سال دوم، شماره‌های۵و٦، پاییز و زمستان ۱۳۸۹
صص: ۳۵- ۲۷

فصلنامه علمی- پژوهشی
فناوری اطلاعات و ارتباطات ایران

یک الگوریتم سیل‌آسای مبتنی بر احتمال تطابقی برای شبکه‌های موردی سیار

فاطمه نورآذر ▪ * **مسعود صبائی** **

* کارشناس ارشد، دانشکده مهندسی برق، رایانه و فناوری اطلاعات، دانشگاه آزاد اسلامی واحد قزوین

** استادیار، دانشکده مهندسی کامپیوتر و فناوری اطلاعات، دانشگاه صنعتی امیرکبیر

تاریخ دریافت: ۱۳۸۹/۰۳/۱۵ تاریخ پذیرش: ۱۳۸۹/۰۸/۲٤

چکیده

الگوریتم سیل‌آسا، یکی از مهمترین عملیات اولیه و زیربنایی برای پروتکل‌های مسیریابی در شبکه‌های موردی سیار است. اما، از آن‌جایی که این الگوریتم پیغام‌های اضافی زیادی تولید می‌کند، بسیار پرهزینه بوده، باعث اتلاف پهنای باند شبکه، مصرف بیش از نیاز انرژی گره‌ها شده که در نهایت ممکن است موجب طوفان همه پخشی شود. روش‌های زیادی برای بهبود الگوریتم سیل‌آسا پیشنهاد شده است که عمدتاً به دو دسته روش‌های قطعی و احتمالی تقسیم می‌شوند که دستهٔ دوم بیشتر مورد توجه قرار گرفته است. اما این روش‌ها عمدتاً باعث افزایش تأخیر و عدم پوشش کامل می‌شوند. در این مقاله، ما یک روش جدید برای بهبود عملکرد الگوریتم سیل‌آسا پیشنهاد کرده‌ایم. اساس کار این روش بازپخش احتمالی بر مبنای مشاهدات محلی می‌باشد. در این روش جدید احتمال بازپخش پیغام توسط هر گره، تابعی از مشاهدات محلی می‌باشد. نتایج شبیه‌سازی نشان داده است که روش پیشنهادی در مقایسه با روش‌های مشابه ضمن کاهش قابل توجه تأخیر تحویل بسته‌ها با سربار پیغام قابل قبول پوشش کامل شبکه را فراهم می‌کند.

کلید واژگان: شبکه‌های موردی سیار، الگوریتم سیل‌آسا، الگوریتم مبتنی بر شمارش، احتمال بازپخشی.

۱- مقدمه

انتشار همه‌پخشی[1]، نقش اساسی را در شبکه‌های موردی سیار ایفا می‌کند. انتشار همه‌پخشی به این معنی است که پیغامی را که توسط یک گره ارسال شده است به تمام گره‌های شبکه منتشر کنیم. پروتکل‌های مختلف مسیریابی مانند DSR [۱] ، AODV [۲]، ZRP [۳] و LAR [٤] و همچنین پروتکل‌های مسیریابی چندپخشی از انتشار همه پخشی برای کشف و نگهداری مسیر، در محیط‌هایی که توپولوژی آن‌ها به سرعت در حال تغییر است، استفاده می‌کنند.

ساده‌ترین راهکار برای پیاده‌سازی انتشار همه پخشی، الگوریتم سیل آسا است که در آن هر گره پیغامی را که برای اولین بار دریافت کرده است بلافاصله پس از دریافت بازپخش می‌کند. اگرچه الگوریتم سیل‌آسا، نرخ موفقیت بالایی در رساندن پیغام به تمام گره‌های شبکه دارد، با این وجود پیغام‌های اضافی زیادی را تولید می‌کند. این افزونگی پیغام مخصوصاً در شبکه-های با چگالی بالا، باعث از دست رفتن توان باتری گره‌ها، کمبود پهنای باند و کاهش شدید کارایی شبکه می‌شود. به این پدیده "طوفان همه‌پخشی[2]" [۵] می‌گوییم.

الگوریتم‌های مختلفی برای بهبود عملکرد الگوریتم سیل آسا و پرهیز از بروز طوفان همه‌پخشی ارائه شده است که معمولاً آن‌ها را به دو گروه اصلی تقسیم‌بندی می‌کنیم: روش‌های قطعی و روش‌های احتمالی. روش‌های قطعی یک ساختار انتزاعی مسیریابی را در شبکه ایجاد می‌کنند که با فرض داشتن یک لایه

▪ نویسنده عهده‌دار مکاتبات (F.nourazar@gmail.com)

[1] . Broadcasting.
[2] . Broadcast storm.

MAC ایده‌آل، پوشش شبکه ۱۰۰٪ را تضمین می‌کنند. ولی این ساختار باید مکرراً به روز رسانی شود که باعث تحمیل هزینه بصورت پیچیدگی زمانی و پیامی به الگوریتم می‌شود. الگوریتم-های هرس کردن [٦]، بازپخشی چندنقطه‌ای [۷]، بازپخشی انتخابی [۸]، حذف همسایگان [۱۰،۹]، مبتنی بر کلاستر و ... مثال‌هایی از روش‌های قطعی به شمار می‌روند.

