# یک پروتکل احراز اصالت جدید در سامانه‌های RFID بر مبنای ماتریس

فاطمه باقرنژاد [۱]، سید فرهاد عقیلی [۲]، نصور باقری [۳]

۱ کارشناسی ارشد الکترونیک سیستم، دانشگاه تربیت دبیر شهید رجایی

۲ دانشجوی دکتری امنیت اطلاعات، دانشگاه اصفهان

۳ استادیار دانشکده برق و کامپیوتر، دانشگاه تربیت دبیر شهید رجایی، nbagheri@srttu.edu

تاریخ دریافت: ۹۲/۸/۱۸ تاریخ پذیرش: ۹۴/۱۲/۵

## چکیده

*شناسایی بسامد رادیویی یک نوع فناوری است که در کاربردهای زیادی مورد استفاده قرار می گیرد. امنیت و حفظ حریم خصوصی کاربران دو نگرانی بزرگ در فناوری شناسایی بسامد رادیویی است به همین دلیل، پروتکل های زیادی پیشنهاد شده اند که هر کدام معایب و مزایای خود را دارند. در این مقاله، بعد از معرفی سه پروتکل احراز اصالت سبک وزن مبتنی بر ماتریس، آسیب‌پذیری این پروتکل‌ها نسبت به چند حمله مانند غیرهمزمان سازی، جعل هویت قرائت‌گر و ردیابی برچسب را ذکر خواهیم کرد. در این مقاله سعی خواهیم کرد که آسیب‌پذیری های این سه پروتکل را با پیشنهاد یک پروتکل احراز اصالت بهبود یافته برطرف کنیم. در طراحی پروتکل پیشنهادی از دو مولد اعداد شبه تصادفی سبک وزن (AKARI-1 و AKARI-2) با تعداد بیت حداکثر ۱۲۸ bits و ۶۴ bits استفاده شده است بطوریکه پروتکل پیشنهادی همچنان مبتنی بر استاندارد EPC Class-1 Gen-2 است و نیازمندی‌های آن را برآورده می‌کند.*

## کلیدواژه

*شناسایی بسامد رادیویی (RFID)، احراز اصالت، ماتریس، غیر همزمان‌سازی، جعل هویت.*

## مقدمه

سامانه‌های شناسایی بسامد رادیویی [۱] یکی از پرکاربردترین سامانه-های ارتباطی می‌باشند که در آنها برقراری ارتباط از طریق سیگنال‌های رادیویی انجام می‌شود. این فناوری شامل قرائت‌گر و برچسب می‌باشد، در مواردی که نیاز به ظرفیت گسترده‌ای از محاسبات و اطلاعات باشد از پایگاه داده نیز استفاده می‌شود که معمولاً کانال ارتباطی بین قرائت‌گر و پایگاه داده ایمن در نظر گرفته می‌شود[۱]. این سامانه‌ها به دلیل اینکه اطلاعات را در یک فضای آزاد منتشر می‌کنند، همیشه در معرض خطر حملات امنیتی می‌باشند[۲]. انرژی پردازشی کم و حافظه محدود برچسب‌های ارزان قیمت، باعث ایجاد محدودیت در تعداد و نوع الگوریتم‌های رمزنگاری مورد استفاده در این برچسب‌ها شده است. در عوض می‌توان از رمزگذاری سبک وزن، توابع شبیه ساز فیزیکی (PUF [۲])، مولد اعداد شبه تصادفی (PRNG [۳])، توابع چکیده ساز و همچنین توابع منطقی مانند XOR استفاده کرد[۵،۴،۳].

در سال ۲۰۰۴ میلادی، استاندارد (EPC Class-1 Gen-2) توسط EPC Global برای برچسب‌های ارزان قیمت ارائه شد که این استاندارد دارای نقاط ضعف بسیاری می‌باشد. در این راستا و در جهت رفع این نقاط ضعف، پروتکل‌های احراز اصالت مختلفی ارائه شده است[۶-۱۴].

برخی از پروتکل‌های سبک وزن ارائه شده در زمینه‌ی احراز اصالت، بر مبنای ماتریس می‌باشند. در ادامه مقاله، در بخش کارهای انجام شده، قابلیت اجرای برخی حملات به پروتکل‌های ارائه شده توسط کارفیکیان و نسترنکو [۴] (پروتکل KN)[۱۵]، راماچاندرا [۵] و همکاران (پروتکل RRS)[۱۶] و شاوهای و ساجان [۶] (پروتکل SS)[۱۷] نشان داده می‌شود. سپس در بخش پروتکل

1Radio Frequency Identification (RFID)

2 Physically Unclonable Function
3 Pseudo Random Number Generator
4 Karthikeyan and Nesterenko
5 Ramachandra
6 Shaohui and Sujuan

پیشنهادی، پس از معرفی یک مولد اعداد شبه تصادفی سازگار با استاندارد EPC Class-1 Gen-2 به توصیف پروتکل پیشنهادی می‌پردازیم و تحلیل امنیت پروتکل پیشنهادی را بیان خواهیم کرد و در نهایت نتیجه گیری حاصل از مقاله بیان خواهد شد.

## کارهای انجام شده

ما در این بخش، پس از توصیف پروتکل‌های KN [۱۵] و RRS[۱۶] و بیان نقاط ضعف آنها، به توصیف پروتکل SS[۱۷] که به جهت رفع نقاط ضعف پروتکل‌های KN و RRS طراحی شده است، خواهیم پرداخت و در نهایت، عدم امنیت این پروتکل را در برابر برخی از حملات نشان خواهیم داد.

نمادهای مورد استفاده در این مقاله در جدول ۱ آورده شده است.

جدول۱. نمادهای به کار رفته در مقاله

| | |
|---|---|
| ماتریس P×P | $M_1, M_2$ |
| وارون ماتریس‌های $M_1, M_2$ | $M_1^{-1}, M_2^{-1}$ |
| پارامترهای مخفی مشترک بین قرائت‌گر و برچسب | X, K |
| بردارهای تصادفی | N, N', N'' |
| نیمه‌ی سمت چپ مقدار تصادفی N | $N_L$ |
| نیمه‌ی سمت راست مقدار تصادفی N | $N_R$ |

### توصیف پروتکل KN

الگوی پروتکل KN[۱۵] در شکل ۱ نشان داده شده است. این پروتکل شامل چهار ماتریس $p \times p$ است که هر برچسب، ماتریس‌های $M_1$ و $M_2^{-1}$ و قرائت‌گر، ماتریس‌های $M_2$ و $M_1^{-1}$ را ذخیره می‌کنند. ماتریس‌های $M_1^{-1}$ و $M_2^{-1}$ به ترتیب وارون ماتریس‌های $M_1$ و $M_2$ هستند. هر برچسب، بردار کلید $K=(K_1K_2...K_r)$ با اندازه‌ی $q=r.p$ را نیز با قرائت‌گر به اشتراک می‌گذارد، که در آن هر $K_i$ با طول یکسان $p$ بوده و همچنین $r$ اعداد صحیح بزرگتر از یک می‌باشد. $M_1$ و $K$ به صورت تصادفی برای هر برچسب انتخاب شده‌اند و $M_2$ ماتریس مخفی در پایگاه داده است.

