

آدرس‌دهی دینامیک در شبکه‌های سنسور بی‌سیم بدون اطلاع از موقعیت

لیلا امیریان¹، حمید پایگذار²

1- گروه کامپیوتر، واحد خمین، دانشگاه آزاد اسلامی، خمین، ایران

2- عضو هیئت علمی، گروه کامپیوتر، واحد خمین، دانشگاه آزاد اسلامی، خمین، ایران

چکیده

شبکه‌های سنسور در انواع رشته‌ها کاربرد دارند. می‌توان از آنها برای مدلسازی زیستگاه، نمایش دما و ردیابی صنعتی استفاده کرد. هم‌چنین در اطلاع‌رسانی میدان نبرد و موقعیت‌های اورژانسی بکار می‌آیند. درحالی‌که آدرس‌دهی، شرط بسیاری از کاربردهای جمع‌آوری اطلاعات شبکه‌های سنسوری بی‌سیم نمی‌باشد، برای موفقیت آنها حیاتی است. داده‌هایی را که نمی‌توان به یک‌گره خاص مرتبط ساخت در این وضعیت‌ها بی‌استفاده می‌شوند. در این تحقیق، مکانیزم آدرس‌دهی جدیدی برای شبکه‌های سنسور بی‌سیم ارائه می‌کنیم که از موقعیت آگاه نمی‌باشند. این برنامه اجازه می‌دهد، آدرس‌ها مجدداً در شبکه استفاده شوند و حداقل تأخیر و اتلاف بسته آدرس‌دهی را داشته باشند. هم‌چنین نیاز به شناسایی آدرس تکثیری شبکه (DAD) نمی‌باشد تا از منحصر بودن آدرس‌های سطح شبکه مطمئن شوند.

کلمات کلیدی: شبکه‌های حسگر، طراحی سیستم، اندازه‌گیری‌های شبکه، آدرس

1- مقدمه

شبکه‌های حسگر بی‌سیم گام بعدی در تکامل ارتباطات بی‌سیم می‌باشند. این‌ها شبکه‌های خودسازماندهی هستند. حسگرها کم هزینه‌اند و توانایی‌های ارتباطی و محاسباتی محدودی دارند. کاربردهای WSN را می‌توان به داده محور و گره محور تقسیم کرد. درحالی‌که هر دو به جمع‌آوری و نمایش می‌پردازند. کاربردهای داده محور نیاز به شناسایی گره داده ندارند. در مقابل کاربردهای گره محور مستلزم شناسایی گره تولید داده می‌باشند. در این حالت، داده‌هایی که جمع‌آوری می‌شوند بی‌استفاده اند اگر منبع را نتوان شناسایی کرد. سناریویی که در آن، لازم است آدرس دهی گره انجام گیرد، در کاربردهای نمایش عدالت از جمله فوریت‌ها می‌باشد. دو سطح اطلاعات را می‌توان در گره‌های حسگر شناسایی کرد - رویدادها و داده‌ها. در این تحقیق، مکانیزم آدرس‌دهی دینامیکی برای شبکه‌های حسگر بی‌سیم (DAWSON) ارائه می‌کنیم. ادامه این مقاله به این صورت می‌باشد. در بخش 2، تحقیق مربوطه و در بخش 3 به معرفی طرح می‌پردازیم. در بخش 4 طرح را آنالیز کرده و در 5 نتایج آن را بیان می‌کنیم. در بخش 6 به نتیجه‌گیری می‌پردازیم.

2- تحقیق مرتبط

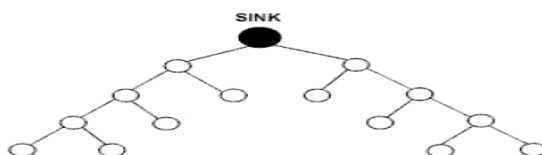
در شبکه‌های بی‌سیم و سیمی قدیمی، هر گره یک آدرس سطح شبکه (IP) و یک آدرس سطح اتصال (MAC) دارد. هر دوی این آدرس‌ها سراسری اند. برنامه‌های آدرس‌دهی را می‌توان به صورت روش‌های "وضعی" دسته‌بندی کرد که از جدول آدرس‌دهی استفاده می‌کنند و روش‌های "غیر وضعی" که از جدول آدرس‌دهی استفاده نمی‌کنند. [4] مکانیزم آدرس-دهی از روی تقاضا برای آدرس‌های MAC ارائه شده است. روش پیشنهادی از استفاده مجدد مکانی آدرس‌ها و کدگذاری هافمن برای کاهش طول آدرس در هدر بسته استفاده می‌کند.

آدرس‌دهی حادثه در [7] ارائه شده است. بی‌نظیر بودن محلی بین همسایه‌ها برای آدرس‌دهی سطح اتصال است در حالی که مکانیزم تقاضا برای آدرس‌دهی سطح شبکه بکار می‌رود. پرتکل آدرس‌دهی با پرتکل مسیریابی رابطه دارد و از شناسایی آدرس تکثیری (DAD) استفاده می‌کند که روی هر گره قرار دارد که حادثه‌ای را شناسایی کرده است تا بی‌نظیر بودن سطح شبکه را تضمین کند. در [6]، انباشت و تصفیه داده بوسیله آدرس‌دهی پیمانانه ای پیشنهاد می‌شود در حالی که مکانیزم آدرس‌دهی براساس طرح مرتبه‌ای در [9] آمده است.