در مقابل، روش‌های احتمالی مبتنی بر هیچ ساختار اساسی مسیریابی نیستند بلکه هر گره با استفاده از اطلاعات محلی که از بسته‌های دریافت شده به دست آورده است به تنهایی و مستقل از دیگر گره‌ها تصمیم می‌گیرد که پیغام را بازپخش کند و یا آن را دور بیندازد. این روش‌ها نسبت به روش‌های قطعی سربار کمتری را به الگوریتم تحمیل می‌کنند و در برابر تغییرات توپولوژی شبکه تطبیق‌پذیری بهتری دارند. برای اولین بار Ni در [۵] چند روش احتمالی را پیشنهاد داد که عبارتند از: الگوریتم مبتنی بر احتمال، مبتنی بر شمارش، مبتنی بر فاصله و مبتنی بر موقعیت. در روش‌های مبتنی بر احتمال، هر گره که پیغام را دریافت می‌کند، آن را با احتمال P_{thr} بازپخش می‌کند. در دیگر روش‌ها هنگامی که گره‌ای یک پیغام همه پخشی را برای اولین بار دریافت می‌کند تایمری را به مدت زمان تصادفی t_{w} فعال می‌کند. پس از گذشت زمان t_w گره در صورتی پیغام را بازپخش می‌کند که شرایط بازپخشی فراهم باشد. شرایط بازپخشی در الگوریتم‌های مختلف، بصورت متفاوت تعریف می‌شود: در الگوریتم مبتنی بر شمارش اگر گره کمتر از تعداد معینی (حد آستانه C) پیغام‌های تکراری دریافت کند اقدام به بازپخشی پیغام می‌کند. در الگوریتم مبتنی بر فاصله اگر فاصله گره گیرنده و فرستنده بیشتر از یک فاصله معینی (حد آستانه d_{thr}) باشد، گره پیغام را بازپخش می‌کند. در الگوریتم مبتنی بر موقعیت اگر در محدوده ارسالی گره تصمیم گیرنده منطقه پوشش داده نشده‌ای وجود داشته باشد که مساحت آن از مقدار a_{thr} بیشتر باشد، گره پیغام را بازپخش خواهد کرد. یکی از مشکلات روش‌های احتمالی تنظیم مناسب مقادیر آستانه‌ای است. از طرف دیگر جمع‌آوری اطلاعات باعث افزایش تأخیر الگوریتم می‌شود. برای بهبود عملکرد روش‌های احتمالی الگوریتم‌های مختلفی [۱۳،۱۲] پیشنهاد شده است. بیشتر آن‌ها تلاش کرده‌اند که با ترکیب روش‌های مختلف با یکدیگر و انتخاب مناسب مقادیر آستانه‌ای عملکرد این روش‌ها را بهبود دهند.

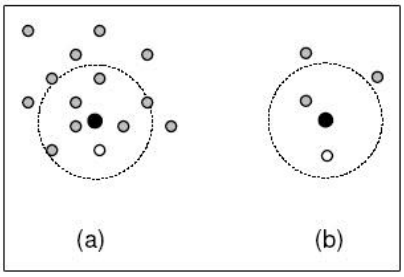
الگوریتم پیشنهادی ما، یک الگوریتم مبتنی بر شمارش بهبودیافته است. ایده اصلی این الگوریتم استفاده از احتمال در بازپخش کردن پیغام‌هاست. بر خلاف الگوریتم مبتنی بر شمارش، در این الگوریتم هر گره بلافاصله پس از دریافت پیغام جدید و بدون اینکه مدت زمانی را صبر کند بصورت احتمالی اقدام به بازپخش کردن پیغام می‌کند. اگر موفق به بازپخش کردن پیغام نشود، به تدریج و با جمع آوری اطلاعات محلی شبکه(مانند تعداد گره‌های همسایه و تعداد پیغام‌های تکراری دریافت شده) تابع احتمال را دقیق‌تر محاسبه کرده و در مرحله بعد با مقدار احتمال دقیق‌تری اقدام به بازپخش کردن پیغام می‌کند.

ساختار ادامه مقاله به صورت زیر است: در بخش دوم ابتدا به کارهایی که تا کنون دربارهٔ این موضوع انجام شده است می-پردازیم. سپس در بخش سوم انگیزه طرح پیشنهادی خود را شرح می‌دهیم. در بخش چهارم روش پیشنهادی خود را توضیح می‌دهیم. در بخش پنجم به ارزیابی کارایی روش پیشنهادی خود پرداخته و نتایج آن را با دیگر روش‌ها مقایسه می‌کنیم. در بخش ششم نیز نتیجه گیری کرده و کارهای آینده را معرفی می‌کنیم.

۲- مروری بر کارهای مرتبط

الگوریتم مبتنی بر شمارش، ابتدا در [۵] به عنوان راهکاری برای کاهش تعداد پیغام‌های بازپخشی اضافی و پرهیز از بروز "طوفان همه پخشی" در الگوریتم سیل‌آسا پیشنهاد شد. مبنای ایده الگوریتم مبتنی بر شمارش این است که پوشش اضافی مورد انتظار(EAC)[1] رابطه عکس با تعداد پیغام‌های تکراری دریافت شده دارد. اگر پوشش اضافی مورد انتظار گره کم باشد، گره از بازپخش کردن پیغام منصرف می‌شود. مفهوم پوشش اضافی مورد انتظار (EAC) را با یک مثال در شکل ۱ توضیح داده‌ایم. گره‌های توخالی گره‌های مبدأی هستند که پیغام را به شبکه ارسال کرده‌اند و گره‌های سیاه رنگ گره‌هایی هستند که ما از آن‌ها برای بیان ایده خود استفاده می‌کنیم. با توجه به شکل ۱ چگالی همسایگی گره a بالاتر از گره b است. بنابراین تعداد پیغام‌های تکراری که گره a دریافت می‌کند باید بیشتر باشد. علاوه بر این به احتمال قوی گره‌هایی که در محدوده ارسال گره سیاه a قرار دارند، در محدوده ارسال دیگر گره‌های بازپخش کننده نیز قرار دارند. بنابراین پوشش اضافی مورد انتظار گره سیاه a کمتر از گره سیاه b است.

[1] .Expected Additional Coverage.



شکل ۱: مثالی از پوشش شبکه مورد انتظار(EAC)

در الگوریتم مبتنی بر شمارش هر گره به محض این که پیغامی را برای اولین بار دریافت می‌کند یک شمارشگر(c) را به منظور شمارش پیغام‌های تکراری دریافتی فعال می‌کند و به مدت زمان RAD[1] منتظر می‌ماند. مدت زمان RAD به طور تصادفی و بین ۰ تا t_{max} ثانیه انتخاب می‌شود، که t_{max} ماکزیمم تأخیر زمانی ممکن است. وجود تایمر RAD به دو دلیل ضروری است: اول این‌که به گره‌ها فرصت کافی برای دریافت پیغام‌های اضافی می‌دهد تا بر اساس آن تصمیم گیری کنند که پیغام را بازپخش کنند یا نه. همچنین زمانبندی تصادفی بازپخش پیغام‌ها مانع از بروز تصادم می‌شود. به محض این‌که تایمر RAD منقضی شد، مقدار شمارشگر c با مقدار آستانه یعنی C مقایسه می‌شود و اگر $c<C$ پیغام بازپخش نخواهد شد.