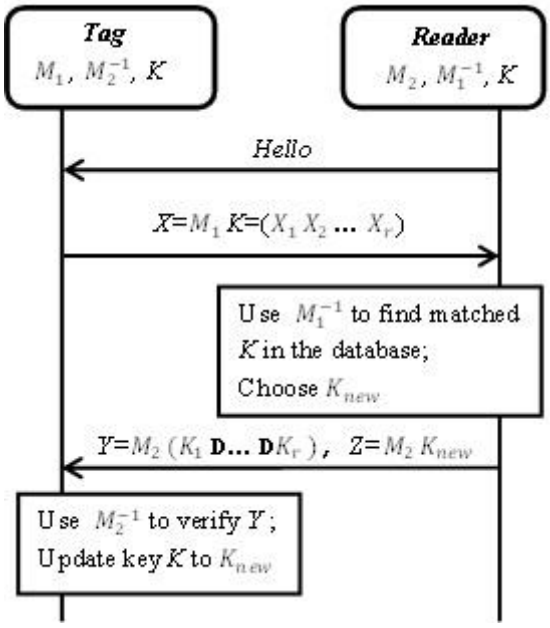
مراحل پروتکل KN به صورت زیر است:

مرحله ۱: قرائت‌گر *Hello* را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب با ارسال پیام $X=M_1K=(X_1X_2...X_r)$ به قرائت‌گر پاسخ می‌دهد، که در آن $X_i=M_1K_i\ (1\le i\le r)$ می‌باشد.

مرحله ۳: قرائت‌گر همه‌ی $M_1^{-1}$ های موجود در پایگاه داده را برای محاسبه $K'=M_1^{-1}X$ استفاده می‌کند، اگر $K'$ با کلید ذخیره شده در پایگاه داده مطابقت داشته باشد، احراز اصالت، موفق است. سپس قرائت‌گر کلید جدید تصادفی $K_{new}$ را انتخاب کرده و پیام‌های $Y=M_2(K_1\oplus...\oplus K_r)$ و $Z=M_2K_{new}$ را برای برچسب ارسال می‌کند. در غیر اینصورت، برچسب را به عنوان برچسب نامعتبر رد می‌کند.

مرحله ۴: برچسب با استفاده از $M_2^{-1}$، درستی $Y$ را بررسی کرده و قرائت‌گر را احراز اصالت می‌کند. سپس کلید خود را با استفاده از $M_2^{-1}Z$ به روز می‌کند. در غیر اینصورت، قرائت‌گر را رد می‌کند.




شکل ۱. الگوی عملکرد پروتکل KN [۱۵]

### تحلیل امنیت پروتکل KN

پروتکل KN در برابر حملات غیرهمزمان سازی[۷]، تکرار[۸] [۱۸،۱۹]، تبانی[۹]، جعل هویت[۱۰][۱۷] و ردیابی برچسب آسیب‌پذیر می‌باشد.

### حمله‌ی غیر همزمان سازی

اگر مهاجم در مرحله ۳، پیام $Z$ را به $Z^*$ تغییر دهد، برچسب، کلید خود را با کلید نامعتبر $K^*_{new}$ به روز خواهد کرد. با انجام این کار، مهاجم بین قرائت‌گر و برچسب با یک بار اجرای پروتکل و احتمال موفقیت "۱" غیر همزمانی ایجاد می‌کند.

### حمله‌ی تکرار

اگر مهاجم در مرحله ۳، $Z$ را با $Z'$ عوض کند (فرض کنید که $Y'$ و $Z'$ در اجرای قبلی پروتکل ارسال شده‌اند)، مهاجم می‌تواند $Y'$ را در دور بعدی پروتکل تکرار کند و با برچسب ارتباط برقرار کند. این حمله با سه بار اجرای پروتکل و با احتمال موفقیت "۱" امکان پذیر است.

7 De-synchronization Attack
8 Replay Attack
9 Compromising Attack
10 Impersonation Attack

## حمله‌ی تبانی

ماتریس‌های $M_2$ و $M_2^{-1}$ برای همه برچسب‌ها یکسان هستند. بنابراین اگر مهاجم توانایی تبانی با فقط یک برچسب را داشته باشد می‌تواند ماتریس $M_2^{-1}$ را بدست آورد. چنین حمله‌ای برای برچسب‌های ارزان قیمت با احتمال موفقیت "۱" امکان پذیر است. در این پروتکل، چون کلید مخفی به روز شده از طریق پیام $Z=M_2K_{new}$ برای برچسب ارسال می‌شود، مهاجم می‌تواند کلید $K_{new}$ را با استفاده از $M_2^{-1}$ استخراج کند.

## حمله‌ی جعل هویت

در این حمله مهاجم تعداد n دور ارتباط را استراق سمع می‌کند و پیام‌های (۱) و (۲) را بدست می‌آورد.

$$\{Z^{(i)}=M_2K^{(i)}\}_{i=1,\ldots,n}=\{Z_j^{(i)}\}_{i=1,\ldots,n;j=1,\ldots,r} \quad (۱)$$

$$\{X^{(i)}=M_1K^{(i)}\}_{i=1,\ldots,n}=\{X_j^{(i)}\}_{i=1,\ldots,n;j=1,\ldots,r} \quad (۲)$$

سپس بردارهای p را در مجموعه $\{Z_j^{(i)}\}$ به صورت مستقل پیدا کرده و برای جعل هویت برچسب، ابتدا پیام ارسالی $Z=M_2K_{new}=\{Z_j\}_{j=1,\ldots,r}$ از قرائت‌گر را استراق سمع کرده و $\{\alpha_{ij}\}_{i=1,\ldots,p;j=1,\ldots,r}$ را محاسبه می‌کند. با توجه به اینکه $\{X_j^{(i)}\}_{i=1,\ldots,p}$ها بردارهای مستقل هستند و در دور بعدی اجرای پروتکل، پیام ارسالی از طرف برچسب، $X=M_1K_{new}$ می‌باشد، مهاجم می‌تواند پیام را به صورت رابطه (۳) محاسبه کند و برچسب را بدون دانستن مقادیر مخفی جعل کند.

$$M_1K_{new}=M_1(\oplus_{i=1,\ldots,p}\alpha_{i,1}K_1^{(i)}||\ldots||\oplus_{i=1,\ldots,p}\alpha_{i,r}K_1^{(i)})$$
$$=\oplus_{i=1,\ldots,p}\alpha_{i,1}X_1^{(i)}||\ldots||\oplus_{i=1,\ldots,p}\alpha_{i,r}X_1^{(i)} \quad (۳)$$

مهاجم می‌تواند قرائت‌گر قانونی را در روش یکسانی با احتمال موفقیت "۱" جعل کند.

## حمله‌ی ردیابی برچسب

مراحل انجام این حمله به ترتیب زیر است:

مرحله ۱: مهاجم ارتباط بین قرائت‌گر و برچسب (T1) مشروع را استراق سمع می‌کند.

مرحله ۲: مهاجم، مانع پیام‌های $Z$ و $Y$ ارسال شده از طرف قرائت‌گر می‌شود و رشته بیت‌های تصادفی را برای (T1) ارسال می‌کند.