3- آدرس‌دهی در شبکه‌های حسگر بی‌سیم

3-1 مرحله راه اندازی

مکانیزم آدرس‌دهی فقط برای دادن آدرس سطح شبکه بکار می‌رود. در مرحله راه اندازی هر گره یک آدرس سطح اتصال به خودش نسبت می‌دهد. آدرس سطح اتصال به طور دائمی به گره داده می‌شود در مرحله راه اندازی سینک (S) یک بسته پیکربندی کوچک ارسال می‌کند. این بسته بوسیله گره‌های حسگر به همسایه‌ها می‌رود. هدف از این بسته، ایجاد یک



درخت پراکنده است که در سینک ریشه دارد و به گره‌های حسگر اجازه می‌دهد مسیر بعدی به سینک را بیابند. در شکل 1 این فرایند آمده است.

شکل 1- درخت پوشای معمولی

3-2 مرحله درخواست آدرس

با تکمیل مرحله راه اندازی درخواست آدرس بوسیله گره ارسال می‌شود. گره، کار نمایش داده خود را در سطوح محدود پردازش محلی انجام می‌دهد تا یک رویداد بسازد. برای فرستادن این رویداد به سینک، لازم است یک آدرس سطح شبکه ایجاد شود تا منبع رویداد در سینک شناسایی شود. گره، یک بسته درخواست آدرس به صورت {منبع، نوع، رویداد- ID، ST، مسیر} تولید می‌کند. منبع، آدرس سطح اتصال گره درخواست کننده است، نوع بر نوع بسته دلالت می‌کند، ID رویداد شناساگر رویداد ایجاد کننده درخواست است و برای دادن آدرس در درخواست - آدرس بکار می‌رود. ID رویداد با استفاده از عمل تصادفی ایجاد می‌شود که آدرس سطح اتصال گره حسگر را به عنوان ورودی می‌گیرد تا درخواست آدرس را شناسایی کند و پاسخ سینک را با درخواست تطبیق دهد. مسیر ST مسیر درخواست - آدرس به سینک است.

3-3 مرحله آدرس دهی

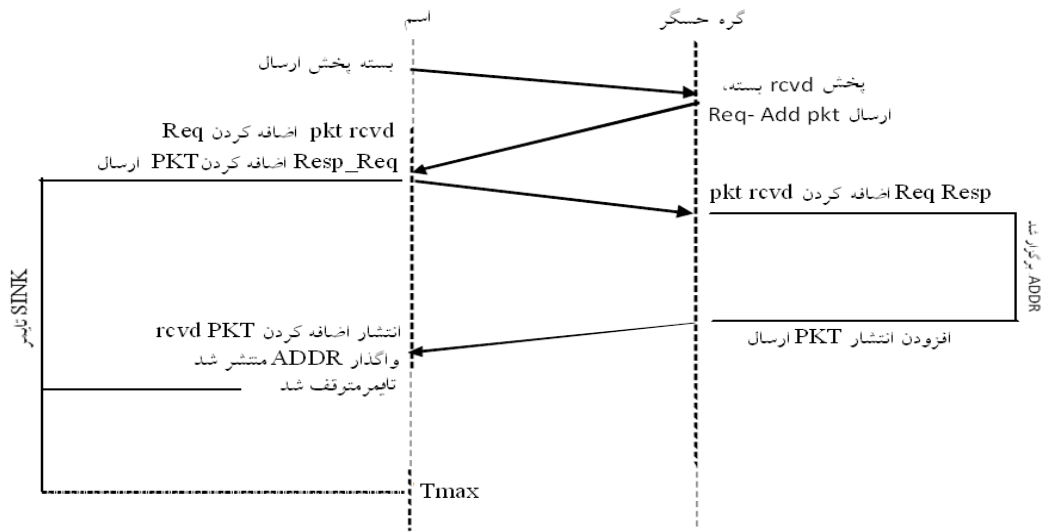
سینک، جدول اختصاص - آدرس را با فهرست آدرس‌ها و یک پرچم وضعیت برای هر آدرس تا "خالی" در حال استفاده بودن آن را نشان دهد، حفظ می‌کند. با دریافت درخواست آدرس، سینک یک آدرس خالی به گره درخواست کننده می‌فرستد.

با دریافت بسته درخواست آدرس، سینک با یک بسته اختصاص - آدرس به صورت {منبع، نوع، رویداد، ID، مسیر، ST برگشتی} پاسخ می‌دهد. بازهم درخت بکار می‌رود با ارسال سطح اتصال پاسخ به گره درخواست کننده بسته اختصاص آدرس از مسیر برگشتی درخواست آدرس پیروی می‌کند. با ارسال اختصاص آدرس، سینک اطلاعات موقعیت درختی (مسیر ST) گره حسگر درخواست کننده و ID رویداد را ذخیره می‌کند و آنها را با یک آدرس سطح شبکه مرتبط می‌سازد. وقتی سینک یک پاسخ آدرس دهی می‌فرستد یک زمان سنج (زمان سنج - قراردادی) شروع به کار می‌کند.

3-4 مرحله آزاد کردن آدرس

آدرسها یک روش قراردادی دارند. هر آدرس برای یک دوره زمانی به حسگر داده می‌شود اگر ارتباط کامل شود، گره حسگر آدرس را آزاد می‌کند و سینک می‌تواند دوباره آن را به گره دیگری بدهد.

