یک روش احراز هویت و توافق کلید نشست امن در شبکه‌های سیار سراسری با حفظ گمنامی کاربر

فهیمه احمدی[۱]، دانشجوی کارشناسی ارشد؛ مرتضی نیکوقدم[۲]، استادیار

۱- دانشکده مهندسی کامپیوتر- دانشگاه بین‌المللی امام رضا (ع)- مشهد- ایران- fahimeh.ahmadi@imamreza.ac.ir
۲- دانشکده مهندسی کامپیوتر- دانشگاه بین‌المللی امام رضا (ع)- مشهد- ایران- m.nikooghadam@imamreza.ac.ir

چکیده: در سال‌های اخیر شبکه‌های سیار سراسری رشد سریع و چشم‌گیری را به خود اختصاص داده‌اند و دستگاه‌های تلفن همراه هوشمند، به ابزاری کاربردی و حتی حیاتی برای کاربران تبدیل‌شده است. همچنین، خدمات رومینگ دستگاه‌های تلفن همراه هوشمند این امکان را فراهم می‌آورد تا کاربران بتوانند در خارج از محدوده جغرافیایی تحت پوشش شبکه اپراتور مرجع و با استفاده از شبکه اپراتورهای کمکی، اطلاعات خود را با دیگران به اشتراک بگذارند. در این مقاله، ابتدا اثبات می‌شود که روش‌هایی که تاکنون در این زمینه پیشنهادشده‌اند نه‌تنها در مقابل برخی از حملات ازجمله حمله تکرار، حمله داخلی، حمله جعل هویت کاربر، اپراتور مرجع و اپراتور کمکی و حمله منع سرویس آسیب‌پذیرند، بلکه برخی ویژگی‌های امنیتی ازجمله گمنامی و عدم ردیابی کاربر، احراز هویت متقابل، محرمانگی کامل روبه‌جلو و امنیت کلید نشست را فراهم نمی‌آورند. سپس، یک طرح احراز هویت مبتنی بر کارت هوشمند برای شبکه‌های سیار سراسری ارائه می‌شود که نه‌تنها ضعف‌های امنیتی موجود در طرح‌های پیشین را برطرف می‌سازد، بلکه احراز هویت متقابل میان هر سه موجودیت (کاربر، اپراتور مرجع و اپراتور کمکی) را به همراه حفظ گمنامی کاربر نیز فراهم می‌کند. درنهایت، به مقایسه امنیت و کارایی طرح پیشنهادی با طرح‌های پیشین پرداخته‌شده است و نشان داده می‌شود که طرح پیشنهادی از امنیت و کارایی قابل قبولی برخوردار است.

واژه‌های کلیدی: شبکه‌های سیار سراسری، خدمات رومینگ، توافق کلید، احراز هویت متقابل، گمنامی، غیرقابل ردیابی، کارت هوشمند، بیومتریک، رمزنگاری منحنی بیضوی.

A secure authentication and session key agreement scheme in global mobile networks preserving user anonymity

F. Ahmadi[1], MSc Student; M. Nikooghadam[2], Assistant professor

1- Faculty of Computer Engineering, Imam Reza International University, Mashhad, Iran, Email: fahimeh.ahmadi@imamreza.ac.ir
2- Faculty of Computer Engineering, Imam Reza International University, Mashhad, Iran, Email: m.nikooghadam@imamreza.ac.ir

Abstract: In recent years, the global mobility networks have grown rapidly and significantly and the smart phones have become practical and even vital tools for users. Furthermore, the roaming service of smart phones provides a possibility for users to share their information with others outside of the geographical region of home agent with the aid of foreign agent. In this paper, first, we prove that the previously-published schemes in this field not only are vulnerable to some known attacks, such as the reply attack, insider attack, user, home agent, and foreign agent impersonation attacks, and Denial of Service attack, but also some security features such as user anonymity, untraceability, mutual authentication, perfect forward secrecy, and session key security are not provided. Second, an authentication scheme based on smart card is presented for the global mobility networks, which not only can solve the security weaknesses of the previous schemes, but also can provide the anonymity and mutual authentication between the three entities of user, home agent, and foreign agent. Finally, security and efficiency of the proposed scheme are compared with the previously-proposed schemes. The results demonstrate that the proposed scheme provides a proper level of both security and efficiency.

Key words: Global mobility networks, Roaming, Key agreement, Mutual authentication, Anonymity, Untraceability, Smart card, Biometric, Elliptic curve cryptography

تاریخ ارسال مقاله: ۱۳۹۶/۰۳/۲۴
تاریخ اصلاح مقاله: ۱۳۹۶/۰۸/۱۶
تاریخ پذیرش مقاله: ۱۳۹۶/۱۲/۱۳
نام نویسنده مسئول: مرتضی نیکوقدم
نشانی نویسنده مسئول: ایران - مشهد – خیابان دانشگاه – خیابان اسرار – دانشگاه بین‌المللی امام رضا (ع) - دانشکده مهندسی کامپیوتر.

۱ - مقدمه

در سال‌های اخیر بهبود انواع شبکه‌های مخابراتی، ازجمله شبکه مخابرات بی‌سیم[۱] و نوری [۲،۱]، موجب کمینه‌سازی تأخیر ارسال اطلاعات و افزایش سرعت انتقال اطلاعات شده است؛ بنابراین، کاربران تمایل بسیار زیادی به استفاده از خدمات این شبکه‌های مخابراتی، ازجمله شبکه‌های تلفن همراه[۲]، داشته‌اند. به موازات آن، نگرانی‌های کاربران در مورد امنیت[۳] و حفظ حریم خصوصی[۴] خودشان روزبه‌روز در حال افزایش است. به‌منظور حفظ گمنامی کاربران[۵] و جلوگیری از افشاء اطلاعات خصوصی آن‌ها، محققان طرح‌هایی جهت احراز هویت[۶]، به‌صورت گمنام، در شبکه‌های سیار[۷] ارائه داده‌اند. در این طرح‌ها، کاربر تلفن همراه ابتدا در سیستم اپراتور مرجع[۸] ثبت‌نام می‌کند؛ سپس، به‌راحتی می‌تواند با کمک اپراتور مرجع برای هر اپراتور کمکی[۹] معتبر احراز هویت شود، کلید نشست را با اپراتور کمکی به اشتراک بگذارد و از انواع مختلف داده‌های اپراتور کمکی (صوت، تصویر و پیامک) در بستر اینترنت و یا شبکه مخابرات استفاده کند. این در حالی است که هویت کاربر در طول اجرای طرح گمنام می‌ماند.

در زمینه شبکه‌های سیار سراسری، برای اولین بار در سال ۲۰۰۴، یک طرح احراز هویت گمنام ارائه شد [۳]. سپس، نشان داده شد که این روش، گمنامی کاربران، محرمانگی رو به عقب کلید نشست[۱۰] و احراز هویت متقابل[۱۱] را فراهم نمی‌آورد و موردحمله جعل[۱۲] قرار می‌گیرد [۴]. جهت رفع مشکلات ذکرشده، یک طرح احراز هویت بهبودیافته ارائه شد [۴]. در ادامه، محققان نشان دادند که در این روش گمنامی کاربران با حمله حدس برون‌خط[۱۳] و به دست آوردن هویت کاربر به خطر می‌افتد و یک طرح احراز هویت بهبودیافته ارائه دادند [۵]. پس‌ازآن، در برخی از مقالات دیگر نه‌تنها گمنامی کاربر در این روش موردتردید قرار گرفت [۹-۶]، بلکه، اثبات شد که این روش محرمانگی کامل روبه‌جلو[۱۴] را فراهم نمی‌آورد و در مقابل حمله جعل و حمله تکرار[۱۵] آسیب‌پذیر است [۱۱،۱۰]. برای رفع این ایرادات امنیتی یک چارچوب جدید از احراز هویت گمنام و امن برای خدمات رومینگ[۱۶] ارائه شد [۱۱]. در ادامه مقاله برای راحتی، روش ذکرشده *SARS*[۱۷] نامیده می‌شود. گروهی دیگر از محققان اثبات کردند که طرح *SARS* [۱۱] در مقابل حمله تکرار، حمله شخص میانی[۱۸]، حمله جعل هویت اپراتور مرجع/ اپراتور کمکی/ کاربر تلفن همراه[۱۹] و حمله داخلی[۲۰] آسیب‌پذیر است و نه‌تنها گمنامی کاربر و احراز هویت متقابل را فراهم نمی‌آورد، بلکه احراز هویت اولیه با استفاده از کارت هوشمند[۲۱] در این طرح انجام نمی‌شود [۱۳،۱۲].

در سال ۲۰۱۴، یک طرح احراز هویت گمنام و کارآمد در شبکه‌های سیار ارائه شد که در ادامه مقاله از آن با عنوان *SAMA*[۲۲] یاد می‌شود [۱۴]. در سال ۲۰۱۵، برای اولین بار اثبات شد که طرح *SAMA* [۱۴] در مقابل حمله فرد میانی و جعل هویت کاربر در الگوریتم احراز هویت و در الگوریتم به‌روزرسانی[۲۳] کلید نشست، حمله جعل هویت اپراتور کمکی در الگوریتم احراز هویت، حمله به پروتکل در صورت سرقت تصدیق‌کننده‌ها[۲۴] و حمله منع سرویس[۲۵] آسیب‌پذیر است و برای رفع این ایرادات یک روش احراز هویت جدید و غیرقابل ردیابی[۲۶] برای خدمات رومینگ ارائه شد که در ادامه *NUA*[۲۷] نامیده می‌شود [۱۵]. در همان سال، همچنین اثبات شد که طرح *SAMA* [۱۴] در مقابل حمله داخلی و حمله به پروتکل در صورت سرقت تصدیق‌کننده‌ها آسیب‌پذیر است و تصدیق محلی[۲۸] و الگوریتم تغییر رمز عبور کاربرپسند[۲۹] و مستقل را فراهم نمی‌آورد [۱۶]. در ادامه، یک طرح احراز هویت گمنام و امن برای ارتباطات بی‌سیم با استفاده از کارت هوشمند نیز ارائه شد که در این مقاله *AWC*[۳۰] نامیده می‌شود. با هدف رفع مشکل توافق کلید، آسیب‌پذیری در مقابل حمله جعل و رعایت گمنامی کاربر در طرح‌های گذشته [۱۰]، یک روش احراز هویت متقابل و توافق کلید کارآمد همراه با حفظ گمنامی کاربر توسط محققین پیشنهاد شد که در ادامه مقاله *MAKA*[۳۱] نامیده می‌شود [۱۷]. بااین‌وجود، برخی آسیب‌پذیری‌ها در روش *MAKA* [۱۷]، ازجمله ضعف در مقابل حمله حدس برون‌خط، امنیت کلید نشست[۳۲] و محرمانگی روبه‌جلو باعث شد یک طرح احراز هویت و توافق کلید امن، گمنام و جدید به‌عنوان روشی جایگزین و بهبودیافته ارائه شود که در ادامه *PAKA*[۳۳] نامیده می‌شود [۱۸]. سپس، محققان اثبات کردند که طرح *SARS* [۱۱] محرمانگی کامل رو به عقب را فراهم نمی‌آورد [۱۹]. همچنین، برخی از محققان نشان دادند که در طرح *MAKA* [۱۷] گمنامی کاربر حفظ نمی‌شود و در مقابل حمله داخلی، حمله تکرار، حمله جعل، حمله منع سرویس و حمله به پروتکل در صورت سرقت کارت هوشمند[۳۴] آسیب‌پذیر است [۲۱،۲۰].