مرحله ۳: در نتیجه (T1)، کلید خود ($K$) را به روز نخواهد کرد.

مرحله ۴: مهاجم، پیام $Hello$ را برای برچسب ناشناخته ($T_x$) ارسال می‌کند.

مرحله ۵: ($T_x$)، پیام $X'=M_1K'$ را برای قرائت‌گر که با مهاجم جایگزین شده است ارسال می‌کند.

درصورتیکه ($T_x$) همان (T1) باشد و با توجه به اینکه $K$ همان مقدار اجرای قبلی پروتکل می‌باشد و $M_1$ نیز برای هر برچسب ثابت و منحصر بفرد است، در نتیجه $X=X'$ خواهد بود.

در نتیجه برچسب با احتمال موفقیت "۱" و پیچیدگی دو بار اجرای پروتکل ردیابی خواهد شد.

## توصیف پروتکل RRS

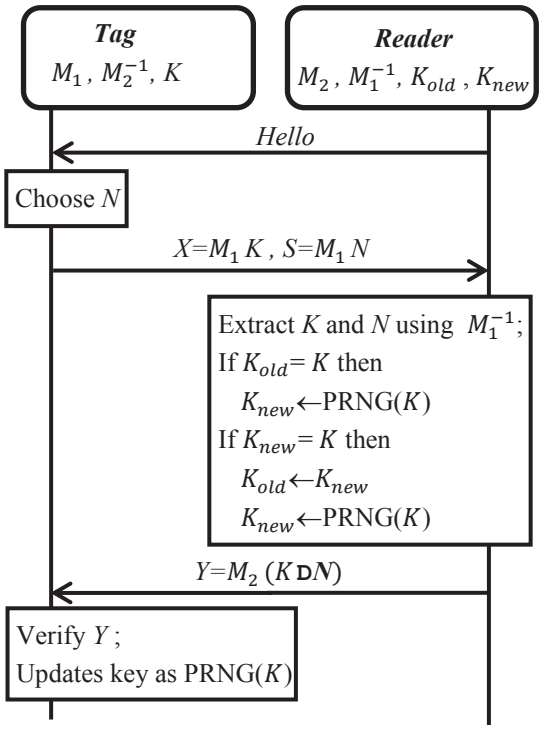
الگوی پروتکل RRS [۱۶]در شکل ۲ نشان داده شده است. در این پروتکل برای جلوگیری از حمله‌ی غیر همزمان‌سازی، قرائت‌گر دو کلید $K$ و $K_{new}$ را ذخیره خواهد کرد، که در ابتدا $K_{new}$ خالی است و $K$ کلید به اشتراک گذاشته شده بین قرائت‌گر و برچسب می‌باشد. مراحل پروتکل به صورت زیر می‌باشد، در اینجا $r=1$ است.

مرحله ۱: قرائت‌گر پیام $Hello$ را به منظور شروع پروتکل برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب بردار $N$ را به صورت تصادفی انتخاب می‌کند، سپس $S=M_1N$ و $X=M_1K$ را برای قرائت‌گر ارسال می‌کند.

مرحله ۳: قرائت‌گر از ماتریس $M_1^{-1}$ موجود در پایگاه داده برای استخراج مقادیر $K'=M_1^{-1}X$ و $N'=M_1^{-1}S$ استفاده می‌کند. اگر بین $K'$ و هر یک از $K$ یا $K_{new}$ تطابقی وجود داشته باشد، به صورت زیر عمل خواهد کرد:

اگر $K_{new}=K'$ باشد، قرائت‌گر، مقادیر $K=K_{new}$ و $K_{new}=PRNG(K)$ را به روز می‌کند و اگر $K=K'$ باشد، مقدار $K_{new}=PRNG(K)$ را به روز می‌کند. سپس قرائت‌گر پیغام $Y=M_2(K\oplus N)$ را برای برچسب ارسال می‌کند. در غیر اینصورت، برچسب را به عنوان برچسب نامعتبر رد می‌کند.




شکل۲. الگوی عملکرد پروتکلRRS [۱۶]

مرحله ۴: برچسب مقدار $T=M_2^{-1}Y$ را محاسبه می‌کند و اگر $T=(K\oplus N)$ باشد، کلید خود را به صورت $K=PRNG(K)$ به روز می‌کند و در غیر اینصورت، قرائت‌گر را به عنوان قرائت‌گر نامعتبر رد می‌کند.

## تحلیل امنیت پروتکل RRS

این پروتکل در برابر حملات تبانی، جعل هویت [۱۷]و ردیابی برچسب آسیب پذیر می‌باشد.

## حمله‌ی تبانی

در این پروتکل، مهاجم پس از بدست آوردن ماتریس $M_2^{-1}$ طی مراحل زیر می‌تواند به کلید مخفی دست پیدا کند.

مرحله ۱: مهاجم به عنوان قرائت‌گر برای برچسب یک درخواست ارسال می‌کند و پاسخ $(X^{(i)}=M_1K^{(i)}, S^{(i)}=M_1N^{(i)})$ را دریافت می‌کند، که اندیس $(i)$ به معنای $i$ امین درخواست است.

مرحله ۲: مهاجم به عنوان برچسب جعلی برای جواب دادن به درخواست ارسال شده از طرف قرائت‌گر مشروع عمل می‌کند و پاسخ‌های $X^{(i)}$ و $S^{(i)*}=X^{(i)}\oplus S^{(i)}=M_1(K^{(i)}\oplus N^{(i)})$ را از برچسب دریافت می‌کند. مهاجم می‌تواند از احراز اصالت عبور کند و پیام قرائت‌گر که به‌صورت $(Y^{(i)}=M_2(K^{(i)}\oplus K^{(i)}\oplus N^{(i)})=M_2N^{(i)})$ است را به دست آورد و با استفاده از $M_2^{-1}$، بردار تصادفی $N^{(i)}$ را استخراج کند.

مرحله ۳: بعد از اینکه مهاجم به اندازه‌ی کافی بردارهای تصادفی $N^{(i)}$ و $S^{(i)}=M_1N^{(i)}$ مربوطه را بدست آورد، می‌تواند بردارهای $p$ را به صورت مستقل پیدا کند، بنابراین می‌تواند $M_1$ را بدست آورد و در نهایت، مهاجم می‌تواند با استفاده از معادله $X^{(i)}=M_1K^{(i)}$ و با احتمال موفقیت "۱" به کلید مخفی دست پیدا کند.