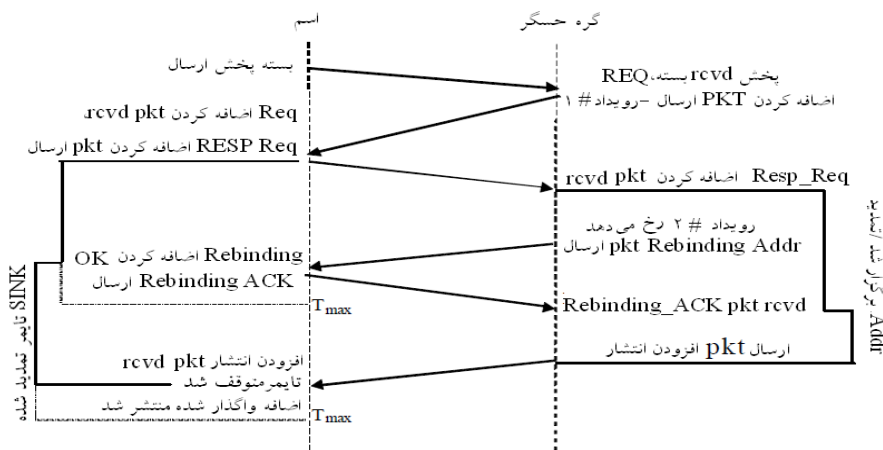
شکل 2 درخواست اختصاص و آزادی آدرس را نشان می‌دهد.



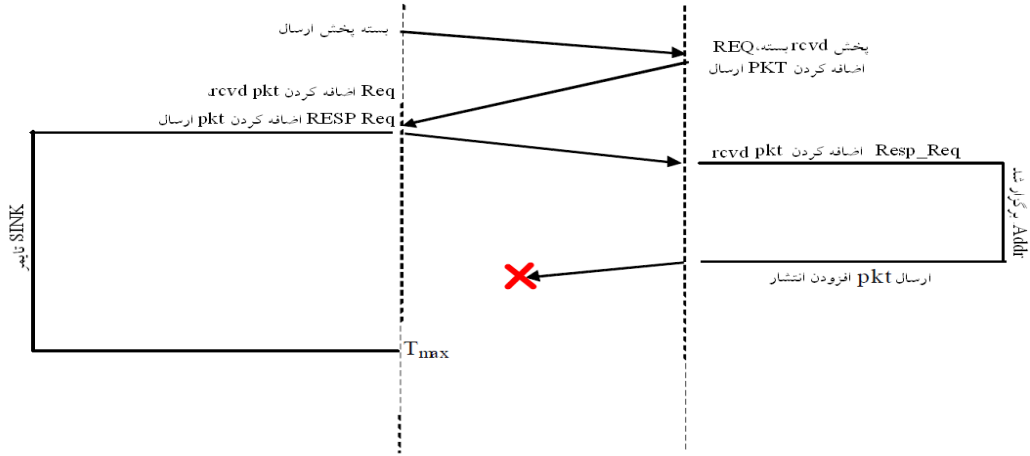
شکل 2- درخواست آدرس معمولی، تخصیص و آزاد سازی

3-5 مرحله اصلاح آدرس

برای افزایش قابلیت استفاده مجدد از آدرس‌ها و کاهش بار اضافی آدرس‌دهی، گره‌ها می‌توانند آدرس را اصلاح کنند. بار اضافی این اصلاح بسیار کمتر از درخواست آدرس است. شرط ایجاد قرارداد، وقوع یک رویداد جدید قبل از آزادی آدرس فعلی است. با وقوع رویداد جدید، گره حسگر یک پیام اصلاح آدرس به صورت {منبع، نوع، ID، رویداد، آدرس} می‌فرستد. گره‌های جلویی از مسیریابی درختی استفاده می‌کنند. وقتی گره پیام اصلاح آدرس را دریافت می‌کند بررسی می‌کند که آیا آدرس در سینک آزاد شده است یا خیر! اگر آدرس هنوز در سینک باشد، با یک پیام تأیید پاسخ می‌دهد. وقتی سینک، پیام اصلاح آدرس دریافت می‌کند، زمان سنج قرارداد را تنظیم می‌کند و آدرس برای دوره T_{max} نگه داشته می‌شود. زمان سنج - قرار داد را به عنوان نقص برای این کار تنظیم می‌کنیم که باعث آزاد شدن آدرس در سینک می‌شود. شکل 3 این سناریو را نشان می‌دهد.



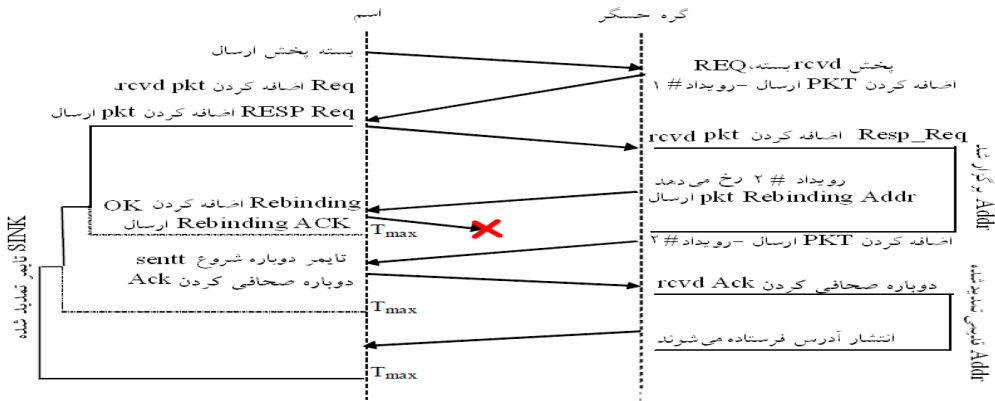
شکل 3- صحافی کردن آدرس‌های معمولی و آدرس آزاد