در ادامه ساختار مقاله به این‌گونه است که بخش ۲ به معرفی رمزنگاری منحنی بیضوی[۳۵] و استخراج‌کننده فازی[۳۶] می‌پردازد. بخش ۳ مروری بر طرح *SAMA* [۱۴] دارد و به تحلیل امنیت طرح‌های گذشته می‌پردازد. سپس، یک طرح احراز هویت متقابل بهبودیافته، مبتنی بر کارت هوشمند و همراه با حفظ گمنامی کاربر در بخش ۴ ارائه می‌شود. بخش ۵، به تحلیل و مقایسه امنیت طرح پیشنهادی با طرح‌های گذشته اختصاص‌یافته است. در بخش ۶، کارایی طرح پیشنهادی محاسبه و با طرح‌های گذشته مقایسه می‌شود. درنهایت، در بخش ۷، نتیجه‌گیری و جمع‌بندی مقاله ارائه می‌گردد.

۲ - معرفی رمزنگاری منحنی بیضوی و استخراج‌کننده فازی

۲ ۱ - رمزنگاری منحنی بیضوی

رمزنگاری منحنی بیضوی به‌عنوان یکی از روش‌های رمزنگاری کلید عمومی[۳۷] مبتنی بر دشواری حل مسئله لگاریتم گسسته روی منحنی بیضوی[۳۸] است. در یک منحنی بیضوی فرض کنید E/F_P مجموعه‌ای از نقاط روی یک میدان گالوای[۳۹] اول F_P است که توسط رابطه (۱) تولید می‌شوند و تشکیل یک گروه آبلین[۴۰] می‌دهند [۲۲]:

$$y^2 \bmod q = \left(x^3 + ax + b\right) \bmod q$$
$$x, y, a, b \in F_q \quad , \quad \left(4a^3 + 27b^2\right) \bmod q \neq 0 \qquad (۱)$$

جدول ۱: علائم و نمادهای مورداستفاده در طرح *SAMA*

نماد	تعریف
MU	کاربر تلفن همراه
FA	اپراتور کمکی
HA	اپراتور مرجع
PW_{MU}	رمز عبور کاربر تلفن همراه
ID_A	هویت یک موجودیت A
$h(.)$	تابع درهم‌ساز یک‌طرفه
P_{MU}	کلید مخفی[۴۱] انتخاب‌شده توسط MU
$\oplus$	عملیات XOR
$\|$	عملیات الحاق رشته‌ای
N_A	عدد Nonce و تصادفی انتخاب‌شده توسط موجودیت A
P	یک نقطه روی منحنی بیضوی $E_p(a,b)$
$P.x$	مقدار بعد x از نقطه P
$P_{HA\text{-}MUi}$	کلید مخفی از HA برای MU_i

در رمزنگاری منحنی بیضوی، کلید عمومی Q ، یک نقطه بر روی منحنی بیضوی و کلید خصوصی[۴۲] d ، یک عدد تصادفی محرمانه است. رابطه میان کلید عمومی و کلید خصوصی به‌صورت رابطه (۲) تعریف می‌شود.

$$Q = d.P \qquad (۲)$$

یکی از مزیت‌های اصلی رمزنگاری منحنی بیضوی نسبت به روش RSA[۴۳]، طول کوچک کلید آن است. یک کلید ۱۶۰ بیتی در رمزنگاری منحنی بیضوی امنیتی برابر با یک کلید ۱۰۲۴ بیتی در رمزنگاری کلید عمومی RSA تأمین می‌کند [۲۳]. همچنین، ضرب نردبانی روی گروه منحنی بیضوی افزایشی G_q، با مرتبه d، مطابق رابطه (۳) تعریف می‌شود.

$$d.P = P + P + ... + P \qquad (۳)$$

۲ ـ ۲ ـ استخراج‌کننده فازی

استخراج‌کننده فازی یک ابزار برای استخراج داده‌های کلیدی از بیومتریک[۴۴] کاربر است و برای احراز هویت کاربر با استفاده از الگوی بیومتریک او مورداستفاده قرار می‌گیرد. ازآنجایی‌که اگر ورودی تابع درهم‌ساز بیومتریک[۴۵] به‌صورت جزئی تغییر کند، منجر به تغییر غیرقابل‌پیش‌بینی و گسترده در خروجی می‌گردد؛ بنابراین، مقالاتی که از تابع درهم‌ساز بیومتریک برای احراز هویت بیومتریک کاربر استفاده می‌کنند کارآمد نیستند [۲۴]. در این مقاله، مشابه [۲۶،۲۵]، از استخراج‌کننده فازی به‌جای تابع درهم‌ساز بیومتریک استفاده می‌شود. استخراج‌کننده فازی فرآیندی کارآمد برای ذخیره‌سازی اطلاعات در کارت هوشمند و استفاده از آن‌ها در هنگام احراز هویت است. با استفاده از این فرآیند به‌راحتی می‌توان از بیومتریک‌هایی با پارازیت پایین استفاده کرد که شامل دو تابع زیر است:

۱) $Gen(.)$: اگر بیومتریک کاربر را با نماد B_i نشان دهیم، تابع $Gen(.)$ مطابق رابطه (۴) تعریف می‌شود.

$$Gen(B_i) = (\sigma_i, \tau_i) \quad , \quad \sigma_i \in \{0,1\}^L \qquad (۴)$$

در این رابطه، B_i به‌عنوان ورودی به تابع $Gen(.)$ داده می‌شود و به‌صورت تصادفی کلید محرمانه کاربر با نماد σ_i و با طول L (مورداستفاده برای رمزنگاری و کلید احراز هویت) و یک پارامتر کمکی عمومی به‌صورت تصادفی و با نماد τ_i (مورداستفاده برای بازیابی پارامتر محرمانه σ_i) در خروجی ظاهر می‌شود. (τ_i یک پارامتر عمومی است اما به‌هیچ‌وجه امنیت پارامتر σ_i را به خطر نمی‌اندازد).

۲) $Rep(.)$: اگر بیومتریک پارازیت دار کاربر را با نماد B_i' نشان دهیم، تابع $Rep(.)$ مطابق رابطه (۵) تعریف می‌شود.

$$if \quad d(B_i, B_i') < t \quad then \quad Rep(B_i', \tau_i) = \sigma_i \qquad (۵)$$

در این رابطه، B_i' و پارامتر عمومی τ_i به‌عنوان ورودی به تابع $Rep(.)$ داده می‌شود. اگر فاصله همینگ میان B_i و B_i' از مقدار آستانه t کمتر باشد، آنگاه، تابع $Rep(.)$ می‌تواند مقدار تصادفی کلید محرمانه کاربر (σ_i) را بازیابی کند.

۳ - مروری بر طرح $SAMA$ و تحلیل امنیت طرح‌های گذشته

۳ ـ ۱ ـ مروری بر طرح $SAMA$

علائم و نمادهایی که در طرح $SAMA$ [۱۴] مورداستفاده قرار می‌گیرد در جدول (۱) نشان داده می‌شود:

۳ ـ ۱ ـ ۱ ـ الگوریتم ثبت‌نام

در این الگوریتم MU باید قبل از استفاده از خدمات اپراتور کمکی (FA)، در سیستم اپراتور مرجع (HA) ثبت‌نام کرده باشد. مراحل اجرای این الگوریتم به‌صورت زیر است:

- ابتدا MU کلید مخفی p_{MU} و هویت ID_{MU} را انتخاب می‌کند. سپس، رمز عبور خود را مطابق رابطه (۶) محاسبه کرده و پیام $< ID_{MU}, PW_{MU} >$ را از طریق کانال امن[۴۶] برای HA ارسال می‌کند.

$$PW_{MU} = h(ID_{MU} \| p_{MU}) \qquad (۶)$$

- HA ابتدا چک می‌کند که آیا ID_{MU} وجود دارد. اگر وجود نداشته باشد، HA یک عدد Nonce تصادفی N_{MU_i} و مقدار p_{HA-MU_i} را تولید می‌کند. سپس، مقدارهای U، W_i و V_i را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۷)، (۸) و (۹) محاسبه می‌کند. پس‌ازآن، HA مقدارهای ID_{HA}، W_i، V_i، $h(.)$ را روی کارت هوشمند ذخیره می‌کند و برای MU از طریق کانال امن ارسال می‌کند. سپس، مقدارهای U، PW_{MU} و p_{HA-MU_i} را در پایگاه داده[۴۷] خود ذخیره می‌کند.

$$U = h(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_i}) \qquad (۷)$$

$$W_i = PW_{MU} \oplus N_{MU_i} \qquad (۸)$$

$$V_i = N_{MU_i} \oplus p_{HA-MU_i} \qquad (۹)$$

۳ ـ ۱ ـ ۲ ـ الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست

پس از ثبت‌نام در سیستم *HA*، *MU* می‌تواند الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست را، بر روی کانال عمومی، اجرا کند. مراحل اجرای این الگوریتم به‌صورت زیر است:

