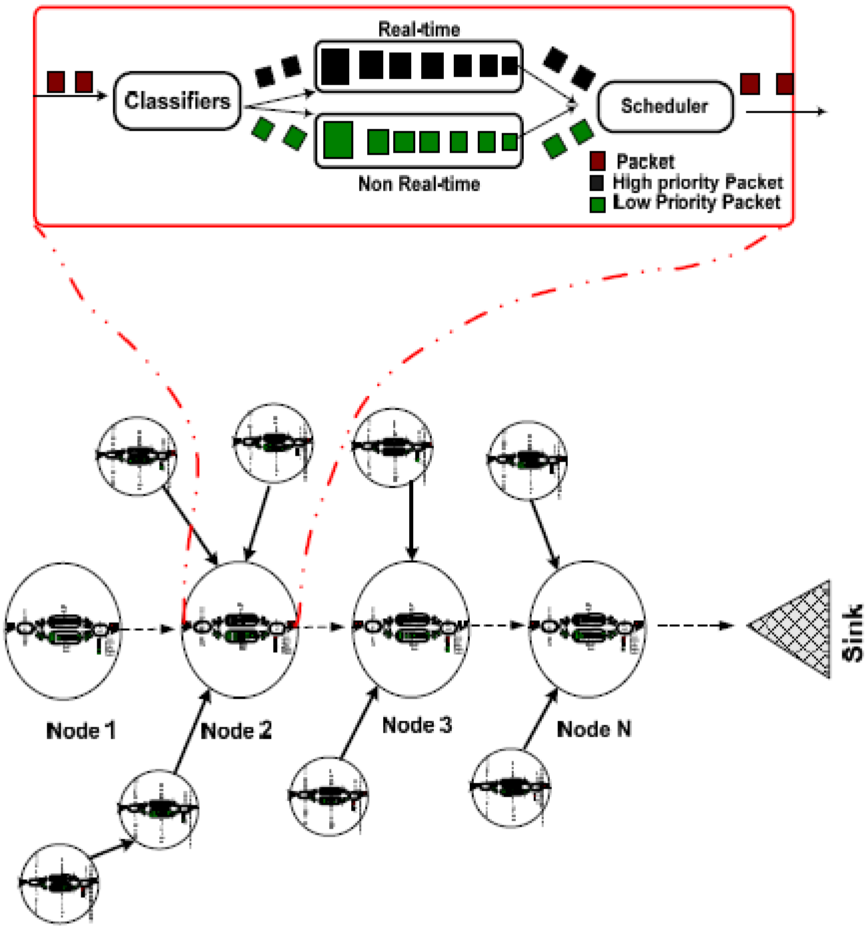
۴-۳-۱ مدل صف با اولويت[1]

براي غلبه براي محدوديت هاي صف FIFO و يكي از راه‌حلهاي خوب براي بدست آوردن كيفيت خدمات مناسب ترافيك‌هاي بي‌درنگ، مدل‌هاي صف با اولويت پيشنهاد شده است.

براي اين منظور دو نوع صف در گره هاي حسگر شبكه در نظر گرفته مي شود: صفهاي با اولويت بالا و صفهاي با اولويت پايين. سيستم به اين صورت عمل مي‌كند كه هميشه به صفهاي با اولويت بالا سرويس مي‌دهد و اگر بسته‌اي در صف با اولويت بالا وجود نداشت در آن صورت به صف با اولويت پايين سرويس مي دهد. همانطور كه در شكل٤-١٠ ديده مي شود، زمانبند[2] همزمان به خروجيهاي صفهاي مختلف سرويس مي دهد، بنابراين رفتار آن مانند سيستمي خواهد بود كه چند صف و يك سرويس دهنده دارد.

---

[1] Priority Queuing (PQ)
[2] Scheduler



شكل۴-۱۰: صف با اولويت در شبكه حسگر بي‌سيم

در اين بخش با سيستم صف M/G/1، حالت چند صف و يك سرويس دهنده را مدل مي‌كنيم و روابط آنها را نشان مي دهيم. براي نشان دادن روابط فرضيات زير را در نظر مي گيريم.

بسته هايي را كه مربوط به صف با اولويت بالا (Q_1) هستند از نوع رده[1] يك (C_1) و بسته‌هايي را كه مربوط به صف با اولويت پايين (Q_2) هستند را از نوع رده دو (C_2) در نظر مي گيريم. فرض مي كنيم كه بسته هاي C_1 بطور متوسط داراي طول L_1 و داراي ترافيك پواسون با نرخ λ_1 و بسته هاي C_2 به‌طور متوسط داراي طول L_2 و داراي ترافيك پواسون با نرخ λ_2 مي باشد.

[1] Class

۴-۳-۱-۱ صف با اولويت بالا (بسته هاى C_1)

ابتدا از صف يك شروع مي كنيم و فرض مي كنيم كه متوسط نرخ خدمت مورد نياز بسته هاي C_1 با مقدار $E\left[S_1\right]=\frac{1}{\mu_1}$ برابر است . فرض مي كنيم كه گشتاور دوم[1] نرخ خدمت مورد نياز بسته‌هاي C_1 با مقدار $E\left[S_1^2\right]$ برابر است.

هدف ما محاسبه تأخير براي بسته هاي C_1 مي باشد. از آنجايي كه بسته ها به‌صورت تصادفي انتخاب مي شوند پس مي‌توان فرض كنيم زمان ورود بسته ها از خاصيت پاستا[2] [87] ، رشته هاي ورودي با توزيع پواسون[3] [87] استفاده مي كنند. بنابراين متوسط تأخير بسته C_1 قبل از خدمت دهي با متوسط مدت تاخير بسته C_1 در صف Q_1 برابر است.

از آن‌جايي كه Q_1 صف با اولويت بالا مي باشد بنابراين متوسط تاخير C_1 به عوامل زير بستگي دارد:

- مقدار زمان لازم براي پايان يافتن خدمت بسته اي كه در حال خدمت گرفتن مي باشد، و
- مقدار زمان لازم براي خدمت دهي به بسته هاي C_1 كه زودتر از اين بسته وارد صف Q_1 شده‌اند.

بنابراين داريم:

$$E\left[W_1\right]=E\left[T_R\right]+E\left[T_1\right] \qquad (۴-۴۰)$$

كه $E[T_R]$ ميانگين باقي مانده زمان خدمت بسته در حال سرويس و در زماني كه زمانبند اشغال باشد، مي باشد. احتمال اشغال بودن زمانبند (سرويس دهنده) برابر با ρ مي‌باشد. احتمال اينكه بسته‌اي از نوع C_1 در حال گرفتن سرويس باشد برابر $\rho_1=\lambda_1 E\left[S_1\right]$ مي باشد كه نشان دهنده بكارگيري[4] بسته‌هاي از نوع C_1 مي باشد. از آنجا كه زمان ورود بسته جديد كاملا تصادفي است، لذا زمان باقي‌مانده را مي‌توان مانند زمان سرويس‌دهي به يك بسته تازه وارد با متغيير تصادفي S در نظر گرفت [87].

---

[1] Second Moment
[2] PASTA (Poisson Arrivals See Time Averages)
[3] Poisson arrival streams
[4] Utilization

بنابراين زمان باقيمانده براي سرويس گرفتن يك بسته C_1 در حال سرويس برابر با $\frac{E\left[S_1^{\,2}\right]}{2E\left[S_1\right]}$ مي باشد.

اما از آنجا كه در زمان ورود يك بسته جديد، ممكن است كه بسته در حال سرويس از نوع C_1 يا C_2 باشد لذا رابطه نهايي برابر است با :

$$E\left[T_R\right]=\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{E\left[S_k^{\,2}\right]}{2E\left[S_k\right]} \tag{۴۱-۴}$$

قسمت دوم رابطه (۴-۴۰) متوسط مدت زمان سرويس براي بسته هاي از نوع C_1، كه در صف قبل از ورود اين بسته تصادفي C_1 قرار دارند، مي باشد. اگر فرض كنيم كه تعداد بسته هاي ورودي از نوع C_1 در زمان ورود اين بسته تصادفي برابر با $E[N_1]$ باشد، بنابراين براساس خاصيت پاستا[1] و قانون ليتل[2]، بطور متوسط مقدار $E\left[N_1\right]=\lambda_1 E\left[W_1\right]$ بسته از نوع C_1 در زمان ورود تصادفي بسته در صف وجود دارد [70]. از آنجايي كه بسته هاي موجود در صف Q_1 بطور متوسط داراي زمان سرويس $\frac{1}{\mu_1}$ ميباشند لذا داريم:

$$E\left[T_1\right]=\frac{E\left[N_1\right]}{\mu_1}=\frac{\lambda_1 E\left[W_1\right]}{\mu_1}=\rho_1 E\left[W_1\right] \tag{۴۲-۴}$$

با قرار دادن $E[T_R]$ و $E[T_1]$ در رابطه (۴-۴۰) در آن صورت مقدار $E[W_1]$ به صورت زير محاسبه مي شود كه همان خاصيت M/G/1 مي باشد [43].

$$E\left[W_1\right]=\frac{\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{E\left[S_k^{\,2}\right]}{2E\left[S_k\right]}}{1-\rho_1} \tag{۴۳-۴}$$

با توجه به اينكه نرخ ارسال گره‌ها ثابت و مشخص است لذا زمانبند در گره‌هاي حسگر براي هر بسته C_k با نرخ ارسال R نياز به زمان سرويس معادل $\frac{L_k}{R}$ دارد. بنابراين متوسط زمان سرويس مورد نياز

---
[1] PASTA property
[2] Little's Law

براي هر بسته C_k برابر با $E\left[S_k\right]=\frac{1}{\mu_k}=\frac{L_k}{R}$ مي‌باشد و گشتاور دوم زمان سرويس مورد نياز براي بسته از نوع C_k برابر است با :

$$E\left[S_k^{\,2}\right]=Var\left[S_k\right]+\left(E\left[S_k\right]\right)^2 \qquad (۴۴-۴)$$

با اين ديد كه زمانبند داراي زمان سرويس ثابت براي هر بسته مي باشد و مانند سيستم M/D/1 عمل مي كند، لذا زمان سرويس ثابت با واريانس صفر خواهد بود [37]. پس رابطه (۴-۴۴) بصورت زير ساده مي شود:

$$E\left[S_k^{\,2}\right]=\left(E\left[S_k\right]\right)^2=\left(\frac{L_k}{R}\right)^2 \qquad (۴۵-۴)$$

بنابر فرضيات بالا، متوسط باقي‌مانده زمان سرويس دهي براي يك بسته از نوع C_1 كه در حال سرويس گرفتن مي باشد، برابر با $\frac{L_1}{2R}$ مي‌باشد، كه با احتمال ρ_1 بسته از نوع C_1 در حال سرويس گرفتن مي‌باشد. بنابراين چون ممكن است بسته در حال سرويس گرفتن از نوع C_1 يا C_2 باشد لذا فرمول (۴-۴۳) بصورت زير ساده مي شود:

$$E\left[W_1\right]=\frac{\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{L_k}{2R}}{1-\rho_1}=\frac{\rho_1\frac{L_1}{2R}+\rho_2\frac{L_2}{2R}}{1-\rho_1} \qquad (۴۶-۴)$$

كه ρ_1 و ρ_2 به ترتيب برابر با بكارگيري (احتمال اشغال بودن سرويس دهنده) بسته‌هاي C_1 و C_2 با طول متوسط L_1 و L_2 مي باشند.

۴-۳-۱-۲ صف اولويت پايين (بسته هاي C2)

حال مي خواهيم تاخير يك بسته از نوع C_2 را كه به‌طور تصادفي وارد صف با اولويت پايين مي‌شود به‌دست بياوريم. مقدار زماني كه يك بسته در سيستم قرار مي گيرد بسته به ميزان زمان خدمت دهي به بسته‌هايي مي باشد كه بايد جلوتر از اين بسته سرويس بگيرند. بنابراين زمان انتظار براي بسته تصادفي C_2 به صورت زير خواهد بود:

$$E\left[W_2\right]=E\left[Z_1\right]+E\left[Z_2\right]+E\left[Z_3\right]+.... \qquad (۴۷-۴)$$

$E[Z_1]$ برابر است با زمان سرويس‌دهي به بسته‌اي كه در حال سرويس گرفتن است، بعلاوه زمان سرويس‌دهي به بسته هاي C_1 و C_2 موجود در Q_1 و Q_2 هنگام ورود بسته تصادفي C_2. بنابراين $E[Z_1]$ را مي توانيم بصورت زير بنويسيم:

$$E\left[Z_1\right] = E\left[T_2\right] + E\left[T_R\right] \tag{۴-۴۸}$$

كه $E[T_R]$ مدت زمان باقي مانده از زمان سرويس بسته اي است كه در حال سرويس گرفتن مي باشد . اين زمان مانند حالت قبل كه براي Q_1 انجام شد، محاسبه مي گردد.

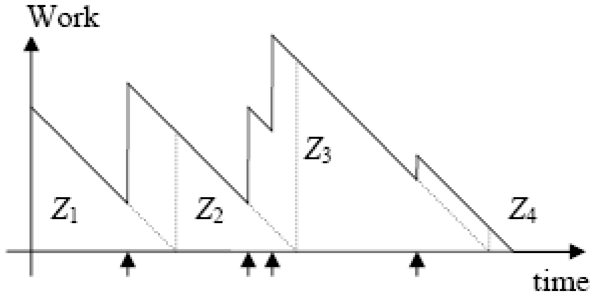
$E\ [T_2]$ هم زمان سرويس‌دهي به تمام بسته هاي موجود در Q_1 و Q_2 در زمان ورود تصادفي C_2 به صف با اولويت پايين مي باشد. $E\ [T_2]$ وابسته به تعداد بسته هاي موجود از هر نوع در لحظه ورود تصادفي C_2 مي باشد. بنابراين براساس خاصيت پاستا و قانون ليتل تعداد $E\left[N_k\right] = \lambda_k E\left[W_k\right] C_k$ بسته در هنگام ورود تصادفي بسته C2 در هر صف وجود دارد. از آنجا كه هر بسته بطور متوسط نياز به زمان سرويس $\frac{1}{\mu_k}$ دارد، بنابراين $E[T_2]$ به صورت زير محاسبه مي شود :

$$E\left[T_2\right] = \sum_{k=1}^{2} \frac{E\left[N_k\right]}{\mu_k} = \sum_{k=1}^{2} \frac{\lambda_k E\left[W_k\right]}{\mu_k} = \sum_{k=1}^{2} \rho_k E\left[W_k\right] = \rho_1 E\left[W_1\right] + \rho_2 E\left[W_2\right] \tag{۴-۴۹}$$

از مجموع $E[T_R]$ و $E\ [T_2]$ رابطه زير بدست مي آيد:

$$E\left[Z_1\right] = \sum_{k=1}^{2} \rho_k \frac{L_k}{2R} + \rho_1 E\left[W_1\right] + \rho_2 E\left[W_2\right] \tag{۴-۵۰}$$

$E\ [Z_2]$ مقدار متوسط زمان لازم براي سرويس‌دهي به بسته‌هايي مي باشد كه در زمان $E\ [Z_1]$ وارد صف با اولويت بالا C_1 شده اند و $E\ [Z_3]$ متوسط زمان لازم براي سرويس‌دهي به بسته‌هايي مي‌باشد كه در زمان $E[Z_2]$ وارد صف با اولويت بالا C_1 شده اند همانطور كه در شكل ٤-١١ نشان داده شده است، زمان انتظار براي بسته C_2 برابر با زمان سرويس دهي به تمام بسته هايي مي باشد كه در جلوي آن قرار دارد [50].



شکل ۴-۱۱: زمان انتظار بسته C_2 بر اساس Z_j ها

در این شکل میانگین زمان انتظار C_2 برابر است با :

$$E[W_2] = E[Z_1] + E[Z_2] + E[Z_3] + E[Z_4] \tag{۴-۵۱}$$

اگر M_j نشان دهنده تعداد بسته وارد شده به Q_1 در زمان Z_i باشد بنابراین داریم :

$$E[W_2] = E[Z_1] + E[S_1]E[M_1] + E[S_1]E[M_2] + \ldots \tag{۴-۵۲}$$

از آنجايي که زمان سرويس دهي و زمان ورود مستقل از يکديگر هستند بنابراين داريم:

$$E[M_j] = E\big[E[M_j \mid Z_j]\big] = E[C_1 Z_j] = C_1 E[Z_j] \tag{۴-۵۳}$$

لذا چون ميانگين نرخ ورود ثابت است بنابراين تعداد بسته هاي ورودي به صف Q_1 در يك بازه زماني متناسب با طول آن بازه زماني خواهد بود.

از آنجا که ميانگين تعداد بسته هاي ورودي به صف Q_1 را در واحد زمان C_1 در نظر گرفته ايم و نرخ سرويس‌دهي داراي ميانگين زماني $\frac{1}{\mu_1}$ مي باشد. بنابراين ميانگين زماني انتظار در صف برابر است با:

$$\begin{aligned} E[W_2] &= E[Z_1] + E[S_1]C_1E[Z_1] + E[S_1]C_1E[Z_2] + \ldots \\ &= E[Z_1] + \frac{C_1}{\mu_1}\left(E[Z_1] + E[Z_2] + \ldots\right) \\ &= E[Z_1] + \frac{C_1}{\mu_1}E[W_2] \end{aligned} \tag{۴-۵۴}$$

به عبارت ديگر، در مدت زمان $E\left[W_2\right]$، بسته C_2 بايد به مدت زمان سرويس‌دهي به تعداد $\lambda_1 E\left[W_2\right]$ از بسته C_1 در Q_2 صبر كند و چون زمان سرويس دهي هر بسته C_1 بطور متوسط $\frac{1}{\mu_1}$ مي‌باشد پس در مورد $\frac{C_1}{\mu_1}E\left[W_2\right]$ مي توانيم بنويسيم:

$$\frac{\lambda_1 E\left[W_2\right]}{\mu_1} = \rho_1 E\left[W_2\right] \quad (۴-۵۵)$$

با قرار دادن همه اين پارامترها در رابطه (۴-۴۷) داريم :

$$E\left[W_2\right] = \sum_{k=1}^{2} \rho_k \frac{L_k}{2R} + \rho_1 E\left[W_1\right] + \rho_2 E\left[W_2\right] + \rho_1 E\left[W_2\right] \quad (۴-۵۶)$$

و از آنجا مقدار $E\left[W_2\right]$ بصورت زير حساب مي گردد:

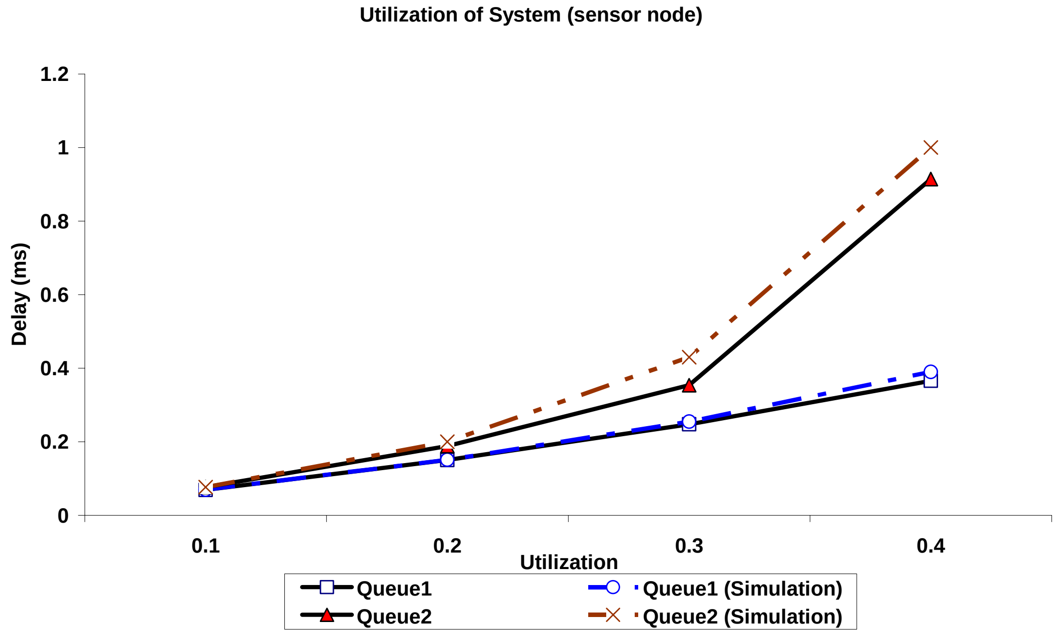
$$E\left[W_2\right] = \frac{\sum_{k=1}^{2} \rho_k \frac{L_k}{2R} + \rho_1 E\left[W_1\right]}{1-\rho_1-\rho_2} \quad (۴-۵۷)$$

۴-۳-۱-۳ ارزیابی و صحه‌گذاری روابط

در اين قسمت يك شبكه نمونه را ايجاد و نتايج شبيه سازي را با نتايج حاصل از روابط مقايسه كرده‌ايم.

محيط شبيه‌سازي را يك مربع ۲۰۰*۲۰۰ متر در نظر گرفته، تعداد ۱۰۰ گره بصورت تصادفي در اين مساحت توزيع شده‌اند. شعاع ارسال را ۴۰ متر در نظر مي‌گيريم و سرعت ارسال هر گره ۲۵۰ kbps مي‌باشد. طول هر بسته نيز ۴۰ بايت مي باشد. از آنجا كه سرعت ارسال هر گره ۲۵۰ kbps مي باشد حداكثر نرخ سرويس دهي براي زمانبند مقدار ۷۸۰ بسته در ثانيه مي تواند باشد.

لذا ما نرخ توليد بسته ها را ابتدا ۷۸ بسته در ثانيه كه معادل بكارگيري ۰/۱ است قرار مي دهيم و بعد ۱۵۶ بسته در ثانيه كه بكارگيري ۰/۲ مي شود و همينطور تا بكارگيري ۰/۴ افزايش مي دهيم. در هر يك از اين شرايط نرخ بسته هاي C_1 (بسته هاي بي‌درنگ) را سه برابر نرخ بسته‌هاي C_2 (بسته هاي غير بي‌درنگ) قرار داده ايم. نتايج آن در شكل ٤-۱۲ مشخص شده است.



شكل ۴-۱۲: تأخير در گره تحت بكارگيري‌هاي متفاوت

همانطور كه در شكل ٤-١٢ مشخص است افزايش نرخ ورودي باعث افزايش تاخير مي شود. در ضمن افزايش ترافيک ورودي (بكارگيري) باعث تأخير بيشتر داده‌هاي صف Q_2 مي‌شود و دليل اين امر اولويت بالا داده‌هاي صف Q_1 مي‌باشد زيرا در اين مدل، زمانبند ابتدا به بسته‌هاي صف Q_1 و بعد به داده‌هاي صف Q_2 سرويس مي‌دهد. لذا براي رفع اين مشكل از مدل ديگري استفاده كرده‌ايم، كه در ادامه به توضيح آن مي‌پردازيم.