## حمله‌ی جعل هویت

مهاجم، برای جعل هویت قرائت‌گر قانونی، در ابتدا n دور از پروتکل را استراق سمع کرده و پیام‌های (۴)، (۵) و (۶) را جمع‌آوری می‌کند.

$$\{X^{(i)}=M_1K^{(i)}\}_{i=1,\dots,n} \quad (۴)$$

$$\{S^{(i)}=M_1N^{(i)}\}_{i=1,\dots,n} \quad (۵)$$

$$Y^{(i)}=M_2\{K^{(i)}\oplus N^{(i)}\}_{i=1,\dots,n} \quad (۶)$$

سپس مقادیر $\{U^{(i)}=X^{(i)}\oplus S^{(i)}=M_1(K^{(i)}\oplus N^{(i)})\}_{i=1,\dots,n}$ را با بردارهای مستقل $p$ محاسبه می‌کند. مهاجم، بعد از دریافت پیام‌های $S=M_1N$ و $X=M_1K$ ارسالی توسط برچسب، $U=X\oplus S$ را محاسبه می‌کند و با استفاده از رابطه (۷) پیام احراز اصالتی که قرائت‌گر باید ارسال کند را به صورت رابطه (۸) محاسبه می‌کند.

$$\begin{aligned}U&=\alpha_1 U^{(1)}\oplus\dots\oplus\alpha_p U^{(p)}\\&=\oplus_{i=1,\dots,p}\alpha_i M_1(K^{(i)}\oplus N^{(i)})\\&=M_1(\oplus_{i=1,\dots,p}\alpha_i(K^{(i)}\oplus N^{(i)}))\end{aligned} \quad (۷)$$

$$\begin{aligned}M_2(K\oplus N)&=M_2(\oplus_{i=1,\dots,p}\alpha_i(K^{(i)}\oplus N^{(i)}))\\&=\oplus_{i=1,\dots,p}\alpha_i Y^{(i)}\end{aligned} \quad (۸)$$

بنابراین مهاجم می‌تواند قرائت‌گر قانونی را با احتمال موفقیت "۱" جعل کند.

## حمله‌ی ردیابی برچسب

مراحل انجام این حمله به ترتیب زیر است:

مرحله ۱: مهاجم ارتباط بین قرائت‌گر و برچسب (T1) مشروع را استراق سمع می‌کند.

مرحله ۲: مهاجم، مانع پیام $Y$ ارسال شده از طرف قرائت‌گر می‌شود و رشته بیت تصادفی را برای (T1) ارسال می‌کند.

مرحله ۳: در نتیجه (T1)، کلید خود $(K)$ را به روز نخواهد کرد.

مرحله ۴: مهاجم، پیام *Hello* را برای برچسب ناشناخته $(T_x)$ ارسال می‌کند.

مرحله ۵: $(T_x)$، پیام $X'=M_1K'$ و $S'$ را برای قرائت‌گر که با مهاجم جایگزین شده است ارسال می‌کند.

درصورتیکه $(T_x)$ همان (T1) باشد و با توجه به اینکه $K$ همان مقدار اجرای قبلی پروتکل می‌باشد و $M_1$ نیز برای هر برچسب ثابت و منحصر بفرد است، در نتیجه $X=X'$ خواهد بود.

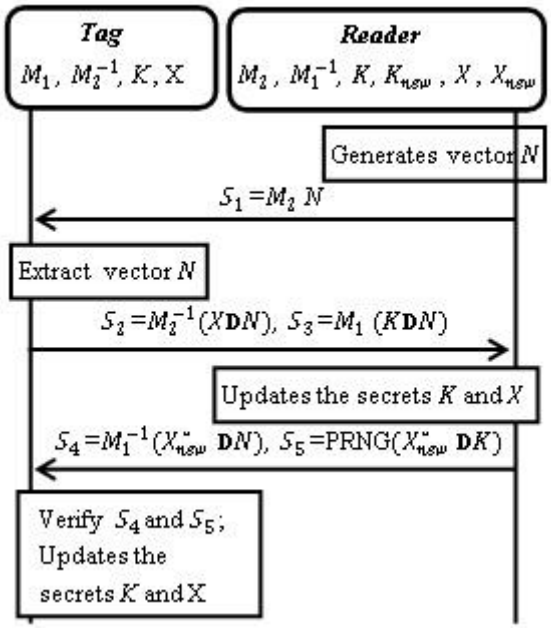
در نتیجه برچسب با احتمال موفقیت "۱" و پیچیدگی دو بار اجرای پروتکل ردیابی خواهد شد.

## توصیف پروتکل SS

اخیراً، شاوهای و ساجان[۱۷] با اصلاح پروتکل‌های احراز اصالت سبک وزن مبتنی بر ماتریس پیشین[۱۶،۱۵]، پروتکل خود را ارائه کرده‌اند و ادعا کرده‌اند که حتی اگر مهاجم با چند برچسب تبانی کند، پروتکل پیشنهادی آنها می تواند ایمن باقی بماند. در ادامه به شرح پروتکل پیشنهادی آنها می‌پردازیم. مراحل انجام پروتکل در شکل ۳ نشان داده شده است.

مرحله ۱: قرائت‌گر بردار تصادفی $N$ را انتخاب کرده و $S_1=M_2N$ را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب، $N$ را استخراج کرده $S_2=M_2^{-1}(X\oplus N)$ و $S_3=M_1(K\oplus N)$ را محاسبه می‌کند و برای قرائت‌گر ارسال می‌کند.




شکل۳. الگوی عملکرد پروتکلSS [۱۷]

مرحله ۳: زمانیکه قرائت‌گر پیام‌های $S_2$ و $S_3$ را دریافت کرد، $X'=M_2S_2\oplus N$ را بازیابی کرده و برای یافتن برچسب مورد نظر، پایگاه داده را جستجو می‌کند. در صورتیکه که نتواند تطابقی بین $X'$ و $X$ یا $X_{new}$ پیدا کند، برچسب را رد کرده و پروتکل را بی‌نتیجه باقی می‌گذارد و در غیر اینصورت با استفاده از $M_1^{-1}$ استخراج شده، بررسی می‌کند که آیا $K' = M_1^{-1}S_3\oplus N$ معادل با $K$ یا $K_{new}$ مربوطه می‌باشد یا خیر. در صورت عدم تساوی، برچسب را رد می‌کند و در غیر اینصورت مقادیر مخفی به اشتراک گذاشته را به روش زیر به روز خواهد کرد.

قرائت‌گر کلید جدید $X^{*}_{new}$ را به صورت تصادفی انتخاب می‌کند. اگر $X_{new} = X'$ باشد مقادیر، $X = X_{new}$ و $X_{new}= X^{*}_{new}$ را به روز می‌کند و اگر $X = X'$ باشد، $X_{new} = X^{*}_{new}$ را به روز می‌کند.

اگر $K_{new}=K'$ باشد مقادیر، $K=K_{new}$ و $K_{new}=PRNG(K_{new})$ را به روز می‌کند و اگر $K=K'$ باشد، $K_{new}=PRNG(K)$ را به روز می‌کند.

سپس $S_4=M_1^{-1}\ (X^{*}_{new}\oplus N)$ و $S_5=PRNG(X^{*}_{new}\oplus K)$ را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۴: در صورت تساوی $S_5$ و $PRNG((M_1S_4)\oplus N\oplus K)$، برچسب، کلیدهای مخفی را به صورت $K= PRNG(K)$ و $X= (M_1S_4)\oplus N$ به روز می‌کند و در غیر اینصورت قرائت‌گر را رد می‌کند.

## تحلیل امنیت پروتکل SS

این پروتکل در برابر حملات ردیابی برچسب[11]، جعل هویت قرائت‌گر و غیرهمزمان سازی آسیب پذیر می‌باشد.

## حمله ردیابی برچسب

مراحل انجام این حمله به ترتیب زیر است:

مرحله ۱: مهاجم ارتباط بین قرائت‌گر و برچسب (T1) مشروع را استراق سمع می‌کند.