- *MU* کارت هوشمند را در دستگاه کارت‌خوان[۴۸] قرار می‌دهد و مقدارهای ID_{MU} و p_{MU} را وارد می‌کند. سپس، کارت هوشمند مقدار $N_{MU_{i+1}}$ را تولید می‌کند و به محاسبه مقدارهای N_{MU_i}، p_{HA-MU_i}، S_1، S_2، S_3 و S_4، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۱۰)، (۱۱)، (۱۲)، (۱۳)، (۱۴) و (۱۵) می‌پردازد. درنهایت، *MU* مقدار $N_{MU_{i+1}}$ را ذخیره می‌کند و پیام $<ID_{HA}, S_1, S_2, S_3, S_4>$ را برای *FA* ارسال می‌کند.

$$N_{MU_i} = PW_{MU} \oplus W_i \quad (۱۰)$$

$$p_{HA-MU_i} = N_{MU_i} \oplus V_i \quad (۱۱)$$

$$S_1 = h\left(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_i}\right) \quad (۱۲)$$

$$S_2 = PW_{MU} \oplus N_{MU_{i+1}} \quad (۱۳)$$

$$S_3 = h\left(N_{MU_{i+1}} \| ID_{FA}\right) \quad (۱۴)$$

$$S_4 = h\left(PW_{MU} \| h\left(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_{i+1}}\right)\right) \quad (۱۵)$$

- *FA* یک عدد Nonce تصادفی جدید a را انتخاب می‌کند و مقدار aP را محاسبه می‌کند. سپس، مقدارهای ID_{HA}، a و aP را ذخیره می‌کند و درنهایت، پیام $<ID_{FA}, S_1, S_2, S_3, S_4, aP>$ را برای *HA* ارسال می‌کند.
- *HA* مقدارهای متناظر PW_{MU} و p_{HA-MU_i} را با استفاده از S_1 استخراج می‌کند. سپس، مقدارهای $N_{MU_{i+1}}$، S_3' و S_4' را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۱۶)، (۱۷) و (۱۸) محاسبه می‌کند.

$$N_{MU_{i+1}} = S_2 \oplus PW_{MU} \quad (۱۶)$$

$$S_3' = h\left(N_{MU_{i+1}} \| ID_{FA}\right) \quad (۱۷)$$

$$S_4' = h\left(PW_{MU} \| h\left(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_{i+1}}\right)\right) \quad (۱۸)$$

پس‌ازآن، *HA* برابری تساوی‌های $S_3' = ? S_3$ و $S_4' = ? S_4$ را بررسی می‌کند، اگر برابر باشند، *HA* توانسته *MU* و *FA* را احراز هویت کند. *HA* مقدارهای S_5، S_6 و S_7 را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۱۹)، (۲۰) و (۲۱) محاسبه می‌کند و مقدار S_1 را جایگزین مقدار $h\left(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_{i+1}}\right)$ در پایگاه داده خود می‌کند. سپس، پیام $<ID_{HA}, S_6, S_7>$ را برای *FA* ارسال می‌کند. وگرنه، *HA*، *MU* را یک کاربر غیرقانونی می‌شناسد و ارتباط را خاتمه می‌دهد.

$$S_5 = h\left(PW_{MU} \| N_{MU_{i+1}}\right) \quad (۱۹)$$

$$S_6 = h\left(ID_{FA} \| ID_{HA} \| S_5\right) \quad (۲۰)$$

$$S_7 = h\left(aP.x \| S_5\right) \quad (۲۱)$$

- *FA* پایگاه داده خود را چک می‌کند. اگر ID_{HA} را در پایگاه داده خود داشته باشد، *FA* توانسته *HA* را احراز هویت کند و پیام $<ID_{FA}, S_6, S_7, aP>$ را برای *MU* ارسال می‌کند.
- *MU* ابتدا مقدارهای S_6' و S_7' را، به ترتیب، مطابق رابطه (۲۲) و (۲۳) محاسبه می‌کند.

$$S_6' = h\left(ID_{FA} \| ID_{HA} \| h\left(PW_{MU} \| N_{MU_{i+1}}\right)\right) \quad (۲۲)$$

$$S_7' = h\left(aP.x \| h\left(PW_{MU} \| N_{MU_{i+1}}\right)\right) \quad (۲۳)$$

سپس، *MU* برابری تساوی‌های $S_6' = ? S_6$ و $S_7' = ? S_7$ را بررسی می‌کند. اگر برابر باشند *FA* و *HA* برای *MU* احراز هویت شده‌اند و *MU* یک عدد Nonce و تصادفی b را انتخاب و مقدار bP را محاسبه می‌کند. سپس، مقدارهای K_{MF} و C_{MF} را مطابق رابطه‌های (۲۴) و (۲۵) محاسبه می‌کند.

$$K_{MF} = h(abP.x) \quad (۲۴)$$

$$C_{MF} = h\left(K_{MF} \| bP.x\right) \quad (۲۵)$$

پس‌ازآن، *MU* مقدارهای W_{i+1} و V_{i+1} را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۲۶) و (۲۷) محاسبه می‌کند. سپس، آن‌ها را، به ترتیب، جایگزین مقدارهای W_i و V_i می‌کند و مقدار aP را ذخیره می‌کند. درنهایت، پیام $<C_{MF}, bP>$ را برای *FA* ارسال می‌کند.

$$W_{i+1} = PW_{MU} \oplus N_{MU_{i+1}} \quad (۲۶)$$

$$V_{i+1} = N_{MU_{i+1}} \oplus p_{HA-MU_i} \quad (۲۷)$$

- *FA* مقدار K_{MF} و C_{MF}' را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۲۴) و (۲۸) به‌دست می‌آورد.

$$C_{MF}' = h\left(K_{MF} \| bP.x\right) \quad (۲۸)$$

سپس، *FA* برابری تساوی $C_{MF}' = ? C_{MF}$ را بررسی می‌کند. اگر برابر باشد، *FA* توانسته *MU* را احراز هویت کند و مقدارهای C_{MF} و aP را در پایگاه داده خود ذخیره می‌کند.

۳ ۴ - تحلیل امنیت طرح‌های گذشته

این بخش به تحلیل برخی از ضعف‌های امنیتی و آسیب‌پذیری‌های جدیدترین طرح‌های گذشته ازجمله *SARS* [۱۱]، *SAMA* [۱۴]، *NUA* [۱۵]، *AWC* [۱۶]، *MAKA* [۱۷] و *PAKA* [۱۸] که تاکنون در مقالات دیگر به آن‌ها اشاره‌ای نشده است، می‌پردازد.

۳ ۴ ۱ - ناکارآمدی الگوریتم احراز هویت و کاربرپسند نبودن الگوریتم تغییر رمز عبور

طرح‌های *NUA* [۱۵] و *PAKA* [۱۸] دارای الگوریتم احراز هویت ناکارآمد می‌باشند؛ زیرا درخواست احراز هویت یک کاربر غیرمجاز با اعمال هزینه محاسباتی قابل‌توجه (برابر با مجموع زمان اجرای یک ضرب نردبانی و دو رمزنگاری/ رمزگشایی نامتقارن برای طرح *NUA* و زمان اجرای یک ضرب نردبانی برای طرح *PAKA*) لغو می‌گردد و به‌راحتی موجب اجرای حمله منع سرویس توسط متخاصم می‌شود.

الگوریتم تغییر رمز عبور در طرح *PAKA* [۱۸] کاربرپسند نیست؛ زیرا کاربر برای تغییر رمز عبور خود نیازمند برقراری ارتباط با اپراتور مرجع خود است.

۳ ۲ ۳ - فراهم نکردن گمنامی کاربر

در طرح *PAKA* [۱۸]، متخاصم *A* با اجرای حمله داخلی از هویت کاربر (ID_{MU})، ذخیره‌شده در پایگاه داده *HA*، باخبر شده و گمنامی کاربر نقض می‌گردد.

۳ ۲ ۴ - قابل ردیابی بودن کاربر

در الگوریتم احراز هویت روش *AWC* [۱۶] و یا روش *SARS* [۱۱]، کاربر قابل ردیابی است؛ زیرا برخی از پارامترهای مهم موجود در پیام‌های باز، در هر ایجاد نشست، ثابت می‌مانند و این موجب قابل ردیابی بودن کاربران می‌شود.

۳ ۲ ۴ - فراهم نکردن احراز هویت متقابل

در الگوریتم احراز هویت روش‌های *AWC* [۱۶]، *MAKA* [۱۷] و *PAKA* [۱۸]، کاربر *FA* را احراز هویت نمی‌کند؛ زیرا کاربر به *HA* اعلام نمی‌کند که خواهان توافق کلید نشست با کدام اپراتور کمکی (*FA*) است؛ بنابراین، هر اپراتور کمکی معتبر دیگری (*FA'*) می‌تواند با اجرای حمله فرد میانی، جلوی پیام احراز هویت کاربر را گرفته و آن را برای *HA* ارسال کند. سپس، *HA* اپراتور کمکی *FA'* را تنها به‌عنوان یک اپراتور کمکی معتبر و نه لزوماً همان اپراتور کمکی که *MU* خواهان ارتباط با آن است (همانند *FA*)، احراز هویت می‌کند.

۳ ۲ ۵ - امنیت ضعیف کلید نشست

در الگوریتم احراز هویت روش *AWC* [۱۶]، متخاصم *A* از مرحله (۷) به بعد هویت *FA* را جعل کرده و الگوریتم را اجرا می‌کند. به این صورت که ابتدا مقدار تصادفی r^1_A را تولید می‌کند و به محاسبه مقدارهای n_A^1، n_{MA} و SK_{MA}، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۲۹)، (۳۰) و (۳۱) می‌پردازد.

$$n_A^1 = r_A^1.P \quad (۲۹)$$

$$n_{MA} = r_A^1 n_{MU}{}^2 \quad (۳۰)$$

$$SK_{MA} = h(n_{MA} \| t_{MU}) \quad (۳۱)$$

که در آن، $n_{MU}{}^2$ مقدار به‌دست‌آمده توسط *MU* و t_{MU} برچسب زمانی *MU* است. سپس، *A* پیام شماره (8) را، با اجرای حمله فرد میانی متوقف کرده و سپس، پیام $<ID_{FA}, C_{HA}{}^2, n_A^1>$ را برای *MU* ارسال می‌کند ($C_{HA}{}^2$ مقدار تولیدشده توسط *HA* است که بر روی کانال عمومی قرار دارد). *MU* پس از محاسبه $C_{HA}{}^2$ و مقایسه آن با مقدار دریافت شده در پیام، به‌اشتباه متخاصم را به‌جای *FA* احراز هویت می‌کند. سپس، *MU* به محاسبه مقدارهای n_{MA} و SK_{MA}، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۳۲) و (۳۱) می‌پردازد.

$$n_{MA} = r_{MU}^2 n_A^1 \quad (۳۲)$$

که در آن، $r_{MU}{}^2$ مقدار تصادفی تولیدشده توسط *MU* است. درنهایت، *MU* کلید نشست SK_{MA} را با متخاصم *A* به اشتراک می‌گذارد و امنیت کلید نشست نقض می‌گردد.