۴-۳-۲ مدل سرکشی[1] برای شبکه‌های حسگر بی‌سیم

مدل قبلي برتري نسبت به مدل FIFO داشت و مهمترين مزيت آن داشتن دو صف جداگانه براي داده هاي بي‌درنگ و غير بي‌درنگ بود. اين امر باعث مي شد كه داده ها داراي اولويت باشند و داده هاي با اولويت بالاتر كه همان داده هاي بي درنگ بودند، زودتر ارسال شوند . اما اين امر باعث مي‌شد كه تاخير و طول صف داده هاي غير بي‌درنگ خيلي زياد شود. به همين منظور از مدل سركشي با سرويس محدود استفاده كرديم.

[1] Polling model

بيش از دو دهه است كه مدل سركشي در شبكه هاي محلي مورد مطالعه قرار گرفته اند و كارآيي آنها تحليل شده است [36]. ابتدايي ترين مدل سركشي، مدل صفي مي باشد كه شامل مجموعه‌اي از صف‌ها است و يك سرويس دهنده با يك ترتيب چرخان[1] به آنها سرويس مي دهد [115]. به‌طور كلي مدل‌هاي سركشي را مي‌توان به سرويسهاي جامع[2]، دروازه‌اي[3] و خدمت محدود[4] تقسيم‌بندي كرد.

جزئيات بيشتر در مورد مدلهاي سركشي را مي توان در منابع [112] و [14] مطالعه كرد.

سرويسي كه بيشتر با شبكه هاي حسگر بي سيم تناسب دارد مدل سركشي با سرويس محدود مي باشد. در سيستم سرويس محدود، يك صف خدمت مي گيرد تا

- بافر خالي بشود، يا
- تعداد مشخصي از بسته ها كه در ابتداي صف هستند سرويس بگيرند . اگر حداكثر تعداد k بسته در يك دور خدمت بگيرند به آن مدل سركشي با محدوديت k مي گوييم.

اگر k=1 باشد حاصل مدل ساده اي مي شود كه به آن مدل سركشي با محدوديت ۱ مي گوييم، كه در آن سرويس دهنده در هر دور به يك بسته از هر صف خدمت مي دهد.

براي مدل كردن اين سيستم مانند سيستم حالت قبل فرضيات زير را در نظر مي گيريم:

صف با اولويت بالاتر را كه داده هاي بي‌درنگ وارد آن مي شوند Q_1 و صف با اولويت پايين‌تر را كه داده هاي غير بي‌درنگ وارد آن مي شوند Q_2 مي ناميم. داده هاي Q_1 را از نوع C_1 با طول متوسط L_1 و داده‌هاي Q_2 را از نوع C_2 با طول متوسط L_2 در نظر مي گيريم. متوسط نرخ ورود C_1 و C_2 را به ترتيب λ_1 و λ_2 در نظر مي گيريم كه داراي توزيع پوآسون هستند.

---

[1] Cyclic order
[2] Exhaustive
[3] Gated
[4] Limited service

۴-۳-۲-۱ مدل سرکشی با محدودیت ۱ برای شبکه‌های حسگر بی‌سیم

در اين قسمت ما دو صف Q_1 و Q_2 را در گره هاي شبكه حسگر بي سيم در نظر مي گيريم كه هر كدام بصورت چرخشي[1] بسته ها را خدمت دهي مي كنند. در ابتدا مدل سركشي با محدوديت ۱ را بررسي مي كنيم. از آنجا كه زمانبند در اين مدل يك بسته از Q_1 و يك بسته از Q_2 را خدمت دهي مي‌كند لذا تأخير متوسط بسته هاي C_1 و C_2 با هم برابر خواهد بود. بنابراين فقط تأخير متوسط صف Q_1 را بررسي مي كنيم.

براي صف Q_1 فرض مي كنيم كه متوسط زمان سرويس دهي براي بسته C_1 برابر با $E\left[S_1\right]=\frac{1}{\mu_1}$ باشد و گشتاور دوم آن برابر با $E\left[S_1^2\right]$ است. حال مي خواهيم متوسط زمان تأخير صف را براي بسته اي كه بطور تصادفي وارد صف شده است بدست بياوريم. از آنجا كه بسته بصورت تصادفي انتخاب شده است بنابراين زمان ورودش را مي توانيم بر اساس خواص پاستا براي رشته‌هاي ورودي پواسون [87] در نظر بگيريم.

متوسط زمان انتظار بسته تصادفي C_1 در صف Q_1 يا همان $E[W_1]$، برابر است با زمان تمام شدن سرويس بسته در حال خدمت بعلاوه زمان خدمت دهي به تمام بسته هايي كه در Q_1 و Q_2 قبل از ورود بسته تصادفي C_1 وجود داشته اند. بنابراين:

$$E\left[W_1\right]=E\left[R_m\right]+E\left[T_1\right]+E\left[T_2\right] \qquad (۵۸\text{-}۴)$$

$E[R_m]$ ميانگين مدت زمان لازم براي تمام شدن زمان سرويس دهي بسته در حال خدمت مي‌باشد. اگر بسته از نوع C_1 باشد اين زمان $E[R_1]$ و اگر از نوع C_2 باشد اين زمان $E[R_2]$ خواهد بود. $E[T_1]$ متوسط مدت زماني است كه براي سرويس دادن بسته هاي موجود در Q_1 در زمان ورودي بسته تصادفي C_1 لازم مي باشد. تعداد اين بسته‌ها بطور متوسط $E[N_1]$ خواهد بود. $E[T_2]$ متوسط مدت زماني است كه براي سرويس دادن بسته هاي موجود در Q_2 در زمان ورود بسته تصادفي C_1، لازم مي‌باشد. از آنجا كه مدل سركشي با محدوديت ۱ و با ترتيب چرخان براي سرويس دهي در نظر گرفته

[1] Round-robin

شده است، پس تعداد بسته هاي C_2 كه تا زمان انتظار C_1 خدمت مي گيرند نيز همان $E[N_1]$ خواهند بود.

از آنجا كه $E[R_m]$ متوسط زمان باقي مانده براي پايان سرويس بسته در حال خدمت مي باشد. لذا اگر احتمال اشغال بودن زمانبند را ρ در نظر بگيريم، پس بسته از نوع C_1 به احتمال $\rho_1 = \lambda_1 E\left[S_1\right]$ در حال خدمت گرفتن مي باشد، كه ρ_1 همان بكارگيري بسته هاي از نوع C_1 مي‌باشد، از آنجا كه زمان ورود بسته C_1 را بطور تصادفي در نظر گرفته بوديم بنابراين زمان باقي مانده براي پايان بسته در حال خدمت را مانند زمان مورد نياز براي پايان يك بسته تازه وارد شده به سرويس دهنده به متغير تصادفي S مي توانيم در نظر بگيريم [87].

بنابراين زمان پردازش باقي مانده براي بسته C_1 برابر با $\frac{E\left[S_1^2\right]}{2E\left[S_1\right]}$ مي باشد. ولي از آنجا كه نمي دانيم در زمان ورود بسته تصادفي C_1 ، بسته در حال پردازش از نوع C_1 يا C_2 مي باشد پس بطـــور كل $E[R_m]$ بصورت زير خواهد شد:

$$E\left[R_m\right] = \sum_{k=1}^{2} \rho_k \frac{E\left[S_k^2\right]}{2E\left[S_k\right]} \qquad (۵۹\text{-}۴)$$

$E[T_1]$ برابر با متوسط مدت زمان سرويس دهي به بسته هاي موجود در Q_1 مي باشد. اگر متوسط تعداد بسته ها در زمان ورود بسته تصادفي C_1 برابر با $E[N_1]$ باشد آنگاه بنابر خاصيت پاستا و قانون ليتل داريم [70]:

$$E\left[N_1\right] = \lambda_1 E\left[W_1\right] \qquad (۶۰\text{-}۴)$$

از آنجا كه متوسط زمان سرويس دهي به هر كدام از بسته هاي C_1 برابر با $\frac{1}{\mu_1}$ مي باشد لذا داريم:

$$E\left[T_1\right] = \frac{E\left[N_1\right]}{\mu_1} = \frac{\lambda_1 E\left[W_1\right]}{\mu_1} = \rho_1 E\left[W_1\right] \qquad (۶۱\text{-}۴)$$

همانطور که قبلا گفته شد چون سیستم به ترتیب چرخشي به بسته ها سرویس مي دهد و یك بسته از صف Q_1 و یك بسته از صف Q_2 سرویس مي گیرد پس $E[T_2]$ برابر با متوسط زمان سرویس‌دهي به تعداد $E[N_1]$ بسته از صف Q_2 خواهد بود. با فرض اینکه متوسط زمان سرویس‌دهي بسته هاي صف Q_2 برابر با $\frac{1}{\mu_2}$ باشد لذا داریم :

$$E[T_2]=\frac{E[N_1]}{\mu_2}=\frac{\lambda_1 E[W_1]}{\mu_2} \qquad (۶۲-۴)$$

حال اگر فرض کنیم که $\mu_1=\mu_2=\mu$ لذا خواهیم داشت :

$$E[T_2]=\frac{\lambda_1 E[W_1]}{\mu_1} \qquad (۶۳-۴)$$

و با قرار دادن $E[R_m]$، $E[T_1]$ و $E[T_2]$ در رابطه (۴-۵۸) ، آنگاه داریم :

$$\begin{aligned} E[W_1] &= \sum_{k=1}^{2}\rho_k \frac{E[S_k^2]}{E[S_k]}+\frac{\lambda_1 E[W_1]}{\mu_1}+\frac{\lambda_1 E[W_1]}{\mu_1} \\ &= \sum_{k=1}^{2}\rho_k \frac{E[S_k^2]}{E[S_k]}+2\frac{\lambda_1 E[W_1]}{\mu_1} \\ &= \sum_{k=1}^{2}\rho_k \frac{E[S_k^2]}{E[S_k]}+2\rho_1 E[W_1] \end{aligned} \qquad (۶۴-۴)$$

حال مي خواهیم متوسط زمان سرویس‌دهي، زمانبند را بدست بیاوریم . اگر نرخ ارسال را R در نظر بگیریم در آن صورت زمانبند براي خدمت‌دهي به بسته از نوع C_k نیاز به $\frac{L_k}{R}$ واحد زماني دارد.

بنابراین متوسط زمان مورد نیاز براي بسته C_k برابر است با :

$$E[S_k]=\frac{1}{\mu_k}=\frac{L_k}{R} \qquad (۶۵-۴)$$

گشتاور دوم سرویس‌دهي بسته C_k برابر است با :

$$E[S_k^2]=Var[S_k]+\left(E[S_k]\right)^2 \qquad (۶۶-۴)$$

با توجه به اینکه زمان سرویس دهي زمانبند ثابت مي باشد بنابراين $Var\left[S_k\right]=0$ مي باشد [37]. بنابراین:

$$E\left[S_k^{\,2}\right]=\left(E\left[S_k\right]\right)^2=\left(\frac{L_k}{R}\right)^2 \qquad (۴-۶۷)$$

لذا، باقي مانده زمان سرويس بسته C_1 در حال خدمت برابر با $\frac{L_1}{2R}$ است. اين زمان بطور متوسط با احتمال ρ_1 براي سرويس دهي بسته C_1 در نظر گرفته مي‌شود. ولي چون نمي‌دانیم که در زمان ورود بسته تصادفي C_1 كدام بسته C_1 يا C_2 در حال سرويس مي باشد پس داريم :

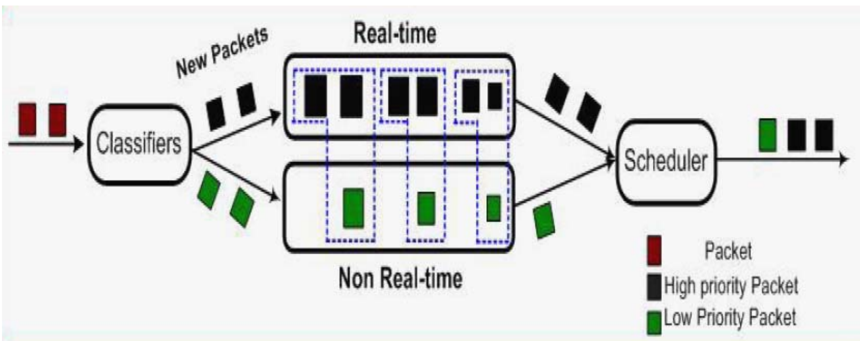
$$E\left[W_1\right]=\frac{\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{L_k}{2R}}{1-2\rho_1}=\frac{\rho_1\frac{L_1}{2R}+\rho_2\frac{L_2}{2R}}{1-2\rho_1} \qquad (۴-۶۸)$$

که ρ_1 و ρ_2 بکارگيري بسته هاي C_1 و C_2 با طول هاي L_1 و L_2 مي باشد.

۴-۳-۲-۲ مدل سرکشی با محدودیت K برای شبکه‌های حسگر بی‌سیم

در حالت قبل نرخ سرويس دهي براي بسته هاي بي‌درنگ و غير بي‌درنگ برابر بود. اما در اين مدل نرخ سرويس دهي براي بسته هاي بي‌درنگ بالاتر ازنرخ سرويس دهي غير بي‌درنگ مي باشد.

بدين ترتيب در مدل سرکشي با محدوديت K، زمانبند، K بسته از صف Q_1 را که مربوط به بسته‌هاي بي‌درنگ مي‌باشد، سرويس مي‌دهد و يك بسته از صف Q_2 که مربوط به بسته‌هاي غيربي‌درنگ مي‌باشد، سرويس دهي مي كند. اگر مدل سرکشي با محدوديت ۲ را در نظر بگيريم زمانبند ۲ بسته از Q_1 را سرويس دهي مي‌كند و يك بسته از Q_2 که اين مدل در شكل ۴-۱۳ نشان داده شده است.



شکل ۴-۱۳: مدل سرکشي با محدوديت K در گره شبكه حسگر بي‌سيم (در اين مثال k=2)

حال مي خواهيم زمان انتظاربسته هاي C_1 و C_2 را در صف محاسبه كنيم. از آنجا كه بسته‌ها بصورت تصادفي انتخاب شده اند بنابراين مي توانيم بگوييم كه زمان ورودشان بر اساس خاصيت پاستا، از رشته هاي ورودي پواسون مي باشد [87].

اگر فرض كنيم كه Q_1 بر اساس مدل سركشي با محدوديت ۲ مي باشد و $E[W_1]$ را متوسط مدت انتظار بسته C_1 در صف تا زمان سرويس دهي در نظر بگيريم . اين زمان برابر خواهد شد با :

- با قيمانده زمان سرويس بسته در حال خدمت گرفتن، و
- زمان سرويس دادن به تمام بسته هاي موجود در Q_1 كه در جلوي بسته تصادفي C_1 قرار دارند و تعداد آن را مي توان $E[N_1]$ در نظر گرفت، و
- تعداد $\left(E\left[\frac{N_1}{2}\right]\right)$ بسته از صف Q_2، زيرا بسته ها به ترتيب چرخشي ارسال مي شوند و به ازاي هر دو بسته‌اي كه از Q_1 ارسال مي شود يك بسته از Q_2 ارسال مي گردد. بنابراين:

$$E\left[W_1\right]=E\left[R_m\right]+E\left[T_1\right]+E\left[T_2\right] \quad (۶۹-۴)$$

$E[R_m]$ و $E[T_1]$ مانند حالت قبل محاسبه مي گردند لذا در اين قسمت وارد جزييات محاسبه آنها نمي شويم و محاسبه $E[T_2]$ را بررسي مي كنيم. همانطور كه قبلا توضيح داديم، $E[T_2]$ برابر با متوسط مدت زماني است كه بايد تعداد $\left(E\left[\frac{N_1}{2}\right]\right)$ از صف Q_2 سرويس بگيرند. با فرض اينكه تعداد بسته هاي در صف Q_1 در زمان ورود بسته تصادفي C_1، برابر با $E[N_1]$ باشد. در آن صورت با توجه به خاصيت پاستا و قانون ليتل داريم [70]:

$$E\left[N_1\right]=\lambda_1 E\left[W_1\right] \quad (۷۰-۴)$$

از آنجايي كه بسته هاي موجود در صف Q_2 داراي متوسط زمان تأخير $\frac{1}{\mu_2}$ هستند. بنابراين داريم :

$$E\left[T_2\right]=\frac{E\left[N_1\right]/2}{\mu_2}=\frac{\left(\lambda_1 E\left[W_1\right]\right)/2}{\mu_2} \quad (۷۱-۴)$$

و اگر فرض کنيم که $\mu_1=\mu_2=\mu$ در آن صورت داريم:

$$E[T_2]=\frac{\left(\lambda_1 E[W_1]\right)/2}{\mu_1} \tag{۷۲-۴}$$

حال با جايگزين کردن $E[R_m]$، $E[T_1]$ و $E[T_2]$ در رابطه (۴-۶۹) داريم:

$$E[W_1]=\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{E\left[S_k^{\,2}\right]}{E\left[S_k\right]}+\frac{\lambda_1 E[W_1]}{\mu_1}+\frac{\lambda_1 E[W_1]}{2\mu_1} \tag{۷۳-۴}$$

و چون زمان سرويس دهي ثابت مي باشد پس خواهيم داشت:

$$E[W_1]=\frac{\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{L_k}{2R}}{\left(2-3\rho_1\right)/2}=\frac{\rho_1\frac{L_1}{2R}+\rho_2\frac{L_2}{2R}}{\left(2-3\rho_1\right)/2} \tag{۷۴-۴}$$

که ρ_1 و ρ_2 بکارگيري بسته هاي C_1 و C_2 با طول هاي L_1 و L_2 مي باشند.

حال بايد متوسط مدت زمان انتظار براي بسته C_2 را که وارد Q_2 مي شود به‌دست آوريم. مدت زمان انتظار بسته C_2 برابر است با :

- مدت زمان کامل شدن سرويس بسته در حال خدمت گرفتن، و
- مدت زمان کامل شدن سرويس بسته هاي موجود در صف Q_2 که قبل از بسته تصادفي C_2 وارد صف Q_2 شده اند و تعداد آنها را بطور متوسط $E[N_2]$ در نظر مي گيريم ، و
- مدت زمان کامل شدن سرويس ($E[2N_2]$) عدد از بسته هاي صف Q_1.

که مشابه روشهاي قبل خواهيم داشت:

$$E[W_2]=\frac{\sum_{k=1}^{2}\rho_k\frac{L_k}{2R}}{\left(1-3\rho_2\right)}=\frac{\rho_1\frac{L_1}{2R}+\rho_2\frac{L_2}{2R}}{\left(1-3\rho_2\right)} \tag{۷۵-۴}$$

۴-۳-۲-۳ شبيه سازی و اعتبار سنجی مدل سرکشی

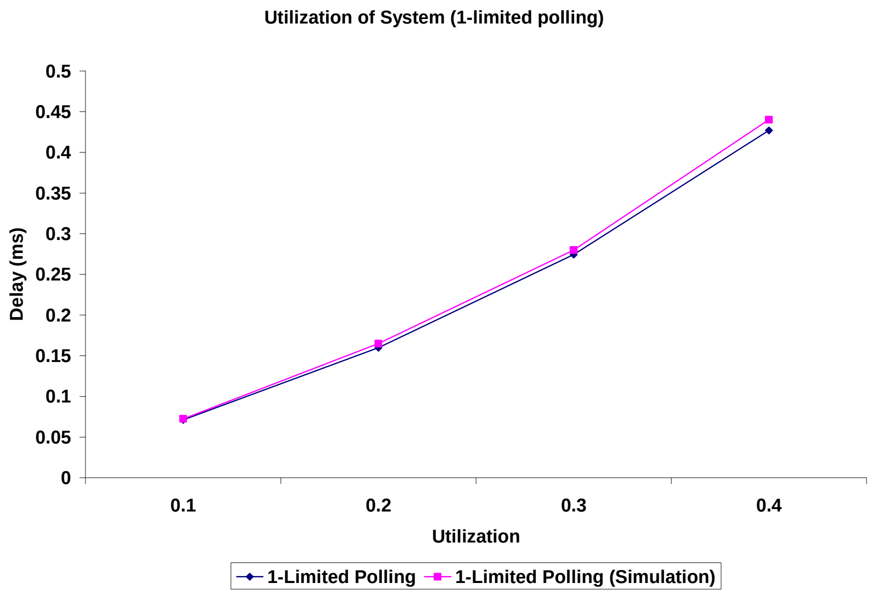
در اين قسمت شبيه سازي مدل سرکشي و مقايسه نتايج آن با نتايج حاصل از روابط تحليلي بررسي مي‌شود. شبيه سازي را در دو حالت زير انجام مي دهيم:

- مدل سركشي با محدوديت ۱، كه در اين حالت به صورت چرخشي يك بسته از صف Q_1 و يك بسته از صف Q_2 ارسال مي گردد.
- مدل سركشي با محدوديت k، كه در حالت k=2 اين كار را انجام داده ايم و به صورت چرخشي ۲ بسته از صف Q_1 و يك بسته از صف Q_2 ارسال كرده‌ايم.

۴-۳-۲-۳-۱ شبیه سازی مدل سرکشی با محدودیت ۱

در يك مساحت (200mx200m) تعداد ۱۰۰ گره را با شعاع ارسال 40m بطور يكنواخت پخش كرده‌ايم. سرعت ارسال را R=250kbps و طول هر بسته را L=40 بايت در نظر گرفته‌ايم. از آنجايي كه مدت زمان ارسال يك بسته $\frac{L}{R}$ ثانيه خواهد بود لذا در اين شبكه هر گره تقريبا ۷۸۰ بسته را در ثانيه مي‌تواند ارسال كند.

نرخ توليد ترافيك را ابتدا ۷۸ بسته در ثانيه در نظر مي گيريم كه در اين صورت بكارگيري كل گره برابر با ۰/۱ خواهد بود و بعد نرخ توليد ترافيك را ۱۵۶ بسته در ثانيه در نظر گرفته‌ايم، كه در آن صورت گره داراي بكارگيري ۰/۲ مي‌گردد. نتايج اين شبيه سازي تا بكارگيري ۰/۴ با ميانگين ۱۵ اجرا در شكل ٤-١٤ نشان داده شده است.



شكل ۴-۱۴: تأخير تحت بكارگيري‌هاي مختلف براي مدل سركشي با محدوديت ۱

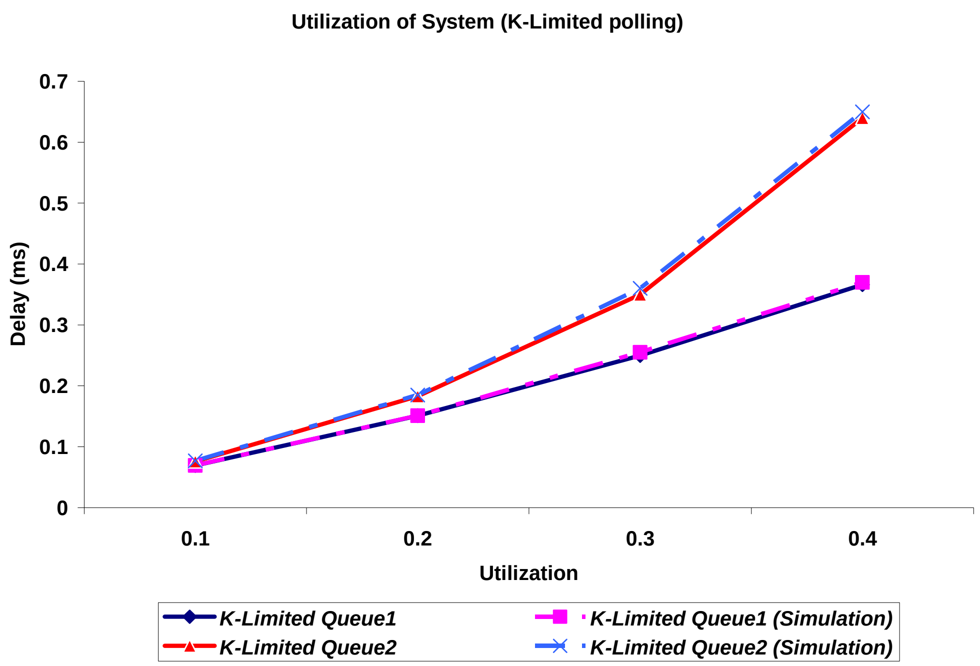
همان‌طور که در شکل مشخص است نتايج شبيه سازي و روابط تحليلي به هم نزديك مي باشد.