مرحله ۲: مهاجم، مانع پیام‌های $S_4$ و $S_5$ ارسال شده از طرف قرائت‌گر می‌شود و رشته بیت‌های تصادفی را برای (T1) ارسال می‌کند. در نتیجه (T1)، $K$ و $X$ خود را به روز نخواهد کرد.

مرحله ۳: مهاجم به عنوان قرائت‌گر عمل کرده و پیام $S_1$ استراق‌سمع شده از اجرای قبلی پروتکل را برای برچسب ناشناخته ($T_x$) ارسال می‌کند.

مرحله ۴: ($T_x$)، پیام $S_2$ و $S'_3=M_1\ (K\oplus N)$ را برای قرائت‌گر که با مهاجم جایگزین شده است ارسال می‌کند.

درصورتیکه ($T_x$) همان (T1) باشد و با توجه به اینکه $N$ و $K$ همان مقادیر اجرای قبلی پروتکل می‌باشند و $M_1$ نیز برای هر برچسب ثابت و منحصر بفرد است، در نتیجه $S_3=S'_3$ خواهد بود.

در نتیجه برچسب با احتمال موفقیت "۱" و پیچیدگی دو بار اجرای پروتکل ردیابی خواهد شد.

## حمله جعل هویت قرائت‌گر

با توجه به حمله ردیابی برچسب ارائه شده در زیر بخش قبل، مهاجم، پیام $S_1$ استراق سمع شده از اجرای قبلی پروتکل را برای برچسب (T1) ارسال می کند. سپس، برچسب (T1) که $K$ و $X$ خود را به روز نکرده است، از پیام دریافتی، $N$ را استخراج کرده، سپس $S_2= M_2^{-1}(X\oplus N)$ و $S_3=M_1(K\oplus N)$ را محاسبه می‌کند و برای قرائت‌گر که در واقع مهاجم می باشد ارسال می‌کند. در نتیجه مهاجم توانسته است با احتمال موفقیت "۱" و پیچیدگی دو بار اجرای پروتکل، قرائت‌گر مشروع را جعل کرده و توسط برچسب احراز اصالت شود.

## حمله غیر همزمان سازی

انجام این حمله، به سه بار اجرای پروتکل نیاز دارد:

اجرای اول پروتکل:

مرحله ۱: قرائت‌گر، $S_1$ را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب، $S_2$ و $S_3$ را به عنوان پاسخ برای قرائت‌گر ارسال می‌کند.

مرحله ۳: قرائت‌گر، برچسب را احراز اصالت کرده و $S_4$ و $S_5$ را برای برچسب ارسال می‌کند.

11 Tag Tracking Attack

مرحله ۴: مهاجم مانع $S_4$ و $S_5$ شده و رشته بیت تصادفی را برای برچسب ارسال می‌کند.

برچسب مقادیر کلید مخفی خود را به روز نخواهد کرد. در نتیجه مقادیر موجود در پایگاه داده مربوط به قرائت‌گر، چندتایی $(M_2, M_1^{-1}, K, K', X, X')$ و مقادیر ذخیره شده در برچسب، چندتایی $(M_1, M_2^{-1}, K, X)$ می‌باشند.

اجرای دوم پروتکل:

مرحله ۱: قرائت‌گر $S'_1$ را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب، $S'_2$ و $S'_3$ را برای قرائت‌گر می‌فرستد.

مرحله ۳: قرائت‌گر، $S'_4$ و $S'_5$ را برای برچسب می‌فرستد.

مرحله ۴: مهاجم مانع این دو پیام شده و رشته بیت تصادفی را برای برچسب ارسال می‌کند.

برچسب مقادیر کلید مخفی خود را به روز نخواهد کرد. در نتیجه مقادیر موجود در پایگاه داده مربوط به قرائت‌گر، چندتایی $(M_2, M_1^{-1}, K, K'', X, X'')$ و مقادیر ذخیره شده در برچسب، چندتایی $(M_1, M_2^{-1}, K, X)$ می‌باشند.

اجرای سوم پروتکل:

در این مرحله، مهاجم به عنوان قرائت‌گر عمل می‌کند.

مرحله ۱: مهاجم پیام $S_1$ استراق سمع شده از اولین اجرای پروتکل را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب، $S_2$ و $S_3$ را برای قرائت‌گر که با مهاجم جایگزین شده است ارسال می‌کند.

مرحله ۳: مهاجم $S_4$ و $S_5$ استراق سمع شده از اولین اجرای پروتکل را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۴: برچسب، مهاجم را به عنوان یک قرائت‌گر معتبر احراز اصالت کرده و کلیدهای مخفی خود را به روز می‌کند.

در نتیجه مقادیر موجود در پایگاه داده قرائت‌گر، چندتایی $(M_2, M_1^{-1}, K, K'', X, X'')$ و مقادیر ذخیره شده در برچسب چندتایی $(M_1, M_2^{-1}, K', X')$ می باشند و از این پس، قرائت‌گر و برچسب قادر به احراز اصالت یکدیگر نیستند. در این حمله احتمال موفقیت برابر با "۱" و پیچیدگی آن، سه بار اجرای پروتکل می‌باشد.

## پروتکل پیشنهادی

در این بخش در ابتدا به معرفی یک مولد اعداد شبه تصادفی سازگار با استاندارد EPC Class-1 Gen-2 می‌پردازیم و در ادامه پروتکل احراز اصالت جدیدی را که نقاط ضعف و آسیب پذیری‌های پروتکل‌های احراز اصالت قبلی را برطرف کرده است پیشنهاد خواهیم کرد.

### معرفی یک PRNG سازگار با استاندارد EPC Class-1 Gen-2

مارتین[12] و همکاران در [۲۰]دو مولد اعداد شبه تصادفی سبک وزن (AKARI-1 و AKARI-2) را پیشنهاد کرده‌اند که می‌تواند نیازمندی‌های سامانه‌های مبتنی بر برچسب‌های سبک وزن را برطرف کند و قابلیت اعتماد و امنیت آنها را افزایش دهد.

مارتین و همکاران در AKARI-1 از یک تابع فیلتر استفاده می‌کنند که به نسبت تقریباً زیادی تکرار می‌شود (r=۶۴) و همچنین در AKARI-2 از دو تابع فیلتر ترکیب شده که باعث کاهش تعداد تکرارها در حلقه می‌شود (r=۲۴) استفاده می‌کنند. استفاده از تابع‌های فیلتر، غیر خطی بودن تابع را تضمین خواهد کرد. در هر دو مورد ذکر شده، از نیمه سمت راست توالی حاصل شده (m/2 بیت کم ارزش) به عنوان خروجی نهایی استفاده می‌شود. شکل ۴، شبه کد PRNG های سبک وزن پیشنهادی را نشان می‌دهد که نمادهای («) و (») به ترتیب به معنای شیفت به راست و شیفت به چپ هستند.