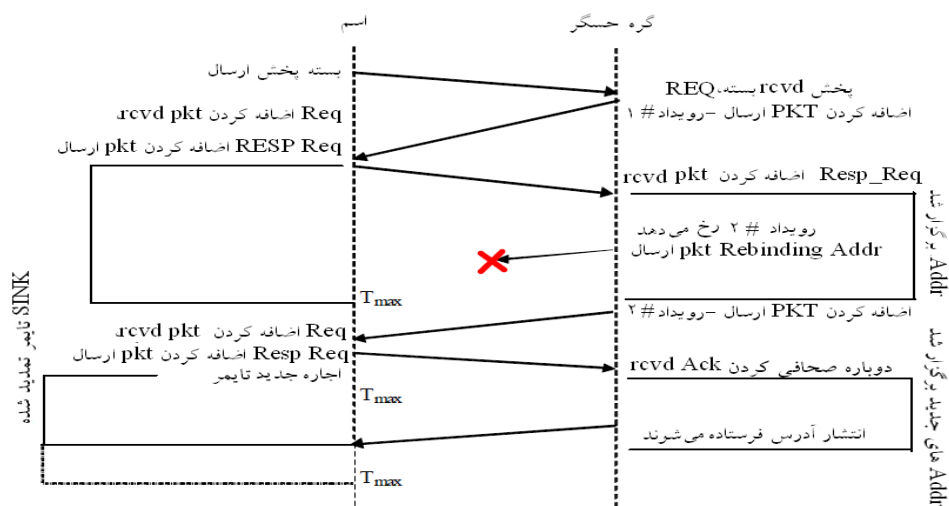
شکل 4- از دست دادن آزاد کردن آدرس پیام

3-6 از بین رفتن بسته

دریافت پیغام آزادی - آدرس در سینک، یک آدرس را آزاد می‌کند و دوباره از آن استفاده می‌کند تا درخواست آدرس برقرار شود. از بین رفتن پیغام آزادی آدرس می‌تواند آدرس‌ها را متصل به سینک رها کند. با اتمام قرار داد، مطمئن می‌شویم آدرس در سینک آزاد می‌شود حتی اگر پیغام آزادی آدرس از بین رفته باشد. تأخیر زیادی در آزادی آدرس وجود دارد. با انتخاب مقدار T_{max} نزدیک به زمان قرار داد، تأخیر آزادی آدرس کم می‌شود. چون اتلاف بسته آزاد را می‌توان کاهش داد.



شکل 5- از دست دادن دوباره صحافی کردن



شکل 6- از دست دادن این پیام آدرس دوباره صحافی کردن

اگر اصلاح آدرس در اتمام قرارداد از بین برود، یک پیغام درخواست آدرس فرستاده می شود. چون آدرسی به این منبع داده نشده است. جفت ID رویداد در سینک یک آدرس می گیرد و با پیغام آدرس دهی پاسخ می دهد.

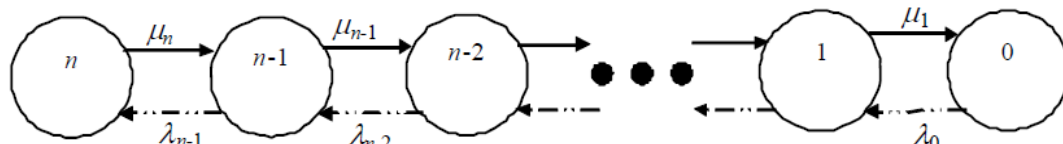
7-3 قراردادهای سازگار

در سناریو قرارداد سازگار، گره درخواست کننده مقدار زمان لازم برای نگه داشتن آدرس سطح شبکه را برآورد می کند و این را به صورت بخشی از پیغام درخواست - آدرس در فاز اختصاص مشخص می کند. برای محاسبه تأخیر ارتباطی و همزمان سازی بین سینک و ساعت های گره، یک حاشیه ایمنی در مقدار زمان سنج وارد می کنیم. مقدار T_{max} برابر است با $T_{reg} + 2RTT_{max}$ مقدار درخواست آدرس و RTT_{max} حداکثر برآورد زمان ارسال پیغام درخواست آدرس است. پیغام درخواست آدرس با یک میدان اضافی تکثیر می شود و به صورت منبع، نوع، ID رویداد، آدرس، $\{T_{reg}\}$ می باشد.

4- احتمال در آدرس دهی

پرتکل آدرس دهی ما یک آدرس سطح شبکه را با توجه به درخواست حسگر آن را ارسال و اصلاح می کند و هر آدرس بوسیله سینک در زمان T_{max} بازیابی می شود. پیغام حداکثر میزان اتلاف در شبکه قابل مشاهده است.

فرض کنید، n آدرس دارد، پس یک ماشین وضعی شامل $n+1$ حالت ساخته می شود. وضعیت های "n" تا "1"، اختصاص / تجدید آدرس را تضمین می کنند و وضعیت "D" رد درخواست است. برای هر آدرس $1 \leq i \leq n$ دو عمل گذار λ_{i-1} و μ_i به رویدادهای i یا $i-1$ / آدرسی، آدرس i ، و رویدادهای تجدید / اختصاص، آدرس i ، مرتبط می شوند.



شکل 7- دستگاه از یک مخزن با آدرس های n

بر اساس تعریف مارکوپین [12]، دستگاه وضعی بالا با معادله مجموعه تابع احتمال $p(t)$ و ماتریس $Q(t)$ سازگار می شود:

$$P'(t) = P(t) \times Q(t) \quad (1)$$

$$P(t) = [P_n(t), P_{n-1}(t), \dots, P_0(t)]$$

$$Q(t) = \begin{bmatrix} -\lambda_0 & \lambda_0 & 0 & 0 & 0 & 0 \dots \\ \mu_1 & -(\lambda_1 + \mu_1) & \lambda & 0 & 0 & 0 \dots \\ 0 & \mu_2 & -(\lambda_2 + \mu_2) & \lambda_2 & 0 & 0 \dots \\ 0 & 0 & \mu_3 & -(\lambda_3 + \mu_3) & \lambda_3 & 0 \dots \\ 0 & 0 & 0 & \mu_4 & -(\lambda_4 + \mu_4) & \lambda_{4\dots} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & 0 \dots \end{bmatrix} \quad (2)$$

$$1 \leq i \leq n,$$

$$\begin{cases} P'_0(t) = -\lambda_0 \cdot P_0(t) + \mu_1 \cdot P_1(t) \\ P'_i(t) = \lambda_{i-1} \cdot P_{i-1}(t) - (\lambda_i + \mu_i) \cdot P_i(t) + \lambda_{i+1} \cdot P_{i+1}(t) \end{cases} \quad (3)$$

در هر زمان t ، سینک یک آدرس می فرستند یا درخواستی را رد می کند یعنی $P_n(t) + P_{n-1}(t) + \dots + P_0(t) = 1$.