در اين شكل نرخ ترافيك ورودي با واحد بكارگيري بر روي محور افقي مشخص شده در حالي كه تأخير با واحد ميلي ثانيه بر روي محور عمودي مشخص شده است.

با افزايش بكارگيري، نرخ ترافيك ورودي افزايش مي يابد كه اين امر باعث افزايش تأخير صف مي‌شود. رابطه بين افزايش بكارگيري و افزايش نرخ ترافيك ورودي در نمودار مشخص است.

۴-۳-۲-۳-۲ شبیه سازی مدل سرکشی با محدودیت k

در اين حالت نيز پارامترهاي شبيه سازي مانند حالت قبل انتخاب شده اند. k=2 در نظر گرفته شده است. نتايج حاصل از ميانگين ۱۵ اجرا براي شبيه سازي و مقايسه آن با نتايج بدست آمده از روابط تحليلي در شكل ٤-١٥ آمده است.



شکل ۴-۱۵: تأخير تحت بكارگيري‌هاي مختلف براي مدل سركشي با محدوديت k

همان‌طور كه از شكل مشخص است تأخير صف Q_2 در همه موارد از صف Q_1 بيشتر است كه اين طبق خاصيت مدل سركشي با محدوديت ۲، توجيه پذير مي باشد. در اين مدل به ازاي هر ۲ بسته‌اي كه از صف Q_1 ارسال مي‌گردد، يک بسته از صف Q_2 فرستاده مي شود. اين افزايش تأخير و فاصله بين

Q_1 و Q_2 با افزايش بكارگيري زياد مي شود همانطور كه از نمودار مشخص مي باشد نتايج شبيه‌سازي و نتايج حاصل از روابط تحليلي بر هم منطبق مي باشند.

۴-۴ جمع‌بندی

در اين فصل دو مفهوم درجه بي‌درنگي و درجه بي‌درنگي مطمئن تعريف شد و روابط تحليلي آنها را بر اساس مدل صف M/M/1/K بدست آورديم . با توجه به نتايج شبيه سازي مشخص شد كه نتايج حاصل از اين روابط معتبر مي باشند.

پارامترهايي مانند: گم شدن بسته‌ها، ميانگين تأخير بسته‌ها و طول عمر مسير بعنوان عوامل مهم درجه بي‌درنگي و درجه بي‌درنگي مطمئن در نظر گرفته شدند.

اين روابط به ما كمك مي كنند كه قبل از پياده سازي شبكه بتوان درجه بي‌درنگي و درجه بي‌درنگي مطمئن شبكه مورد نظرمان را به‌دست آوريم. با اين كار مي توانيم حدس بزنيم كه چقدر اين شبكه نيازهاي بي‌درنگي ما را برآورده مي سازد.

در ضمن در اين فصل بجاي مدل صف FIFO، كه در درجه بي‌درنگي و درجه بي‌درنگي مطمئن بررسي شد، مدلهاي صف با اولويت در شبكه هاي حسگر بي‌سيم بي‌درنگ نيز بررسي گرديد.

مدل صف FIFO، در پياده سازي ساده مي باشد، اما براي شبكه‌هاي بي‌درنگ مدل مناسبي نمي‌باشد، چون بين داده‌ها هيچ تفاوت و اولويتي قائل نمي شود.

در مدل صف اولويت‌دار دو حالت را در نظر گرفتيم در حالت اول هميشه اولويت با داده هاي بي‌درنگ بود و زماني كه داده اي از اين نوع وجود نداشت داده هاي غير بي‌درنگ ارسال مي شدند . اين امر باعث مي شد كه تاخير داده هاي غير بي‌درنگ خيلي زياد شود.

در حالت دوم بصورت ترتيب چرخشي داده ها را از بين صف با اولويت بالا (مربوط به داده‌هاي بي‌درنگ) و صف با با اولويت پايين (مربوط به داده هاي غير بي‌درنگ) ارسال مي‌كرد. در اين مدل سركشي دو حالت با محدوديت ۱ و با محدوديت k را در نظر گرفتيم، كه در حالت اول يك بسته از صف

با اولويت بالا و بعد يك بسته از صف با اولويت پايين ارسال مي‌شد. در حالت دوم k بسته از صف با اولويت بالا و بعد يك بسته از صف با اولويت پايين ارسال مي‌شد.

روابط تحليلي اين مدل ها بر اساس مدل صف M/G/1 بررسي شد كه حاصل آن با شبيه سازي مقايسه گرديد. از اين روابط مي توان محاسبه تاخير داده را بر حسب پارمترهاي مختلف صف بررسي كرد و بر اساس نيازهاي برنامه كاربردي براي شبكه هاي حسگر بي سيم بي درنگ، بهترين مدل صف را قبل از پياده سازي شبكه در نظر بگيريم، و بعد بر اساس آنها شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم بي‌درنگ را پياده سازي نماييم.

فصل پنجم

۵ بی‌درنگی محکم[1] و محاسبه کرانهای بالای تأخیر و طول صف[2]

تاکنون شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم را براي کاربردهاي بي‌درنگ نرم در نظر گرفتيم و آنها را براي مدلهاي مختلف صف تحليل رياضي کرديم. در مدلهاي تحليلي که تاکنون ارائه شد ميانگين تأخير، ميانگين انرژي مصرفي و ميانگين بافر در نظر گرفته شد.

در اين فصل شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم را براي کاربردهاي بي‌درنگ محکم در نظر مي‌گيريم و براين اساس "سطح کيفيت اطلاعات"[3] [13] را تعريف مي‌کنيم. با توجه به داده محور بودن شبکه‌هاي حسگر بي‌سيم و مفاهيمي مانند "صفهاي منصفانه وزن‌دار"[4] [10]، [26] ، [29] ، [34] و -(m,k) Firm[42]،[73]،[110] که در شبکه‌هاي سنتي وجود دارند. مفهوم DC-(m,K)-WFQ را براي شبکه هاي حسگر بي سيم در نظر گرفته، بر اين اساس مدل‌هاي تحليلي براي کرانهاي بالاي تأخير و اندازه بافر براساس "حسابان شبکه"[5] [63] ارائه مي‌نماييم.

۵-۱ تعريف مسئله

براي اينکه تأخير بسته‌ها در شبکه‌ها تا حد امکان کم باشد و بسته‌ها گم نشوند، بايد حداکثر پهناي باند مورد نياز براي بالاترين نرخ ترافيك داده را در نظر بگيريم، که اين امر باعث هدر رفتن منابع

---
[1] Firm Real-time
[2] Delay and Queue Bounds
[3] Quality of Information (QoI)
[4] Weighted Fair Queuing (WFQ)
[5] Network Calculus

خواهد شد، و رزرو كردن اين پهناي باند بهره‌وري شبكه را به شدت پايين مي آورد. روش ديگر اين است كه پهناي باندي معادل ميانگين نرخ ترافيك داده در نظر بگيريم. اين امر باعث افزايش بهره‌وري شبكه مي‌شود اما مشكلي پيش مي آيد و آن اين است كه براي بيشتر مواقع مخصوصاً در مورد ارسال انفجاري[1] داده‌ها، تأخير بيشتر از آن چيزي مي‌شود كه برنامه كاربردي بي‌درنگ نياز دارد. در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم با توجه به محدوديتهاي منابع، مانند انرژي، پهناي باند و همچنين افزونگي داده‌ها بيشتر برنامه‌هاي كاربردي بي‌درنگي نرم و يا محكم دارند. لذا در اين فصل با توجه به مفهوم (m,k)-Firm و صفهاي منصفانه وزندار كه در شبكه‌هاي با سيم وجود داشته‌اند و همچنين با توجه به خاصيت داده‌محوري شبكه‌هاي حسگر بي سيم مفهوم DC-(m,K)-WFQ را تعريف و مدل تحليلي آن را ارائه مي‌نماييم.

اما قبل از اينكه مفاهيم موجود در شبكه با سيم را بتوانيم در شبكه هاي حسگر بي سيم استفاده كنيم بايد تفاوت بعضي مفاهيم را در شبكه حسگر بي‌سيم بيان كنيم.

يكي از اين مفاهيم سطح كيفيت اطلاعات [13] مي باشد. تاكنون در شبكه‌هاي كامپيوتري مفهومي به اسم سطح كيفيت خدمت[2] داشتيم كه در آن مفاهيمي مانند تأخير، پهناي باند، نرخ گم شدن داده، لرزش تأخير[3] بررسي مي‌شد. اما در شبكه هاي حسگر بي سيم، كيفيت اطلاعات يا سطح كيفيت اطلاعات كه مواردي مانند دقت و صحت تشخيص يك رويداد است، خيلي مهم‌تر مي‌باشد. بنابراين ما در شبكه هاي حسگر بي سيم بي درنگ با تعين سطح كيفيت اطلاعات، مشخص مي كنيم كه سطح اطلاعات چقدر با هدف مورد نظر كاربر يا برنامه كاربردي منطبق مي باشد. البته مفهوم سطح كيفيت اطلاعات از مفاهيم جديد و چالشي در شبكه‌هاي حسگر بي سيم مي باشد [127] ، [126].

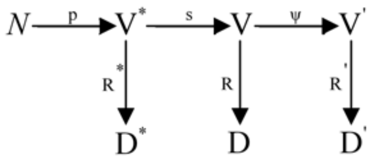
حال با توجه به وجود افزونگي داده در شبكه هاي حسگر بي‌سيم ما مي‌خواهيم كه بعضي از داده‌ها را حذف كنيم، ولي سعي كنيم كه اطلاعات رسيده به چاهك در سطح كيفيت اطلاعات مطلوب

---
[1] Burst
[2] Quality of Service (QoS)
[3] Jitter

باشند. بنابراين مسئله اصلي ارائه الگوريتمي مي باشد كه اطلاعات اضافي را در رشته‌هاي حسگر[1] حذف كند و سطح كيفيت اطلاعات در سطحي باشد كه كاربر يا برنامه كاربردي با رعايت ملاحضات بي درنگي بتواند رويداد رخ داده را درست و به موقع تشخيص دهد.

بنابراين ما براي حذف اطلاعات از رشته‌هاي حسگر از تكنيك (m,k)-Firm استفاده كرده‌ايم زيرا در اين تكنيك اطلاعات بصورت هوشمندانه حذف مي گردد. لذا مسئله و قلمرو آن به‌صورت زير تعريف مي گردد:

تعريف ۵-۱: (قلمرو مسئله) فرض مي كنيم كه يك شبكه حسگر بي سيم براي نظارت بر شرايط محيطي مانند دما، صدا، فشار يا آلودگي در مكانهاي مختلف داريم. اين شبكه به‌صورت زير نشان داده مي‌شود [11].



اين شكل رفتار هاي زير را نشان مي دهد:

- رفتار مطلوب به صورت $N \rightarrow V^* \rightarrow D^*$ مي باشد، وN شرايط محيطي مي باشد، كه بايد اندازه گيري شود و V^* مقدار آن در دامنه مكان-زمان[2] مي باشد. اگر اين اندازه گيري كامل و بدون خطا انجام شود ما مي‌توانيم توسط يك سري قوانين مطلوب (R^*) يك تصميم‌گيري مطلوب (D^*) انجام دهيم.
- رفتار دوم $N \rightarrow V^* \rightarrow V \rightarrow D$ مي باشد. در اين حالت ما يك مجموعه اي از حسگرها داريم $S= (S_1……., S_s)$ ، كه هر كدام شرايط محيطي مورد نظر را اندازه گيري مي كنند و نتيجه در دامنه مكاني-زماني V_i كه $1 \leq i \leq s$ مي باشد بدست مي آيد، $V= (V_1,…, V_s)$. ما مي‌توانيم به‌وسيله اين اطلاعات و يك سري قوانين R تصميم‌گيري D را انجام دهيم.

[1] Sensor Streams
[2] Space-temporal domain

- رفتاري كه با حذف اطلاعات بدست مي آيد بصورت $N \rightarrow V^{*} \rightarrow V \rightarrow V' \rightarrow D'$ مي باشد. از آنجا كه اطلاعات V به لحاظ توان مصرفي، پهناي باند يا منابع ديگر هزينه بر و رسيدن همه اطلاعات زمانبر است، چه بسا ما مي توانيم حجم اطلاعات را كم كنيم. تكنيك هاي كم كردن اطلاعات با ψ نشان داده شده است، كه اطلاعات كامل را از دامنه V به دامنه كوچكتر V' تبديل مي كند. در اين رفتار، قوانين جديد R' كه بر روي اطلاعات V' اعمال مي شود و باعث تصميم گيري D' مي‌شوند .

• تعريف۵-۲ :(تعريف مسئله) كدام الگوريتم كاهش حجم اطلاعات (ψ) را بر روي رشته داده-هاي حسگر اعمال كنيم تا بتوانيم موعدهاي برنامه كاربردي را رعايت نمائيم؟ علاوه براين تاثير، آن براي تصميم گيري D چه خواهد بود ؟

جواب اين سوال را ما با الگوريتم پيشنهادي DC-(m,K)-WFQ خواهيم داد. اما براي توضيح و تكميل اين الگوريتم ما فرضيات زير را مي كنيم.

- همبندي شبكه حسگر بي سيم: فرض بر اين است كه مجموعه‌اي از حسگرها $S=(S_1 \ldots\ldots S_n)$ در مربعي به ابعاد $A=L*L$ بطور يكنواخت توزيع و ناحيه A به سلول هاي $C=L'*L'$ تقسيم شده است. يك چاهك وجود دارد كه در مكان (0,0) قرار دارد. فرض بر اين است كه تراكم گره‌ها يكنواخت است و همه گره‌ها داراي سخت افزار يكنواختي هستند.
- قراردادهاي مسيريابي: فرض بر اين است كه ارتباطات شبكه بر حسب درخت با كوتاهترين مسير و به‌صورت چند گامي[1] [86] مي باشد. براي محاسبه كارايي DC-(m,k)-WFQ يك بار اين درخت در ابتدا و قبل از شروع ترافيك توسط قرارداد مسير يابي ساخته مي شود.
- رشته هاي حسگر : مقدار V_i توسط حسگر بخصوصي مثل S_i بدست مي آيد. بنابراين براي نشان دادن رشته هاي توليد شده از V استفاده مي كنيم. براي هر رشته حسگر ما بايد

[1] Multi-hop shortest-path tree

مولفه‌هاي $V=\{V_1,\ldots,V_n\}$ را پردازش كنيم كـه داراي n داده مـي باشـد و بـصورت $|V|=n$ نشان مي‌دهيم.

حال با اين توضيحات، ما در بخش‌هاي بعد به سوالي كه در تعريف ۵-۲ مشخص كرده‌ايم جـواب مي‌دهيم.

۵-۲ مروری بر قيود (M,K)-FIRM

در اين قسمت در مورد رعايت موعد (m,k)-Firm توضيح مختصري مي دهيم كه جزئيـات آن در [60] مي باشد. در يك رشته اگر m بسته از تعـداد k بـسته پـشت سـر هـم موعـد را رعايـت كننـد، مي‌گوييم كه شرط (m,k)-Firm را بر آورده كرده‌اند. اگر بيـشتر از k-m بـسته نتواننـد قبـل از موعـد برسند در آن صورت مي‌گوييم كه سيستم دچار خرابي شده است.

در سيستم (m,k)-Firm از مفهوم k-pattern استفاده مي شود كه بـه وسـيله الگـو[1] k تـايي مشخص مي شود كه كدام بسته هاي اجباري[2] و كدام بسته ها اختياري[3] هستند. اين الگو به صورت يـك رشته k تايي از $\Delta = \{O,M\}$ نشان داده مي شود كه :

- 'O' علامت بسته هاي اختياري مي باشد
- 'M' علامت بسته هاي اجباري مي باشد

بنابراين توسط اين الگو بسته ها به دو دسته اجباري و اختياري تقسيم مي شوند . يـك جريـان[4] براي اينكه نياز (m,k)-Firm را برآورده كند بايد بسته هاي اجبـاري 'M' را قبـل از موعـد بـه مقـصد برساند و بسته هاي اختياري 'O' را مي تواند بر حسب الگوريتم زمانبندي حذف يا ارسال نمايد. حذف يـا گم شدن تمام و بعضي از بسته‌هاي اختياري تأثيري بر سطح كيفيت اطلاعات رشته نمي‌گذارد. بنابراين با یک الگوريتم مي‌توان سطح كيفيت اطلاعات تحمل‌پذير در برابر گم شدن بسته‌هـا را تـضمين كنـيم كـه تمام بسته‌هاي اجباري قبل از موعد به مقصد مـي رسـند. ايـن الگـوي k تـايي از بـسته هـاي اجبـاري و

[1] Pattern
[2] Mandatory
[3] Optional
[4] Flow

اختياري مي تواند توسط برنامه هاي كاربردي بي درنگ مشخص شود. بدين ترتيب بسته ها به سادگي به بسته هاي اجباري و اختياري تقسيم مي شوند كه به آن تقسيم بندي ثابت[1] مي گوييم. يك روش تقسيم بندي روش تقسيم بندي پويا[2] مي باشد كه در آن صورت گره ها مي توانند به‌صورت پويا تصميم بگيرند كه اين بسته ها بايد اجباري يا اختياري باشد.

۵-۳ صفهای منصفانه وزن دار داده محور[3]

DC-(m,k)-WFQ توسعه اي از WFQ مي باشد كه با (m,k)-Firm تركيب شده است و علاوه بر تقسيم بندي صف‌ها به رشته هايي از بسته با وزن هاي متفاوت، رشته ها را به دسته هاي اجباري و اختياري نيز تقسيم بندي مي كند.

حال فرض مي كنيم كه يك الگوريتم زمانبند WFQ داريم و به N رشته $\{S_1,S_2,\ldots S_N\}$ با نرخ خدمت ثابت C و نرخ خدمت اشتراكي جريان[4] Φ_i سرويس مي دهد و هر رشته داراي قيد (m_i,k_i)-Firm مي باشد.

الگوريتم زمانبند WFQ استاندارد بر اساس زمان پايان مجازي[5] عمل مي كند [26] ، و برچسب پايان مجازي[6] هر بسته بصورت زير تعريف مي شود:

$$F_i^k = \max\left\{F_i^{k-1}, v(t)\right\} + \frac{L_i^k}{\Phi_i} \qquad (۵-۱)$$

كه F_i^k زمان پايان مجازي k امين بسته از جريان i ام مي باشد. V(t) زمان مجازي ورود بسته kام مي باشد . L_i^k طول بسته k ام و Φ_i وزن اشتراكي خدمت جريان i ام مي باشد. اين زمان روي بسته علامت مي خورد، بنابراين زمانبند در هر زمان بسته با زمان پايان كمتر را انتخاب مي كند و به آن سرويس مي دهد.

1 Static
2 Dynamic
3 Data Centric-(m,k)-Weighted Fair Queuing
4 Flow service share
5 Virtual finish time
6 Virtual finish tag

اين علامت شامل هيچگونه قيد زماني[1] نمي شود و فقط به وزن اشتراكي خدمت Φ_i و طول بسته L_i^k بستگي دارد.

ما براي غلبه بر اين محدوديت در الگوريتم زمانبندي DC-(m,k)-WFQ و براي تقـسيم‌بنـدي بسته‌هاي درون هر رشته از قيد (m,k)-Firm اسـتفاده و آن را بـا WFQ اسـتاندارد تركيـب كـرديم . بنابراين زمانبند DC-(m,k)-WFQ بسته هاي با زمان پايان مجازي كمتر را از بين بسته هاي اجبـاري سر هر يك از صف‌هاي فعال انتخاب مي‌كند، در غير اين صورت (در صورتي كه بسته هاي اجباري وجـود نداشته باشند) بسته هاي اختياري با كمترين F_i^k را انتخاب مي كند. اگر بـسته انتخـابي از نـوع اجبـاري باشد در آن صورت زمانبند DC-(m,k)-WFQ بلافاصله آن را ارسال مي كند. اگر از نوع اختياري باشد در آن صورت زمانبند آن را وارسي و اگر از موعد گذشته باشد حذف و در غيـر ايـن صـورت آن را ارسـال مي‌كند.

در شبكه هاي حسگر بي سيم نيز تمام حسگرهايي كه همزمان يک رويـداد را حـس مـي كننـد، يك رشته از داده را تشكيل مي دهند، اين داده‌ها همبستگي مكاني-زمـاني دارنـد و مـي تـوان الگـوريتم (m,k)-Firm را بر روي آنها اجرا كرد.

حال با توجه به نوع رويداد و اولويت بندي آنها مي توان Φ_i و (m_i,k_i)-Firm هاي متفاوت براي هر رشته در نظر گرفت تا برنامه كاربردي بي‌درنگ بدرستي كارش را انجام دهد.

الگوريتم زمانبند DC-(m,k)-WFQ در شكل ۵-۱ آمده است. الگوريتم زمانبند بـه دو فراينـد تقسيم بندي شده است.

- فرايند تعيين اولويت
- فرايند سرويس

[1] Temporal constraint

در فرايند تعيين اولويت به هر بسته ورودي دو نشان زده مي شود : ۱) نشان پايان زمان مجـازي ۲) نشان اولويت که آيا اين بسته اختياري يا اجباري است. بعد از اينکه به بسته ورودي اين دو نـشان زده شد وارد صف براي سرويس گرفتن مي شود.

Input

Streams S_i = (Rate, **Deadline requirement, (m,k),** Burst, Packet-Size)

Priority Assignment

```
At a^th packet arrival time of stream [i] {
  if (a ≤ m) then {
    Tag the packet as Mandatory 'M';
    }
  else {
    Tag the packet as Optional 'O';
    }
  Compute Virtual Finish Time F_i^k;
  Tag The packet with F_i^k;
  Put the packet in the corresponding queue;
}
```

Service Discipline

```
server = idle;
while (buffer not empty) do {
  if (server ≠ busy) then {
    if (there is at least one mandatory packet at the head of queue)then
      select mandatory packet with lowest finish tag;
    else select optional packet with lowest finish tag;
    if (packet is mandatory) then {
      send the packet;
      server=busy;
      }
      else { // optional packet
        if (deadline would be missed) {
          drop the packet;
          server = idle;
          }
        else {
          send the packet;
          server = busy;
          }
        }//end else 'optional packet'
      }//end if server ≠ busy
  if (server =  busy) {
    wait until packet is transmitted;
    server=idle;
    }
}//end while
```

شکل ۵-۱: الگوريتم زمانبند DC-(m,k)-WFQ

زماني كه بستهاي براي ارسال در بافر صف وجود داشته باشد، فرايند سرويس فعال مي گـردد. در اين فرايند بسته با كمترين نشان پايان زمان مجازي از بستههاي اجباري سرصفهاي فعال انتخاب ميشود و ارسال ميگردد. اگر هيچ بسته اجباري وجود نداشت در آن صورت از بسته هاي اختيـاري بـراي ارسـال انتخاب مي گردد. همانطور كه قبلا توضيح داديم اگر بسته اجباري باشد بلافاصله ارسال مي گردد، امـا در مورد بسته هاي اختياري در صورتي كه اين بسته موعد را رعايت كرده باشد ارسـال مـي گـردد و در غيـر اين صورت حذف مي گردد.