Ni در ادامه کار خود در [۱۲] یک الگوریتم مبتنی بر شمارش تطبیقی ارائه داده است که در آن هر گره مقدار حد آستانه شمارشگر (C) را با توجه به تعداد همسایگان خود به طور دینامیکی و پویا تغییر می‌دهد. اگر چه آن‌ها کوشیدند که مقدار حد آستانه شمارشگر را به عنوان تابعی بر حسب n (C(n)) بیان کنند، با این وجود آن‌ها بیان کرده‌اند که تابع c(n) هنوز تعریف نشده است. روش همه پخشی مبتنی بر رنگ [۱٤] نیز یک الگوریتم مبتنی بر شمارش است که ایده اصلی آن افزودن رنگ به پیغام‌های همه پخشی است. با استفاده از n رنگ $c_1, c_2, \dots, c_n$ هر گره یک رنگ را انتخاب کرده و آن را در فیلد رنگ پیغام می‌نویسد. همه گره‌هایی که این پیغام را دریافت می‌کنند آن را بازپخش می‌کنند مگر اینکه همه n رنگ را قبل از اینکه مدت زمان انتظار به اتمام برسد دریافت کرده باشند. سوالی که در اینجا مطرح می‌شود این است که : اگر n=3 باشد و یک گره 2n پیغام را فقط با رنگ‌های $\{c_1, c_2\}$ دریافت کرده باشد، چه باید بکند؟ با توجه به الگوریتم ارائه شده این گره با وجودی که پیغام‌های تکراری زیادی را دریافت کرده ولی همچنان پیغام را بازپخش می‌کند. علاوه بر این الگوریتم مبتنی بر رنگ مشکلی را که الگوریتم مبتنی بر شمارش با C ثابت با آن مواجه بود دارد: این الگوریتم‌ها فقط در شبکه‌های با چگالی همگن دارای پوشش بالایی هستند و در شبکه‌های ناهمگون کارایی‌شان کاهش می‌یابد. الگوریتم مبتنی بر شمارش مطلع از فاصله [۱۵]، فاصله گره‌ها را در تصمیم گیری آن‌ها در بازپخش کردن پیغام‌ها دخالت می‌دهد. همسایگانی که به مرز محدوده ارسالی نزدیکتر هستند با مقدار احتمال بیشتری اقدام به بازپخشی می‌کنند زیرا پوشش اضافی مورد انتظاری که تأمین می‌کنند بیشتر است.

در [۱٦] یک الگوریتم مبتنی بر شمارش تطبیقی ارائه شده است که مقدار حد آستانه شمارشگر (C) را برای شبکه‌های با چگالی بالا و پایین متفاوت در نظر می‌گیرد. برای شبکه‌های با چگالی بالا مقدار C را عدد کوچکی می‌گیرد در صورتی که برای شبکه‌های با چگالی پایین لازم است که مقدار C را عدد بزرگتری در نظر بگیریم. این مقاله همچنین مدت زمان انتظار هر گره برای شمارش تعداد پیغام‌های تکراری را برای شبکه - های با چگالی های مختلف متفاوت در نظر می‌گیرد. در شبکه- های با چگالی بالا هر گره مدت زمان کمتری را صبر می‌کند در حالیکه در شبکه‌های تنک لازم است هر گره زمان بیشتری را برای شمارش تعداد پیغام‌های تکراری صرف کند. آن‌ها مدت زمان انتظار را با رابطه $RAD = x/RF$ تنظیم می‌کنند که RF فاکتوری است که مقدار آن در شبکه‌های با چگالی‌های مختلف فرق می‌کند. به‌گونه‌ای که در شبکه‌های با چگالی زیاد مقدار RF را عدد کوچکی در نظر می‌گیریم و برای شبکه‌های با چگالی کم باید مقدار RF را بزرگتر بگیریم. x نیز یک مقدار تصادفی بین [۱و۰] است. الگوریتم توسعه RAD [۱۷]، مدت زمان انتظار گره‌هایی را که پیغام‌های تکراری بیشتری دریافت کرده‌اند افزایش می‌دهد. با دریافت هر پیغام اضافی، مدت زمان انتظار آن گره به مقدار مشخصی افزایش می‌یابد.

الگوریتم ECS [۱۸] یک الگوریتم مبتنی بر شمارش بهبودیافته است که الگوریتم مبتنی بر احتمال را با الگوریتم مبتنی بر شمارش ترکیب کرده است. در این الگوریتم هر گره به محض دریافت پیغام جدید یک شمارشگر را به منظور شمارش تعداد پیغام های تکراری دریافت شده فعال می‌کند و به مدت زمان RAD (که بصورت تصادفی بین ۰ تا t_{max} انتخاب می‌شود) منتظر می‌ماند. بعد از به پایان رسیدن این زمان اگر تعداد پیغامهای تکراری c به مقدار حد آستانه C رسیده باشد، پیغام را

[1] . Random Access Delay.

به صورت احتمالی با مقدار احتمال P بازپخش می‌کند. مقدار احتمال را نیز ثابت و برابر P=0.65 در نظر گرفته است.

ما در کار قبلی خود [۱۹]، الگوریتم DAPF را به عنوان راهکاری برای بهبود عملکرد الگوریتم سیل‌آسا پیشنهاد داده‌ایم. این الگوریتم بازپخشی پیغام‌ها را با استفاده از تابع احتمال پیشنهاد شده انجام می‌دهد. احتمال بازپخشی پیغام توسط هر گره تابعی از زمان و مشاهدات محلی است. مبنای کار این روش بر این اساس است که هر گره، ابتدا کار را به اطرافیان واگذار می‌کند و خود از بازپخش کردن امتناع می‌کند. بنابراین هر گره ابتدا سعی می‌کند که با کمترین احتمال ممکن پیغام را بازپخش کند. ولی با گذشت زمان اگر متوجه شود که دیگران بازپخش نکرده‌اند احتمال بازپخشی را افزایش می‌دهد.

۳- انگیزه طرح پیشنهادی:

نتایج شبیه‌سازی الگوریتم مبتنی بر شمارش [۵] نشان می‌دهد که این الگوریتم ضمن اینکه مقدار پوشش شبکه الگوریتم سیل-آسای کلاسیک را حفظ می‌کند، توانسته است سربار ناشی از پیغام‌های سیل‌آسای الگوریتم سیل‌آسای کلاسیک را به طور قابل توجهی کاهش می‌دهد.

ولی خود الگوریتم مبتنی بر شمارش نیز دارای نقایص و مشکلات جدی است که در ادامه این بخش به آن‌ها می پردازیم:

الگوریتم مبتنی بر شمارش به علت اینکه در هر بار بازپخشی پیغام به مدت زمان t_w (که بصورت تصادفی و بین ۰ تا t_{max} انتخاب می‌شود) صبر می‌کند، تأخیر بالایی را به کل الگوریتم تحمیل می‌کند. این تأخیر بالا باعث ناکارآمدی الگوریتم بویژه در کاربردهای بلادرنگ می‌شود. الگوریتم‌هایی که تا کنون برای بهبود عملکرد الگوریتم مبتنی بر شمارش ارائه شده‌اند، به مسئله پوشش شبکه و کاهش هرچه بیشتر سربار پرداخته‌اند و مشکل تأخیر این الگوریتم را مورد بررسی قرار نداده‌اند. در الگوریتم پیشنهادی به منظور کاهش تأخیر هر گره لازم نیست که به مدت زمان t_w صبر کند و سپس در مورد بازپخش کردن پیغام تصمیم بگیرد بلکه بلافاصله پس از دریافت پیغام به صورت احتمالی به بازپخش کردن پیغام اقدام کند.