**AKARI-1**

```
Initialize x0 and x1 of m-bits
x0=x0+((x0*x0)V5)
x1=x1+((x1*x1) V13)
z=x0
for r from 0 to 63
z=(z»1)+(z«1)+z+x1
%Output m/2 bits
Lower half of z
```

**AKARI-2**

```
Initialize x0 and x1 of m-bits
x0=x0+((x0*x0) V5)
x1=x1+((x1*x1) V13)
z=x0^x1
for r from 0 to 24
z=(z«1)+((z+(0x56AB0A))>1)
y=x1^z
for r from 0 to 24
y=(y»1)+(y«1)+y+(0x72A4FB))
z=z^y
%Output m/2 bits
Lower half of z
```

شکل۴. شبه کد AKARI-1 و AKARI-2 [۲۰]

نویسندگان در [۲۰]، پیاده‌سازی‌های مختلفی را برای دو PRNG (AKARI-1 و AKARI-2) ارائه کرده‌اند و هدف معماری‌های پیشنهادی آنها برآورده کردن نیازمندی‌های استاندارد EPC است درحالیکه امنیت حداکثر را برآورده کند و قادر به استفاده از تعداد بیت بیشتر برای PRNG ها باشد.

اولین معماری در پیاده‌سازی AKARI-1 (AKARI-1A) با هدف کاهش تعداد سیکل‌های ساعت است و معماری پیشنهادی دوم (AKARI-1B) با هدف کاهش مساحت تراشه می‌باشد. اولین معماری در پیاده‌سازی AKARI-2 (AKARI-1A) نیز با هدف کاهش تعداد سیکل‌های ساعت است، معماری دوم (AKARI-2B)

12 Martin

با هدف بهبود مساحت اختصاص داده شده و سومین معماری (AKARI-2C) با هدف کاهش بیشتر مساحت با تعداد سیکل‌های ساعت بیشتر می‌باشد.

همانطور که می‌دانیم، تعداد گیت‌های معادل [۱۳] (GE) اختصاص داده شده به منظور برقراری امنیت در برچسب‌های ارزان قیمت، ۴۰۰۰ GE، فرکانس کاری در حدود ۱۰۰KHz و تعداد سیکل‌های ساعت برای تولید یک عدد تصادفی در حدود ۵۰۰ یا ۶۰۰ سیکل می‌باشد و مصرف توان نباید از محدوده میکرو وات تجاوز کند.

در [۲۰]نتایج بدست آمده توسط نویسندگان مقاله نشان می‌دهد که با تعداد بیت حداکثر ۱۲۸ bits برای AKARI-1 و یا تعداد بیت حداکثر ۶۴ bits برای AKARI-2 به حدود ۳۰۰۰-۴۰۰۰GEs نیاز است که می‌تواند نیازمندی‌های EPC را برآورده کند (جدول ۲ و ۳).

جدول۲. AKARI-1 PRNG [۲۰]

| ۱۲۸ بیت | گیت‌های معادل (GE) | توان (nW) | سیکل‌های ساعت |
|---|---|---|---|
| AKARI-1A | ۳۸۹۸ | ۳۴۳ | ۶۶ |
| AKARI-1B | ۳۴۰۲ | ۳۵۰ | ۴۵۰ |

جدول۳. AKARI-2 PRNG [۲۰]

| ۶۴ بیت | گیت‌های معادل (GE) | توان (nW) | سیکل‌های ساعت |
|---|---|---|---|
| AKARI-2A | ۳۷۴۳ | ۲۱۶ | ۵۱ |
| AKARI-2B | ۳۱۹۳ | ۲۵۵ | ۲۹۰ |
| AKARI-2C | ۳۰۴۰ | ۲۳۱ | ۵۳۰ |

## توصیف پروتکل پیشنهادی

با توجه به اینکه در PRNG ۱۶ بیتی، مهاجم می‌تواند با تشکیل یک جدول جستجو با تعداد حالت کم ($2^{16}$ حالت)، با استفاده از مقادیر خروجی به ورودی دست پیدا کند و با توجه به مطالبی که در زیربخش قبل در مورد دو مولد اعداد شبه تصادفی AKARI-1 و AKARI-2 مطرح شد، ما در طراحی پروتکل پیشنهادی می‌توانیم از این دو مولد اعداد شبه تصادفی با طول بیت حداکثر استفاده کنیم بطوریکه پروتکل پیشنهادی همچنان مبتنی بر EPC باقی بماند و نیازمندی‌های آن را برآورده کند.

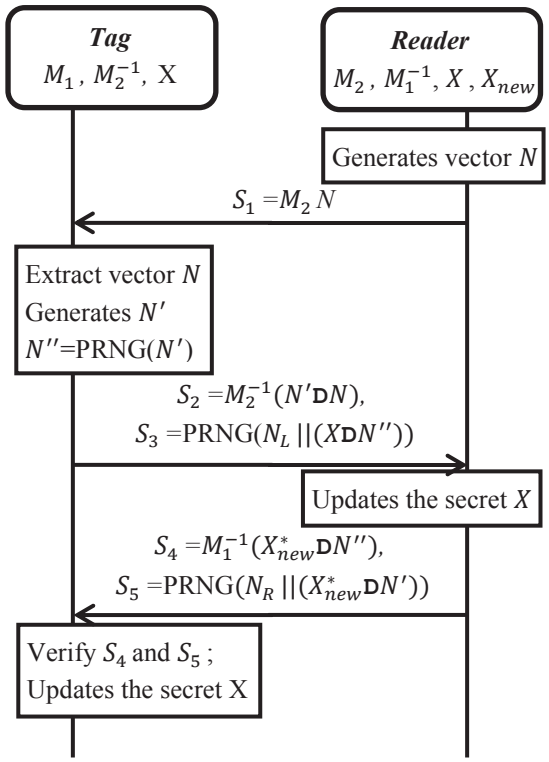
مراحل انجام پروتکل پیشنهادی (شکل ۵) به شرح زیر می‌باشد:

مرحله ۱: قرائت‌گر بردار تصادفی $N= N_L||N_R$ را تولید کرده و $S_1=M_2N$ را برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۲: برچسب، بردار تصادفی $N$ را بازیابی کرده و بردار تصادفی $N'$ را تولید می‌کند و با استفاده از $N'$، $N''=PRNG(N')$ را محاسبه می‌کند. سپس برچسب، پیغام‌های $S_2=M_2^{-1}(N'\oplus N)$ و $S_3=PRNG(N_L||(X\oplus N''))$ را محاسبه کرده و برای قرائت‌گر ارسال می‌کند.

مرحله ۳: قرائت‌گر $N'$ و $N''$ را با استفاده از $S_2$بازیابی می‌کند.

مرحله ۴: قرائت‌گر، رابطه $PRNG(N_L||(X\oplus N''))$ را برای همه برچسب‌های موجود در پایگاه داده محاسبه می‌کند، سپس حاصل را با $S_3$دریافت شده مقایسه می‌کند و در صورت تساوی، جزئیات برچسب مورد نظر را بازیابی می‌کند. در غیر اینصورت برچسب را به عنوان برچسب نامعتبر رد خواهد کرد.




شکل۵. الگوی عملکرد پروتکل پیشنهادی

مرحله ۵: قرائت‌گر کلید جدید تصادفی $X^*_{new}$ را انتخاب می‌کند. اگر $X$دریافتی برابر با $X_{new}$باشد مقادیر، $X=X_{new}$ و $X_{new}=X^*_{new}$را به روز می‌کند و اگر $X$ دریافتی برابر با $X$باشد، $X_{new}=X^*_{new}$ را به روز می‌کند.