الگوريتم DC-(m,k)-WFQ اين مزيت را دارد كه علاوه بر اين كه تضمين پهناي باند WFQ را انجام مي دهد، تأخير را نيز با الگوريتم (m,k)-Firm كمتر مي كند زيرا در اين الگوريتم مي توانيم بستههاي اختياري را مخصوصا در زمان بار زياد يا ازدحام حذف كنيم كه اين امر براي رشتههاي بيدرنگ خيلي مناسب مي باشد.

بنابراين در اين الگوريتم با حذف بسته هاي اختياري، ترافيك شبكه كمتر مي شود و مي توان بسته هاي اجباري را سريعتر و به موقع به مقصد رساند.

يكي از مزاياي مهم ديگر اين الگوريتم سادگي محاسباتي و پياده سازي آن مي باشد و اين مسئله براي شبكههاي حسگر بيسيم كه گرهها داراي محدوديتهاي انرژي، محاسباتي و حافظه اي ميباشند، بسيار مناسب است. علاوه بر اين، الگوريتم كاملاً توزيع شده مي باشد و هر گرهاي بصورت خود مختار ميتواند اين الگوريتم را اجرا كند.

يكي از مزيتهاي ديگر الگوريتم DC-(m,k)-WFQ اين است كـه مـي تـوانيم بـين دو پـارامتر اندازه گيري سطح خدمات يعني ۱) پهناي باند عادلانه و ۲) تضمين تأخير مصالحه برقرار كرد، زيـرا هـر دو پارامتر ها در اين الگوريتم ديده شدهاند.

۴-۵ محاسبه كران بالای تأخير و طول صف

برنامه هاي كاربردي متفاوتي كه در شبكه هـاي حـسگر بـي سـيم اجـرا مـي شـوند، بـر حـسب اطلاعاتي كه از داده به دست مي آورند ممكن است نيازهاي متفاوتي داشته باشند. يكي از مهمتـرين ايـن

نیازها، تعیین کران بالاي تأخیر اطلاعات ارسال شده مي باشد. این نیاز مخصوصاً براي شبکه‌هاي بي‌درنگ ضروري مي باشد. اگر این تاخیر بیش از حد طولاني باشد، در آن صورت برنامه کـاربردي بـي‌درنـگ نیـاز کاربر را نمي تواند برآورده کند. در هر گام از مسیر انتقال، تأخیر در ارسال پیغام ایجاد مي‌شود. اگـر گـره حسگري که این پیغام را ایجاد مي کند چندین گام از چاهـك دور باشـد، در آن صـورت تـأخیر رسـیدن پیغام به چاهك برابر با مجموع تأخیرهاي پیغام در هر گام خواهد بود. اگر چندین پیغام در یـك گـره بـه تاخیر بیافتند در آن صورت باید در بافر آن گره فضایي براي نگهداري این پیغـام‌هـا وجـود داشـته باشـد. بنابراین تأخیر انتقال اطلاعات وابسته به اندازه بافر گره حسگر نیز مي‌باشد.

تاخیر هر گره وابسته به دو عامل مستقل مي باشد. اولین عامل، ترافیکي است که یك گـره بایـد پردازش کند، یعني نرخ ورودي مي باشد. دومین عامل، مدت زماني است که یك گره نیـاز بـه پـردازش و ارسال پیغام دارد، و این همان نرخ سرویس است. اولین عامل به منبع تولیـد ترافیـک و همبنـدي شـبکه بستگي دارد زیرا ترافیکي که وارد یك گره مي شود ممکن است که توسط گـره هـاي دیگـر ایجـاد شـده باشد. دومین عامل بستگي به تاخیر سرویس‌دهي دارد.

در بخشهاي بعدي، کرانهاي بالاي تأخیر و و اندازه طول بافر را بـا اسـتفاده از حـسابان شـبکه در شبکه هاي حسگر بي سیم بدست مي آوریم.

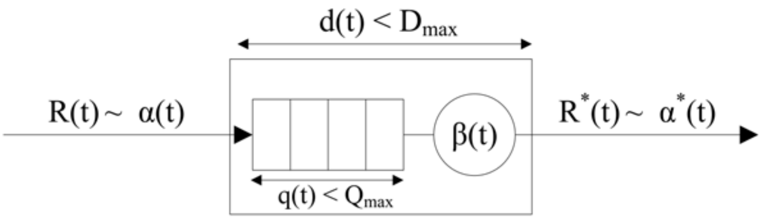
۵-۴-۱ مقدمه‌ای بر حسابان شبکه

حسابان شبکه ابزاري براي ارزیابي مسائل کنترل جریان در شبکه‌ها با دید خاص بـرروي کرانهـا مي‌باشد. بعنوان یك چارچوب موفقیت آمیز در شبکه‌هاي بسته سوئیچ[1] براي تضمین گـذردهي، تـأخیر و رسیدن همه بسته‌ها استفاده شده است [63]. در حسابان شبکه از ریاضیات بر اساس جبر max-plus و min-plus براي طراحي و ارزیابي سیستمها داراي صف استفاده مي شود [63].

[1] Packet Switch Networks

در حسابان شبکه بر عکس تئوري‌هاي قديمي صف، بجاي تمرکز بر روي رفتار ميانگين يا متعادل تمرکز بر روي کرانها است. اين روش بر اساس مفاهيمي مثل منحني ورودي و منحني خدمت محاسـبات را انجام مي‌دهد، در حالي که در تئوري‌هاي صف محاسبات بر اساس فرايندهاي ورود و خروج مي باشد.

يك سيستم ساده بر اساس اين تئوري در شکل ۵-۲ آمده است.



شکل ۵-۲: نمايش سيستم بر اساس تئوري حسابان شبکه

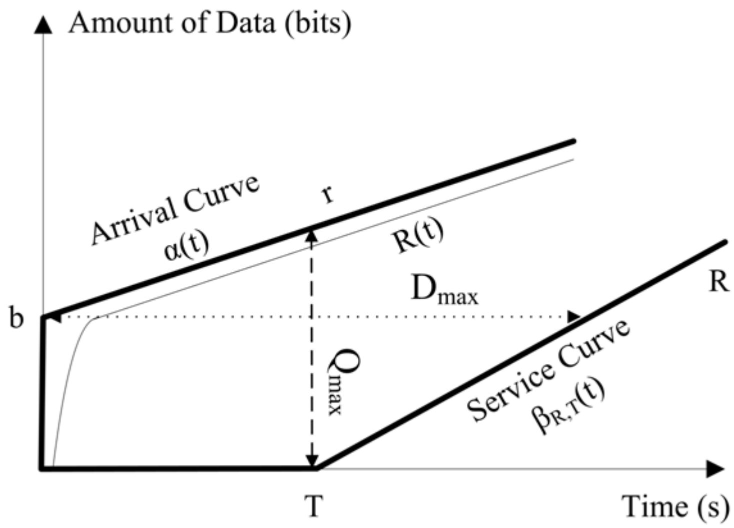
براي يك جريان داده مشخص، تابع ورودي با R(t) نشان داده مي شود که نشان دهنده تعداد بيتي است که در بازه زماني [0,t] وارد گره شده است. تابع خروجي با $R^*(t)$ نشان داده شده است که معرف تعداد بيتي از داده ها مي باشد که در بازه زماني [0,t] از سيستم خارج شده است. حال بعضي روابط و تعاريف پايه اي را در ادامه مي آوريم، که جزييات آن را مي توان در [63] يافت.

- براي تابع ورودي R(t) منحني ورودي α(t) وجود دارد که همان کران بالاي R(t) مـي باشـد و داراي رابطه $\forall s, 0 \le s \le t, R(t) - R(s) \le \alpha(t-s)$ مي باشند. رابطـه ذکـر شـده بـه ايـن معني است که ترافيك وارده در بازه زماني [s,t] هيچوقت از α(t−s) بيـشتر نخواهـد شـد و در حقيقت R(t) توسط α(t) محدود شده است يا R(t) ~ α(t).
- حداقل منحني خدمتي مانند β(t) براي ورودي R(t) وجود دارد. به اين معني اسـت کـه در هـر بازه اشغالي[1] مانند [t, t+Δ] حداقل β(Δ) وجود دارد که $R^*(t+\Delta) - R^*(t) \ge \beta(\Delta)$ و Δ>0 مي‌باشد.

---
[1] Busy period

با داشتن منحني ورودي و منحني خدمت مي توانيم كران تاخير، يعني D_{max}، كه نشان دهنده حداكثر تأخير براي پاسخگويي به يك پيغام مي باشد و كران طول بافر، يعني Q_{max}،كه نشان دهنده حداكثر طول بافر مورد نياز مي باشد را به‌دست آوريم.

با توجه به شكل ۵-۳ موارد زير را خواهيم داشت.



شكل ۵-۳: كران تأخير و اندازه بافر

كران تاخير، D_{max}، براي يك جريان مشخص با منحني ورودي $\alpha(t)$ و منحني خدمت $\beta(t)$ برابر با حداكثر فاصله افقي بين $\alpha(t)$ و $\beta(t)$ مي باشد پس :

$$D_{\max}=h(\alpha,\beta)=\sup_{s\geq 0}\left\{\inf\left(\tau\geq 0\middle|\alpha(s)\leq\beta(s+\tau)\right)\right\}\geq d(t),\forall t \qquad (۵-۲)$$

كران طول صف، Q_{MAX}، براي يك جريان مشخص با منحني ورودي $\alpha(t)$ و منحني خدمت $\beta(t)$ برابر با حداكثر فاصله عمودي $\alpha(t)$ و $\beta(t)$ مي باشد پس :

$$Q_{\max}=v(\alpha,\beta)=\sup_{s\geq 0}\left(\alpha(s)-\beta(s)\right)\geq q(t),\forall t \qquad (۵-۳)$$

در حسابان شبكه همچنين امكان محاسبه كران بالا براي جريان خروجي و بدست آوردن منحني سرويس معادل پشت سر هم قرار دادن دو سرويس مي باشد.

تابع خروجي $R^*(t)$ از تابع ورودي $R(t)$ با قيد منحني ورودي $\alpha(t)$، هنگامي كه از سيستم با منحني سرويس $\beta(t)$ خارج مي‌شود، محدود به منحني خروجي $\alpha^*(t)$ با رابطه زير مي باشد:

$$\alpha^*(t)=(\alpha\odot\beta)(t)\geq\alpha(t) \qquad (۴-۵)$$

که $\odot$ به معني min-plus deconvolution مي باشد. اگر دو تـابع f و g هـر دو هميـشه صعودي باشند و f(0)=g(0)=0 باشد در آن صورت $(f\odot g)(t)=\sup_{s\geq 0}\left(f(t+s)-g(s)\right)$ تعريـف مي‌شود.

با توجه به رابطه (۵-۴) زماني منحني ورودي خطي باشد و منحني خدمت نرخ- بيکـاري[1] باشـد در آن صورت نتيجه فرعي ۵-۱ بدست مي آيد که اثبات آن در مقاله تحت داوری پيوست وجود دارد.

نتيجه فرعي ۵-۱ : اگر فرض کنيم که جرياني محدود به منحني ورودي $\alpha(t)=b+r.t$ باشـد و گره با مدل صف FIFO و منحنـي خـدمت $\beta_{R,T}(t)=R.(t-T)^+$ باشـد در آن صـورت کـران بـالا خروجي جريان بصورت زير خواهد بود:

$$\alpha^*(t)=\alpha(t)+r.T \qquad (۵-۵)$$

توالی گره ها: اگر فرض کنيم که جريان R(t) دو سيستم S_1 و S_2 را که هر کدام داراي منحني سرويس $\beta_1(t)$ و $\beta_1(t)$ مي باشد به ترتيب طي کند، در آن صورت مي توانيم سيستم S را جايگزين دو سيستم متوالي S_1 و S_2 قرار دهيم، که منحني سرويس S به صورت زير خواهد بود:

$$\beta(t)=(\beta_1\otimes\beta_2)(t) \qquad (۶-۵)$$

که $\otimes$ به معني min-plus convolution مي باشد و به صورت زير مي باشد:

$$(f\otimes g)(t)=\inf_{0\leq s\leq t}\left(f(t-s)+g(s)\right)$$

۵-۴-۱-۱ مفهوم (M,K)-FILTER

اگر فرض کنيم که جرياني از داده ها با تابع تجمعي R(t) داراي موعد (m,k)-firm باشد، در آن صورت ما مفهوم (m,k)-filtering که سازگار با (m,k)-Firm و چارچوب حسابان شبکه باشد را به صورت زير تعريف مي کنيم. جزييات بيشتر در [60] وجود دارد.

[1] Rate-latency service curve

تعریف ۵-۳: دستگاه (m,k)-Filter: اگر دستگاه تابع ورودي R(t) را بگیرد و تابع خروجي $\tilde{R}(t)$ را که فقط شامل بسته هاي اجباري مي باشد و بسته هاي اختياري را دور میریزد، تحویل دهد، به آن دستگاه (m,k)-Filter مي گوییم.

حال اگر تابع ورودي R(t) با طول بسته ثابت داشته باشیم، و حداکثر طول ارسال انفجاري[1] آن b و متوسط نرخ آن در طولاني مدت r باشد، در آن صورت منحني ورودي در خروجي (m,k)-Filter بصورت قضيه ۵-۱ خواهد بود (که اثبات آن در مقاله تحت داوری پیوست میباشد).

قضيه ۵-۱: اگر فرض کنیم که رشته S با تابع ورودي R(t) که محدود به منحني ورودي $\alpha(t)=b+r\cdot t$ مي باشد از دستگاه (m,k)-Filter عبور کند، آنگاه خروجي تولید شده توسط (m,k)-Filter با منحني ورودي $\tilde{\alpha}(t)=\tilde{b}+\tilde{r}\cdot t$ محدود مي شود که :

$$\begin{cases} \tilde{b}=\dfrac{m}{k}\cdot b \\ \tilde{r}=\dfrac{m}{k}\cdot r \end{cases}$$

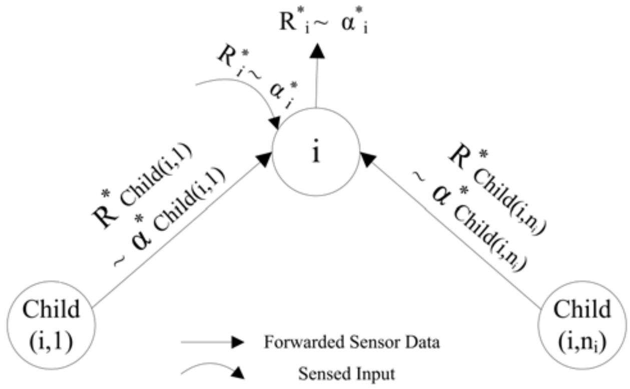
و $t\in T=\{t_0,t_k,t_{2k},\ldots,t_{nk},\ldots\}$ و t_{nk}. در حقیقت NK امین بسته مي باشد . این منحني ورودي حداقلي رشته[2] مي باشد.

۵-۴-۲ مدل شبکههای حسگر بیسیم

در این قسمت ما از نتایج و مفاهیم اولیه که در [97] آمده است استفاده مي کنیم. ما فرض میکنیم که در شبکه يك چاهك يا ایستگاه پایه وجود دارد و همه ترافيك داده ها از گرهها به سمت چاهك يا ایستگاه پایه مي باشد . فرض دیگر این است که قرارداد مسیر یابي از شبکه حسگر بي سیم يك درخت با N گره مي سازد، بنابراین شبکه را به صورت N گره حسگر که يك گراف جهت دار، غیر دایرهاي را میسازد، در نظر مي گیریم.

[1] Burst size
[2] Minimal arrival curve of stream

همانطور كه در شكل ۵-۴ مشخص است هر گره حسگر i، محيط اطراف خود را حس مي كند و بنابراين ورودي با تابع R_i را بعنوان ترافيك ورودي دارد . اگر اين گره i بعنوان گره برگ در درخت نباشد در آن صورت بچه‌هايي بعنوان child(i, 1),…, child(i, n_i) دارد كه آنها نيز هر كدام ترافيك ورودي براي گره i ايجاد مي كنند. n_i نشان دهنده تعداد بچه هاي گره i مي‌باشد. گره i اين ترافيكهاي ورودي را ارسال به جلو/پردازش مي كند و ترافيك خروجي با تابع R_i^* براي پدر خود در درخت ايجاد مي كند.



شكل ۵-۴: مدل شبكه حسگر بي‌سيم

اكنون بايد پارامترهاي اوليه حسابان شبكه كه همان منحني ورودي و منحني خدمت مي‌باشـد را بايد به‌دست آوريم.

ابتدا منحني ورودي كه همان $\bar{\alpha}_i$ مي باشد را به‌دست مي آوريم، ترافيك ورودي هر گره حـسگر برابر با، داده‌هاي حسگر بعلاوه ترافيك گره هاي بچه اين حسگر مي باشد، بنابراين :

$$\bar{R}_i(t) = R_i(t) + \sum_{j=1}^{n_i} R^*_{child(i,j)}(t) \qquad (۵-۷)$$

لذا منحني ورودي گره i كه از تابع ورودي كل گره i بدست مي آيد بصورت زير مي باشد:

$$\bar{\alpha}_i(t) = \alpha(t)_i + \sum_{j=1}^{n_i} \alpha^*_{child(i,j)}(t) \qquad (۵-۸)$$

در نهايت خروجي گره حسگر i، كه همان ترافيك ورودي به گره پدر خود در درخت مي‌باشد بـه صورت زير مي شود:

$$\alpha_i^*(t) = (\bar{\alpha}_i \odot \beta_i)(t) = \left(\left[\alpha_i + \sum_{j=1}^{n_i} \alpha^*_{child(i,j)} \right] \odot \beta_i \right)(t) \quad (۹-۵)$$

حال براي محاسبه حداكثر تأخير ارسال اطلاعات يا طول بافر مورد نياز مخصوصاً براي نزديكترين گره به چاهك كه همه ترافيكها از اين گره عبور مي كند، از الگوريتم بازگشتي زير استفاده مي‌كنيم. (فرض مي كنيم نزديكترين گره به چاهك گره ۱ باشد).

۱. فرض مي كنيم كه منحني ورودي براي داده هاي حس شده به صورت α_i و منحني خدمت به صورت β_i براي تمام حسگرهاي i، i=1,….,N داده شده است.

۲. براي تمام گره‌هاي برگ در درخت كران خروجي بصورت α_i^* وبراساس رابطه (۵-۴) محاسبه مي‌شوند بنابراين ما فرض مي كنيم كه تمام گره هاي برگ "محاسبه شده‌اند".

۳. براي تمام گره‌هايي كه گره‌های بچه آنها "محاسبه شده‌اند" مي توانيم كران خروجي آنها را بر اساس رابطه (۵-۹) و به صورت α_i^* محاسبه كنيم و اين گره ها را نيز "محاسبه شده" در نظر بگيريم.

۴. اگر گره ۱ "محاسبه شد" در آن صورت الگوريتم تمام مي شود در غير اين صورت به مرحله ۳ مي‌رويم و كار را ادامه مي دهيم.

وقتي تمام اين محاسبات داخلي بر اساس الگوريتم بازگشتي فوق انجام شد در آن صورت ما حداكثر تأخير هر گره i يعني D_i و حداكثر طول بافر هر گره i يعني B_i را بر اساس روابط (۵-۲) و (۵-۳) بصورت زير خواهيم داشت :

$$B_i = v(\bar{\alpha}_i, \beta_i) = \sup_{s \ge 0} \left\{ \bar{\alpha}_i(s) - \beta_i(s) \right\} \quad (۱۰-۵)$$

$$D_i = h(\bar{\alpha}_i, \beta_i) = \sup_{s \ge 0} \left\{ \inf \left\{ \tau \ge 0 : \bar{\alpha}_i(s) \le \beta_i(s+\tau) \right\} \right\} \quad (۱۱-۵)$$

حال براي محاسبه حداكثر كل تأخير ارسال اطلاعات از گره i به چاهك كه همان $\bar{D}_i$ مي‌باشد، بايد حداكثر تأخير گره‌هاي موجود در مسير اين گره تا چاهك (P(i)) را با هم جمع بزنيم، بنابراين:

$$\bar{D}_i = \sum_{i \in p(i)} D_i \quad (۱۲-۵)$$

لذا حداكثر تاخير كل شبكه برابر با بيشترين مقدار $\bar{D}_i$ خواهد بود، يعني:

$$\bar{D} = \max_{i=1,\dots,N} \bar{D}_i \qquad (۱۳-۵)$$

براي بدست آوردن حداكثر طول بافر مورد نياز هم بايد، طول بافر در گره ۱ را بدست بياوريم .

براي بدست آوردن B_1 از رابطه (۵-۱۰) استفاده مي كنيم. از آنجا كه ترافيك تمام گره‌ها از گره ۱ (نزديكترين گره به چاهك در درخت) عبور مي كند بنابراين بيشترين طول بافر را گره ۱ خواهد داشت.

۵-۴-۳ مدل ترافیک

در بخشهاي بعدي مدل ترافيك شبكه با توجه به منحني ورودي، منحني خدمت و تأثير آنهـا بـر كرانهاي بالاي تأخير و طول بافر ارائه و بحث مي شوند.

۵-۴-۳-۱ منحنی ورودی

حداکثر نرخ برداشت داده[1]: يكي از انتخابهاي ساده ، در نظر گرفتن كران بـر اسـاس حـداكثر نرخ برداشت داده حسگر مي باشد. اين حداكثر نرخ برداشت داده يا وابسته به محـدوديتهاي حـسگر و يـا وابسته به تنظيمات برنامه كاربردي مي باشد. بطور مثال، ممكن است براي نظاره كردن دمـا، مـا نيـاز بـه گزارش‌دهي يكبار در ثانيه داشته باشيم بنابراين منحني ورودي براي گره حسگر i با قـراردادن كـران بـه مقدار حداكثر نرخ برداشت داده برابر است با:

$$\alpha_i(t) = p_i t = \gamma_{p_i,0}(t) \qquad (۱۴-۵)$$

رابطه (۵-۱۴) با فرض اين كه هر حسگر منحني ورودي منحصر به فرد خود را بر اساس حـداكثر نرخ حس كردن، دارد، ارائه شده است.