از جمله الگوریتم‌هایی که برای بهبود عملکرد الگوریتم مبتنی بر شمارش ارائه شده‌اند الگوریتم ECS [۱۸] است که از ترکیب الگوریتم مبتنی بر احتمال و مبتنی بر شمارش بهره می‌گیرد. ولی این الگوریتم مقدار احتمال را در همه جای شبکه و نیز در طول اجرای شبیه‌سازی یک مقدار ثابت می‌گیرد. از آن جایی که شبکه‌های موردی سیار شبکه‌هایی هستند که توپولوژی شبکه بطور مرتب در حال تغییر است، ثابت بودن مقدار احتمال به دلایل زیر مطلوب نیست:

۱. همه گره‌ها صرف نظر از وضعیت محلی توپولوژی شبکه با یک مقدار ثابت و یکسان اقدام به بازپخش کردن پیغام می‌کنند. در نتیجه در قسمت‌هایی از شبکه که چگالی گره‌ها بالاست با افزونگی پیغام‌های تکراری مواجه خواهیم شد و در قسمت‌هایی که شبکه تنک است و چگالی گره‌ها پایین است نمی توانیم پوشش مناسبی بدهیم. بنابراین باید مقدار احتمال را به گونه‌ای به چگالی محلی شبکه وابسته کنیم. ما در الگوریتم پیشنهادی خود مقدار احتمال را به درجه گره ها که همان تعداد همسایگان مرتبه اول است وابسته کرده‌ایم. در واقع مقدار احتمال تعیین شده رابطه معکوس با تعداد همسایگان مرتبه اول دارد ($p \propto 1/n$). زیرا هرچه تعداد گره‌های همسایه بیشتر باشد، احتمال این‌که آن‌ها هم پیغام را بازپخش کنند بیشتر است، بنابراین گره تصمیم گیرنده با احتمال کمتری به بازپخش کردن پیغام اقدام می‌کند.

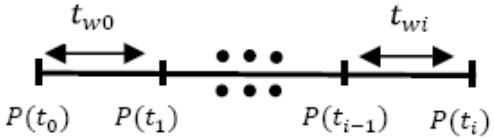
۲. تعداد پیغام‌های تکراری دریافت شده جزء اطلاعاتی است که از شبکه در اختیار داریم، ولی در الگوریتم ECS گره‌ها بدون این‌که از این اطلاعات برای تنظیم مقدار احتمال بازپخشی استفاده کنند، مقدار احتمال را ثابت در نظر گرفته‌اند. ما در الگوریتم خود سعی کرده‌ایم که مقدار احتمال را در هر مرحله با توجه به تعداد پیغام‌های تکراری دریافتی و نیز مقدار حد آستانه شمارشگر (C) تغییر دهیم.

٤- روش پیشنهادی

ایده اصلی روش پیشنهادی این است که هر گره پس از دریافت یک پیغام جدید با یک احتمال بازپخشی را انجام دهد و یا منتظر دریافت این پیغام از گره‌های دیگر بماند. بعد از هر مرحله زمانی، بر مبنای مشاهدات خود مشابه روش مبتنی بر شمارش اگر تعداد پیغام‌های دریافت شده برابر و بیشتر از C باشد، از بازپخشی منصرف شده در غیر اینصورت با محاسبه احتمال جدید تصمیم به بازپخشی می‌گیرد و یا تا مرحله زمانی بعد منتظر می‌ماند. این عمل آنقدر تکرار خواهد شد که یا گره این پیغام را بازپخش کند و یا با دریافت برابر یا بیشتر از C پیغام از بازپخش کردن منصرف شود.

بنابراین روش پیشنهادی به هیچ وجه مشکل die out را مشابه روش‌های مبتنی بر احتمال ندارد و اگر میزان احتمال بازپخشی در هر مرحله بطور مناسب تنظیم شود، علاوه بر اینکه تأخیر ارسال می‌تواند کاهش پیدا کند، تعداد پیغام های بازپخش شده نیز کنترل خواهد شد. در مرحله اول، گره‌ها پیغام را با مقدار احتمال $P = \frac{C}{N}$ بازپخش می‌کنند. زیرا بهترین حالت این است که بطور متوسط $\frac{C}{N}$ گره‌ها بدون هیچ معطلی پیغام را بازپخش کنند. بنابراین در مرحله اول گره‌ها پیغام را با مقدار احتمال $P = \frac{C}{N}$ بازپخش می‌کند. در نتیجه بطور متوسط $\frac{C}{N}$ گره بدون منتظر ماندن پیغام را ارسال می‌کنند.

بعد از به پایان رسیدن مدت زمان t_{w0} (شکل ۲)، گره‌هایی که موفق به ارسال پیغام نشده‌اند به مشاهدات خود رجوع می‌کنند و تعداد پیغام‌های تکراری را که در طی این مدت زمان دریافت کرده‌اند می‌شمارند(c_1). اگر c_1<C باشد، آنگاه مقدار تابع احتمال را بصورت $P = \frac{C-c_1}{N-c_1}$ دوباره محاسبه کرده و پیغام را با این مقدار احتمال جدید بازپخش می‌کند. اگر c_1>C باشد، p=0 که به معنی منصرف شدن از بازپخشی می‌باشد.



شکل ۲: تغییر مقدار احتمال بازپخشی در زمان‌های مختلف.

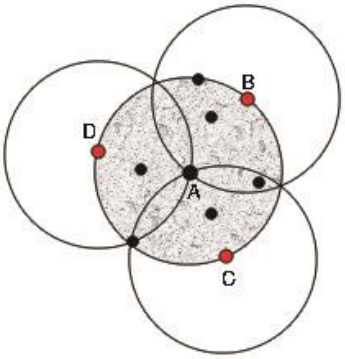
بنابراین می‌توان رابطه کلی زیر را برای محاسبه احتمال معرفی نمود:

$$P = \begin{cases} \frac{C-c_i}{N-c_i} & if\ c_i < C \\ 0 & if\ c_i \geq C \end{cases} \qquad (1)$$

که c_i تعداد پیغام‌های تکراری دریافت شده تا مرحله زمانی i ام است، C حد آستانه شمارشگر و N تعداد همسایگان مرتبه اول است.