مرحله ۶: قرائت‌گر $S_4= M_1^{-1}(X^*_{new}\oplus N'')$ و $S_5=PRNG(N_R||(X^*_{new}\oplus N'))$ را محاسبه و برای برچسب ارسال می‌کند.

مرحله ۷: برچسب، مقدار $X^*_{new}=S_4M_1\oplus N''$را بازیابی می‌کند و سپس تساوی رابطه $PRNG(N_R||(S_4M_1\oplus N''\oplus N'))$ و $S_5$دریافت شده را بررسی می‌کند. در صورت تساوی، $X=X^*_{new}$را به روز می‌کند و در غیر اینصورت قرائت‌گر را رد خواهد کرد.

13 Gate Equivalent

## تحلیل امنیت پروتکل پیشنهادی

در این بخش نشان خواهیم‌داد که پروتکل پیشنهادی در برابر تمام حملات معرفی شده در این مقاله، مقاوم بوده و نسبت به پروتکل-های پیشین از سطح امنیتی مناسبی برخوردار است.

### مقاومت در برابر حمله ردیابی برچسب

قرائت‌گر و برچسب در محاسبات و داده‌های ارسالی خود از بردارهای تصادفی استفاده می‌کنند و با توجه به اینکه این بردارها در هر اجرای پروتکل تغییر می‌یابند، مهاجم قادر به ردیابی برچسب نخواهد بود.

شرایطی را در نظر بگیرید که مهاجم در نظر دارد پیام $S_1$استراق-سمع شده از پاسخ برچسب (T1) در اجرای قبلی پروتکل را برای برچسب ناشناخته ($T_x$) که کلید هایش را به روز نکرده است ارسال کند. در جواب، برچسب ($T_x$)، پیغام‌های $S_2=M_2^{-1}(N'\oplus N)$ و $S_3=PRNG(N_L||(X\oplus N''))$ را محاسبه کرده و برای مهاجم ارسال می‌کند.

درصورتیکه ($T_x$) همان (T1) باشد، با توجه به اینکه $N'$و $N''$در هر دور اجرای پروتکل مقادیری متفاوت می‌باشند، در نتیجه $S_2\neq S'_2$ و $S_3\neq S'_3$خواهند بود و مهاجم نمی‌تواند برچسب (T1) را شناسایی و در نتیجه ردیابی کند. لذا این پروتکل نسبت به حمله ردیابی برچسب ایمن می‌باشد.

### مقاومت در برابر حمله جعل هویت قرائت‌گر

در صورتیکه مهاجم بخواهد حمله جعل هویت قرائت‌گر را انجام دهد باید بتواند بردارهای تصادفی $N'$ و $N''$تولید شده توسط برچسب را بازیابی کند و در $S_4= M_1^{-1}(X^*_{new}\oplus N'')$ و $S_5=PRNG(N_R||(X^*_{new}\oplus N'))$از آنها استفاده نماید و با توجه به اینکه این مقادیر در هر اجرای پروتکل تغییر پیدا می‌کنند و همچنین مقدار $M_1^{-1}$ که فقط بین قرائت‌گر و برچسب مشترک است، مهاجم قادر به تولید $S_4$و $S_5$ قابل قبول برای برچسب نیست و نمی‌تواند منجر به اجرای موفق این حمله شود.

### مقاومت در برابر حمله جعل هویت برچسب

با توجه به اینکه در پیغام‌های $S_2=M_2^{-1}(N'\oplus N)$ و $S_3=PRNG(N_L||(X\oplus N''))$ ارسالی از طرف برچسب، از بردارهای تصادفی $N$ و $N_L$تولید شده توسط قرائت‌گر استفاده شده است و با توجه به اینکه در هر بار اجرای پروتکل این بردارها تغییر پیدا می-کنند، مهاجم قادر به تولید $S_2$و $S_3$ قابل قبول برای قرائت‌گر نیست و در نتیجه در حمله جعل هویت برچسب موفق نخواهد بود.

### مقاومت در برابر حمله غیرهمزمان سازی

به منظور جلوگیری از حمله غیر همزمان‌سازی، هردو مقدار $X$و $X_{new}$در پایگاه داده قرائت‌گر ذخیره شده‌اند و در صورتیکه مهاجم در یک اجرای پروتکل، مانع از دریافت $S_4$و $S_5$و در نتیجه به روز نشدن کلید $X$ توسط برچسب شود، قرائت‌گر در اجرای بعدی پروتکل باز هم قادر به احراز اصالت و شناسایی برچسب خواهد بود، همچنین به دلیل استفاده از مقادیر تصادفی $N'$ و $N''$ تولید شده توسط برچسب در پیغام های $S_4$ و $S_5$ مهاجم قادر به اجرای مرحله‌ی ۳ از حمله‌ی مشابه ارایه شده به پروتکل SS بر روی این پروتکل نمی‌باشد.

### حمله‌ی تبانی

در پروتکل پیشنهادی، اگر فرض کنیم مهاجم با تبانی با برچسب ، ماتریس $M_2^{-1}$ را بدست آورد فقط می‌تواند مقادیر $N$ و $N'$ و $N''$ را بازیابی کند که با استفاده از این مقادیر قادر به انجام هیچ حمله‌ای نخواهد بود و همچنین به دلیل اینکه مقادیر بدست آمده برای هر برچسب منحصر بفرد بوده و در هر دور اجرای پروتکل به روز می-شوند، برای برچسب‌های دیگر و همچنین در دورهای بعدی پروتکل قابل استفاده نمی‌باشند.

جدول ۴ نشان می‌دهد که پروتکل پیشنهادی نسبت به پروتکل-های پیشین، از سطح امنیتی بالاتری برخوردار است.

در جدول ۵، پروتکل‌های KN، RRS، SS و پروتکل پیشنهادی را از نظر سخت افزاری مورد بررسی قرار می‌دهیم. در این جدول، L تعداد بیت دیتا می‌باشد که با توجه به نوع مولد اعداد شبه تصادفی می تواند ۱۶ بیت تا ۱۲۸ بیت باشد. با توجه به مقادیر این جدول و نوع مولدهای اعداد شبه تصادفی معرفی شده در این مقاله (AKARI-1 و AKARI-2)، پروتکل پیشنهادی سازگار با استاندارد EPC Class-1 Gen-2 می‌باشد.

## نتیجه گیری

سامانه‌های شناسایی بسامد رادیویی دارای مزیت‌های بسیاری می-باشند که این امر موجب شده است که امروزه به طور گسترده مورد استفاده قرار گیرند. بنابراین تامین امنیت در این سامانه‌ها بسیار مهم می‌باشد. در این مقاله نشان داده شد که پروتکل‌های پیشنهاد شده توسط طراحان نسبت به حملات غیر همزمان‌سازی، جعل هویت قرائت‌گر و ردیابی برچسب آسیب پذیر می‌باشند و نمی‌توانند به عنوان یک الگوی مناسب مد نظر قرار گیرند.