در طرح *PAKA* [۱۸] امنیت کلید نشست فراهم نمی‌شود؛ زیرا همان‌طور که در زیر بخش ۴-۴ ذکر شد، هر اپراتور کمکی معتبری (همانند *FA'*) می‌تواند هویت *FA* را جعل و پیام احراز هویت را با اجرای حمله فرد میانی برای *HA* ارسال کند. درنهایت، *HA* پارامترهای مربوط به *FA'* را برای *MU* ارسال می‌کند. درنتیجه، *MU* با اپراتور کمکی *FA'*، بدون آن‌که او را احراز هویت کند، کلید به اشتراک می‌گذارد و امنیت کلید نشست نقض می‌گردد.

۳ ۲ ۶ - حمله به پروتکل در صورت سرقت تصدیق‌کننده‌ها

طرح *MAKA* [۱۷] در مقابل حمله به پروتکل در صورت به سرقت رفتن تصدیق‌کننده‌ها آسیب‌پذیر است؛ زیرا *HA* نیازمند ذخیره‌سازی پارامترهای $\{Tr_{Seq}, ID_M, K_{uh}, h(.)\}$ در پایگاه داده خود است؛ بنابراین، متخاصم *A* می‌تواند با به دست آوردن مقدار Tr_{Seq} که یک پارامتر منحصربه‌فرد و متعلق به کاربر است و همچنین، اطلاع از هویت کاربران (ID_M) و کلید مشترک کاربران با *HA* (K_{uh}) به‌راحتی کاربران را ردیابی کند.

۳ ۲ ۷ - حمله به پروتکل در صورت سرقت کارت هوشمند

در طرح *SAMA* [۱۴] اگر *MU*، پارامتر $N_{MU_{i+1}}$ را در کارت هوشمند ذخیره کرده و الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست به پایان رسیده باشد، این حمله به‌صورت زیر اجرا می‌شود:

- متخاصم *A* با سرقت کارت هوشمند *MU* می‌تواند پارامترهای $N_{MU_{i+1}}$ ، W_{i+1} و V_{i+1} را استخراج کند و PW_{MU} و p_{HA-MU_i} را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۳۳) و (۳۴) به دست آورد.

$$PW_{MU} = W_{i+1} \oplus N_{MU_{i+1}} \quad (۳۳)$$

$$p_{HA-MU_i} = N_{MU_{i+1}} \oplus V_{i+1} \quad (۳۴)$$

سپس، *A* پارامتر تصادفی $N_{MU_{i+2}}$ را انتخاب و مقدارهای معتبر S_1^*، S_2^*، S_3^* و S_4^*را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۳۵)، (۳۶)، (۳۷) و (۳۸) تولید می‌کند و پیام $<ID_{HA}, S_1^*, S_2^*, S_3^*, S_4^*>$ را برای اپراتور کمکی دیگری (*FA'*) ارسال می‌کند.

$$S_1^* = h\left(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_{i+1}}\right) \quad (۳۵)$$

$$S_2^* = PW_{MU} \oplus N_{MU_{i+2}} \quad (۳۶)$$

$$S_3^* = h\left(N_{MU_{i+2}} \| ID_{FA}'\right) \quad (۳۷)$$

$$S_4^* = h\left(PW_{MU} \| h\left(p_{HA-MU_i} \| N_{MU_{i+2}}\right)\right) \quad (۳۸)$$

- *FA'*، *HA* و *A* مراحل طی شده در الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست طرح *SAMA* [۱۴] را، با پارامترهای جدید تا انتها اجرا می‌کنند. *A* از سمت *HA* یک کاربر مجاز شناخته می‌شود. سپس، *A* با *FA'* به کلید نشست مشترک می‌رسد و از خدمات آن استفاده می‌کند.

۳ ۲ ۸ - حمله تکرار

در الگوریتم احراز هویت روش *NUA* [۱۵]، هیچ‌یک از پیام‌ها حاوی برچسب زمانی نیست؛ بنابراین، متخاصم *A* با اجرای حمله فرد میانی موجب حمله تکرار و حمله منع سرویس می‌شود. به این صورت که *A* پیام درخواست احراز هویت *MU* (m_1) را نگه می‌دارد و سپس، در زمان دیگری این پیام را برای *FA* ارسال می‌کند. مراحل اجرای این الگوریتم تا زمانی که پیام m_4 برای *MU* ارسال شود، ادامه می‌یابد. در این مرحله، *HA* برای *MU* به‌درستی احراز هویت نمی‌شود و الگوریتم ذکرشده لغو می‌گردد؛ بنابراین، متخاصم با اجرای این حمله موجب به هدر رفتن توان محاسباتی قابل‌توجه (تقریباً برابر با مجموع زمان اجرای یک ضرب نردبانی و دو رمزنگاری/ رمزگشایی نامتقارن) می‌شود.

در الگوریتم احراز هویت روش *AWC* [۱۶]، متخاصم با اجرای حمله تکرار، به‌راحتی پیام شماره (۲) را نگه می‌دارد. سپس، در زمانی دیگر برچسب زمانی فعلی خود را جایگزین برچسب زمانی موجود در پیام شماره (۲) کرده و پیام تغییریافته را برای *FA* ارسال می‌کند. مراحل اجرای الگوریتم تا انتها پیش می‌رود. *FA* و *MU*، به ترتیب، با استفاده از برچسب‌های زمانی متفاوت، کلیدهای نشست متفاوتی را به دست می‌آورند؛ بنابراین، *FA* و *MU* به کلید نشست مشترک نمی‌رسند و الگوریتم احراز هویت با به هدر رفتن توان محاسباتی *FA*، لغو می‌گردد. متخاصم با اجرای این حمله، موجب اجرای حمله منع سرویس نیز می‌شود.

۳ ۲ ۹ - حمله جعل هویت کاربر/ اپراتور مرجع/ اپراتور کمکی و حمله فرد میانی

در الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست طرح *SAMA* [۱۴]، متخاصم *A* می‌تواند درخواست احراز هویت را برای *FA* ارسال و با اجرای حمله فرد میانی هویت *HA* را جعل کند و موجب احراز هویت خود برای *FA* شود. این حمله به‌صورت زیر اجرا می‌شود:

- *A* پیام درخواست احراز هویت $<ID_{HA}, S_1', S_2', S_3', S_4'>$ را با پارامترهای نامعتبر و دلخواه انتخاب و برای *FA* ارسال می‌کند.
- *FA* پارامتر تصادفی a را انتخاب کرده و اقدام به محاسبه aP می‌کند. سپس، ID_{HA}، a و aP را در فهرست خود ذخیره و پیام $<ID_{FA}, aP, S_1', S_2', S_3', S_4'>$ را برای *HA* ارسال می‌کند.
- *A* میان ارتباطات *FA* و *HA*، بر روی کانال عمومی قرارگرفته و جلوی پیام ارسال‌شده از سمت *FA* را می‌گیرد. سپس *A* هویت *HA* را جعل می‌کند و پارامترهای نامعتبر S_6' و S_7' را انتخاب و برای *FA* به‌صورت پیام $<ID_{HA}, S_6', S_7'>$ ارسال می‌کند.
- ID_{HA} در فهرست *FA* موجود است و *HA* احراز هویت می‌شود. سپس، *FA* پیام $<ID_{FA}, S_6', S_7', aP>$ را برای *A* ارسال می‌کند.
- *A* پارامتر c را انتخاب و مقدار cP را محاسبه می‌کند. سپس، مقدارهای K_{AF} و C_{AF} را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۳۹) و (۴۰) محاسبه و پیام $<cP, C_{AF}>$ را برای *FA* ارسال می‌کند.

$$K_{AF} = h(acP.x) \quad (۳۹)$$

$$C_{AF} = h(K_{AF} \| cP.x) \quad (۴۰)$$

- *FA* مقدارهای K_{AF} و C_{AF}' را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۵۰) و (۴۱) به دست می‌آورد.

$$C_{AF}' = h(K_{AF} \| cP.x) \quad (۴۱)$$

سپس، *FA* برابری تساوی $C_{AF}' = ? C_{AF}$ را بررسی می‌کند و چون برابر است، *FA* متخاصم *A* را به‌اشتباه احراز هویت کرده و با او کلید نشست K_{AF} را به اشتراک می‌گذارد و اجازه استفاده از خدمات خود را به متخاصم *A* می‌دهد.

در الگوریتم تغییر کلید نشست روش *AWC* [۱۶]، متخاصم *A* به‌راحتی می‌تواند هویت کاربر مجاز را جعل کند؛ زیرا در این الگوریتم، *FA* کاربر را احراز هویت نمی‌کند؛ بنابراین، *FA* متخاصم *A* را مجاز می‌شناسد و متخاصم *A* به کلید نشست مشترک با *FA* می‌رسد.

در الگوریتم احراز هویت روش‌های *MAKA* [۱۷] و *PAKA* [۱۸]، همان‌طور که در زیر بخش ۴-۴ ذکرشده است، هر اپراتور کمکی معتبر دیگری (*FA'*)، با اجرای حمله فرد میانی، به‌گونه‌ای می‌تواند هویت اپراتور کمکی *FA* را جعل کند و بدون آن‌که کاربر متوجه تغییر شود، برای *HA* احراز هویت شود. با اجرای این حمله، *FA'* می‌تواند با کاربر کلید نشست به اشتراک بگذارد و از پیام‌های محرمانه کاربر (که قصد ارسال به اپراتور کمکی *FA* را داشته است) باخبر شود.