با توجه به تابع احتمال پیشنهاد شده نحوه عملکرد این الگوریتم به گونه‌ای است که سعی می‌کند در کمترین زمان ممکن بیشترین میزان بازپخشی را انجام دهد و پوشش کامل در شبکه ایجاد کند. به همین علت هم هست که میزان تأخیر الگوریتم را به طرز قابل توجهی کاهش می‌دهد. گره A در شکل ۳، در منطقه‌ای قرار گرفته که ۹ همسایه مرتبه اول دارد. با دریافت هر پیغام تکراری مساحت پوشش اضافی مورد انتظار گره A کاهش می‌یابد. در بدترین حالت، اگر گره فرستنده B در دورترین فاصله ممکن از A قرار گرفته باشد، $\frac{1}{3}$ از محدوده ارسال گره A را پوشش می‌دهد. لذا لزومی ندارد که گره A مانند مرحله قبل با مقدار احتمال بالا بازپخش کند. بلکه با دخالت دادن مشاهدات خود در این بازه زمانی میزان احتمال را کاهش می‌دهد. اگر ۳ گره از ۹ گره پیغام را بازپش کنند محدوده ارسال A کاملاً پوشش داده می‌شود. لذا A دیگر پیغام را بازپخش نمی‌کند.

در الگوریتم سیل‌آسای کلاسیک در شرایط مشابه، هر ۹ گره همسایه و نیز گره A پیغام را بازپخش می‌کنند. بنابراین در یک محدوده ارسال کوچک ۱۰ پیغام را تقریباً بصورت همزمان ارسال می‌کند. الگوریتم مبتنی بر شمارش، در این شرایط تقریباً مانند الگوریتم پیشنهادی ما عمل می‌کند با این تفاوت که به ازای کاهش سربار پیغام تأخیر بالایی را به الگوریتم تحمیل می کند.



شکل ۳: مثالی از کاهش تعداد پیغام‌های بازپخشی توسط الگوریتم Effective-CB.

۴-۱- مقدار حد آستانه شمارشگر (C):

مقدار حد آستانه شمارشگر به گونه‌ای انتخاب شده است که هم افزونگی پیغام را کاهش می‌دهد و هم پوشش شبکه کافی ایجاد می‌کند. ما در [۲۰] طی شبیه‌سازیهایی که انجام دادیم به این نتیجه رسیدیم که C=2 اگر چه در شبکه‌های متوسط و چگال افزونگی پیغام را بطور قابل توجهی کاهش می‌دهد ولی نمی تواند پوشش شبکه کافی ایجاد کند. مقادیر C>4 نیز اگر چه پوشش مناسبی دارند ولی تعداد پیغام‌های بازپخش شده آن‌ها بالاست. به گونه‌ای که C>6 رفتاری شبیه الگوریتم سیل‌آسا دارد. با توجه به نتایج بدست آمده مقادیر C=3 و C=4 مقادیر مناسبی هستند.

سوالی که ممکن است در این‌جا به ذهن برسد این است که اگر موقعیتی پیش آید که در آن $C > N$ شود الگوریتم چگونه عمل

می‌کند؟ پاسخ این است که این مورد زمانی اتفاق می‌افتد که N عدد کوچکی باشد. بنابراین این شرایط در نواحی تنک شبکه که تعداد گره‌ها کم است و فاصله بین آن‌ها زیاد است پیش می‌آید و الگوریتم برای اطمینان از حفظ پوشش کامل شبکه با $P = 1$ پیغام را بازپخش می‌کند.

۴-۲- مقدار حد آستانه مدت زمان انتظار:

در الگوریتم مبتنی بر شمارش، مدت زمان انتظار(t_w)، از بازه 0 تا t_{max} بصورت یکپارچه و تصادفی انتخاب می‌شود. t_{max} ماکزیمم تأخیر ممکن در بازپخشی است که بهتر است مقدار آن را به چگالی شبکه وابسته کنیم. زیرا در شبکه‌های با چگالی بالا تعداد همسایگان مرتبه اول زیاد است و گره‌ها به یکدیگر نزدیکترند. بنابراین مقدار شمارشگر زودتر به حد آستانه خود می‌رسد. لذا بهتر است که مقدار t_{max} را کوچکتر انتخاب کنیم. ولی در شبکه‌های تنک، از آن‌جایی که تعداد همسایگان مرتبه اول کم است و فاصله گره‌ها از هم زیاد است باید مدت زمان بیشتری را منتظر بمانیم تا بتوانیم اطلاعات دقیق‌تری راجع به تعداد پیغام‌های بازپخشی کسب کرده و پیغام را با دقت بیشتری بازپخش کرده ویا از بازپخشی آن منصرف شویم.

۵- ارزیابی روش پیشنهادی

کارایی الگوریتم‌های سیل‌آسا را با معیارهای مختلفی می‌توان سنجید. یکی از مهم‌ترین معیارها، تعداد پیغام‌های بازپخش شده است. ما در این مقاله، مکمل این معیار یعنی تعداد پیغام‌های صرفه جویی شده(Saved ReBroadcast) را استفاده کرده‌ایم. معیار مهم دیگری که استفاده کرده‌ایم، پوشش شبکه(REachability) است که برابر است با نسبت تعداد گره-هایی که پیغام را دریافت کرده‌اند به تعداد کل گره‌های موجود در شبکه. سومین معیاری که برای ما اهمیت دارد این است که چه مدت زمان طول می‌کشد که هر الگوریتم یک پیغام همه پخشی را به کل شبکه ارسال کند. بنابراین، معیارهای کارایی در نظر گرفته شده عبارتند از:

- **پیغام‌های صرفه‌جویی شده(SavedReBroadcast)**: برابر $\frac{(r-t)}{r}$ است که r تعداد گره‌هایی است که پیغام را دریافت می‌کنند و t تعداد گره‌هایی است که پیغام را واقعاً بازپخش می‌کنند.
- **پوشش شبکه(REachability)**: تعداد گره‌هایی که پیغام را دریافت کرده‌اند، تقسیم بر کل گره‌هایی که توسط گره مبدأ، به طور مستقیم یا غیرمستقیم در دسترس هستند.
- **متوسط تأخیر(Average Latency)**: مدت زمان سپری شده از لحظه‌ای که ارسال همه‌پخشی آغاز شده تا لحظه‌ای که آخرین گره عمل بازپخشی را تمام کند.