آغازی $t = 0$ پس از مرحله راه اندازی، سینک n آدرس دارد پس $P_n(\cdot) = 1$ و $P_i(\cdot) = 0$. شبکه به وضعیت "0" می رسد اگر بسیاری از آدرس ها داده شوند و همزمان پیغام های تجدید یا درخواست زیادی دریافت شوند.

در یک شبکه پایدار، مشتق احتمالات هر وضعیت به سمت صفر می رود. بنابراین، داریم:

$$i.e., P_n(t) + P_{n-1}(t) + \dots + P_0(t) = 1.$$

$$t = 0$$

$$P_n(0) = 1 \text{ and } P_i(0) = 0.$$

$$\begin{cases} 0 = -\lambda_0 \cdot P_0(t) + \mu_1 \cdot P_1(t) \\ 0 = \lambda_{i-1} \cdot P_{i-1}(t) - (\lambda_i + \mu_i) \cdot P_i(t) + \lambda_{i+1} \cdot P_{i+1}(t) \end{cases} \quad (4)$$

با حل این معادلات دیفرانسیلی، راه حل امکان کسب یک آدرس از سینک را می یابیم :

$$P_1(t) = \frac{\lambda_0}{\mu_1} P_0(t) \quad (5)$$

$$P_2(t) = \frac{\lambda_1 \cdot \lambda_0}{\mu_2 \cdot \mu_1} P_0(t)$$

$$P_3(t) = \frac{\lambda_2 \cdot \lambda_1 \cdot \lambda_0}{\mu_3 \cdot \mu_2 \cdot \mu_1} P_0(t)$$

$$P_i(t) = \frac{\lambda_{i-1} \cdot \lambda_{i-2} \cdots \lambda_0}{\mu_i \cdot \mu_{i-1} \cdots \mu_1} P_0(t) \quad P_0(t) \quad t \rightarrow \infty$$

$$\lim_{t \rightarrow \infty} P_0(t) = \left(1 + \sum_{i=1}^n \frac{\lambda_{i-1} \cdot \lambda_{i-2} \cdots \lambda_0}{\mu_i \cdot \mu_{i-1} \cdots \mu_1} \right)^{-1} \quad (6)$$

امکان کسب آدرس با موفقیت یعنی جمع احتمالات وضعیت‌ها به جای وضعیت "0" برابر است با :

$$1 - P_0(t) = \frac{\sum_{i=1}^n \frac{\prod \lambda_{i-1}}{\prod \mu_i}}{1 + \sum_{i=1}^n \frac{\prod \lambda_{i-1}}{\prod \mu_i}} = \frac{1}{\left(\sum_{i=1}^n \prod_{i=1}^n \frac{\lambda_{i-1}}{\mu_i} \right)^{-1} + 1} \quad (7)$$

مقدار احتمال موفق آدرس‌دهی نسبت بالاتر محصول λ_{i-1} را بر محصول μ_i ارائه می‌کند اگر مقدار احتمال موفق به 1 نزدیک شود و بالعکس، نسبت کمتر محصول λ_{i-1} بر محصول μ_i احتمال موفق نزدیک به 0 دارد.

مقدار λ_i بستگی به فراوانی رویداد آزادی آدرس و رویداد وقت استراحت خودکار دارد و مقدار μ_i بستگی به فراوانی رویدادهای درخواست آدرس و تجدید آدرس دارد. نسبت λ_{i-1} / μ_i تحت تأثیر میزان اتلاف پیغام شبکه است اتلاف پیغام تجدید و درخواست، μ_i را می‌کاهد و اتلاف پیغام‌های آزادی λ_{i-1} را می‌افزاید و افزایش نسبت بستگی به میزان اتلاف دارد. N رویداد مستقل را فرض کنید که با فراوانی $1/t_{\min}$ رخ می‌دهند و با t_{\max} به اتمام می‌رسد، پس نسبت λ_{i-1} / μ_i را در سناریوی زیر بدست می‌آوریم:

در انتقال بدون اتلاف، هیچ بسته‌ای در شبکه از بین نمی‌رود. بنابراین $N-i$ رویداد درخواست $n-i+1$ ، رویداد تجدید، رویدادهای آزادی و وقت استراحت در فراوانی‌های $1/t_{\max}, 1/|T_{MAX} - t_{\max}|, 1/t_{\min}$ رخ می‌دهند. نسبت λ_{i-1} / μ_i می‌شود:

$$\frac{\lambda_{i-1}}{\mu_i} = \frac{\frac{n-i+1}{t_{\max}} + \frac{n-i+1}{T_{\max}}}{\frac{N-i}{t_{\min}} + \frac{n-i+1}{|T_{\max} - t_{\max}|}} \quad (8)$$