۳ ۲ ۱۰ -مشکل امنیتی در الگوریتم تغییر رمز عبور

در طرح *SAMA* [۱۴]، متخاصم *A* با دانستن رمز عبور قدیم کاربر (PW_{MU}) و با اجرای حمله فرد میانی و شنود پیام درخواست تغییر رمز عبور از روی کانال عمومی، می‌تواند رمز عبور جدید کاربر ($PW_{MU_{new}}$) را مطابق رابطه (۴۲) به‌دست آورد.

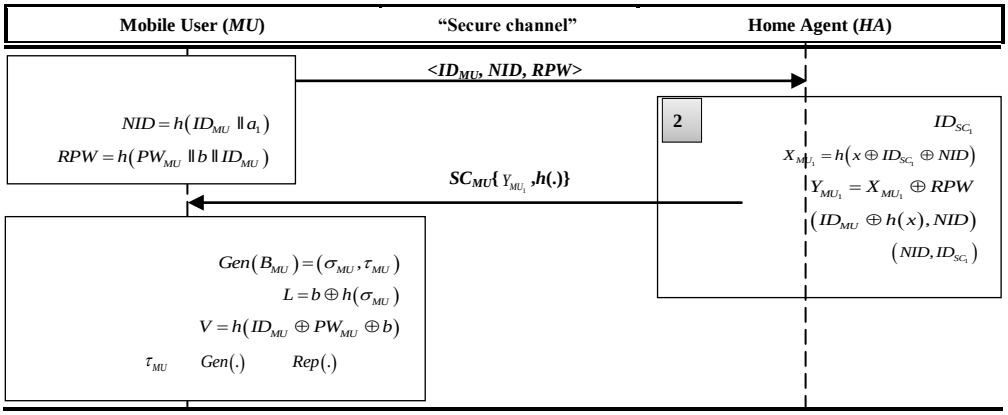
$$PW_{MU_{new}} = PW_{MU} \oplus h_1 \quad (۴۲)$$

h_1 مقدار تولیدشده توسط *MU* بوده که بر روی کانال عمومی قابل شنود است؛ بنابراین، الگوریتم ذکرشده به‌صورت ناامن اجرا می‌شود.

۴ - طرح پیشنهادی

در این بخش، به‌منظور افزایش امنیت و کارایی مکانیزم احراز هویت مبتنی بر کارت هوشمند، یک طرح بهبودیافته احراز هویت از راه دور، مبتنی بر کارت هوشمند و همراه با حفظ گمنامی کاربر ارائه‌شده است که می‌تواند در شبکه‌های سیار سراسری و خدمات رومینگ بکار رود. لازم به‌ذکر است که طرح پیشنهادی، دارای سه الگوریتم، شامل الگوریتم ثبت‌نام، الگوریتم احراز هویت متقابل و توافق کلید نشست و الگوریتم تغییر رمز عبور است. علائم و نمادهای مورداستفاده برای ارائه طرح پیشنهادی در جدول (۲) نشان داده‌شده است.

در شبکه‌های سیار سراسری، *MU* قبل از استفاده از خدمات رومینگ *FA*، باید در سیستم *HA* ثبت‌نام کند. در ابتدا، *HA* یک تابع درهم‌ساز یک‌طرفه ($h(.): \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^k$) و کلید مخفی x (۱۰۲۴ بیت) را انتخاب می‌کند.



شکل ۱: مراحل اجرای الگوریتم ثبت‌نام طرح پیشنهادی

جدول ۲: علائم و نمادهای مورداستفاده در طرح پیشنهادی

نماد	تعریف
MU	کاربر مجاز تلفن همراه
FA	اپراتور کمکی
HA	اپراتور مرجع
X	کلید مخفی اپراتور مرجع
A	یک متخاصم
ID_A	هویت یک موجودیت A
SC_{MU}	کارت هوشمند شخصی MU
PW_{MU}	رمز عبور منحصربه‌فرد MU
$T_{MU_1}, T_{MU_2}, T_{MU_3}$	برچسب‌های زمانی تولیدشده توسط MU
T_{HA_1}, T_{HA_2}	برچسب‌های زمانی تولیدشده توسط HA
$h(.)$	تابع درهم‌ساز یک‌طرفه
B_{MU}	بیومتریک MU
σ_{MU}	پارامتر خصوصی تولیدشده توسط استخراج‌کننده فازی
τ_{MU}	پارامتر عمومی تولیدشده توسط استخراج‌کننده فازی
T	آستانه خطا
$\oplus$	عملیات XOR
$\|$	عملیات الحاق رشته‌ای
Δ	تأخیر زمانی معتبر در انتقال پیام

۴ ـ ۱ ـ الگوریتم ثبت‌نام

این الگوریتم توسط MU و HA، از طریق کانال امن (ملاقات حضوری) اجرا می‌شود. مراحل اجرای این الگوریتم که در شکل (۱) نشان داده‌شده است، به‌صورت زیر است:

- MU ابتدا یک شناسه (ID_{MU}) و یک رمز عبور (PW_{MU}) را انتخاب و مقدارهای تصادفی b و a_1 را تولید می‌کند. سپس، MU یک شناسه مستعار[۴۹] (NID) و مقدار RPW را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۴۳) و (۴۴) به‌دست می‌آورد.

$$NID = h(ID_{MU} \| a_1) \quad (۴۳)$$

$$RPW = h(PW_{MU} \| b \| ID_{MU}) \quad (۴۴)$$

پس‌ازآن، MU پیام درخواست ثبت‌نام $<ID_{MU}, NID, RPW>$ را برای HA ارسال می‌کند.

- HA، پس از دریافت پیام درخواست ثبت‌نام MU، ابتدا مقدار ($ID_{MU} \oplus h(x)$) را به‌دست می‌آورد. سپس، HA در فهرست کاربران ثبت‌نام‌شده خود مقدار ($ID_{MU} \oplus h(x), NID$) را جستجو می‌کند. اگر ID_{MU} موجود باشد، درخواست شناسه جدید را برای MU ارسال می‌کند. وگرنه، HA مقدار تصادفی ID_{SC_1} را تولید و مقدارهای X_{MU_1} (مقدار مخفی MU است که میان MU و HA محرمانه است) و Y_{MU_1} را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۴۵) و (۴۶) محاسبه می‌کند.

$$X_{MU_1} = h(x \oplus ID_{SC_1} \oplus NID) \quad (۴۵)$$

$$Y_{MU_1} = X_{MU_1} \oplus RPW \quad (۴۶)$$

سپس، HA مقدارهای $\{Y_{MU_1}, h(.)\}$ را در کارت هوشمند کاربر (SC_{MU}) درج می‌کند و آن را به MU تحویل می‌دهد. علاوه بر این، HA مقدارهای ($ID_{MU} \oplus h(x), NID$) و (NID, ID_{SC_1}) را، به ترتیب، در فهرست کاربران ثبت‌نام‌شده و فهرست کاربران فعال خود ذخیره می‌کند. تأکید می‌شود که شناسه کاربر (ID_{MU}) به‌صورت $ID_{MU} \oplus h(x)$ ذخیره می‌شود؛ بنابراین، تنها HA می‌تواند از آن آگاهی داشته باشد و نگرانی‌ها برای اجرای حمله داخلی به این پروتکل از بین خواهد رفت.

- MU، پس از دریافت SC_{MU}، بیومتریک خود (B_{MU}) را ثبت و فرآیند استخراج فازی را مطابق رابطه (۴۷) اعمال می‌کند.

$$Gen(B_{MU}) = (\sigma_{MU}, \tau_{MU}) \quad (۴۷)$$

سپس، MU مقدارهای V و L را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۴۸) و (۴۹) محاسبه کرده و مقدارهای V، L، t، σ_{MU}، $Gen(.)$ و $Rep(.)$ را در SC_{MU} ذخیره می‌کند.

$$V = h(ID_{MU} \oplus PW_{MU} \oplus b) \quad (۴۸)$$

$$L = b \oplus H(\sigma_{MU}) \quad (۴۹)$$

همان‌طور که در شکل (۱) مشاهده می‌شود، *MU* پیام ثبت‌نام را ایجاد و آن را برای *HA*، از طریق کانال امن، ارسال می‌کند. درصورتی‌که *MU* قبلاً در سیستم *HA* ثبت‌نام نکرده باشد، *HA* کارت هوشمند را تولید و ارسال می‌کند. در پایان این الگوریتم، پارامترهای Y_{MU_1}، $h(.)$، V، L، τ_{MU}، t، $Gen(.)$ و $Rep(.)$ در SC_{MU} ذخیره‌شده است.

۴ ۲ - الگوریتم احراز هویت متقابل و توافق کلید نشست

این الگوریتم توسط *MU*، *HA* و *FA*، از طریق کانال عمومی، اجرا می‌شود. در این الگوریتم، *HA* و *FA* با استفاده از روش *CL-AKA*[۵۰] [۲۷]، کلید به اشتراک می‌گذارند. مراحل اجرای این الگوریتم که در شکل (۲) نشان داده‌شده است، به‌صورت زیر است:

- ابتدا، *MU* کارت هوشمند را در دستگاه کارت‌خوان قرار می‌دهد و ID_{MU}، PW_{MU} و B_{MU} را وارد می‌کند. سپس، SC_{MU} برای بررسی صحت ورودی‌ها، مقدارهای σ_{MU}'، b' و V' را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۵۰)، (۵۱) و (۵۲) به دست می‌آورد.

$$\sigma_{MU}' = Rep\left(B_{MU}, \tau_{MU}\right) \quad (۵۰)$$

$$b' = L \oplus H\left(\sigma_{MU}'\right) \quad (۵۱)$$

$$V' = h\left(ID_{MU} \oplus PW_{MU} \oplus b'\right) \quad (۵۲)$$

SC_{MU} درستی تساوی $V' = ?V$ را بررسی می‌کند. اگر برابر نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، کاربر احراز هویت شده است و SC_{MU} مقدارهای *RPW*، X_{MU_1} و M_{MU} را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۴۴)، (۵۳) و (۵۴) محاسبه و پیام احراز هویت $< ID_{HA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ را برای *FA* ارسال می‌کند.

$$X_{MU_1} = Y_{MU_1} \oplus RPW \quad (۵۳)$$

$$M_{MU} = h\left(X_{MU_1} \| T_{MU_1} \| ID_{FA}\right) \quad (۵۴)$$

- *FA*، پس از دریافت پیام در زمان T_{MU_1}'، ابتدا درستی رابطه (۵۵) را بررسی می‌کند.

$$\left|T_{MU_1}' - T_{MU_1}\right| \le ?\Delta t \quad (۵۵)$$

بررسی برقراری رابطه (۵۵) به این معناست که از زمانی که پیام توسط *MU* ارسال‌شده (T_{MU_1}) تا زمانی که پیام به دست *FA* رسیده (T_{MU_1}')، مدت زمانی کمتر از یک تأخیر زمانی معتبر در انتقال پیام (Δt) سپری‌شده است. مقدار مجاز برای Δt از قبل میان *FA* و *MU* هماهنگ شده است. اگر رابطه برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *FA* مقدار (NID, ID_{HA}) را در فهرست کاربران خود ذخیره و پیام $< ID_{FA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ را برای *HA* ارسال می‌کند.