ما ارزیابی روش پیشنهادی خود را با استفاده از شبیه‌ساز شبکهٔ Glomosim [۲۱] انجام داده‌ایم. پارامترهای ثابت شبیه‌سازی در جدول ۱ آمده است و سعی شده است با مشخصات یک گرهٔ واقعی شبکه‌های موردی سیار مطابقت داشته باشد.

جدول ۱: پارامترهای شبیه‌سازی

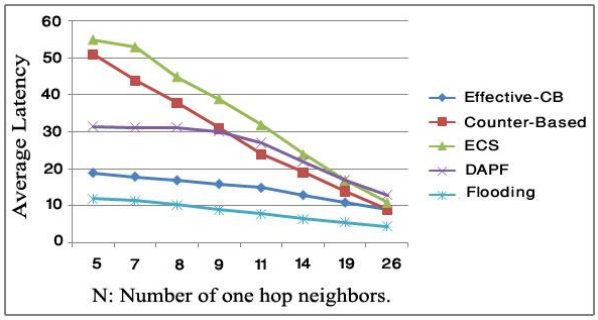
Parameter	Value
Transmission range	250m
Number of nodes	50
Bandwidth	2Mbps
Traffic Type	CBR
Packet rate	10 pkts per second
Mobility model	Random waypoint
MAC Protocol	IEEE 802.11
Simulation time	120s
Trails	10

با ثابت بودن تعداد گره‌های شبکه اندازه شبکه در طول شبیه سازی از ۶۰۰*۶۰۰ تا ۱۳۰۰*۱۳۰۰ متغیر در نظر گرفته شده است. لذا چگالی گره‌ها نیز در این سناریوها متفاوت خواهد بود:

جدول ۲: مشخصات سناریوها.

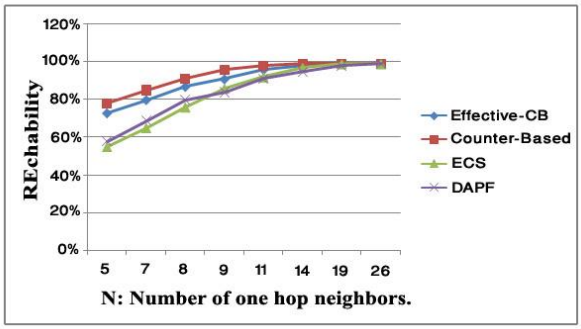
شماره سناریو	اندازه شبکه	میانگین تعداد همسایگان
Scenario1	600x600	26
Scenario2	700x700	19
Scenario3	800x800	14
Scenario4	900x900	11
Scenario5	1000x1000	9
Scenario6	1100x1100	8
Scenario7	1200x1200	7
Scenario8	1300x1300	5

روش پیشنهادی با سه الگوریتم مبتنی بر شمارش، الگوریتم ECS و الگوریتم DAPF مقایسه شده است. . شکل ٤، نمودار تأخیر متوسط الگوریتم‌های مورد مقایسه را نشان می‌دهد. همانطور که از نمودارها پیداست الگوریتم پیشنهادی میزان متوسط تأخیر را بطور قابل توجهی کاهش داده است به‌گونه‌ای که این الگوریتم تقریباً تأخیری معادل تأخیر الگوریتم کلاسیک سیل آسا دارد. به عبارت بهتر می‌توانیم بگوییم که الگوریتم Effective-CB مشکل تأخیر الگوریتم مبتنی بر شمارش را برطرف کرده است.



شکل ٤: متوسط تأخیر الگوریتم‌ها در شبکه‌های با چگالی زیاد، متوسط وکم.

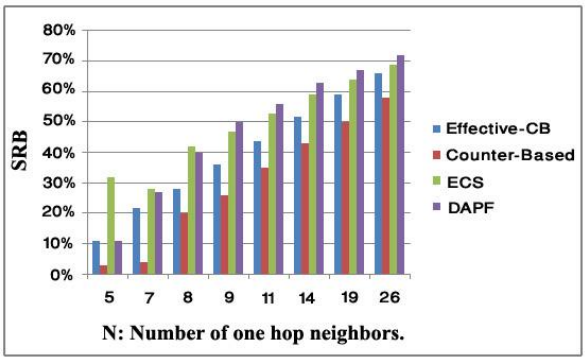
نتایج شبیه سازی ما در شکل ۵ نشان می‌دهد که الگوریتم پیشنهادی ما ضمن کاهش میزان تأخیر الگوریتم مبتنی بر شمارش نرخ بالای پوشش شبکه‌ای را که الگوریتم مبتنی بر شمارش ایجاد می‌کند حفظ نماید. الگوریتم‌های مورد مقایسه ECS و DAPF پوشش شبکه مناسبی بویژه در شبکه‌های با چگالی پایین ندارند و البته این مشکل یکی از نقاط ضعف جدی آن‌ها به شمار می‌رود.



شکل ۵: نمودار پوشش شبکهٔ الگوریتم‌ها در شبکه‌های با چگالی کم، متوسط و زیاد.

معیار سومی که ما به کمک آن عملکرد الگوریتم خود را ارزیابی کرده‌ایم تعداد پیغام‌های صرفه جویی‌شده توسط الگوریتم‌هاست.

همانطور که نمودارها نشان می‌دهند الگوریتم‌های ECS و DAPF تعداد پیغام‌های بیشتری را نسبت به الگوریتم ما صرفه-جویی کرده‌اند. ولی باید توجه داشته باشیم که این موفقیت با هزینه از دست دادن پوشش شبکه کامل و نیز افزایش تأخیر الگوریتم به دست آمده است. بنابراین اگر نتایج این سه معیار ارزیابی را در نظر بگیریم نتیجه می‌گیریم که الگوریتم پیشنهادی ما عملکرد بهتری نسبت به سه الگوریتم مورد مقایسه دارد.

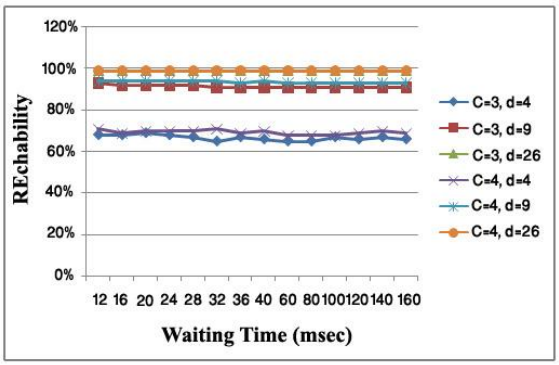


شکل ٦: نمودار درصد پیغام‌های بازپخشی صرفه‌جویی شده در شبکه‌های با چگالی زیاد، متوسط و کم.