متوسط نرخ برداشت داده[2]: بر اساس كاربردهاي شبكه هاي حسگر بي سـيم در نظـر گـرفتن حداكثر نرخ برداشت داده به عنوان كران بالا بسيار محافظه كارانه مي باشد. زيـرا حـداكثر نـرخ برداشـت داده نسبت به نرخ واقعي برداشت داده بسيار نادر اتفاق مي افتد. در اين شرايط بهتر است كه متوسط نرخ برداشت داده را بجاي حداكثر نرخ برداشت داده در نظر بگيريم. در بعـضي مواقـع كـه نـرخ برداشـت داده بيشتر از متوسط نرخ برداشت داده مي گردد، بعد از مـدت زمـاني ايـن رويـداد از بـين مـي رود بنـابراين

[1] Maximum Sensing Rate
[2] Average Sensing Rate

منحني ورودي كه توان تحمل نرخ برداشت داده بيشتر از ميانگين را براي مدت كوتـاهي دارد، مـي تـوان بصورت زير براي گره i در نظر گرفت:

$$\alpha_i\left(t\right)=r_i t+b_i=\gamma_{s_i,b_i}\left(t\right) \quad (۱۵-۵)$$

در اين رابطه ما مي توانيم به مدت زمان كوتاهي نرخ برداشت داده بيشتر از r_i داشته باشيم، ولي در طولاني مدت ما نرخ برداشت داده r_i را مي توانيم داشته باشيم.

اين رابطه در مورد كاربرهايي استفاده مي شود كـه حـسگر بطـور معمـول گزارشـهايي را ارسـال مي‌كند، اما در زمان يك رويداد خاص گزارشهايي با نرخ بالا ارسال مـي كنـد و دوبـاره بـه حالـت ارسـال گزارش با نرخ پايين باز مي گردد.

۵-۴-۳-۲ منحنی جریان متوسط

براي اينكه كران تأخير را براي رشته هـايي كـه توسـط زمانبنـد DC-(m,k)-WFQ سـرويس مي‌گيرند بدست بياوريم، بايد جريان موثري[1] را كه از گره ارسال مي گـردد بررسـي كنـيم. ايـن منحنـي شامل تمام بسته هاي اجباري بعلاوه بيشترين تعداد بسته هاي اختياري كه طبق الگوريتم مي‌توان ارسال كرد، مي شود. اگر فرض كنيم كه جريان S داراي تابع ورودي R(t) است در آن صورت اين تابع محـدود به منحني ورودي $\alpha\left(t\right)=b+r\cdot t$ خواهد بود.

حال زمانبندي DC-(m,k)-Firm بين دو كران بالا و پايين قرار دارد كه كران بالاي آن يعنـي تمام بسته‌ها (چه اجباري و چه اختياري) توسط گـره ارسـال شـوند و كـران پـايين آن يعنـي كـه فقـط بسته‌هاي اجباري ارسال شوند و تمام بسته هاي اختياري حذف شوند. ورودي موثر كه داراي تـابع $R^*(t)$ مي‌باشد بين اين دو كران مي باشد و منحني ورودي آن $\alpha^*\left(t\right)=b^*+r^*\cdot t$ مي باشد.

حال اگر فرض كنيم كه زمانبند DC-(m,k)-WFQ تمام بسته هاي اختياري را حذف و فقـط بسته هاي اجباري را ارسال كند در آن صورت جريان موثر خروجي دستگاه (m,k)-Filter خواهد بـود و طبق قضيه ۵-۱ داريم:

[1] Effective flow

$$\begin{cases} b^* = \frac{m}{k} \cdot b \\ r^* = \frac{m}{k} \cdot r \end{cases}$$

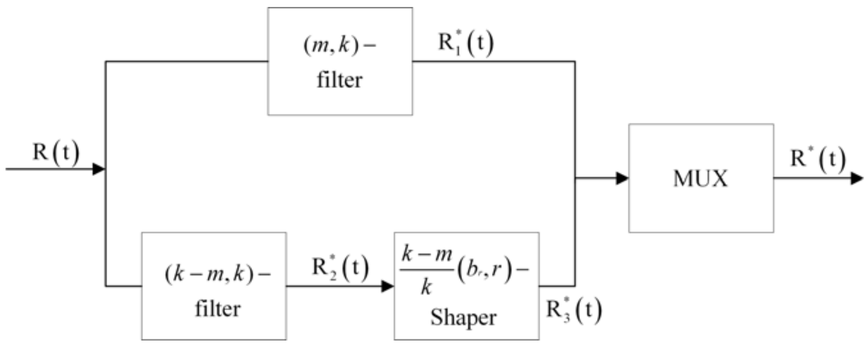
از آنجا که حداقل نرخ تضمین شده براي ارسال r مي باشد بنابراین کران تاخیر برابر است با :

$$D^*_{\max} = \frac{m}{k} \cdot \frac{b}{r} + \frac{L}{C} \qquad (۱۶-۵)$$

اما درسیستم واقعي تمام بسته هاي اختیاري حذف نمي شوند. بنابراین ما باید کران را بر اساس تعداد بسته هاي اختیاري که توسط زمانبند DC-(m,k)-WFQ ارسال مي شود، بدست بیاوریم. بنابر تعریف یك بسته اختیاري اگر در زمان ارسال موعد خود را از دست داده باشد، حذف مي شود. بنابراین اگر موعد را با d نشان دهیم و نرخ تضمین شده ارسال r باشد و حداکثر طول ارسال انفجاري b_r باشد در آن صورت رابطه زیر بر قرار خواهد بود:

$$b_r = d \cdot r \qquad (۱۷-۵)$$

قاعدتاً $b_r \le b$ خواهد بود، چون در غیر این صورت سیستم ما داراي بي درنگي سخت خواهد بود و تمام بسته‌ها را مي تواند با رعایت موعد ارسال کند. مدل جریان موثر در شکل ۵-۵ نشان داده شده است.



شکل ۵-۵: مدل جریان مؤثر

بخش اجباري R(t)، همان خروجي (m,k)-Filter مي‌باشد که به صورت $R_1^*(t)$ نشان داده شده است . بخش اختیاري R(t) از خروجي (k-m,k)-filter بدست مي آید، که با $R_2^*(t)$ نشان داده

شده است. در نهايت حداكثر تعداد بسته هاي اختياري كه توسط زمانبنـد مـي تـوان ارسـال كـرد همـان خروجي $R_2^*(t)$ توسط فيلتر $\frac{k\text{-}m}{k}(b_r,r)$ مـي باشـد. در حقيقـت شـامل تمـام بـسته هـاي اختيـاري مي‌باشد كه موعد آنها كمتراز $\frac{b_r}{r}$ مي باشد بنابراين داريم:

- $R_1^* \sim \left(\frac{m}{k}b, \frac{m}{k}r\right)$
- $R_2^*(t) \sim \left(\frac{k-m}{k}b, \frac{k-m}{k}r\right)$
- $R_3^*(t) \sim \left(\frac{k-m}{k}b_r, \frac{k-m}{k}r\right)$

كه خروجي جمع كننده $R^*(t)$ بـصورت زيـر $R^*(t)=R_1^*(t)+R_3^*(t)$ مـي شـود، كـه ايـن ترافيك موثر توسط WFQ سرويس مي گيرد و منحني ورودي آن بصورت زير مي باشد:

$$R^*(t) \sim \left(\frac{m}{k}b + \frac{k-m}{k}b_r, r\right) \quad (۱۸\text{-}۵)$$

۵-۴-۳-۳ منحنى خدمت

منحني خدمت بر اساس خصوصياتي كه يك گره اطلاعات را ارسال مي كند به‌دست مي آيد. اين منحني از مشخصات لايه پيوند بدست مي آيد و حداقل خدمتي را كه در شرايط بد مي‌توان داد مـشخص مي كند.

منحني خدمت نرخ-بيكاري، يكي از نمونه هاي منحني خدمت است كه بطور معمـول و شـناخته شده در كنترل ترافيك شبكه هاي قديمي بسته سوييچ استفاده مي شده. و عبارت است از :

$$\beta_{R,T}(t) = R(t-T)^+ \quad (۱۹\text{-}۵)$$

كه $R \geq r$ و نرخ پهناي باند تضمين شده مي باشد، T حداكثر نرخ بيكـاري خـدمت مـي باشـد و نماد $(x)^+$ به اين معني است كه اگر $x \geq 0$ باشد، نتيجه همان مقدار x است در غير اين صـورت نتيجـه 0 است. اين منحني خدمت معمولا براي سرويـسهايي كـه يـك حـداقل پهنـاي بانـدي را بـا دوره بيكـاري

مشخص، تضمين مي كنند، استفاده مي شود . دوره بيكاري T مربوط به انحراف خدمت مي شود (مانند عامل مسدود شدن در انتقال هاي غير انحصاري) اين منحني خدمت را منحني خدمت نرخ-بيكاري مي‌نامند و در خيلي از زمانبندهاي بسته مانند WFQ استفاده مي شود [25] ، [35] ، [107] براي شبكه هاي حسگر بي‌سيم نيز منحني خدمت نرخ-بيكاري بسيار مناسب مي باشد زيرا در اين نوع شبكه ما مي توانيم با مشخص كردن دوره بيكاري زمان ارسال به گره بعدي را مشخص كنيم بنابراين براي گره i از شبكه حسگر بي سيم داريم:

$$\beta_i = \beta_{f_i,l_i}(t) = f_i\left(t-l_i\right)^+ \qquad (۵-۲۰)$$

كه f_i و l_i به ترتيب نرخ ارسال و نرخ دوره بيكاري براي گره حسگر i مي‌باشند.

۵-۴-۳-۴ كران تأخير و طول بافر

كران تاخير (D_{max}) و طول بافر (Q_{max}) براي جريان داده با منحني ورودي $\alpha(t)=b+r.t$ و مدل صف FIFO و منحني خدمت $\beta_{R,T}(t)=R.(t-T)^+$ (نشان داده شده در شكل ۵-۳) به صورت زير بدست مي آيد [63].

$$D_{max} = \frac{b}{r} + T \qquad (۵-۲۱)$$

$$Q_{max} = b + r.T \qquad (۵-۲۲)$$

همان‌طور كه نشان داديم جرياني با منحني ورودي $\alpha(t)=b+r\cdot t$ زماني كه توسط زمانبند DC-(m,k)-WFQ خدمت بگيرد داراي جريان موثري با منحني ورودي $\alpha^*(t)=b^*+r^*\cdot t$ خواهد شد كه با زمانبند WFQ استاندارد خدمت مي گيرد، بنابراين داريم :

$$\begin{cases} b^* = \frac{m}{k}\cdot b + \frac{k-m}{k}\cdot b_r \\ r^* = r \end{cases}$$

لذا كران تأخير براي رشته S كه توسط DC-(m,k)-WFQ خدمت مي گيرد برابر است با :

$$D^*_{max} = \frac{b^*}{r} + \frac{L}{C} = \frac{m}{k}\cdot\frac{b}{r} + \frac{k-m}{k}\cdot\frac{b_r}{r} + \frac{L}{C} \qquad (۵-۲۳)$$

در رابطه (۵-۲۳) جمع اول حداكثر طول ارسال انفجاري بسته‌هـاي اجبـاري و جمـع دوم مقـدار حداكثر طول ارسال انفجاري بسته‌هاي اختياري كه خدمت مي گيرند مي باشد. آخرين جمع نشان دهنده تأخير خدمت دهنده مي باشد .

در حالي كه كران تاخير الگوريتم زمانبند WFQ استاندارد به صورت زير مي باشد [63]:

$$D_{\max}^{WFQ} = \frac{b}{r} + \frac{L}{C} \quad (۵-۲۴)$$

پس كران تاخير الگوريتم DC-(m,k)-WFQ كمتر از WFQ است، چون طول ارسال انفجـاري فيلتـر شده r^* از طول ارسال انفجاري r كوچكتر است. از طرفي بر اساس روابط تحليلي ارائه شده، ما مي تـوانيم حداكثر تعداد بسته‌هاي اختياري كه شبكه بايد سرويس دهد تا موعد مورد نظر رعايت شـود را بـه‌دسـت آوريم. بطور مثال اگر ما فرض كنيم كه حداكثر زمان تاخير براي رسيدن بسته هاي اجبـاري D_{req} باشـد، در آن صورت حداكثر تعداد بسته هاي اختياري كه اين سيستم مي تواند ارسال كند برابر است با :

$$br = \frac{k}{k-m}\left(D_{req} - \frac{m}{k}\cdot\frac{b}{r} - \frac{L}{C}\right)r \quad (۵-۲۵)$$

در نتيجه حداكثر تاخير مجاز براي ارسال بسته هاي اختياري برابر است با :

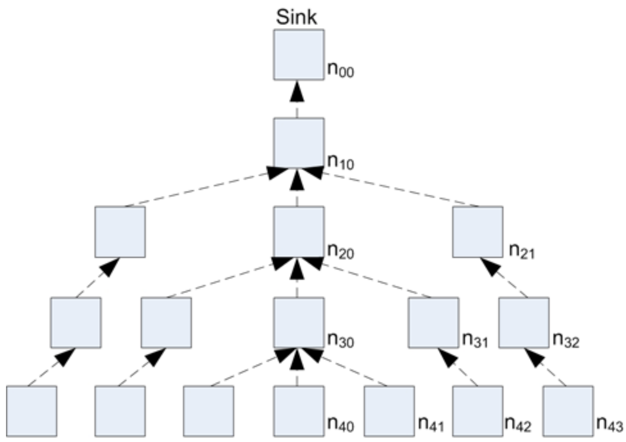
$$d_{opt} = \frac{b_r}{r} \quad (۵-۲۶)$$

حداقل كران بالايي كه مي توان براي تأخير بسته‌هاي بي‌درنگ اجباري در نظر گرفت زماني است كه $b_r=0$ باشد، و بدين معني است كه تمام بسته‌هاي اختياري حذف شـوند و فقـط بـسته‌هـاي اجبـاري ارسال شوند.

همانطور كه نشان داديـم الگـوريتم زمانبنـد DC-(m,k)-WFQ بـصورت كـارا تـأثير ترافيـك انفجاري را كم مي كند و بر اساس قيـد (m,k)-Firm كـران تـاخير پـايين تـري را تـضمين مـي كنـد. بنابراين تكنيك زمانبند DC-(m,k)-WFQ هم تاخير و هم پهناي باند مناسبتري را بـراي رشـته‌هـاي بي‌درنگي كه تحمل حذف بعضي از بسته‌ها را دارند تضمين مي كند.

۵-۴-۴ مدل تحلیلی یک سناریو واقعی

در اين قسمت مي خواهيم روابط بدست آمده را در يك سناريو واقعـي پيـاده كنـيم. همبنـدي و مسيريابي نيمه پاييني شبكه حسگر بي‌سيم مورد نظر در شـكل ۵-۶ نـشان داده شـده اسـت. چاهـك در وسط شبكه قرار دارد.



شكل ۵-۶: همبندي و مسيريابي نيمه پاييني شبكه حسگر مورد بررسي

براي مسير يابي از قرارداد GPSR استفاده كرده‌ايم [57]. در قرارداد GPSR همه گره ها بايـد از موقعيت مكاني خود با خبر باشند. هر گره‌اي بـه طـور دوره‌اي موقعيـت خـود را از طريـق راهنمـا[1] بـه همسايه‌اش اطلاع مي دهد نتيجه اين تبادل اطلاعات و ساختار درست شده در شكل ۵-۶ نشان داده شده است.

فعاليت حسگری[2]: فرض بر اين اسـت كـه حـسگرها بـصورت دوره اي بـا حـداكثر فركـانس p اطلاعات را به چاهك ارسال مي كنند. بنابراين حداكثر منحني ورودي حسگرها بر اسـاس رابطـه (۵-۱۴) بصورت زير خواهد بود:

$$\alpha_i(t) = pt = \gamma_{p,0}(t) \qquad (۵\text{-}۲۷)$$

[1] Beacon
[2] Sensing activity

هر گره اي غير از ترافيك حسگر خودش، ترافيك ورودي از گره هاي بچه خودش را هم دريافـت مي‌كند. (شكل ۵-۶). بنابراين منحني ورودي كل يك گره $\bar{\alpha}_i$ طبق رابطه (۵-۸) بدست مي آيـد كـه در قسمت بعدي به جزييات محاسبه اشاره مي‌كنيم.

ارسال به جلو بسته ها[1]: ارسال بسته ها بر اساس منحني خدمت نرخ-بيكاري تعريف مي شـود كه طبق رابطه (۵-۲۰) به صورت زير خواهد بود:

$$\beta_i(t)=\beta_{f,l}(t)=f(t-l)^+ \qquad (۵\text{-}۲۸)$$

محاسبات: بعد از رابطه هاي بالا كه توضيح داده شد، ما مي توانيم كران بالا را بر اساس وابستگي ترافيكي گره‌ها به هم بدست بياوريم. ما در اين محاسبات براي بدست آوردن بدترين حالت فرض مي‌كنيم كه m=k باشد و تمام بسته‌ها اجباري هستند. بنابراين، براي بدست آوردن حداكثر طول بافر مورد نياز بايد طول بافر گره n_{10} را بدست بياوريم.

بنابراين ابتدا بايد كران خروجي α^*_{40} را براي گره n_{40} بدست بياوريم. طبق روابط (۵-۲۱) و (۵-۲۲) و (۵-۴) داريم :

$$\alpha_{40}=\gamma_{p,0},\beta_{40}=\beta_{f,l}=\beta,\alpha^*_{40}=\alpha_{40}\odot\beta_{40}=\gamma_{p,pl} \qquad (۵\text{-}۲۹)$$

با توجه به همگوني گره ها، لذا كران خروجي همه گره هاي برگ، برابر با كران خروجي گره برگ n_{40} خواهد بود (يعني $\alpha^*_{40}=\alpha^*_{41}=\alpha^*_{42}=\alpha^*_{43}$). حال كران خروجي گره هاي يك سطح بالاتر از گره هاي برگ را طبق روابط (۵-۲۷) و (۵-۲۱) و (۵-۲۲) و (۵-۹) مي توانيم محاسبه كنيم كـه حاصـل آن برابـر است با :

$$\bar{\alpha}_{30}=\gamma_{p,0}+3\alpha^*_{40}=\gamma_{p,0}+3\gamma_{p,pl}=\gamma_{4p,3pl},\alpha^*_{30}=\bar{\alpha}_{30}\odot\beta=\gamma_{4p,7pl} \qquad (۵\text{-}۳۰)$$

حال اين محاسبات را مي توانيم تا بدست آوردن كران n_{10} تكرار كنيم، بنابراين:

$$\bar{\alpha}_{10}=\gamma_{p,0}+2\alpha^*_{21}+\alpha^*_{20}=\gamma_{16p,34pl},\alpha^*_{10}=\bar{\alpha}_{10}\odot\beta=\gamma_{16p,50pl} \qquad (۵\text{-}۳۱)$$

بعد از اينكه منحني ورودي گره n_{10} محاسبه شد، حال مي توانيم حداكثر طول بـافر يعنـي B_{10} و حداكثر تأخير انتقال يعني D را بر اساس روابط (۵-۱۰) و (۵-۱۱) بدست بياوريم پس:

[1] Packet forwarding

$$B_{10} = v\left(\bar{\alpha}_{10}, \beta\right) = 50pl$$

$$D_{10} = h\left(\bar{\alpha}_{10}, \beta\right) = l + \frac{34pl}{f}, D_{20} = h\left(\bar{\alpha}_{20}, \beta\right) = l + \frac{13pl}{f}$$

$$D_{30} = h\left(\bar{\alpha}_{30}, \beta\right) = l + \frac{3pl}{f}, D_{40} = h\left(\bar{\alpha}_{40}, \beta\right) = l$$

$$D = D_{40} + D_{30} + D_{20} + D_{10} = 4l + \frac{50pl}{f}$$

۵-۵ محاسبه کارایی و شبیه سازی

در این قسمت براي شبیه سازي الگوریتم DC-(m,k)-WFQ از شبیه سـاز کاسـتالیا[1] [130] استفاده کرده‌ایم.

کاستالیا نرم افزار شبیه سازي براي شبکه هاي حسگر بي سیم بر پایه ++OMNet مـي باشـد. این نرم افزار امکانات خوبي براي شبیه سازي شبکه هاي حسگر بي سیم دارد که با دقت و جزییات تأخیر انتقال، ارتباطات بي سیم، لایه MAC و رادیو را شبیه سازي مي کند. پارامترهایي که براي شبیه سـازي انتخاب کرده ایم در جدول ۵-۱ آمده اشت که این پارا مترهـا بـر اسـاس مشخـصات Berkeley Mote [49] انتخاب شده اند.

جدول ۵-۱: تنظیمات شبیه‌ساز

Propagation model	Two-Ray
Bandwidth	19.2Kb/s
Payload size	40 Byte
Terrain	(80m, 80m)
Node number	200
Node placement	Uniform
Radio Range	38.3m
Routing	Shortest-path tree

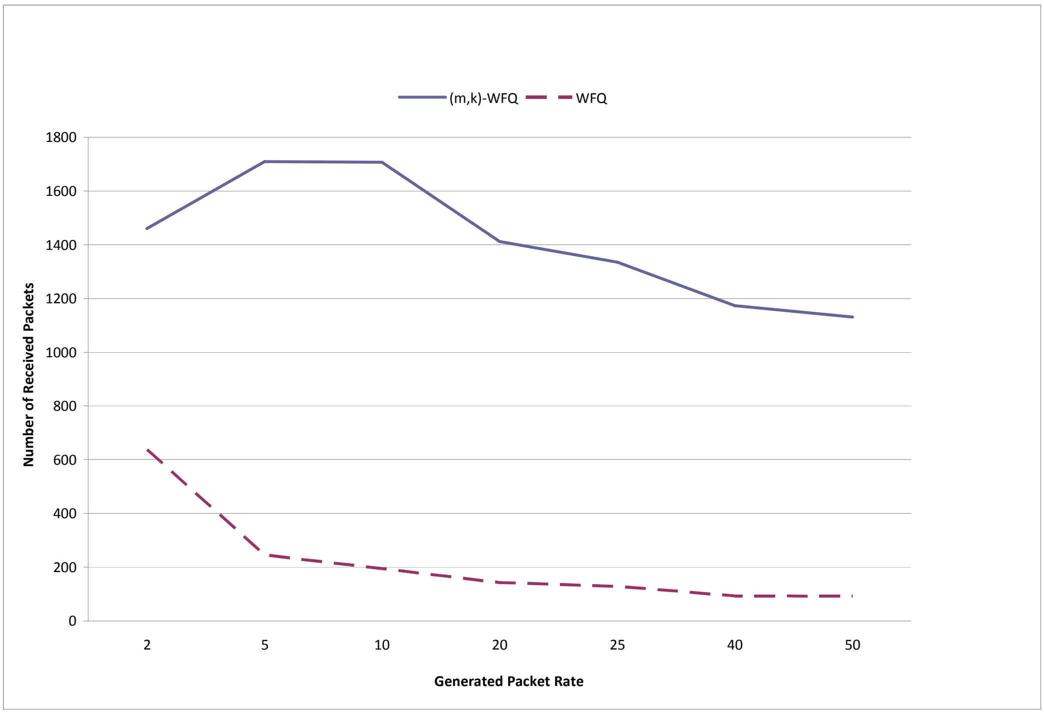
براي شبیه سازي، سناریویي را در نظر گرفتیم که یك چاهك یا ایستگاه پایه وجود داشته باشـد، و مساحتي را که حسگرها در آن وجود دارند به ۱۶ سلول ۲۰*۲۰ مترمربع تقسیم کرده ایـم. از آنجـا کـه گره ها بصورت یکنواخت در این سطح پراکنده شده اند بنابراین بطور متوسط ۱۲ گره در هر سـلول قـرار

[1] Castalia

خواهد داشت. زماني كه رويدادي اتفاق مي افتد، ما فرض مي كنيم كه تمام گره هـاي درون يـك سـلول اين رويداد را به صورت رشته اي از داده ها ارسال مي كنند. لذا ما فرض مي كنيم كه چاهك زمـاني يـك رويداد را تشخيص مي دهد كه اطلاعات ۶ حسگر به آن برسد. بنابراين ما فرض مي كنيم كه ‘m’ برابر ۶ و موعد ما ۱ ثانيه باشد طول بافر هر گره را نيز ۳۲ بسته در نظر گرفته ايم.