- *HA*، پس از دریافت پیام در زمان T_{MU_1}''، ابتدا درستی رابطه (۵۶) را بررسی می‌کند.

$$\left|T_{MU_1}'' - T_{MU_1}\right| \le ?2\Delta t \quad (۵۶)$$

بررسی برقراری رابطه (۵۶) به این معناست که از زمانی که پیام توسط *MU* ارسال‌شده (T_{MU_1}) تا زمانی که پیام به دست *HA* رسیده (T_{MU_1}'')، مدت زمانی کمتر از دو تأخیر زمانی معتبر در انتقال پیام ($2\Delta t$) سپری‌شده است. مقدار مجاز برای $2\Delta t$ از قبل میان *HA* و *MU* هماهنگ شده است. اگر رابطه برقرار نباشد نشست خاتمه می‌یابد وگرنه مراحل اجرای الگوریتم ادامه می‌یابد. علاوه بر این، *HA* با بررسی کردن هر دو مقدار (برچسب زمانی کاربر که روی کانال قرارگرفته و برچسب زمانی کاربر که داخل پارامتر رمز شده M_{MU} است) و برابر بودن آن‌ها مطمئن می‌شود که حمله تکرار رخ نداده است. اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *HA* مقدار (NID, ID_{SC_1}) را از فهرست کاربران فعال خود بازیابی می‌کند. اگر شناسه مستعار *MU* (*NID*)، در فهرست کاربران فعال *HA*، وجود نداشته باشد، تلاش برای احراز هویت *MU* خاتمه می‌یابد. وگرنه، *HA* مقدار M_{MU}' را مطابق رابطه (۵۷) به‌دست می‌آورد.

$$M_{MU}' = h\left(h\left(x \oplus ID_{SC_1} \oplus NID\right) \| T_{MU_1} \| ID_{FA}\right) \quad (۵۷)$$

سپس، *HA* برابری تساوی $M_{MU}' = ?M_{MU}$ را بررسی می‌کند. اگر برابر نباشد، نشست خاتمه می‌یابد (این الگوریتم کارآمد است؛ زیرا درخواست احراز هویت کاربر غیرمجاز با هزینه محاسباتی پایینی لغو می‌گردد و از حمله منع سرویس جلوگیری می‌شود). وگرنه، *MU* و *FA* برای *HA* احراز هویت شده‌اند. سپس، *HA* و *FA* از طریق روش *CL-AKA* [۲۷] کلید K_{HA-FA} را به اشتراک می‌گذارند. *HA* پارامتر تصادفی *K* را انتخاب و مقدار M_{HA} و کلید نشست مشترک میان *MU* و *FA* (*SK*) را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۵۸) و (۵۹) تولید می‌کند (با مقداردهی تصادفی *K* در هر نشست، محرمانگی کلید شناخته‌شده[۵۱] فراهم می‌شود. همچنین، در محاسبه کلید نشست، پارامترهای بلندمدت[۵۲] *x* و PW_{MU} به کار نمی‌رود و محرمانگی کامل روبه‌جلو، محرمانگی کامل رو به عقب در این طرح تضمین می‌شود).

$$M_{HA} = h\left(h\left(x \oplus ID_{SC_1} \oplus NID\right) \| T_{MU_1} \| T_{HA_1} \| ID_{FA}\right) \quad (۵۸)$$

$$SK = h\left(k \| NID \| ID_{FA}\right) \quad (۵۹)$$

سپس، *HA* مقدار *SK* را، به‌صورت جداگانه، برای *FA* و *MU*، به ترتیب، در قالب E_1 مطابق رابطه (۶۰) و در قالب E_2 مطابق رابطه (۶۱) رمز می‌کند.

$$E_1 = E_{K_{HA-FA}}\left(SK\right) \quad (۶۰)$$

$$E_2 = E_{X_{MU}}\left(SK\right) \quad (۶۱)$$

لازم به ذکر است که *HA* کلید مشترک میان *FA* و *MU* (*SK*) را در فهرست خود ذخیره نمی‌کند و نگرانی‌ها برای اجرای حمله داخلی برطرف خواهد شد. پس‌ازآن، *HA* مقدار E_3 را مطابق رابطه (۶۲) محاسبه می‌کند.

$$E_3 = E_{K_{HA-FA}}\left(NID \| M_{HA} \| T_{HA_1}\right) \quad (۶۲)$$

مطابق رابطه (۶۲)، *HA* برای جلوگیری از حمله‌های جعل هویت *MU*، جعل هویت *HA* و تکرار، پارامترهای *NID*، M_{HA} و T_{HA_1} را بر روی کانال عمومی هم به‌صورت باز و هم به‌صورت رمز شده برای *FA* ارسال می‌کند؛ زیرا اگر نویزی به‌صورت عمدی و یا غیر عمد ایجاد شد، *FA* متوجه آن شده و نشست خاتمه می‌یابد.سپس، *HA* پیام <ID_{HA}, $NID, E_1, E_2, E_3, M_{HA}, T_{HA_1}$ > را برای *FA* ارسال می‌کند.

- *FA*، پس از دریافت پیام در زمان T_{HA_1}'، ابتدا درستی رابطه (۶۳) را بررسی می‌کند.

$$|T_{HA_1}' - T_{HA_1}| \le ? \Delta t \quad (۶۳)$$

اگر برقرار نباشد نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *FA* مقدار E_3 را، با کلید K_{HA-FA} رمزگشایی می‌کند. سپس، برابری تساوی‌های $NID' = ? NID$ و $M_{HA}' = ? M_{HA}$ و درستی مقدار T_{HA_1} را بررسی می‌کند. اگر برابر نباشند، نشست خاتمه می‌یابد و *FA* مقدار (*NID*, ID_{HA}) را از فهرست کاربران خود حذف می‌کند. وگرنه، *MU* و *HA* برای *FA* احراز هویت شده‌اند. *FA* مقدار K_{FA} را با کلید K_{HA-FA} رمزگشایی می‌کند و به کلید نشست *SK* می‌رسد و پیام <M_{HA}, E_2, T_{HA_1} > را برای *MU* ارسال می‌کند.

- *MU*، پس از دریافت پیام در زمان T_{HA_1}''، ابتدا درستی رابطه (۶۴) را بررسی می‌کند.

$$|T_{HA_1}'' - T_{HA_1}| \le ? 2\Delta t \quad (۶۴)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *MU* مقدار M_{HA}' را مطابق رابطه (۶۵) به دست می‌آورد.

$$M_{HA}' = h\left(X_{MU_1} \| T_{MU_1} \| T_{HA_1} \| ID_{FA}\right) \quad (۶۵)$$

MU برابری تساوی $M_{HA}' = ? M_{HA}$ را بررسی می‌کند، اگر برابر نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *HA* و *FA* برای *MU* احراز هویت شده‌اند. *MU*، E_2 را با X_{MU_1} رمزگشایی می‌کند و به کلید نشست *SK* می‌رسد. سپس، *MU* مقدار تصادفی a_2 را تولید کرده و به محاسبه شناسه مستعار جدید خود (NID_{NEW}) و مقدار E_4، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۶۶) و (۶۷) می‌پردازد.

$$NID_{NEW} = h(ID_{MU} \| a_2) \quad (۶۶)$$

$$E_4 = E_{X_{MU_1}}\left(NID \| NID_{NEW} \| RPW \| T_{MU_2}\right) \quad (۶۷)$$

حال، *MU* پیام <*NID*, E_4, T_{MU_2} , ID_{HA}> را برای *FA* ارسال می‌کند تا شناسه مستعار جدید خود را به اطلاع *HA* برساند.

- *FA*، پس از دریافت پیام در زمان T_{MU_2}'، ابتدا درستی رابطه (۶۸) را بررسی می‌کند.

$$|T_{MU_2}' - T_{MU_2}| \le ? \Delta t \quad (۶۸)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه *FA* پیام <*NID*, E_4, T_{MU_2} > را برای *HA* ارسال می‌کند.

- *HA*، پس از دریافت پیام در زمان T_{MU_2}''، ابتدا درستی رابطه (۶۹) را بررسی می‌کند.

$$|T_{MU_2}'' - T_{MU_2}| \le ? 2\Delta t \quad (۶۹)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *HA* مقدار E_4 را، با استفاده از X_{MU_1} رمزگشایی می‌کند. سپس، *HA* برابری *NID* دریافت شده از پیام را با *NID*′ حاصل از رمزگشایی E_4 مقایسه و درستی مقدار T_{MU_2} را بررسی می‌کند. اگر برابر نباشند، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *HA* به مقدارهای صحیح NID_{NEW} و *RPW* می‌رسد. سپس، *HA* مقدار ID_{SC_2} را تولید و مقدارهای X_{MU_2} ، Y_{MU_2} و E_5 را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۷۰)، (۷۱) و (۷۲) محاسبه می‌کند.

$$X_{MU_2} = h\left(x \oplus ID_{SC_2} \oplus NID_{NEW}\right) \quad (۷۰)$$

$$Y_{MU_2} = X_{MU_2} \oplus RPW \quad (۷۱)$$

$$E_5 = E_{X_{MU_1}}\left(NID_{NEW} \| Y_{MU_2} \| T_{HA_2}\right) \quad (۷۲)$$

پس‌ازآن، *HA* پیام <*NID*, E_5, T_{HA_2} > را برای *FA* ارسال می‌کند تا مقدار Y_{MU_2} را به اطلاع *MU* برساند و به *MU* اعلام کند که مقدار صحیح NID_{NEW} را به‌دست آورده است.