در این مقاله پروتکل احراز اصالت جدیدی مبتنی بر ماتریس و با استفاده از PRNG های سبک وزن AKARI-1 و AKARI-2 با طول بیت حداکثر ارائه گردید بطوریکه پروتکل پیشنهادی همچنان مبتنی بر EPC باقی بماند و نیازمندی‌های آن را برآورده

کند. این پروتکل در مقایسه با دیگر پروتکل‌های موجود، دارای بیشترین سطح امنیتی می‌باشد.

جدول۴. مقایسه پروتکل پیشنهادی با پروتکل‌های پیشین

| پروتکل / مقاومت در برابر حملات | KN | RRS | SS | پروتکل پیشنهادی |
|---|---|---|---|---|
| غیرهمزمان سازی | ناموفق | موفق | ناموفق | موفق |
| تکرار | ناموفق | ناموفق | موفق | موفق |
| تبانی | ناموفق | موفق | موفق | موفق |
| جعل هویت قرائت‌گر | ناموفق | ناموفق | ناموفق | موفق |
| جعل هویت برچسب | ناموفق | موفق | موفق | موفق |
| ردیابی برچسب | ناموفق | ناموفق | ناموفق | موفق |

جدول۵. مقایسه پروتکل پیشنهادی با پروتکل‌های پیشین

| | KN | RRS | SS | پروتکل پیشنهادی |
|---|---|---|---|---|
| حافظه مصرفی در برچسب | ≈۳L | ≈۳L | ≈۴L | ≈۳L |
| حافظه مصرفی در قرائتگر | ≈۳L | ≈۴L | ≈۶L | ≈۴L |
| تعداد بیت‌های ارسالی توسط برچسب | ≈L | ≈۲L | ≈۲L | ≈۲L |
| تعداد بیت‌های ارسالی توسط قرائتگر | ≈۲L | ≈L | ≈۳L | ≈۳L |
| PRNG | ۰ | ۳ | ۴ | ۴ |
| ⊕ | ۱ | ۱ | ۴ | ۴ |

## مرجع‌ها


[1] B. Alomair, A. Clark, J. Cuellart, and R. Poovendran, “Scalable RFID Systems: a Privacy-Preserving Protocol with Constant-Time Identification,” accepted in IEEE/IFIP International Conference on Dependable Systems & Networks (DSN'10), Chicago, 2010.

[2] G. Avoine, “Cryptography in Radio Frequency Identification and Fair Exchange Protocols,” PhD thesis, Ecole Polytechnique Federale de Lausanne (EPFL), Lausanne, Switzerland, December 2005.

[3] J. Bringer , and H. Chabanne, “Trusted-HB: a low-cost version of HB+ secure against man-in-the-middle attacks,” CoRR, abs/0802.0603, 2008.

[4] C.C. Tan, B. Sheng, and Q. Li, “Severless Search and Authentication Protocols for RFID,” Proc. Fifth IEEE Int’l Conf. Pervasive Computing and Comm. (PerCom ’07), Mar. 2007.

[5] G. Tsudik, “YA-TRAP: Yet Another Trivial RFID Authentication Protocol,” Proc. Fourth IEEE Int’l Conf. Pervasive Computing and Comm. (PerCom ’06), Mar. 2006.

[6] M. Burmester, B. de Medeiros, J. Munilla, and A. Peinado, “Secure EPC gen2 compliant radio frequency identification,” In ADHOC-NOW 2009, LNCS 5793, Springer, pp. 227–240, 2009.

[7] E. Y. Choi, D. H. Lee, and J. I. Lim, “Anti-cloning protocol suitable to EPC global class-1 generation-2 RFID systems,” Computer Standards & Interfaces, Vol.31, No.6, pp. 1124–1130, 2009.

[8] K. H. Yeh, and N. W. Lo, “Improvement of an EPC Gen2 compliant RFID authentication protocol,” International Conference on Information Assurance and Security, Xi’an, China, IEEE Computer Society, pp. 532–535, 2009.

[9] P. Peris-Lopez, T. Li, and J. C. Hernandez-Castro, “Lightweight props on the weak security of EPC class-1 generation-2 standard,” IEICE Transactions on Information and Systems, Vol.93-D, No.3, pp. 518–527, 2010.

[۱۰] معصومه صفخانی، نصور باقری و مجید نادری،” تحلیل امنیتی پروتکل SEAS: یک پروتکل احراز اصالت در سیستم‌های RFID“، پذیرفته شده در فصلنامه علمی و پژوهشی صنایع الکترونیک، دوره دوم، شماره ۲، ۱۳۹۰ صفحه ۷۷-۹۲، پاییز ۱۳۹۰.

[۱۱] محمد حسن حبیبی، محمود گردشی، ”حمله به یک پروتکل احراز اصالت در سامانه های RFID“، پذیرفته شده در هشتمین کنفرانس بین المللی انجمن رمز ایران، دانشگاه فردوسی مشهد، ص ۹۹- ۱۰۳، شهریور ۱۳۹۰.

[۱۲] محمد حسن حبیبی، ”تحلیل امنیتی GW: یک پروتکل تصدیق اصالت برای سامانه‌های RFID“، پذیرفته شده در نشریه علمی خبری انجمن رمز ایران، شماره ۳۸، ص ۲- ۸، زمستان ۸۹.

[13] M. H. Habibi, M. R. Alagheband, and M. R. Aref, “Attacks on a Lightweight Mutual Authentication Protocol under EPC C-1 G-2

Standard," WISTP, volume 6633 of Lecture Notes in Computer Science, pp.254-263, 2011.

[14] B. Abdolmaleki, H. Bakhsi, K. Baghery, and M. R. Aref, "Analysis of an RFID authentication protocol in accordance with EPC standards," International Journal of Information & Communication Technology Research, vol. 6, pp. 7-12, 2014.

[15] S. Karthikeyan, and N. Nesterenko, "RFID security without extensive cryptography," In Workshop on Security of Ad Hoc and Sensor Networks — SASN'05, Alexandria, VA, USA, pp. 63–67, 2005.

[16] V. Ramachandra, M. Rahman, and S. Sampalli, "Lightweight matrix-based authentication protocol for RFID," 19th International Conference on Software, Telecommunications and Computer Networks, Dubrovnik, Croatia, pp. 35–40, 2011.

[17] W. Shaohui, and L. Sujuan, "attacks and improvements on the RFID authentication protocols based on matrix," JOURNAL OF ELECTRONICS (CHINA), Vol.30, No.1, February 2013.

[18] H. Y. Chien, and C. H. Chen, "Mutual authentication protocol for RFID conforming to EPC class 1 generation 2 standards," Computers Standards & Interfaces, Vol.29, No.2, pp. 254–259, 2007.

[19] D. Seo, J. Baek, and D. Cho, "Secure RFID authentication scheme for EPC class Gen2," Proceedings of the 3rd International Conference on Ubiquitous information Management and Communication (ICUIMC'09), New York, USA, pp. 221–227, 2009.

[20] Honorio Martin, Enrique San Millán, Luis Entrena, Julio César Hernández Castro, and Pedro Peris-Lopez, "AKARI-X: A pseudorandom number generator for secure lightweight systems," IOLTS 2011, pp. 228-233,2011