انتقال با اتلاف متقارن، اتلاف بسته متناسب را در شبکه با میزان c فرض می‌کند. پس $(1-c)(N-i)$ درخواست، $(1-c)(N-i+1)$ رویداد تجدید و رویداد آزادی با فراوانی‌های $1/t_{\max}$ and $1/t_{\min}, 1/T_{\max} - t_{\max}$ رخ می‌دهد. گره $n-i+1$ رویداد استراحت تحت تأثیر اتلاف انتقال نیست و با فراوانی $1/T_{\max}$ رخ می‌دهد. بنابراین، نسبت λ_{i-1} / μ_i می‌شود:

$$\frac{\lambda_{i-1}}{\mu_i} = \frac{\frac{n-i+1}{t_{\max}} + \frac{n-i+1}{(1-c) \times T_{\max}}}{\frac{N-i}{t_{\min}} + \frac{n-i+1}{|T_{\max} - t_{\max}|}} \quad (9)$$

انتقال با اتلاف نامتقارن پیغام را در سرعت‌های $c_1 -$ از سینک به گره، c_2 از گره به سینک فرض می‌کند. پس $(1-c_1-c_2)(N-i)$ رویداد درخواست $(1-c_1-c_2)(n-i+1)$ پیغام تجدید و $(1-c_2)(n-i+1)$ پیغام آزادی با فراوانی‌های $1/t_{\max}$ and $1/t_{\min}, 1/T_{\max} - t_{\max}$ رخ می‌دهد. گره $n-i+1$ رویداد استراحت تحت تأثیر اتلاف انتقال نمی‌باشند و در فراوانی $1/T_{\max}$ رخ می‌دهد. بنابراین، نسبت λ_{i-1} / μ_i می‌شود:

$$\frac{\lambda_{i-1}}{\mu_i} = \frac{\frac{(1-c_2) \times (n-i+1)}{t_{\max}} + \frac{n-i+1}{T_{\max}}}{\frac{(1-c_1-c_2) \times (N-i)}{t_{\min}} + \frac{(1-c_1-c_2) \times (n-i+1)}{|T_{\max} - t_{\max}|}} \quad (10)$$

فرمول‌های (8) تا (10) نشان می‌دهند که میزان موفقیت آدرس‌دهی، $\sum_{i=1}^n \prod_{i=1}^n \frac{\lambda_{i-1}}{\mu_i}$ افزایش می‌یابد اگر

$|T_{\max} - t_{\min}|$ or t_{\min} افزایش یا T_{\max} or t_{\max} کاهش یابد. چون t_{\min} and t_{\max} براساس رویداد تعیین می‌شود گره، تنها

روش مناسب پیکربندی T_{\max} است پس آدرس می‌تواند فوراً پس از پایان رویداد استراحت کند.

5- شبیه سازی :

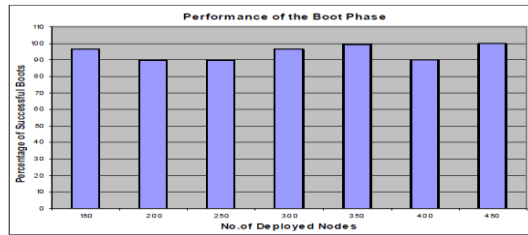
ارزیابی عملکرد مکانیزم آدرس‌دهی با استفاده از مدلساز OPENT 11/0 تکمیل شد. رفتار و عملکرد سیستم مدلسازی شده با انجام شبیه سازی بررسی شد.

5-1 محیط شبیه سازی:

با استفاده از حسگرهای بی‌سیم در ناحیه‌ای به وسعت 1000m، شبیه سازی انجام شد. سناریوهایی با یک سینک را در نظر گرفتیم. از هسته‌های تصادفی استفاده کردیم که هدف آنها تکرار اجراهایی مثل پراکنده سازی حسگرهای بی‌سیم

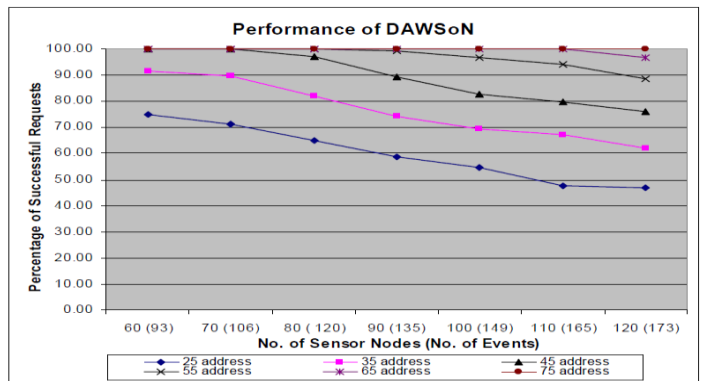
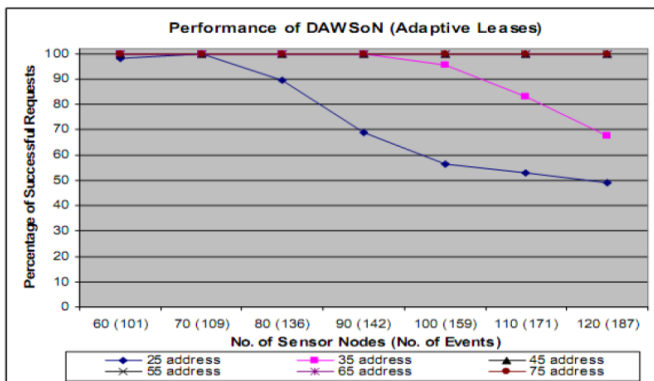
درمیدان با استفاده از وسایل هوایی (VAV) بود. هر گره حسگر دامنه ارتباطی 150 m داشت. متریک های جالب در دو شبکه متفاوت بررسی شدند. هر سه متریک در شبکه کوچکی با 60 تا 120 گره با 7 استفاده از 100 / 90 / 80 / 70 / 60 / 110 / 120 گره بررسی شده. به واسطه راه اندازی موفق تمام گره ها در اجراهای مقیاس کوچک، متریک راه اندازی را در شبکه بزرگی از 150 تا 450 گره با 7 اجرای 150 / 200 / 250 / 300 / 350 / 400 / 450 گره برای ارزیابی عملکرد بررسی کردیم با استفاده از هسته های تصادفی، چند شبیه سازی برای هر شبکه انجام گرفت. هر شبیه سازی 600 ثانیه بود با شروع رویداد 30 ثانیه پس از هر اجرا. این دوره 30 ثانیه ای مخصوص راه اندازی بود و تمام حسگرهایی که در این مرحله موفق بود گره قادر به ایجاد رویداد بود گره. هر گره، 5 رویداد را در زمان تصادفی T_i بوسیله تابع تصادفی و در محدوده $[t_{min}, t_{max}]$ ایجاد کرد. رویدادهای بعدی پس از آغاز اولین رویداد با تابع تصادفی در بازه $[T_{i-1} + 30, T_{i-1} + 100]$ ایجاد شدند. در شبیه سازی ها t_{min} 30 ثانیه و t_{max} 580 ثانیه بود. دوباره آزادی آدرس بوسیله زمان سنج کنترل شد. گره با دریافت آدرس آن را در دوره زمانی R_i بین $[R_{min}, R_{max}]$ نگه می داشت. قبل از اینکه آن را به سینک بفرستد. در شبیه سازی ها، R_{min} 1 ثانیه و R_{max} 180 ثانیه بود. T_{max} زمان قرارداد مقدار ثابت 200 ثانیه بود.