- *FA*، پس از دریافت پیام در زمان T_{HA_2}'، ابتدا درستی رابطه (۷۳) را بررسی می‌کند.

$$|T_{HA_2}' - T_{HA_2}| \le ? \Delta t \quad (۷۳)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه *FA* پیام <*NID*, E_5, T_{HA_2} > را برای *MU* ارسال می‌کند.

- *MU*، پس از دریافت پیام در زمان T_{HA_2}''، ابتدا درستی رابطه (۷۴) را بررسی می‌کند.

$$|T_{HA_2}'' - T_{HA_2}| \le ? 2\Delta t \quad (۷۴)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه *MU* مقدار E_5 را با استفاده از X_{MU_1} رمزگشایی و برابری $NID_{NEW}' = ? NID_{NEW}$ و درستی مقدار T_{HA_2} را بررسی می‌کند. اگر برابر نباشند، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، *MU* به مقدار صحیح Y_{MU_2} می‌رسد. *MU* به محاسبه مقدارهای X_{MU_2} و E_6، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۷۵) و (۷۶) می‌پردازد و Y_{MU_2} را جایگزین Y_{MU_1} در کارت هوشمند خود می‌کند. سپس، پیام <*NID*, E_6, ID_{HA}, T_{MU_3} > را برای FA ارسال می‌کند تا به اطلاع HA برساند که مقدار را به‌درستی دریافت کرده است.

$$X_{MU_2} = Y_{MU_2} \oplus RPW \quad (۷۵)$$

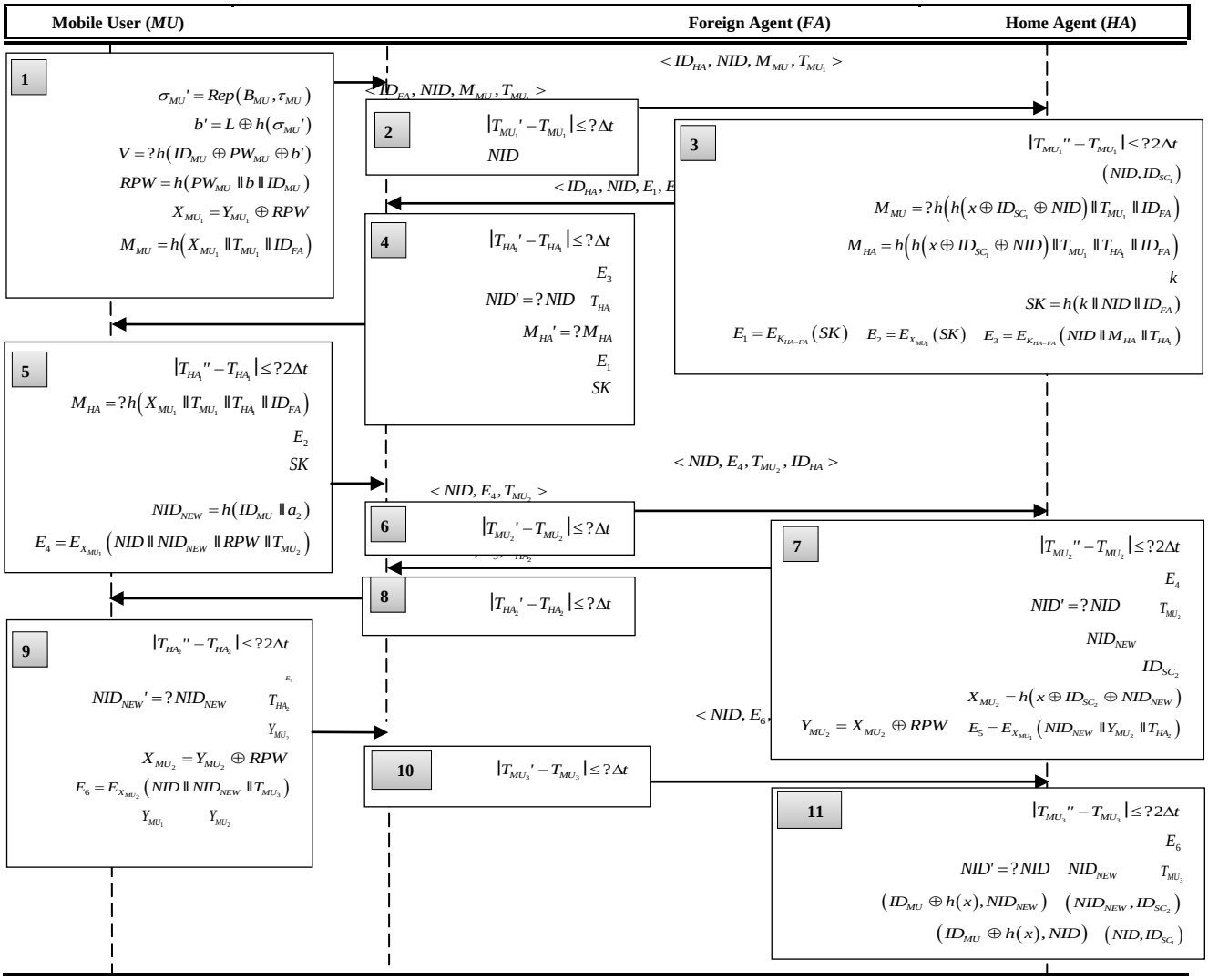
$$E_6 = E_{X_{MU_2}}\left(NID \| NID_{NEW} \| T_{MU_3}\right) \quad (۷۶)$$

- FA، پس از دریافت پیام در زمان ، ابتدا درستی رابطه (۷۷) را بررسی می‌کند.

$$|T_{MU_3}' - T_{MU_3}| \le ? \Delta t \quad (۷۷)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه FA پیام <NID, E6, > را برای HA ارسال می‌کند.

- HA، پس از دریافت پیام در زمان ، ابتدا درستی رابطه (۷۸) را بررسی می‌کند.



شکل ۲: مراحل اجرای الگوریتم احراز هویت متقابل و توافق کلید نشست طرح پیشنهادی

$$\left|T_{MU_3}'' - T_{MU_3}\right| \le ? 2\Delta t \qquad (۷۸)$$

اگر برقرار نباشد، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، HA مقدار E_6 را با X_{MU_2} رمزگشایی می‌کند. سپس، درستی تساوی $NID' = ? NID$ و مقدارهای NID_{NEW} و T_{MU_3} را بررسی می‌کند. اگر برابر نباشند، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، HA مقدارهای $\left(NID_{NEW}, ID_{SC_2}\right)$ و $\left(ID_{MU} \oplus h(x), NID_{NEW}\right)$ را، به ترتیب، در فهرست کاربران فعال و در فهرست کاربران ثبت‌نام‌شده خود ذخیره و مقدارهای $\left(NID, ID_{SC_1}\right)$ و $\left(ID_{MU} \oplus h(x), NID\right)$ را حذف می‌کند.

همان‌طور که در شکل (۲) مشاهده می‌شود، درصورتی‌که MU و FA برای HA، به‌درستی احراز هویت شوند، HA مجاز بودن MU را به اطلاع FA می‌رساند. علاوه بر این، HA، کلید نشست مشترک میان MU و FA را تولید و به‌صورت جداگانه برای آن‌ها ارسال می‌کند. در انتهای این الگوریتم، هر سه شرکت‌کننده مجاز، به‌صورت متقابل و به‌درستی برای یکدیگر احراز هویت شده‌اند و MU به‌صورت گمنام از خدمات FA استفاده می‌کند. شناسه مستعار MU در انتهای هر بار اجرای این الگوریتم، تغییر می‌کند و گمنامی کاربر به‌صورت کامل حفظ می‌شود. تأکید می‌شود که از برچسب زمانی به‌عنوان سنجش شمارنده برای مقابله با حمله تکرار استفاده می‌شود.

۳ ۴ - الگوریتم تغییر رمز عبور کاربر

این الگوریتم در یک ارتباط امن میان کاربر و کارت هوشمند اجرا می‌شود. زمانی که کاربری رمز عبور خود را فراموش کرده و یا رمز عبورش لو رفته است، می‌تواند با اجرای این الگوریتم آن را تغییر دهد. این الگوریتم در صورت لزوم، بلافاصله بعد از الگوریتم ثبت‌نام قابل‌اجراست و به‌صورت کاربرپسند طراحی‌شده است. به این منظور که کاربر بدون دخالت و اتلاف وقت اپراتور مرجع و تنها به کمک کارت هوشمند خود، می‌تواند رمز عبور خود را تغییر دهد. مراحل اجرای این الگوریتم که در شکل (۳) نشان داده‌شده است، به‌صورت زیر است:

- MU ابتدا کارت هوشمند خود (SC_{MU}) را در دستگاه کارت‌خوان قرار می‌دهد و مقدارهای ID_{MU}، PW_{MU}^{OLD} و B_{MU} را وارد می‌کند.
- SC_{MU} پس از دریافت ورودی‌ها، مقدارهای σ_{MU}'، b' و V' را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۷۹)، (۸۰) و (۸۱) به‌دست می‌آورد.