نتيجه اي كه در شكل ۵-۷ نشان داده شده است حاصل ۱۶ اجراي متفـاوت بـا سـطح اطمينـان ۹۵% مي باشد. در اين شكل تعداد بسته هايي كه قبل از موعد به چاهك رسيده اند را نشان داده است.

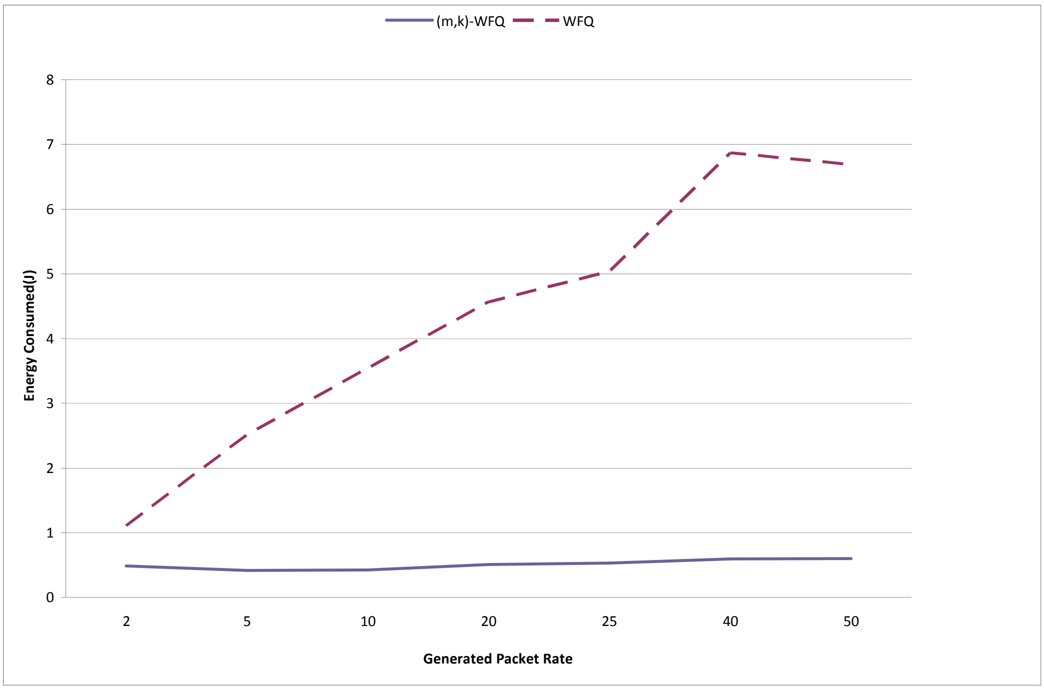
همانطور كه از شكل مشخص است الگوريتم DC-(m,k)-WFQ در شرايطي كه بار شبكه زياد مي شود رفتاربهتري نسبت به الگوريتم WFQ استاندارد دارد. دليل اين امر نيز، انتخابي است كه زمانبند براي ارسال يا حذف بسته هاي اختياري مي تواند داشته باشد.



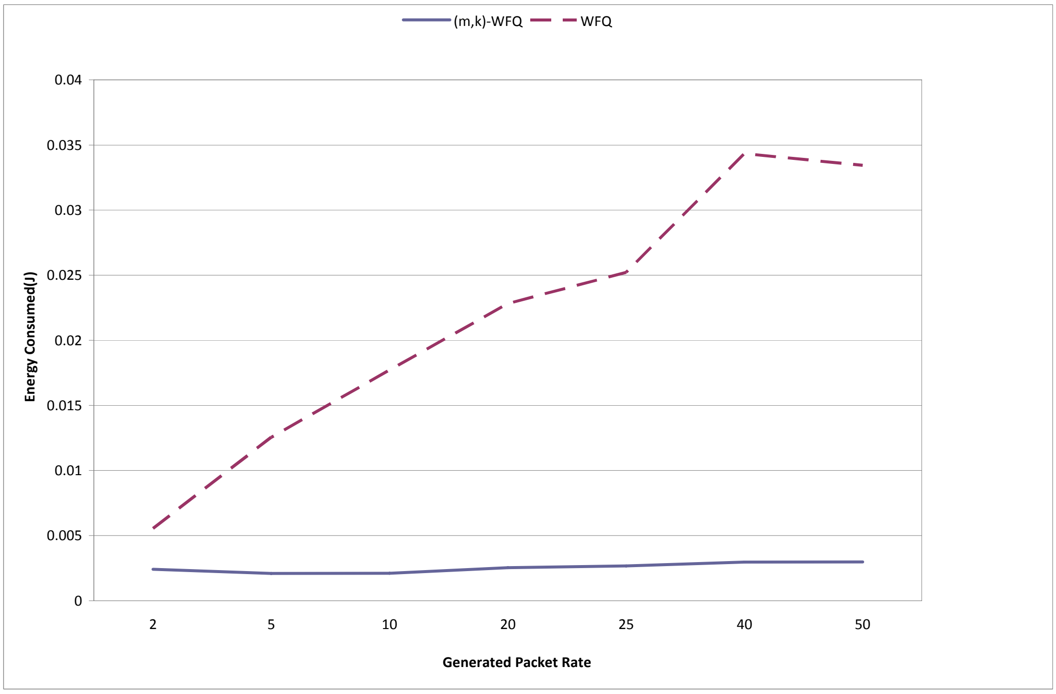
شكل ۵-۷: تعداد بستههاي رسيده تحت بارهاي متفاوت شبكه

شكل ۵-۸ كل انرژي مصرفي شبكه را نسبت به بسته هاي رسيده بـه چاهـك و شـكل ۵-۹ ايـن انرژي مصرفي در گره ها را بر حسب بارهاي متفاوت شبكه نشان مي دهد.

همان‌طور که از شکل ۵-۸ و شکل ۵-۹ مشخص است الگوریتم DC-(m,k)-WFQ از لحاظ انرژي مصرفي بهتر از الگوریتم WFQ عمل کرده است. زیرا در الگوریتم DC-(m,k)-WFQ بعضي از بسته هاي انتخابي حذف مي شوند که این امر باعث مي شود طول عمر شبکه بهتر شود.

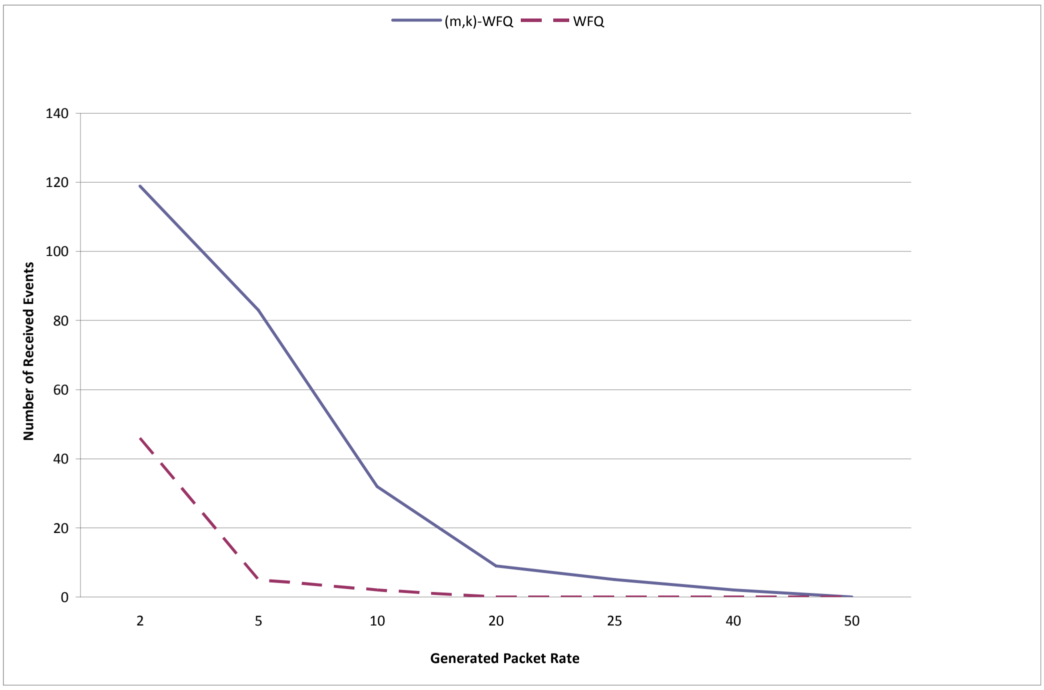


شکل ۵-۸: انرژي مصرفي شبکه براي بسته‌هاي رسیده به چاهک



شکل ۵-۹: انرژي مصرفي گره براي بسته‌هاي رسیده به چاهک

شکل ۵-۱۰ نيز تعداد رويدادهايي کـه توسـط شـبکه قبـل از موعـد تـشخيص داده شـده انـد را مشخص کرده است که باز الگوريتم DC-(m-k)-WFQ کـارايي بهتـري نـسبت بـه الگـوريتم WFQ استاندارد داشته است.



شکل ۵-۱۰: تعداد رويدادهاي تشخيص داده شده توسط چاهک تحت بارهاي متفاوت شبکه

همچنين اين الگوريتم را با جريانهاي و موعـدهاي متفـاوت کـه هـر کـدام قيـود (m,k)-Firm خاص خود را داشته‌اند، ارزيابي کرده‌ايم. اين ارزيابي بر اساس سناريوي جدول ۵-۲ بوده است.

جدول ۵-۲: تنظيمات شبيه‌ساز با جريانهاي متفاوت

Flow	(m,k)	Rate	Traffic Model	Required Deadline
Flow 1	(4,5)	0.2 Kb/s	Poisson 0.5 p/s	1 s
Flow 2	(3,5)	3.8 Kb/s	Poisson 5 p/s	400 ms
Flow 3	(0,1)	15.2 Kb/s	Poisson 40 p/s	Infinite

ما در اين شبکه دو منبع ارسال اطلاعات بي‌درنگ و يك منبع ارسال اطلاعات غير بـي‌درنـگ در نظر گرفتيم. اين جريانهاي متفاوت هر کـدام بـه صـورت اشـتراکي از پهنـاي بانـد ۱۹/۲ kbps اسـتفاده مي‌کنند و طول بسته‌ها ۴۰ بايت مي باشد.

جريان ۱ از پهناي باند به ميزان ۰/۲ kbps استفاده مي كند. حداكثر تأخير مورد نياز ۱ ثانيـه و قيد Firm-(۴،۵) را نيز دارد. جريان ۲ از پهناي باند به ميـزان ۳/۸ kbps اسـتفاده مـي كنـد. حـداكثر تأخير مورد نياز ۴۰۰ ميلي ثانيه و داراي قيد Firm-(۳،۵) مي‌باشد.

جريان ۳، يك ترافيك غير بي‌درنگ مي باشد و بقيه پهنـاي بانـد را كـه ۱۵/۲ kbps مـي باشـد استفاده مي كند. از آنجا كه جريان ۳، غير بي‌درنگ مي باشد پس مي توانيم بـراي آن قيـد Firm-(۰،۱) را در نظر بگيريم. اما الگوريتم DC-(m,k)-WFQ بسته هاي اختياري را بـراي ترافيكهـاي بـي درنـگ حذف مي كند، و براي جريان ۳ كه غير بي‌درنگ مي باشد و هيچ موعدي ندارد، بسته‌اي حذف نمي‌شـود و تمام بسته ها را ارسال مي شوند. مي‌توانيم فرض كنيم كه اين جريان بـه گـم شـدن بـسته‌هـا حـساس مي‌باشد اما به تأخير حساس نمي باشد. جدول ۵-۳ كران بالاي تاخير اين جريان ها را نشان مي دهد.

جدول ۵-۳: كران بالاي تأخيرهاي بدست آمده

Flow	DC-(m,k)-WFQ	WFQ
Flow1	0.98	20.42
Flow2	0.38	5.61
Flow3	0.97	3.43

الگوريتم DC-(m,k)-WFQ كران بالاي كمتري نسبت به WFQ استاندارد براي هـر جريـان دارد.

WFQ استاندارد تفاوتي بين جريان هاي متفاوت قائل نيست اما الگوريتم DC-(m,k)-WFQ با توجه به اطلاعات زماني هر جريان (موعد و قيد (m,k)-Firm) مي تواند بين بسته‌ها تفاوت قائل شود و تاخير براي جريانهاي بي‌درنگ بشدت كاهش مي‌يابد.

بنابراين الگوريتم DC-(m,k)-WFQ بسته‌هاي اجباري جريانهاي بي‌درنگ را قبل از جريانهاي غير بي‌درنگ سرويس مي دهد كه اين كار در الگوريتم WFQ استاندارد، امكان پذير نمي‌باشد، زيرا بـين ترافيك بي درنگ و غير بي درنگ تفاوتي قائل نيست.

۵-۶ جمع‌بندی

در این فصل ما مفهوم جدید تضمین سطح کیفیت اطلاعات را براي شبکه‌هاي حسگر بي‌سيمي که از ترکیب تضمین بي درنگي (m,k)-Firm و مدل سطح کیفیت خدمات WFQ بدست مي آيند، نشان داديم. اين مفهوم براي کاربردهاي شبکه‌اي بي درنگي که قابليت تحمل گم شدن بعضي از بسته‌ها را دارند مناسب مي باشد.

مدلهاي تحليلي و شبيه سازي ها نشان دادند که الگوريتم پيشنهادي DC-(m,k)-WFQ تأخير کمتري براي رويدادهاي بي درنگ در شبکه حسگر بي سيم تضمين مي کند. اين الگوريتم با در نظر گرفتن سطح کيفيت اطلاعات مشخص، سعي مي‌کند که در شرايط سرريزي[1] شبکه، بسته‌هاي اختياري را حذف کند و بسته‌هاي اجباري را قبل از موعد با سطح کيفيت مناسب به چاهك برساند.

از حسابان شبکه براي محاسبه کران بالاي تأخير و طول بافر براي شبکه هاي حسگر بي‌سيم استفاده شد، و با استفاده از آن ما مي‌توانيم کران بالاي تأخير و حداکثر طول بافر را براي الگوريتم DC-(m,k)-WFQ تخمين بزنيم.

---
[1] Overload

فصل ششم

۶ نتیجه‌گیری و کارهای آتی

مسئله كلي كه در اين تحقيق بررسي گرديد مدل‌سازي و ارزيابي بي‌درنگي در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم بود. لذا ابتدا به شرح و بررسي شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم و انواع مسائل و محدوديت‌هاي پيش‌رو در اين شبكه‌ها پرداخته شد، سپس به بررسي سيستم‌هاي بي‌درنگ و بي‌درنگي در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم پرداختيم. در ادامه ضمن مطالعه انواع روش‌هاي بي‌درنگ ارائه شده در زمينه مسيريابي و زمانبندي بسته‌ها در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم مشخص شد كه اولاً در بسياري از اين روش ها به موضوع زمانبندي بسته ها در شبكه توجه نشده بود و اين در حالي است كه زمانبندي بسته‌ها در بي‌درنگ كردن شبكه تأثير بسيار زيادي دارد و بدون زمانبندي مناسب بسته‌ها در شبكه نمي‌توان به بي‌درنگي در شبكه‌هاي حسگر دست يافت. ثانياً مدل تحليلي مناسبي در رابطه با بي‌درنگي براي شبكه هاي حسگر ارائه نشده بود. به همين دليل سعي بر اين شد كه مدل تحليلي به‌منظور به‌دست آوردن تأخير در تشخيص رويدادها، طول عمر شبكه و اندازه بافر ارائه شود.

در ابتدا مدلي براي شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم با صف FIFO ارائه شد، كه در اين مدل بي‌درنگي نرم در نظر گرفته شده بود . در اين مدل كه جزئيات آن در [80] آمده است ميانگين درصد بسته هايي كه قبل از موعد به چاهك مي رسند به‌دست مي آيد. اين پارامتر را كه بعنوان درجه بي‌درنگي تعريف شد مي‌توان با يك نگاشت به تابع سود مندي تبديل كرد. در [82] درجه بي‌درنگي مطمئن محاسبه گرديد، كه در حقيقت روابط قبل گسترش پيدا كردند و پارامترهاي انرژي و طول عمر شبكه نيز به آن‌ها اضافه

گرديد. در اين روابط نيز پارامترها بصورت تصادفي در نظر گرفته شدند و ترافيك، تاخير بسته‌ها و طول عمر شبكه بصورت ميانگين بدست آمده است. پس در [81] علاوه بر گسترش روابط قبل و در نظر گرفتن قابليت اطمينان، كران‌هاي بالا تأخير بسته‌ها و اندازه بافر براي مدل صف FIFO بر اساس حسابان شبكه ارائه گرديد.

با توجه به اينكه در مدل صف FIFO هيچ‌گونه تفاوتي بين بسته هاي بي‌درنگ و غير بي‌درنگ وجود ندارد و در هنگام پرشدن بافرها امكان دور ريخته شدن بسته‌هاي بي‌درنگ و يا امكان تأخير بيش از اندازه بسته هاي بي‌درنگ وجود دارد، لذا روابط تحليلي براي صفهاي اولويت‌دار ارائه گرديد. اين روابط ميانگين تأخير را در حالتي كه دو نوع صف براي بسته‌هاي بي‌درنگ و غير بي‌درنگ داشته باشيم به‌دست مي آورند. در نهايت الگوريتم DC-(m,k)-Firm كه براي بي‌درنگي محكم مي باشد (كه در مقاله تحت داوری پيوست مي‌باشد) ارائه گرديد و روابطي براي محاسبه حداكثر تاخير و اندازه بافر آورده شد.

تمام اين روابط با شبيه سازي صحه گذاري و اعتبار سنجي شدند و نتايج حاصل از اين امر، دقت مناسب اين روابط را نشان داد. اين روابط به تحليل‌گران و طراحان شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم كمك مي‌كند بتوانند قبل از پياده‌سازي كارائي شبكه خود در مورد بي‌درنگي را بررسي كنند و يا با تحليل اين روابط پارامترهايي را در شبكه تغيير دهند تا به شبكه‌اي منطبق با كاربردهاي بي‌درنگ برسند.

در كنار كارهاي ارائه شده، كارهايي در زمينه الگوريتم مسيريابي بي‌درنگ انجام شده است كه در [83] يك الگوريتم مسيريابي بي‌درنگ بر اساس مصالحه‌اي بين انرژي و تأخير ارائه گرديد. در [41] يك الگوريتم مسيريابي بي‌درنگ بر اساس كنترل همبندي XTC ارائه شد. در زمينه افزايش طول عمر شبكه با در نظر گرفتن تأخير نيز سه روش مسيريابي در [122] و [123] و [124] ارائه گرديده است.

۶-۱ دستاوردهای این تحقیق

هدف اصلي اين تحقيق به‌دست آوردن روابط تحليلي براي ارزيابي بي‌درنگي در شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم بوده است، كه نتايج و مقالات حاصله به شرح زير مي‌باشد:

- مدل بي‌درنگي نرم براي شبكه‌هاي حسگر بي‌سيم با صف FIFO ارائه شده در [80].

- مدلي براي درجه بي‌درنگي مطمئن با در نظر گرفتن انرژي، ارائه شده در [82].
- گسترش روابط قبل و در نظر گرفتن قابليت اطمينان، كران‌هاي بالا تأخير بسته‌ها و اندازه بافر براي مدل صف FIFO بر اساس حسابان شبكه، ارائه شده در [81].
- روابط تحليلي و الگوريتم صفهاي اولويت‌دار، ارائه شده در مقاله تحت داوری پیوست.
- محاسبه كران بالاي تأخير و طول بافر براي الگوريتم پیشنهادی DC-(m,k)-WFQ بر اساس بي‌درنگي محكم و حسابان شبكه، ارائه شده در مقاله تحت داوری پیوست.
- الگوريتم مسيريابي بي‌درنگ براساس مصالحه‌اي بين انرژي و تأخير، ارائه شده در [83].
- الگوريتم مسيريابي بي‌درنگ بر اساس كنترل همبندي XTC، ارائه شده در [41].
- افزايش طول عمر شبكه با در نظر گرفتن تأخير در سه روش مسيريابي متفاوت كه در [122] ، [124] و [123] ارائه شده‌اند.

۶-۲ كارهای آتی

در روابط ارائه شده ترافيك مورد نظر از نوع پواسون بوده است، حال آن كه از ترافيك هاي ديگر مانند "خود همانند"[1] نيز مي توان براي تحليل استفاده نمود. همچنين ادامه تحقيق براي حصول به دقت بيشتر پيشنهاد مي شود.

۶-۲-۱ محاسبه متوسط تأخير

مدل‌هاي ارائه شده بر اساس صفهاي FIFO و اولويت‌دار با محدوديت ۱ و k بوده است، كه اين روابط را مي‌توان براي مدل‌هاي ديگر صف مانند صف‌هاي با مشتريهاي بي‌تاب[2] [85] ، [84] نيز به‌دست آورد. در ضمن روابط ارائه شده بر اساس متوسط تأخير بوده است حال آنكه محاسبه انحراف معيار نيز پارامتر خوبي براي محاسبه بي‌درنگي شبكه مي‌باشد. زيرا كه دو شبكه ممكن است ميانگين تأخير برابر

[1] Self Similar
[2] Queues with Impatient Customers

داشته باشد ولي در يكي تمام بسته‌ها تاخيري نزديك ميانگين و در ديگري پراكندگي زيادي نسبت به ميانگين داشته باشند.

۶-۲-۲ بی‌درنگی محکم

در الگوريتم DC-(m,k)-WFQ ارائه شده، پارامترهاي m و k ثابت در نظر گرفته شده است و توسط كاربر تعيين مي گردد. حال آنكه مي توان الگوريتم را به گونه‌اي تغيير داد كه اين پارامترها به صورت پويا و بر اساس ازدحام و تأخير شبكه توسط الگوريتم محاسبه گردند. در ضمن مي توان پارامتر انرژي را نيز در اين محاسبه دخيل كرد.

۶-۲-۳ محاسبه کران بالای تأخیر

براي محاسبه كران بالاي تأخير مي‌توان منحني‌هاي خدمت و منحني‌هاي ورودي ديگري را نيز در نظر گرفت. در مورد منحني ورودي اين امر وابسته به نوع ترافيك شبكه مي باشد و همان طور كه قبلاً گفته شده مي توان ترافيك‌هاي ديگري را نيز در نظر گرفت. در مورد منحني خدمت نيز اين امر وابسته به لايه MAC و قراردادهاي مربوط به اين لايه مي باشد، كه ما منحني خدمت نرخ-بيكاري را در نظر گرفتيم. در ضمن اين روابط را مي‌توان بگونه‌اي به‌دست آورد تا تغييرات بين شبكه اي مانند تجميع داده[1] را نيز در بر بگيرد.