5-2 نتایج شبیه سازی: شکل 8 درصد گره هایی را نشان می دهد که با موفقیت راه اندازی شده اند.



شکل 8- عملکرد فاز راه اندازی

شکل های 9 و 10 عملکرد برنامه آدرس دهی را با توجه به اجرای درخواست های آدرس به صورت سازگار و ناسازگار نشان می دهند. مقادیر داخل پرانتز، میانگین تعداد رویدادهایی است استفاده در طول هر شبیه سازی ایجاد شدند.



شکل 10- عملکرد با اجازه تطبیقی

شکل 9- عملکرد داوسون

می‌توان دید که بخش بزرگی از درخواست آدرس‌ها را می‌توان با اندازه آدرس کمتر از تعداد گره مورد استفاده است. می‌توان دید که فضای آدرس 25 تایی می‌تواند 75٪ تمام درخواست آدرس‌ها را در 60 گره اجرا کند. این فاکتور قابلیت استفاده مجدد حدود 3 را می‌دهد. 120 گره با 25 آدرس فقط درصد موفقیت 48٪ دارند. ولی در آنالیز نزدیکتر، تعداد رویدادهایی که پشتیبانی می‌شوند بیش از 60 تا 70 گره است. میانگین 175 رویداد در طول هر شبیه سازی بوجود آمد. همین برای 100 گره و 110 گره با میانگین رویداد 78، 81 با 25 آدرس مشاهده شد.

جدولهای 1 و 2 فاکتور قابلیت استفاده مجدد را نشان می‌دهند

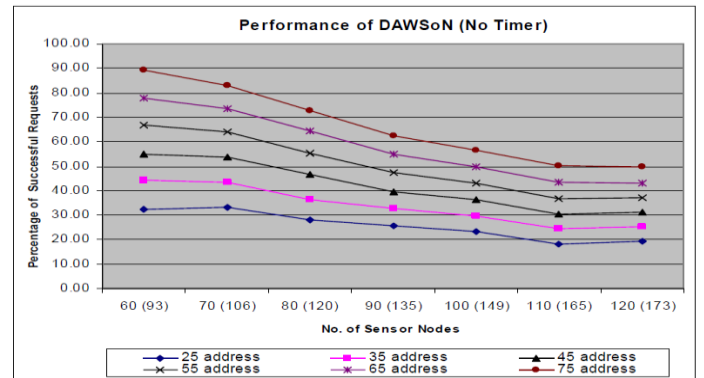
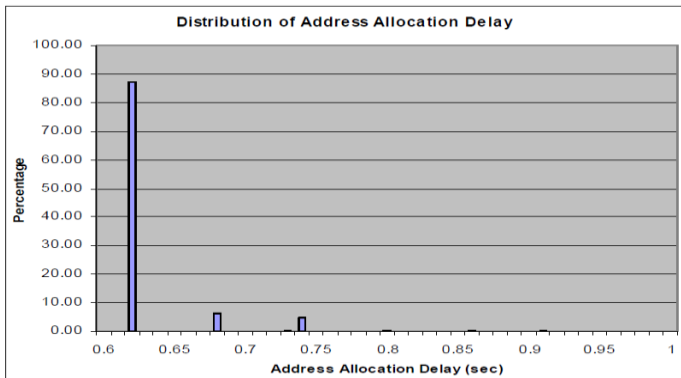
جدول 1- عامل قابلیت استفاده مجدد.

حجم فضای آدرس												
75		65		55		45		35		25		تعداد گره
آ.راف	موفقیت	آ.راف	موفقیت	آ.راف	موفقیت	آ.راف	موفقیت	آ.راف	موفقیت	آ.راف	موفقیت	
1.24	93	1.43	93	1.70	93.4	2.07	93	2.43	85	2.80	70	(93)60
1.41	106	1.63	106	1.93	106	2.36	106	2.71	95	3.00	75	(106)70
1.60	120	1.85	120	2.18	120	2.58	116	2.83	99	3.16	79	(120)80
1.80	135	2.08	135	2.44	134	2.69	121	2.86	100	3.12	78	(135)90
1.99	149	2.29	149	2.62	144	2.76	124	2.94	103	3.24	81	(149)100
2.20	165	2.54	165	2.80	154	2.91	131	3.17	111	3.16	79	(165)110
2.31	173	2.57	167	2.78	153	2.93	132	3.06	107	3.24	81	(173)120