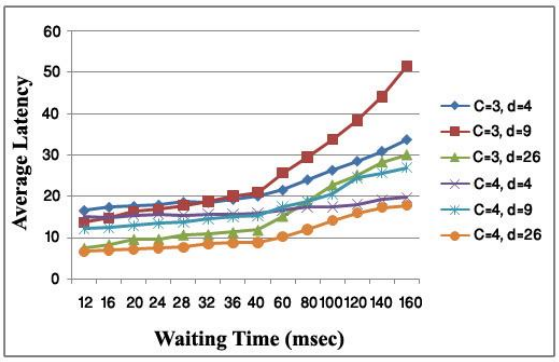
۵-۱-تأثیر مقادیر متفاوت حد آستانه مدت زمان انتظار بر عملکرد الگوریتم:

در این بخش از مقاله نشان خواهیم داد که با تغییر مدت زمان انتظار گره‌ها عملکرد الگوریتم چگونه تغییر می‌کند. ما مقدار آستانه مدت زمان انتظار را از ۱۲ میلی ثانیه تا ۱٦۰ میلی ثانیه تغییر دادیم و رفتار الگوریتم را مطالعه کردیم. شکل ۷ تأثیر این تغییرات را بر میزان پوشش شبکه الگوریتم نشان می‌دهد. همانگونه که نمودارها نشان می‌دهند این تغییرات بر میزان پوشش شبکه الگوریتم بی‌تأثیر است. در شکل‌های ۷ تا ۹ "d" نشان‌دهنده مقدار متوسط چگالی شبکه است.

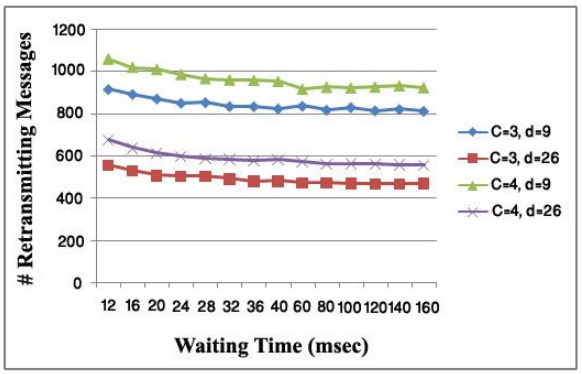
شکل ۸ بیان می‌کند که هر چه مقدار حد آستانه را بزرگتر در نظر بگیریم، الگوریتم تمایل به ذخیره پیغام بیشتری دارد. تعداد پیغام‌های بازپخش شده در $T_{max} = 160\ ms$ نسبت به $T_{max} = 12\ ms$ حدود ۱۵-۲۰٪ کاهش نشان می‌دهد. نتایج نشان داده شده در شبکه‌های با چگالی بالا و متوسط به دست آمده است. نتایج شبیه‌سازی‌ها در شبکه‌های تنک نشان می‌دهد که تغییرات مقادیر T_{max} تأثیر قطعی و قابل توجیهی بر رفتار الگوریتم ندارد.



شکل ۷: تأثیر تغییرات مدت زمان انتظار بر پوشش شبکه.



شکل ۹: تأثیر تغییرات مدت زمان انتظار بر متوسط تأخیر.



شکل۸: تأثیر تغییرات مدت زمان انتظار بر تعداد پیغام‌های بازپخشی.

در نهایت، تأثیر این تغییرات را بر مقدار متوسط تأخیر الگوریتم بررسی کردیم. همانطور که شکل ۹ نشان می‌دهد در تمام سناریوها با افزایش مقدار حد آستانه متوسط تأخیر نیز افزایش می‌یابد. مقایسه نمودارها نشان می‌دهد که تأثیر افزایش مقدار آستانه بر روی الگوریتم‌های با C=3 بیشتر از C=4 است. همچنین، در سناریوهای با چگالی بالا (d=26 و d=9) با افزایش مقدار آستانه، الگوریتم کارایی خود را از دست می‌دهد. زیرا در این شبکه‌ها با توجه به نزدیکی گره‌ها به یکدیگر و تعداد زیاد آن‌ها الگوریتم به طور طبیعی تمایل دارد که عمل بازپخشی را در زمان کمی انجام دهد و لذا انتخاب مقادیر بزرگ T_{max} نه تنها کمکی به کمتر کردن میزان تأخیر نمی‌کند بلکه نتیجه عکس نیز دارد.

با مقایسه نمودارهای شکل ۸ و ۹ می‌توان نتیجه گرفت که باید میان معیارهای متوسط تأخیر و تعداد پیغام‌های بازپخشی یکی را برگزینیم. در برنامه‌های کاربردی بی درنگ که متوسط تأخیر اهمیت زیادی دارد، باید مقدار T_{max} را کوچک در نظر گرفته تعداد پیغام‌های بازپخشی بالا را نادیده بگیریم. اما اگر کمتر بازپخش کردن پیغام‌ها برای ما اهمیت دارد باید مقدار T_{max} را بزرگ انتخاب کنیم تا در نهایت به نتیجه مطلوب خود برسیم.

۶- نتیجه گیری و کارهای آینده

در این مقاله، یک روش جدید برای بهبود عملکرد الگوریتم سیل-آسا پیشنهاد شده است. اساس کار این روش بازپخش کردن پیغام‌ها بصورت احتمالی و بر مبنای مشاهدات محلی است. به منظور بازپخش آگاهانه و مناسب پیغام‌ها، یک تابع احتمال تعریف شده است که گره‌ها پیغام‌های دریافتی را بر مبنای آن بازپخش می‌کنند. تابع احتمال پیشنهاد شده یک تابع احتمال تطبیقی است که مقدار آن را با آگاهی از چگالی محلی شبکه (تعداد همسایگان مرتبه اول) و تصمیم گره‌های اطراف (تعداد پیغام‌های تکراری دریافت شده) با گذشت زمان بصورت متناوب تغییر داده و با شرایط شبکه وفق می‌دهد. روش پیشنهادی به کمک شبیه‌سازی مورد ارزیابی قرار گرفت. نتایج نشان می‌دهد که این روش ضمن کاهش قابل توجه تأخیر الگوریتم، پوشش شبکه کاملی را ایجاد می‌کند و سربار پیغام قابل قبولی دارد. همچنین، تأثیر مقادیر متفاوت حد آستانه مدت زمان انتظار بر کارایی الگوریتم را بررسی کردیم. این تغییرات بر پوشش شبکه تأثیری نداشته اما با افزایش مقدار حد آستانه انتظار متوسط تأخیر الگوریتم و نیز تعداد پیغام‌های بازپخش نشده افزایش یافت.