۶-۲-۴ الگوریتم‌های مسیریابی

در زمينه الگوريتم‌هاي مسيريابي چندين الگوريتم ارائه شده است كه بعضي از آنها فقط سعي در ارسال سريع‌تر بسته‌ها را دارند حال آنكه در بي‌درنگي هدف ارسال بموقع بسته ها مي باشد. لذا در اين زمينه مي توان كارهايي با هدف سطح كيفيت اطلاعات و تشخيص بموقع رويداد توسط چاهك انجام داد. در الگوريتم‌هاي جديد بجاي در نظر گرفتن رسيدن بموقع بسته‌ها بايد سعي كنيم كه اطلاعاتي در مورد

---

[1] Aggregation

رويداد بموقع، صحيح و با دقت لازم به چاهك برسد، كه در اين امر مي توان پارامتر انرژي را نيز براي الگوريتم مسيريابي در نظر گرفت.

۵-۲-۶ مصالحه بین بی‌درنگی و عوامل دیگر شبکه حسگر بی‌سیم

از كارهاي ديگري كه مي‌توان انجام داد مصالحه بين بي‌درنگي و امنيت يا بي‌درنگي و سطح كيفيت اطلاعات مي‌باشد.

در حقيقت هر چه امنيت شبكه بالاتر برود، در آن صورت تأخير ارسال داده‌ها بيشتر مي‌شود كه اين امر باعث عدم تضمين بي‌درنگي در شبكه حسگر بي‌سيم مي‌شود. همين امر در مورد سطح كيفيت اطلاعات نيز رخ مي‌دهد. هر چه سطح كيفيت اطلاعات بالاتر برود، افزونگي داده بيشتر مي‌شود و اين امر ترافيک شبكه را بالا مي‌برد و در نتيجه عدم تضمين بي‌درنگي رخ مي‌دهد.

لذا مي‌توانيم روابط تحليلي با منطق فازي به‌دست بياوريم تا مصالحه‌اي بين اين پارامترها و بي‌درنگي انجام شود.

واژه‌نامه انگلیسی به فارسی

Active Mobility	تحرک فعال
Actuation	راه اندازی، تحریک
Adaptive	وفقی
Ad-hoc	اقتضایی، موردی
Aggregated unit	واحد تجمیع کننده
Aggregation	تجمیع
Application Programming Interface (API)	رابط برنامه‌نويسي كاربردي
Application-oriented	کاربرد گرا
Automatic Air Traffic Control	کنترل خودکار ترافیک هوایی
Average Sensing Rate	متوسط نرخ برداشت داده
Backpressure Packet re-Routing	مسیریابی معکوس تحت فشار بسته‌ها
Base station	ایستگاه پایه
Beacon	راهنما، پرتو
Broadcast	همه پخشي (انتشار)
Buffer	ميانگير
Burst size	طول ارسال انفجاري
Busy period	دوره (بازه) اشغالي
Cellular Networks	شبکه‌های سلولی
Channel Contention	تنازع بر سر کانال
Circuit-Switched Networks	شبكه‌هاي سوييچ-مداري
Class	رده
Cluster head	سرخوشه (یا سر دسته)
Cluster node	گره خوشه
Clustering	خوشه‌بندی (یا دسته بندی)
Contention Window (CW)	پنجره تنازع
Critical	بحرانی

Cyclic order	ترتیب چرخان
Data Centric-Weighted Fair Queue	صفهاي منصفانه وزن دار داده محور
Data-centric	داده محور
Deadline	موعد (یا ضرب الاجل)
Delay and Queue Bounds	کرانهاي بالاي تأخير و طول صف
Drop	حذف شودن
Dynamic	پویا
Effective flow	جریان موثر
Embedded	نهفته
End-to-end	انتها به انتها
Energy-rich	پر انرژی
Erlang fixed-point	ارلانگ نقطه ثابت
Exhaustive	جامع
Failure	خرابی
Firm	محکم
Firm Real-time Systems	سیستم‌های بی‌درنگ محکم
Flat routing	مسیریابی تخت
Flooding	جاری شدن سیل آسا
Flow	جریان
Flow service share	خدمت اشتراکي جریان
Forwarding node	گره جلو برنده
Gated	دروازه‌اي
Geographic routing	مسیریابی جغرافیایی
Hard Real-time Systems	سیستم‌های بی‌درنگ سخت
Hierarchical routing	مسیریابی سلسله مراتبی
Holes	حفره ها
Hop by Hop	گام به گام
ID	شناسه
Impatient	بی‌تاب
Indicator Function	تابع شاخص

Jitter	لرزش تأخیر
Lightweight	سبک
Limited service	خدمت محدود
Link	پیوند
Little's Law	قانون لیتل
Location-addressed	موقعیت نشان
Location-Addressed Protocol (LAP)	قرارداد نشانی-مکانی
Mandatory	اجباري
Maximum Sensing Rate	حداکثر نرخ برداشت داده
Medium Access Control (MAC)	دسترسي به رسانه
Minimal arrival curve of stream	منحني ورودي حداقلي رشته
Miss	از دست دادن
Miss Ratio	نرخ نبود (یا نرخ فقدان)
Mobile interface	رابطهای متحرک
Monitoring	پایش
Multihop	چند گامی
Multihop shortest-path tree	درخت با کوتاهترین مسیر و به‌صورت چند گامي
Network Calculus	حسابان شبکه
Network Life Time	طول عمر شبکه
Noise	اختلال امواج، اغتشاش
Optional	اختیاري
Overload	سرریزي
Packet forwarding	ارسال به جلو یا روانه سازي بسته ها
Packet Switch Networks	شبکه‌هاي بسته سوئیچ
Partial Interferers	مداخله‌گرهاي جزيي
Passive Mobility	تحرک غیر فعال
Pattern	الگو
Perimeter routing	مسیریابی پیرامونی
Periodic	ادواری
Poisson arrival streams	رشته هاي ورودي با توزیع پواسون
Polling model	مدل سرکشي

Priority Queue (PQ)	صف اولویت‌دار
Proactive routing	مسیریابی پیش‌دستانه
Quality of Information (QoI)	سطح کیفیت اطلاعات
Quality of Service (QoS)	سطح کیفیت خدمت
Query	درخواست (یا پرسمان)
Rate-latency service curve	منحني خدمت نرخ-بيكاري
Reactive routing	مسیریابی واکنشی
Real-time	بی‌درنگ
Real-time Degree	درجه بی‌درنگی
Real-Time Power-Aware Routing	مسيريابي آگاه به زمان بي‌درنگ
Real-Time with Load Distribution	بي‌درنگي با بار توزیع شده
Relay node	گره بازپخش یا تکرار
Reliability	قابلیت اطمینان
Reliable Real-time Degree	درجه بي‌درنگي مطمئن
Request To Route (RTR)	درخواست مسيريابي
Reservation	رزرونمایی
Root	ریشه
Round-robin	چرخشي
Router	مسیریاب
Safety	ایمنی
Scalable	مقیاس پذیر
Scheduler	زمانبند
Second Moment	گشتاور دوم
Security	امنیت
Self Similar	خود همانند
Self-maintaining	خود نگهدار
Self-operating	خود کار
Self-organizing	خود سازمانده
Self-stabilized	خود پایدار
Sensing activity	فعاليت حسگري

Sensor streams	رشته‌هاي حسگر
Sink node	گره چاهک
Slack time	زمان باقی‌مانده یا فرصت
Smart Spaces	فضاهای هوشمند
Soft Real-time Systems	سیستم‌های بی‌درنگ نرم
Space-temporal domain	دامنه مکان-زمان
Static	ثابت
Tardiness	دیرکرد
Temporal constraint	قيد زماني
Time Slot	برش یا شکاف زماني
Timeliness requirement	نیازهای زمانی
Topology	همبندی
Total Interferers	مداخله‌گرهاي کامل
Transport layer	لايه انتقال
Utility function	تابع سودمندی
Utilization	بكارگيري
Velocity Monotonic Scheduling (VMS)	زمانبندی یکنواخت سرعت
Virtual finish tag	برچسب پايان مجازي
Virtual finish time	زمان پايان مجازي
Wake-up requests	درخواستهای بیدارباش
Weighted Fair Queue (WFQ)	صفهای منصفانه وزن‌دار
Wireless Sensor Network	شبکه حسگر بی‌سیم

واژه‌نامه فارسی به انگلیسی

اجباري	Mandatory
اختلال امواج، اغتشاش	Noise
اختياري	Optional
ادواری	Periodic
ارسال به جلو یا روانه سازي بسته ها	Packet forwarding
ارلانگ نقطه ثابت	Erlang fixed-point
از دست دادن	Miss
اقتضایی، موردی	Ad-hoc
امنیت	Security
انتها به انتها	End-to-end
ایستگاه پایه	Base station
ایمنی	Safety
بحرانی	Critical
برچسب پایان مجازي	Virtual finish tag
برش یا شکاف زماني	Time Slot
بکارگيري	Utilization
بی‌تاب	Impatient
بی‌درنگ	Real-time
بي‌درنگي با بار توزیع شده	Real-Time with Load Distribution
پایش	Monitoring
پر انرژی	Energy-rich
پنجره تنازع	Contention Window (CW)
پویا	Dynamic
پیوند	Link
تابع سودمندی	Utility function
تابع شاخص	Indicator Function
تجمیع	Aggregation

Passive Mobility	تحرک غیر فعال
Active Mobility	تحرک فعال
Cyclic order	ترتیب چرخان
Channel Contention	تنازع بر سر کانال
Static	ثابت
Flooding	جاری شدن سیل آسا
Exhaustive	جامع
Flow	جریان
Effective flow	جریان موثر
Round-robin	چرخشي
Multihop	چند گامی
Maximum Sensing Rate	حداکثر نرخ برداشت داده
Drop	حذف شودن
Network Calculus	حسابان شبکه
Holes	حفره ها
Flow service share	خدمت اشتراکي جريان
Limited service	خدمت محدود
Failure	خرابی
Self-stabilized	خود پایدار
Self-organizing	خود سازمانده
Self-operating	خود کار
Self-maintaining	خود نگهدار
Self Similar	خود همانند
Clustering	خوشه‌بندی (یا دسته بندی)
Data-centric	داده محور
Space-temporal domain	دامنه مکان-زمان
Real-time Degree	درجه بی‌درنگی
Reliable Real-time Degree	درجه بي‌درنگي مطمئن
Multihop shortest-path tree	درخت با کوتاهترین مسیر و به‌صورت چند گامي
Query	درخواست (یا پرسمان)

Request To Route (RTR)	درخواست مسيريابي
Wake-up requests	درخواستهای بیدارباش
Gated	دروازه‌اي
Medium Access Control (MAC)	دسترسي به رسانه
Busy period	دوره (بازه) اشغالي
Tardiness	دیرکرد
Application Programming Interface (API)	رابط برنامه‌نويسي کاربردي
Mobile interface	رابطهای متحرک
Actuation	راه اندازی، تحریک
Beacon	راهنما، پرتو
Class	رده
Reservation	رزرونمایی
Poisson arrival streams	رشته هاي ورودي با توزيع پواسون
Sensor streams	رشته‌هاي حسگر
Root	ریشه
Slack time	زمان باقی‌مانده یا فرصت
Virtual finish time	زمان پايان مجازي
Scheduler	زمانبند
Velocity Monotonic Scheduling (VMS)	زمانبندی یکنواخت سرعت
Lightweight	سبک
Cluster head	سرخوشه (يا سر دسته)
Overload	سرريزي
Quality of Information (QoI)	سطح کیفیت اطلاعات
Quality of Service (QoS)	سطح كيفيت خدمت
Hard Real-time Systems	سیستم‌های بی‌درنگ سخت
Firm Real-time Systems	سیستم‌های بی‌درنگ محکم
Soft Real-time Systems	سیستم‌های بی‌درنگ نرم
Wireless Sensor Network	شبکه حسگر بی‌سیم
Packet Switch Networks	شبکه‌هاي بسته سوئيچ

Cellular Networks	شبکه‌های سلولی
Circuit-Switched Networks	شبكه‌هاي سوييچ-مداري
ID	شناسه
Priority Queue (PQ)	صف اولويت‌دار
Data Centric-Weighted Fair Queue	صفهاي منصفانه وزن دار داده محور
Weighted Fair Queue (WFQ)	صفهای منصفانه وزن‌دار
Burst size	طول ارسال انفجاري
Network Life Time	طول عمر شبکه
Smart Spaces	فضاهای هوشمند
Sensing activity	فعاليت حسگري
Reliability	قابلیت اطمینان
Little's Law	قانون ليتل
Location-Addressed Protocol (LAP)	قرارداد نشانی–مکانی
Temporal constraint	قيد زماني
Application-oriented	کاربرد گرا
Delay and Queue Bounds	كرانهاي بالاي تأخير و طول صف
Automatic Air Traffic Control	کنترل خودکار ترافیک هوایی
Hop by Hop	گام به گام
Relay node	گره بازپخش يا تكرار
Forwarding node	گره جلو برنده
Sink node	گره چاهک
Cluster node	گره خوشه
Second Moment	گشتاور دوم
Pattern	الگو
Transport layer	لايه انتقال
Jitter	لرزش تأخير
Average Sensing Rate	متوسط نرخ برداشت داده
Firm	محكم
Partial Interferers	مداخله‌گرهاي جزيي
Total Interferers	مداخله‌گرهاي كامل
Polling model	مدل سركشي

Router	مسیریاب
Real-Time Power-Aware Routing	مسيريابي آگاه به زمان بي‌درنگ
Perimeter routing	مسیریابی پیرامونی
Proactive routing	مسیریابی پیش‌دستانه
Flat routing	مسیریابی تخت
Geographic routing	مسیریابی جغرافیایی
Hierarchical routing	مسیریابی سلسله مراتبی
Backpressure Packet re-Routing	مسیریابی معکوس تحت فشار بسته‌ها
Reactive routing	مسیریابی واکنشی
Scalable	مقیاس پذیر
Rate-latency service curve	منحني خدمت نرخ-بيكاري
Minimal arrival curve of stream	منحني ورودي حداقلي رشته
Deadline	موعد (یا ضرب الاجل)
Location-addressed	موقعیت نشان
Buffer	ميانگير
Miss Ratio	نرخ نبود (يا نرخ فقدان)
Embedded	نهفته
Timeliness requirement	نیازهای زمانی
Topology	همبندی
Broadcast	همه پخشي (انتشار)
Aggregated unit	واحد تجميع كننده
Adaptive	وفقی

فهرست منابع

[1] I. Aad and C. Castellucia,"Differentiation Mechanism for IEEE 802.11", In Proc. of IEEE INFOCOM'01,Alaska, USA, 22-26 April 2001, pp. 209-218.

[2] T. F. Abdelzaher, J. Stankovic, C. Lu, R. Zhang, and Y. Lu, "Feedback Performance Control in Software Systems", IEEE Control Systems Magazine, Vol. 23, No. 3, 2003, pp. 74-90.

[3] T. F. Abdelzaher, K. Shashi Prabh, R. Kiran "On Real-Time Capacity Limits of Multihop Wireless Sensor Networks", RTSS 2004: Proceedings of the 25th IEEE Real-Time Systems Symposium, Lisbon, Portugal, Dec. 2004, pp. 359-370.

[4] A. A. Ahmed, L. A. LATIFF, "Real-time Routing Protocol With Load Distribution in Wireless sensor network based on IEEE 802.11 AND IEEE 802.15.4", Jurnal Teknologi, Issue 47(D), 2007, pp. 71-90.

[5] K. Akayya and M. Younis, "An Energy-Aware QoS Routing Protocol for Wireless Sensor Networks", 23rd International Conference on Distributed Computing Systems Workshops (ICDCSW'03), Baltimore, MD, USA, May 2003, pp. 710-715.

[6] I. F. Akyildiz, M. C. Vuran, and O. B. Akan, "A Cross Layer Protocol for Wireless Sensor Networks", in Proceedings of CISS 2006, Princeton, NJ, March 2006, pp. 1102-1107.

[7] I. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci, "A Survey on Sensor Networks", IEEE Communications Magazine, Vol. 40, No. 8, August 2002, pp. 102-116.

[8] J. N. Al-Karaki, A. E. Kamal, "Routing techniques in wireless sensor networks: a survey", Wireless Communications, IEEE, Vol. 11, Issue 6, Dec. 2004, pp. 6- 28.

[9] J. N. Al-Karaki, R. Ul-Mustafa, and A. E. Kamal, "Data Aggregation in Wireless Sensor Networks - Exact and Approximate Algorithms", in Proceedings of IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing (HPSR'04), Phoenix, Arizona, USA, April 2004, pp. 241-245.

[10] A. Allen, Probability, "Statistics and Queueing Theory with Computer Science Applications", Second Edition, Academic Press 1990.

[11] A. L. L. Aquino, C. M. S. Figueiredo, E. F. Nakamura, A. C. Frery, A. A. F. Loureiro, and A. O. Fernandes, "Sensor stream reduction for clustered wireless sensor networks", In:23rd ACM Symposium on Applied Computing 2008 (SAC'08). ACM, Fortaleza, Brazil, March 2008, pp. 2052–2056.

[12] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenkar, and L. Zhang, "MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs", SIGCOMM'94 Conference on

Communications, Architectures, Protocols and Applications, London, UK, Aug. 1994, pp. 212-225.

[13] C. Bisdikian, “On sensor sampling and quality of information: A starting point”, in Proceedings of the Fifth IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications Workshops (PERCOMW' 07), Hawthorne, NY, March 2007, pp. 279-284.

[14] O. J. Boxma and B. W. Meister, “Waiting-Time Approximations in Multi-Queue System with Cyclic Service”, Performance Evaluation, Vol. 7, Issue 1, Feb. 1987, pp. 59-70.

[15] D. Braginsky and D. Estrin, “Rumor Routing Algorithm for Sensor Networks”, in First ACM International Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications (ACM WSNA 2002), Atlanta, GA, USA, October 2002, pp. 22-31.

[16] J. Broch, D. A. Maltz, D. Johnson, Y.-C. Hu, and J. Jetcheva, “A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols”, in Proc. of 4th ACM/IEEE Int’l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom’98), Dallas, Texas, USA, October 1998, pp. 85-97.

[17] N. Bulusu, J. Heidemann, D. Estrin, “GPS-less Low-Cost Outdoor Localization for Very Small Devices”, IEEE Personal Communications Magazine, Vol. 7, Issu 5, Oct. 2000, pp. 28-34.

[18] E. Callaway, P. Gorday, L. Hester, J. A. Gutierrez, M. Naeve, B. Heile, V. Bahl, “Home Networking with IEEE 802.15.4: A Developing Standard for Low-Rate Wireless Personal Area Networks”; IEEE Communications Magazine, August 2002, pp.70-77.

[19] B. Chen, K. Jamieson, H. Balakrishnan, and R. Morris, “Span: An Energy-Efficient Coordination Algorithm for Topology Maintenance in Ad Hoc Wireless Networks”, in Proceedings of the 7th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, Rome, Italy, 16-21 July 2001, pp. 85-96.

[20] K. Chen, Y. Qin, F. Jiang, “A Probabilistic Energy-Efficient Routing (PEER) Scheme for Ad-hoc Sensor Networks”, 3rd Annual IEEE SECON conference, Reston, VA, USA, Sept. 2006, pp. 964-970.

[21] R. Cheng, K. Lam, S. Prabhakar, and B. Liang, “An efficient location update mechanism for continuous queries over moving objects”, Information Systems, Elsevier, Vol. 32, Issue 4, June 2007, pp. 593-620.

[22] C.-F. Chiasserini and M. Garetto, “Modeling the Performance of Wireless Sensor Networks”, INFOCOM'04, Hong Kong, China, March 2004, pp. 220-231.

[23] O. Chipara, Z. He, G. Xing, Q. Chen, X. Wang, C. Lu, J. Stankovic and T. Abdelzaher, “Real-time Power-Aware Routing in Sensor Networks”, In: Proc. IWQoS, New Haven, CT, USA, June 2006, pp. 83-92.

[24] M. Chu, H. Haussecker, and F. Zhao, “Scalable information driven sensor querying and routing for ad hoc heterogeneous sensor networks”, The International Journal of High Performance Computing Applications, Vol. 16, Issue 3, August 2002, pp. 293-313.

[25] T. Dasu, and T. Johnson, “Exploratory Data Mining and Data Cleaning”, Wiley Interscience, 2003.

[26] A. Demers, S. Keshavt, and S. Shenker, “Analysis and simulation of fair queuing algorithm”, Proceedings ACM SigComm 89, Austin, TX, USA, 1989, pp. 3-12.

[27] J. Deng aild Z. Haas, “Dual Busy Tone Multiple Access (DBTMA): A New Medium Access Control for Packet Radio Networks”, In IEEE ICUPC'98, Italy, October 1998, pp. 973-977.

[28] S. S. Doumit, D. P. Agrawal; “Self-Organizing and Energy-Efficient Network of Sensors”,MILCOM 2002. proceedings, CA, USA, Oct. 2002, pp. 1245-1250.

[29] S. A. Ehikioya, “A characterization of information quality using fuzzy logic”, in 18th Int’l Conf. of the North American Fuzzy Information Processing Society, NAFIPS 1999, New York, USA, June 1999, pp. 635-639.

[30] D. Estrin, R. Govindan, J. Heidemann, and S. Kumar, “Next Century Challenges: Scalable Coordination in Sensor Networks”, in Proceeding of the 5th annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking MobiCom 99, Seattle, WA , USA, August 1999, pp. 263-270.

[31] Q. Fang, F. Zhao, and L. Guibas, “Lightweight Sensing and Communication Protocols for Target Enumeration and Aggregation”, in Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing (MOBIHOC), Annapolis, Maryland, USA, June 2003, pp. 165-176.

[32] S. Feizabadi, B. Ravindran, E. D. Jensen, “MSA: a memory aware utility accrual scheduling algorithm” ,Proceedings of ACM SAC, Santa Fe, New Mexico, USA, March 2005, pp. 857-862.

[33] E. Felemban, C.-G. Lee, E. Ekici, R. Boder, and S. Vural, “MMSPEED: multipath Multi-SPEED protocol for QoS guarantee of reliability and. Timeliness in wireless”, in IEEE transactions on mobile computing (IEEE trans. mob. comput.), Vol. 5, Issue 6, 2006, pp. 738-754.

[34] P. Goyal, H. Vin, “Start-time fair queueing: a scheduling algorithm for integrated service packet switching networks”, IEEE/ACM Trans. On Networking, Vol. 5, Issue 5, Oct. 1997, pp. 690-704.

[35] P. Goyal, S.S. Lam, and H. Vin, “Determining end-to-end delay bounds in heterogeneous networks”, In: Proceedings of the Fifth International Workshop on Network and Operating System Support for Digital Audio and Video, Durham, NH, USA, April 1995, pp. 287–298.

[36] W. P. Gronenenkijk, “Conservation Lawsin Polling Systems”, PhD Thesis, University of Utrecht, Netherland, 1990.

[37] D. Gross, J. F. Shortle, J. M. Thompson and C. M. Harris, “Fundamentals of Queueing theory” Fourth Edition: John Wiley and Sons Inc., 2008.