حجم فضای آدرس					
75	65	55	45	35	25

تعداد گره	موفقیت	آراف	موفقیت	آراف	موفقیت	آراف	موفقیت	آراف	موفقیت	آراف	موفقیت
(101)60	99	3.96	101	2.89	101	2.24	101	1.84	101	1.55	101
(109)70	109	4.36	109	3.11	109	2.42	109	1.98	109	1.68	109
(136)80	122	4.88	136	3.89	136	3.02	136	2.47	136	2.09	136
(142)90	99	3.96	141	4.03	141	3.13	141	2.58	142	2.18	142
(159)100	93	3.72	150	4.29	158	3.51	158	2.87	158	2.43	158
(171)110	91	3.64	141	4.03	172	3.82	172	3.13	172	2.65	172
(873)120	86	3.44	121	3.46	191	4.24	191	3.47	191	2.94	191

جدول 2- عامل قابلیت استفاده مجدد (با اجاره تطبیقی)



شکل 11- نشانی تأخیر تخصیص

(بدون تایمر).

شکل 12- عملکرد داوزون

یک RF از 4/24 در (187) 120 مورد برای فضای آدرس 45 بدست می آید. می توان دید که برای موفقیت، برنامه قادر است حداقل فاکتور استفاده مجدد 2 را بدست آورد. این باعث کاهش تعداد آدرس لازم به اندازه 50٪ می شود که در شبکه های حسگر بی سیم بزرگ قابل توجه است. می توان مشاهده کرد که تأخیر آدرس دهی DAWSON کمینه است. میانگین تأخیر حدود 600 msec است که کاملاً قابل قبول می باشد. هم چنین میانگین تأخیر در سطح مشابهی با افزایش تعداد گره باقی می ماند. توزیع تأخیر در شکل های 11 و 12 نشانه عملکرد DAWSON با خاموشی زمان سنج سینک می باشد. این کارایی

زمان سنج را در اتلاف بسته آدرس‌دهی نشان می‌دهد. در مقایسه با شکل 9، عملکرد DAWSON با زمان سنج خاموش بسیار ضعیف‌تر است. عملکرد ضعیف‌تر به واسطه اتلاف بسته‌های آزاد است که آدرس‌هایی حاصل می‌کند که به دوره‌های زمانی معین، محدود می‌شوند.

6- نتیجه‌گیری و تحقیق بعدی:

در این تحقیق، طرح آدرس‌دهی شبکه‌های حسگر بی‌سیم (DAWSON) ارائه شد. این برنامه برای کاربردهای رویدادی است و قادر است به استفاده مجدد احتمالی آدرس‌ها دست یابد. نتایج تئوری و شبیه‌سازی را برای طرح ارائه کردیم که ثابت کردند منافع زیادی دارد. این برنامه می‌تواند به فاکتور قابلیت استفاده مجدد، 4 برسد که تعداد آدرس‌های لازم برای حمایت استقرار شبکه حسگر بی‌سیم را می‌کاهد. هم‌چنین این برنامه تضمین می‌کند که تأخیر درخواست آدرس کمینه است و اتلاف بسته به طور کارآمد بدون نیاز به پرتکل انتقال داده مطمئن بررسی شود.

منابع و ماخذ

- [1] K. Lorincz, *et al.*, "Sensor networks for emergency response: challenges and opportunities," *IEEE Pervasive Computing*, Vol. 3, 2004, pp. 16-23.
- [2] V. Kumar, *et al.*, "Robot and sensor networks for first responder," *IEEE Pervasive Computing*, Vol. 3, 2004, pp. 23-33.
- [3] M. Ali and Z. A. Uzmi, "An energy-efficient node address naming scheme for wireless sensor networks," in *Proceedings of IEEE International Networking and Communications Conference*, 2004, pp. 25-30.
- [4] C. Schurgers, G. Kulkarni, and M. B. Srivastava, "Distributed on-demand address allocation in wireless sensor networks," *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 13, 2002, pp. 1056-1065.
- [5] S. P. Chaudhuri, S. Du, A. K. Saha, and D. B. Johnson, "TreeCast: A stateless addressing and routing architecture for sensor networks," in *Proceedings of the 18th International Parallel and Distributed Processing Symposium*, 2004, pp. 221.
- [6] E. Cayrici, "Data aggregation and dilution by modulus addressing in wireless sensor networks," *IEEE Communication Letters*, Vol. 7, 2003, pp. 355-357.
- [7] S. Motegi, K. Yoshihara, and H. Horiuchi, "Implementation and evaluation of ondemand address allocation for event-driven sensor network," in *Proceedings of the Symposium on Applications and the Internet*, 2005, pp. 352-360.

- [8] J. Jobin, S. V. Krishnamurthy, and S. K. Tripathi, "A scheme for the assignment of unique addresses to support self-organization in wireless sensor networks," in *Proceedings of the 60th Vehicular Technology Conference*, Vol. 6, 2004, pp. 4578-4582.
- [9] T. Huynh and C. Hong, "A novel addressing architecture for wireless sensor network," in *Proceedings of the 24th IEEE International Conference on Performance, Computing, and Communications*, 2005, pp. 529-533.
- [10] Y. B. Ko and N. H. Vaidya, "Location aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks," in *Proceedings of ACM/IEEE MOBICOM*, 1998, pp. 66-75.
- [11] K. Weniger and M. Zitterbart, "Address autoconfiguration in mobile adhoc networks: current approaches and future directions," *IEEE Network*, Vol. 18, 2004, pp. 4-11.
- [12] J. G. Kemeny and J. L. Snell, *Finite Markov Chains*, Published Princeton, NJ, 1960.