یکی از نقاط قوت الگوریتم پیشنهادی این است که نسبت به روش‌های مشابه تأخیر بسیار کمی (تقریباً برابر با تأخیر الگوریتم سیل‌آسا) دارد. به ویژه در شبکه‌های با چگالی متوسط و پایین که سه الگوریتم دیگر تأخیر بالایی دارند، الگوریتم Effective-CB عملکرد بسیار رضایتبخشی دارد. بنابراین می-تواند جایگزین روش‌های پیشین در چنین شبکه‌هایی شود. مخصوصاً در کاربردهای بلادرنگ که تأخیر تحویل بسته‌ها باید کم باشد، این روش بر روش‌های مشابه ارجحیت دارد.

در کارهای آتی خود سعی می‌کنیم که رابطه تأثیر مقدار حد آستانه مدت زمان انتظار را که در این مقاله بررسی کردیم، بصورت تابع ریاضی بیان کنیم. همچنین با دخالت دادن فاصله

میان گره‌های فرستنده و گیرنده در این رابطه بر دقت آن بیفزاییم. شبیه‌سازی‌های اولیه نشان می‌دهد که دخیل کردن فاکتور فاصله باعث بهبود کارایی الگوریتم می‌شود.

مراجع:

[1] Johnson, D. B., Maltz, D. A., Broch, J., "The dynamicsource routing protocol for multihop wireless ad hoc networks(DSR)", In Ad Hoc Networking, edited by Charles E. Perkins, chapter 5, PP. 139-172. Addison-Wesley, 2001.

[2] Perkins, C., Royer, E., "Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing", Proc. of 2ndIEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, 1999.

[3] Haas, Z., Pearlman, M., **"ZRP: a hybrid framework for routing in Ad Hoc networks**", IETF MANET. Internet Draft, Dec 1997.

[4] Ko, Y., Vaidya, N., "Location-Aided Routing (LAR) in mobile ad hoc networks", Wireless Networks journal, Vol.6, No.4, 2000.

[5] Ni, S., Tseng, Y., Chen, Y. and Sheu, J., "The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network", Proc. 5th ACM/IEEE Int Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM), pp. 151-162, New York, NY, USA, 1999.

[6] Wu, J., Dai, F., "Broadcasting in Ad Hoc Networks Based on Self-Pruning", Proc. INFOCOM '3, vol. 3, pp. 2240-2250, 2003.

[7] Qayyum, A., Viennot, L., Laouiti, A., "Multipoint Relaying for Flooding Broadcast Messages in Mobile Wireless Networks", Proc. 35th annual Hawaii International Conference, pp.3866- 3875, 2002.

[8] Calinescu, G., Mandoiu, I. I., Wan, P., Zelikovsky, A. Z.,"Selecting forwarding neighbors in wireless ad hoc networks," Mob. Netw. Appl., vol. 9, no. 2, pp. 101–111, 2004.

[9] Stojmenovic, I., Seddigh, M., Zonic, J., "Domonating Sets and Neighbor Elimination-based Broadcasting Algorithms in Wireless Networks", IEEE Trans, Parallel Distrib. Syst., vol. 13, no. 1, pp. 14-25, 2002.

[10] Stojmenovic, I., "Comments and Corrections to' Domonating Sets and Neighbor Elimination-based Broadcasting Algorithms in Wireless Networks'", IEEE Trans, Parallel Distrib. Syst., vol. 15, no. 11, pp. 1054-1055, 2004.

[11] Lou, W., Wu, J., "A cluster-based backbone infrastructure for broadcasting in manets," Proc. International Parallel and Distributed Processing Simposium, IEEE Computer Society, pp. 221.1, 2003.

[12] Tseng, Y., Ni, S. and Shih, E. Y., "Adaptive Approaches to Relieving Broadcast Storms in a Wireless Multihop Mobile Ad Hoc Network", IEEE Trans. on Computers, vol. 52, 2003.

[13] Pleisch, S., Balakrishnan, M., Birman, K. and Renesse, R., "Mistral: Efficient Flooding in Mobile Ad-hoc Networks", Proc. 7th ACM Int. symposium on Mobile Ad Hoc Networking andComputing, pp. 1-12, Florence, Italy, 2006.

[14] Keshavarz-Haddad, A., Riberio, V., "Color-Based Broadcasting for Ad Hoc Networks", Proc. International Symposium in modeling and optimization in mobile, ad hoc and wireless networks, pp1-10, April 2006.

[15] Chen, C., Hsu, C., Wang, H., "A distance-aware counter-based broadcast scheme for wireless ad hoc networks," Military Communications Conference. IEEE, vol. 2, pp. 1052- 1058, 2005.

[16] Al-Humoud, O. S., Mackenzie, L., Ould-Khaoua, M. and Abdulai, J., "A Mobility Analysis of Adjusted Counter-Based Broadcast in MANET's", In The 9th annual PostGraduate Symposium on the Convergence of Telecommunications, Networking and Broadcasting (PGTNET), Liverpool, England, 23-24 June 2008,.

[17] Izumi, Sh., Takeuchi, T., Matsuda, T., Kawaguchi, H., Ohta, C., Yoshimoto, M., "Counter-Based Broadcasting with Hop Count Aware Random Assessment Delay Extension for Wireless Sensor Networks", IEICE Trans, COMMUN, vol E91-B, no 11,pp. 3489-3498, 2008.

[18] Mohammed, A., Ould-Khaoua, M. and Mackenzie, L., "An Efficient Counter-Based Broadcast Scheme for Mobile Ad Hoc Networks", Proc. 4th European Performance Engineering Workshop (EPEW 2007), Lecture Notes in Computing Science, vol. 4748, K. Wolter, Ed. Berlin, Germany: Springer-Verlag, pp. 275-283, 2007.

[19] Nourazar, F., Sabaei, M., "DAPF: An Efficient Flooding Algorithm for Mobile Ad-hoc Networks", Proc. International Conference on Signal Processing Systems, pp. 594-598, Singapore, 2009.

[20] Nourazar, F., Sabaei, M.,"Adjusting threshold in Counter-Based algorithm", "Technical Report", Qazvin Azad University, 2009.

[21] UCLA Parallel Computing Laboratory and Wireless Adaptive Mobility Laboratory. GloMosim:. A scalable simulation environment for wireless and wired network systems http:/pcl.cs.ucla.edu/.