[38] V. C. Gungor, "Real-Time and Reliable Communication in Wireless Sensor and Actor Networks", Ph.D. Thesis, Department of Electrical and Computer Engineering, Georgia Institute of Technology, Atlanta, GA, August 2007.

[39] P. Gupta and P. R.Kumar, “The Capacity of Wireless Networks”, IEEE Trans. on Information Theory, Vol. 46, Issue 2, Mar. 2000, pp. 388-404.

[40] J. A. Gutierrez, M. Naeve, E. Callaway, M. Bourgeois,V. Mitter, B. Heile, “IEEE 802.15.4: A Developing Standard for Low-Power Low-Cost Wireless Personal Area Networks”, *IEEE Network*, Vol. 15, Issue 5, Sep./Oct. 2001, pp. 12-19.

[41] R. Hajisheykhi, M. Baharloo, K. Mizanian, A. H. Jahangir, “A real time infrastructure for topology control in Wireless Sensor Networks”, CSICC 2009, The 14th National Computer Society of Iran Computer Conference, Tehran, Iran, 9-10 March 2009, pp. 1-7. (in Persian)

[42] M. Hamdaoui, and P. Ramanathan, “A dynamic priority assignment technique for streams with (m, k)-firm deadlines”, IEEE Transactions on Computers, Vol. 44, Issue 4, Dec. 1995, pp. 1443–1451.

[43] B. R. Haverkort, "Performance of Computer Communication System", John Wiley and Sons, 1998.

[44] L. He, “Delay-Minimum Energy-Aware Routing Protocol (DERP) for Wireless Sensor Networks”, Proceedings of the Eighth ACIS International Conference on Software Engineering, Artificial Intelligence, Networking, and Parallel/Distributed Computing, Qingdao, Shandong, China, July 2007, pp. 155-160.

[45] T. He, J. A Stankovic, C. Lu, T. Abdelzaher**,** “SPEED: A Stateless Protocol for Real-time Communication in Sensor Networks”, In Proc. of IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS'03), Providence, Rhode Island USA, May 2003, pp. 46-55.

[46] W. B. Heinzelman, A. L. Murphy, Hervaldo S. Carvalho, Mark A. Perillo, “Middleware to Support Sensor Network Applications”, IEEE Network, Vol. 18, Issue 1, January/February 2004, pp. 6-14.

[47] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, “Energy-efficient communication protocol for wireless sensor networks”, in Proc. of the 33rd Hawaii International Conference System Sciences, Hawaii, USA, January 2000, pp. 3005-3014.

[48] W. R. Heinzelman, J. Kulik, and H. Balakrishnan, “Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks”, in In proceeding of the 5th Annual ACM/IEEE international Conference on Mobile Computing and Networks (MobiCom’99), Seattle, Washington, Aug, 1999, pp. 174–185.

[49] J. Hill, R. Szewczyk, A. Woo, S. Hollar, D. Culler, and K. Pister, “System Architecture Directions for Network Sensors”, ASPLOS 2000, Cambridge, MA, Nov. 2000, pp. 93-104.

[50] M. Iftikhar, M. Caglar, and B. Landfeldt, “An Analytical model based on G/M/1 with Self-Similar input to provide end-to-end QoS in 3G networks”, in IEEE/ACM Mobiwac 06 (MSWIM), Torremolinos, Malage, Spain, Oct. 2006, pp. 180-189.

[51] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, and D. Estrin, “Directed Diffusion: A Scalable and Robust Communication Paradigm for Sensor Networks”, In Proc of the Sixth Annual IEEE/ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, Boston, Massachousetts, USA, August 2000, pp 56-67.

[52] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, D. Estrin, J. Heidemann, and F. Silva, "Direct diffusion for wireless sensor networking", IEEE / ACM Transactions on Networking, vol. 11, Issue 1, Feb 2003, pp. 2-16.

[53] E. D. Jensen, C. D. Locke, and H. Tokuda, “A Time-Driven Scheduling Model for Real-Time Systems”, In IEEE RTSS, San Diego, California, USA, Dec. 1985, pp. 112-122.

[54] P. Johansson, T. Larsson, N. Hedman, and B. Mielczarek and M. Degermark, “Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks A Comparative Performance Analysis”, in Proc. of ACM/IEEE 5th Int’l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom’99), Seattle, Washington, USA, August 1999, pp. 195-206.

[55] D. B. Johnson and D. A. Maltz, “Dynamic Source Routing in Ad-Hoc Wireless Networks”, Mobile Computing, Kluwer Academic Publishers, Vol. 353, Chapter 5, 1996, pp.153-181.

[56] P. Karn, “MACA: A New Channel Access Method for Packet Radio”, 9th Computer Networking Conference, London, Ontario Canada, Sep. 1990, pp. 134-140.

[57] B. Karp, H. T. Kung, “GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for wireless networks”, in Proceedings of the Sixth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, Boston, MA, USA, 6-11 August 2000, pp. 243-254.

[58] F. P. Kelly, “Loss networks”, Annals of Applied Probability, vol. 1, Issue 3, 1991, pp. 319-378.

[59] Y. B. Ko and N. Vaidya, “Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks”, in Proc. of ACM/IEEE 4th Int’l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom’98), Dallas, Texas, USA, October 1998, pp. 66-75.

[60] A. Koubaa, Y.Q. Song, J.P. Thomesse, “Integrating (m,k)-Firm Real-Time Guarantees in the Internet QoS Model”, In Proc. of the 4th IFIP Networking Conference Networking '2004 Athen (Greece), LNCS 3042, 9-14 May 2004, pp. 1378-1383.

[61] B. Krishnamachari, D. Estrin, and S. Wicker, “The Impact of Data Aggregation in Wireless Sensor Networks”, In Proc. of the International Workshop on Distributed Event-Based Systems, Vienna, Austria, July 2002, pp. 575-578.

[62] F. Kuhn, R. Wattenhofer, and A. Zollinger, “Worst-Case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing” in Proceedings of the 4th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, Annapolis, Maryland, USA, 2003, pp. 267-278.

[63] J. Y. LeBoudec, and P. Thiran, “Network Calculus A Theory of Deterministic Queueing Systems for the Internet”, Springer Verlag, May 2004.

[64] L. Li and J. Y. Halpern, “Minimum energy mobile wireless networks revisited”, in Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'01), Helsinki, Finland, June 2001, pp. 278-283.

[65] Y. Li, C.S. Chen, Y. Song, Z.Wang. "Real-time QoS support in wireless sensor networks: a survey", 7th IFAC International Conference on Fieldbuses & Networks in Industrial & Embedded Systems – FET'2007, Toulouse, France, Nov. 2007, pp. 373-380.

[66] Q. Li, J. Aslam, and D. Rus, "Hierarchical Power-aware Routing in Sensor Networks", in In Proceedings of the DIMACS Workshop on Pervasive Networking, Piscataway, NJ, USA, May 2001, pp. 1-5.

[67] W. Li, K. Kavi, R. Akl, "A non-preemptive scheduling algorithm for soft real-time systems", Computers and Electrical Engineering, vol. 33, no. 1, Jan. 2007, pp. 12-29.

[68] C. Lin, S. A. Brandt, "Improving Soft Real-Time Performance through Better Slack Reclaiming", Proceedings of IEEE RTSS, Miami, Florida, USA, Dec. 2005, pp. 410-421.

[69] S. Lindsey and C. S. Raghavendra, "PEGASIS: Power Efficient GAthering in Sensor Information Systems", in IEEE Aerospace Conference, Big Sky, Montana, March 2002, pp. 1125-1130.

[70] J. D. Little, "A Proof of Queueing Formula L=λW", Operations Research, Vol. 9, 1961, pp 383-387.

[71] C. L. Liu, J. W. Layland, "Scheduling algorithms for multiprogramming in hard real-time environment", Journal of ACM, vol. 20, no. 1, Jan. 1973, pp. 46-61.

[72] K. Liu, N. Abu-Ghazaleh and K-D. Kang, "JiTS: just-in-time scheduling for real-time sensor data dissemination", IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PerCom2006), Pisa, Italy, March 2006, pp. 46-51.

[73] D. Liu, X. S. Hu, M. D. Lemmon, and Q. Ling, "Firm real-time system scheduling based on a novel QoS constraint", Proceedings of the 24th IEEE International Real-Time Systems Symposium (RTSS'03), Mexico, Dec. 2003, pp. 386-395.

[74] C. Lu. J. Stankovic. G. Tao and S. Soil. "Feedback Control Real-Time Scheduling: Framework, Modeling and Algorithms", special issue of *RT Systems Journal* on Control-Theoretic Approaches to Real-Time Computing, Vol. 23, No. 1/2, July/September 2002, pp. 85-126.

[75] C. Lu, B. Blum, T. Abdelzaher, J. Starikovic, G. Tao, and S. Son, "RAP: a Communication Architecture for Large-Scale Wireless Sensor Networks", IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS 2002), San Jose, CA, USA, 24-27 September 2002, pp. 55-66.

[76] C. Lu, J. Stailkovic, Gang Tao, aild S. Soil, "The Design and Evaluation of a Feedback Control EDF Scheduling Algorithm", In Proceedings of the 20th IEEE Real-Time Systems Symposium, Phoenix, AZ, USA, Dec. 1999, pp. 56-67.

[77] D. A. Maltz, J. Broch, J. Jetcheva, aild D. Johnson, "The Effects of On-Demand Behavior in Routing Protocols for Multi-hop Wireless Ad Hoc Networks", Special issue on mobile and wireless networks, IEEE Journal on Selected Area in Communications, Vol. 17, Issue 8, Aug. 1999, pp. 1439-1453.

[78] A. Manjeshwar and D. P. Agrawal, "APTEEN: A hybrid protocol for efficient routing and comprehensive information retrieval in wireless sensor networks", in Proceedings of 2nd International Workshop on Parallel and Distributed Computing Issues in Wireless Networks and Mobile Computing, Ft. Lauderdale, FL, USA, 15-19 April 2002, pp. 195-202.

[79] A. Manjeshwar and D. P. Agrawal, "TEEN: A Protocol for Enhanced Efficiency in Wireless Sensor Networks", in Proc. of the 1st International Workshop on Parallel and Distributed Computing Issues in Wireless Networks and Mobile Computing, San Francisco, CA, USA, April 2001, pp. 2009-2015.

[80] K. Mizanian, A. H. Jahangir, "A Quantitative Real-time Model for Multihop Wireless Sensor Networks", ISSNIP 2007, Third International Conference on Intelligent Sensors, Sensor Networks and Information Processing, Melbourne, Australia, Dec. 2007, pp. 79-84.

[81] K. Mizanian, A. H. Jahangir, H. Yousefi, "Worst case dimensioning and modeling of reliable real-time multihop wireless sensor network", Performance Evaluation, Elsevier, Vol. 66, Issue 12, Dec. 2009, pp. 685-700.

[82] K. Mizanian, H. Yousefi, A. H. Jahangir, "Modeling and Evaluating Reliable Real-time Degree in Multi-hop Wireless Sensor Networks", Sarnoff 2009, 32th IEEE Sarnoff Symposium 2009, Princeton, USA, 30 March-1 April 2009, pp. 1-6

[83] K. Mizanian, R. H. Sheykhi, M. Baharloo, A. H. Jahangir, "RACE: A Real-Time Scheduling Policy and Communication Architecture for Large-Scale Wireless Sensor Networks", CNSR 2009, Seventh Annual Conference on Communication Networks and Services Research, Moncton, New Brunswick, Canada, 11-13 May 2009, pp. 458-460.

[84] A. Movaghar, On queueing with customer impatience until the end of service, Stochastic Models, Vol. 22, 2006, pp. 149-173.

[85] A. Movaghar, Optimal Control of Parallel Queues with Impatient Customers, Performance Evaluation, Vol. 60, Issue 1-4, 2005, pp.327-343.

[86] E. F. Nakamura, C. M. S. Figueiredo, F. G. Nakamura, and A. A. F. Loureiro, "Diffuse: A topology building engine for wireless sensor networks", Signal Processing, Vol. 87, Issue 12, Dec. 2007, pp. 2991–3009.

[87] R. Nelson, "Probabililty, Stochastic Processes, And Queueing Theory, The Mathematics of Computer Science Modeling", Springer-Verlag New York,Inc., 1995.

[88] K. Pahlavan and A. H. Levesque, "Wireless Information Networks", John Wiley & Sons, 2nd edition, 2005.

[89] V. Park and S. Corson, "A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks", In Proc. of IEEE INFO COM'97, Kobe, Japan, April 1997, pp. 1405-1413.

[90] C. E. Perkins and E. M. Royer, "Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing", Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, New Orleans, LA, February 1999, pp. 90-100.

[91] C. Perkins and P. Bhagwat, “Highly Dynamic Destination Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers”, In Proc. of ACM SIGCOMM, London, UK, August 31-September 2 1994, pp. 234-244.

[92] A. Petkova, K. A. Hua and A. Aved, "Processing Approximate Moving Range Queries in Mobile Sensor Environments", Computational Science and Engineering, IEEE International Conference on Computational Science and Engineering, Vancouver, Canada, August 2009, pp. 452-457.

[93] P. K. Pothuri, V. Sarangan and J. P. Thomas. “Delay-constrained energy efficient routing in wireless sensor networks through topology control”, In: Proc. IEEE Int. Conf. Netw. Sensing Control, Ft. Lauderdale, FL, USA, August 2006, pp. 35-41.

[94] V. Rodoplu and T. H. Ming, “Minimum energy mobile wireless networks”, IEEE Journal of Selected Area in Communications, vol. 17, Issue 8, August 1999, pp. 1333-1344.

[95] K. Romer, F. Mattern; “The Design Space of Wireless Sensor Networks”, IEEE Wireless Communications, ETH Zurich, Switzerland, Dec. 2004, pp. 54-61.

[96] N. Sadagopan and e. al, “the ACQUIRE mechanism for efficient querying in sensor networks”, in Proceedings of the First International Workshop on Sensor Network Protocol and Application, Anchorage, AK, May 2003, pp. 149-155.

[97] J. Schmitt, F. Zdarsky, and U. Roedig, “Sensor Network Calculus with Multiple Sinks”, in Proceedings of the IFIP Networking 2006, Workshop on Performance Control in Wireless Sensor Networks, Coimbra, Portugal, May 2006, pp. 6-13.

[98] C. Schurgers and M. B. Srivastava, “Energy efficient routing in wireless sensor networks”, in MILCOM Proceedings on Communications for Network-Centric Operations: Creating the Information Force, Washington, D.C., USA, 2001, pp. 357-361.

[99] R. C. Shah and J. Rabaey, “Energy aware routing for low energy and ad hoc sensor networks”, in IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2002), Orlando, Florida, USA, Mar 2002, pp. 17-21.

[100] K. Shashi Prabh, "Real-Time Wireless Sensor Networks", Ph.D. Thesis, Department of Computer Science, University of Virginia, Charlottesville, VA, May 2007.

[101] K. Shashi Prabh, T. F. Abdelzaher. “On Scheduling and Real-Time Capacity of Hexagonal Wireless Sensor Networks”, ECRTS 2007: Proceedings of the 19th Euromicro Conference on Real-Time Systems, Dresden, Germany, July 2007, pp. 136-145.

[102] C.-C. Shen, C. Srisathapornphat, C. Jaikaeo; “Sensor Information Networking Architecture and Applications”, IEEE Personal Communications, Vol.8, Issue 4, August 2001, pp. 52-59.

[103] E. Shi, A. Perrig; “Designing Secure Sensor Networks”, IEEE Wireless Communications,Vol.11, Issue 6, Dec. 2004, pp. 38-43.

[104] K. G. Shin and P. Ramanathan, “Real-time computing: a new discipline of computer science and engineering”, in the Proceedings of the IEEE, Vol. 82, Issue 1, Jan. 1994. pp. 6-24.

[105] R. Sivakumar, P. Sinha, and V. Bharghavan, “Core Extraction Distributed Ad Hoc Routing (CEDAR) Specification”, Internet draft, IETF MANET working group, October 1998.

[106] K. Sohrabi, J. Gao, V. Ailawadhi, and G. J. Pottie, “Protocols for Self-Organization of a Wireless Sensor Network”, IEEE Personal Communications, vol. 7, Oct. 2000, pp. 16-27.

[107] D. Stiliadis, and A. Varma, “Latency-rate servers: a general model for analysis of traffic scheduling algorithms”, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 6, Issue 5, Oct. 1998, pp. 611-624.

[108] I. Stojmenovic and X. Lin, “GEDIR: Loop-Free Location Based Routing in Wireless Networks”, In International Conference on Parallel and Distributed Computing and Systems Boston, MA, USA, Nov. 1999, pp. 1025-1028.

[109] J. C. Strelen, “The Accuracy of a New Confidence Interval Method”, Proceeding of the 36th conference on Winter Simulation, Washington, D.C., December 2004, pp. 642-650.

[110] A. Striegel, and G. Manimaran, “Dynamic class-based queue management for scalable media servers”, Journal of Systems and Software, vol.66, no.2, May 2003, pp. 119-128.

[111] L. Subramanian and R. H. Katz, “An Architecture for Building Self Configurable Systems”, in IEEE/ACM Workshop on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, Boston, MA, August 2000, pp. 63-73.

[112] H. Takagi, “Analysis of Polling Systems”, Research Reports and Notes Computer System Series The MIT press, 1986.

[113] C.-K. Toh, “Associativity-Based Routing for Ad-Hoc Networks”, Wireless Personal Communication, Vol. 4, Issue 2, March 1997, pp. 103–139.

[114] E. Toscano ,O. Mirabella and L. Lo Bello, “An Energy-efficient Real-time Communication Framework for Wireless Sensor Networks”, 6th Intl workshop On Real Time Networks (RTN 07), Pisa, Italy, June 2007, pp. 60-69.

[115] J. A. Weststrate, “Analysis and Optimization of Polling Models”, PhD Thesis, Tilburg University, Feb. 1992.

[116] W. Whitt, “Blocking When Service is Required from Several Facilities Simultaneously”, AT&T Technical Journal, vol. 64, Issue 8, Oct. 1985, pp. 1807-1856.

[117] A. Wood and J. Stankovic, “Denial of Service in Sensor Networks”, *IEEE Computer*, Vol. 35, Issue 10, October 2002, pp. 54-62.

[118] Y. Xu, J. Heidemann, and D. Estrin, “Geography-informed energy conservation for ad hoc routing”, in Proceedings of the 7th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'01), Rome, Italy July 2001, pp. 70-84.

[119] Y. Yao and J. Gehrke, “The cougar approach to in-network query processing in sensor networks”, in SIGMOD Record Journal, Vol. 31, Issue 3, Sept. 2002, pp. 9-18.

[120] F. Ye, A. Chen, S. Liu, and L. Zhang, “A scalable solution to minimum cost forwarding in large sensor networks”, in Proceedings of the tenth International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN), Dept. of Comput. Sci., Scottsdale, AZ, USA, Oct. 2001, pp. 304-309.

[121] F. Ye, H. Luo, J. Cheng, S. Lu, and L. Zhang, “A two-tier data dissemination model for large-scale wireless sensor networks”, in 8th Annual International Conference on Mobile Computing and Netwotking MOBICOM, ACM / IEEE Press, Atlanta, Georgia, USA, 2002, pp. 148-159.

[122] H. Yousefi, A. Dabirmoghaddam, K. Mizanian, A. H. Jahangir, “Score Based Reliable Routing in Wireless Sensor Networks”, ICOIN 2009, The 23th International Conference on Information Networking, Chiang Mai, Thailand, 20-23 Jan. 2009, pp. 1-5.

[123] H. Yousefi, K. Mizanian, A. H. Jahangir, “Maximizing lifetime in Wireless Sensor Networks”, CSICC 2009, The 14th National Computer Society of Iran Computer Conference, Tehran, Iran, 9-10 March 2009, pp. 1-7. (in Persian)

[124] H. Yousefi, K. Mizanian, A. H. Jahangir, “Modeling and Evaluating the Reliability of Cluster-Based Wireless Sensor Networks”, AINA 2010, The 24th International Conference on Advanced Information Networking and Application, Perth, Australia, 20-23 April 2010, pp. 827-834.

[125] Y. Yu, D. Estrin, and R. Govindan, “Geographical and energy-aware routing: a recursive data dissemination protocol for wireless sensor networks”, UCLA Computer Science Department Technical Report, UCLA/CSD-TR-01-0023, May 2001, pp. 1-11.

[126] S. Zahedi, and C. Bisdikian, “A Framework for QoI-Inspired Analysis for Sensor Network Deployment Planning”, Conference of the International Technology Alliance, London UK, Sep. 2008, pp. 182-189.

[127] S. Zahedi, M. Srivastava, and C. Bisdikian, “A Computational Framework for Quality of Information Analysis for Detection-Oriented Sensor Networks”, IEEE MILCOM 2008, San Diego, CA, USA, Nov. 2008, pp. 1-7.

[128] X. Zeng, Rajive Bagrodia, and Mario Gerla. “GloMoSim: a Library for Parallel Simulation of Large-scale Wireless Networks”, In Proceedings of the 12th Workshop on Parallel and Distributed Simulations -- PADS '98, *Banff, Alberta, Canada,* May 1998, pp. 154-161.

[129] L. Zhao, B. Kan, Y. Xu , X. Li, “FT-SPEED: A fault-tolerant, Real-Time Routing Protocol for wireless sensor networks”, IEEE International Conference in Wireless Communication, Shanghai, China, Sept. 2007, pp. 2531-2534.

[130] http://castalia.npc.nicta.com.au/index.php.

Abstract

Nowadays, information gathering based on wireless sensor network (WSN) has formed various applications and it also seems to be spreading more in future. Wireless sensor network, is a network composed of multiple nodes, without any infrastructure, each having one or more sensors, wireless communications unit, processing unit, memory, and power supply. Memory capacity, computation power, and power supply are usually considered as valuable resources and limited in nodes. Most of sensor nodes are located in a dense mode and they are susceptible to failure. Therefore network topology may vary dynamically.

A sensor network can support real-time communications independent of its type of structure or applications. Therefore, from the point of view of a designer or an analyst of WSNs, investigation of important factors is so essential in correct and on-time recognition of events in real-time applications. According to many reasons discussed in this thesis, this issue is an interesting but challenging one and it fundamentally needs specific solutions and models.

To achieve this goal in this research, a series of analytical relations have been developed and presented to model and evaluate the real-time process in WSNs more accurately. These relations have been derived with respect to two approaches: First, calculation of network average delay and life time so that they be reliable and effective in network analysis prior to implementation and second, the ability to estimate the upper bound of delay and queue length using network calculus. Relations for the first part have been derived for soft real-time process, FIFO, and priority queue models. For the second part, we have presented DC-(m,k)-WFQ algorithm which is suitable for firm real-time process, then we have attained the upper bound of delay and queue length using network calculus. Finally, all these relations have been evaluated and validated using simulation.
Keywords: wireless sensor networks, real-time process, queuing theory, upper bound, analytical model, network calculus.

Sharif University of Technology
Computer Engineering Department

Ph. D. Thesis

Modeling and Analysis of Real-time Behaviour of Wireless Sensor Networks

By:
Kambiz Mizanian

Supervisor:
Dr. Amir Hossein Jahangir

September 2010