$$\sigma_{MU}' = Rep\left(B_{MU}, \tau_{MU}\right) \quad (۷۹)$$

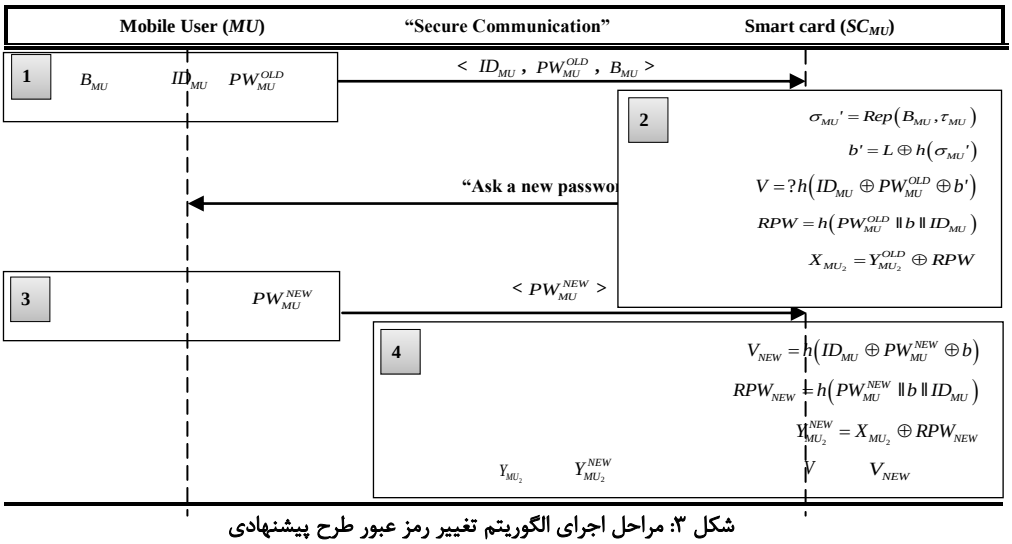
$$b' = L \oplus h\left(\sigma_{MU}'\right) \quad (۸۰)$$

$$V' = h\left(ID_{MU} \oplus PW_{MU}^{OLD} \oplus b'\right) \quad (۸۱)$$

سپس، SC_{MU} برابری تساوی $V' = ?V$ را بررسی می‌کند. اگر تساوی برابر نباشد (کاربر احراز هویت نشود)، نشست خاتمه می‌یابد. وگرنه، SC_{MU} مقدارهای RPW و X_{MU_2} قدیم را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۸۲) و (۸۳) به‌دست می‌آورد و رمز عبور جدید را از MU درخواست می‌کند.

$$RPW = h\left(PW_{MU}^{OLD} \| b \| ID_{MU}\right) \quad (۸۲)$$

$$X_{MU_2} = Y_{MU_2}^{OLD} \oplus RPW \quad (۸۳)$$



شکل ۳: مراحل اجرای الگوریتم تغییر رمز عبور طرح پیشنهادی

- MU رمز عبور جدید خود (PW_{MU}^{NEW}) را انتخاب و وارد دستگاه کارت‌خوان می‌کند.
- SC_{MU} مقدارهای V_{NEW}، RPW_{NEW} و $Y_{MU_2}^{NEW}$ را، به ترتیب، مطابق رابطه‌های (۸۴)، (۸۵) و (۸۶) محاسبه می‌کند.

$$V_{NEW} = h\left(ID_{MU} \oplus PW_{MU}^{NEW} \oplus b\right) \quad (۸۴)$$

$$RPW_{NEW} = h\left(PW_{MU}^{NEW} \| b \| ID_{MU}\right) \quad (۸۵)$$

$$Y_{MU_2}^{NEW} = X_{MU_2} \oplus RPW_{NEW} \quad (۸۶)$$

درنهایت، SC_{MU} مقدارهای $Y_{MU_2}^{NEW}$ و V_{NEW} را در کارت هوشمند ذخیره و مقدارهای Y_{MU_2} و V را از کارت هوشمند حذف می‌کند.

همان‌طور که در شکل (۳) مشاهده می‌شود، در انتهای این الگوریتم، رمز عبور کاربر مجاز بدون دخالت HA، به‌درستی تغییر می‌یابد. همچنین، در طول اجرای این الگوریتم مقدار X_{MU_2} تغییر نمی‌کند؛ بنابراین، HA هر زمان می‌تواند آن را به‌درستی بازیابی کند.

۵ - تحلیل امنیت طرح پیشنهادی

۵ ـ ۱ - تحلیل امنیت طرح پیشنهادی به روش غیررسمی[۵۳]

این بخش، به تحلیل امنیت غیررسمی طرح پیشنهادی می‌پردازد و در جدول (۳) امنیت قوی آن را با طرح‌های گذشته مقایسه می‌کند.

۵ ـ ۱ ـ ۱ - حفظ گمنامی کاربر

در طرح پیشنهادی، هیچ‌یک از پیام‌های مبادله شده بر روی کانال عمومی، دارای ID_{MU} نیست و هیچ متخاصمی نمی‌تواند با دانستن NID به ID_{MU} برسد. همچنین، ID_{MU} به‌صورت $ID_{MU} \oplus h(x)$ در فهرست کاربران فعال HA ذخیره می‌شود و تنها HA از آن آگاهی دارد.

۵ ـ ۲ - عدم ردیابی کاربر

در طرح پیشنهادی تمام پارامترهای پیام‌های مربوط به MU، در هر الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست، با تغییر مقدارهای تصادفی انتخاب‌شده توسط MU و HA (k_1، a_2 و ID_{SC_2})، تغییر می‌کنند.

۵ ـ ۳ - حفظ امنیت در صورت سرقت کارت هوشمند

متخاصم A با سرقت SC_{MU} و ثبت پیام‌های مبادله شده روی کانال عمومی، نمی‌تواند پیام درخواست احراز هویت معتبر $<ID_{HA}, NID, M_{MU}^*, T_A>$ را در برچسب زمانی فعلی (T_A) تولید کند؛ زیرا باید مقدار M_{MU}^* را مطابق رابطه (۸۷) به‌دست آورد.

$$M_{MU}^* = h\left(X_{MU_1} \| T_A \| ID_{FA}\right) \quad (۸۷)$$

برای دستیابی به X_{MU_1} معتبر از Y_{MU_1}، دانستن پارامترهای امنیتی MU (PW_{MU}، ID_{MU} و B_{MU}) ضروری است.

۵ ـ ۴ - مقاومت در مقابل حمله حدس رمز عبور به‌صورت برون‌خط

متخاصم A برای اجرای این حمله، حتی با داشتن SC_{MU} و پیام‌های مبادله شده روی کانال عمومی میان هر سه موجودیت، با شکست مواجه می‌شود؛ زیرا برای بررسی درستی رمز عبور حدس زده‌شده توسط پارامتر V و یا پارامترهای M_{MU} و M_{HA}، به ترتیب، نیاز به دانستن ID_{MU} و b و یا X_{MU_1} است.

۵ ۱ ۵ - حفظ امنیت در صورت سرقت تصدیق‌کننده‌ها

در طرح پیشنهادی، HA مقدار PW_{MU} را ذخیره نمی‌کند و تنها NID و $ID_{MU}\oplus h(x)$ را ذخیره می‌کند. برای بازیابی ID_{MU} از $ID_{MU}\oplus h(x)$ و یا NID، به ترتیب، پارامترهای x و a_1 موردنیاز است. همچنین، A با دسترسی به پارامترهای ذخیره‌شده در فهرست FA و یا SC_{MU}، نمی‌تواند مدارک یا گواهی‌نامه‌های کاربران را بازیابی کند.

۵ ۱ ۶ - مقاومت در مقابل حمله جعل

در الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست طرح پیشنهادی، HA کلیدهای مخفی مختلفی را برای درخواست‌های متفاوت کاربر تولید می‌کند؛ بنابراین، اگر متخاصم A خواهان استفاده از NID برای دستیابی به X_{MU_1} باشد، موفق نخواهد بود؛ زیرا در محاسبه X_{MU_1}، مقدار ID_{SC_1}، حتی برای NID های مشابه، به‌صورت تصادفی تولید می‌شود و X_{MU_1} برای هر درخواست، متفاوت خواهد بود. علاوه بر این، در طرح پیشنهادی شناسه ID_{MU} مخفی است و از روی پیام‌های مبادله شده روی کانال عمومی و یا NID، به‌دست نمی‌آید.

۵ ۱ ۷ - مقاومت در مقابل حمله جعل هویت کاربر/ اپراتور مرجع/ اپراتور کمکی و حمله فرد میانی

فرضیه‌های متفاوت برای اجرای این حملات توسط متخاصم A:

- A با جعل هویت MU، برای احراز هویت خود تلاش می‌کند. او برای تولید پیام معتبر $<ID_{HA}, NID, M_A, T_A>$ با برچسب زمانی فعلی T_A، مقدار X_{MU_1} را نیاز دارد و با شکست مواجه می‌شود.
- A با جعل هویت MU پیام نامعتبر $<ID_{HA}, NID, M_A, T_A>$ را با برچسب زمانی فعلی (T_A) تولید و ارسال می‌کند. سپس، A با جعل هویت HA میان ارتباطات HA و FA قرار می‌گیرد. حال A باید کلید مشترک میان FA و HA (SK) را داشته باشد تا بتواند پارامترهای E_1 و E_3 را به‌درستی محاسبه کرده و برای FA احراز هویت شود؛ بنابراین، با شکست مواجه می‌شود.

همان‌طور که در جدول (۳) مشاهده می‌شود، طرح پیشنهادی علاوه بر آن‌که برخی از ویژگی‌های امنیتی، ازجمله گمنامی و عدم ردیابی کاربر، احراز هویت متقابل، امنیت کلید نشست، محرمانگی

جدول ۳: مقایسه ویژگی‌های امنیتی طرح پیشنهادی با طرح‌های پیشین

ویژگی‌های امنیتی موردنیاز	*SARS* [۱۱]	*SAMA* [۱۴]	*NUA* [۱۵]	*AWC* [۱۶]	*MAKA* [۱۷]	*PAKA* [۱۸]	طرح پیشنهادی
الگوریتم احراز هویت کارآمد	✓	✘	✘	✓	✓	✘	✓
الگوریتم تغییر رمز عبور کاربرپسند	-	✘	✓	✓	✓	✘	✓
الگوریتم تغییر رمز عبور ایمن	-	✘	✓	✓	✓	✓	✓
احراز هویت اولیه با استفاده از کارت هوشمند	✘	✘	✘	✓	✘	✘	✓
گمنامی کاربر	✘	✓	✓	✓	✘	✘	✓
عدم ردیابی کاربر	✘	✓	✓	✘	✓	✓	✓
احراز هویت متقابل	✘	✘	✓	✘	✘	✘	✓
محرمانگی کامل روبه‌جلو	✓	✓	✓	✓	✘	✓	✓
محرمانگی کامل رو به عقب	✘	✓	✓	✓	✓	✓	✓
محرمانگی کلید شناخته‌شده	✓	✓	✓	✓	✓	✓	✓
امنیت کلید نشست	✓	✘	✓	✘	✘	✘	✓
امن ماندن در صورت سرقت کارت هوشمند	-	✘	✓	✓	✘	✓	✓
مقاومت در مقابل حمله حدس رمز عبور به‌صورت برون‌خط	✓	✓	✓	✓	✘	✓	✓
امن ماندن در صورت سرقت تصدیق‌کننده‌ها	✓	✘	✓	✓	✘	✓	✓
مقاومت در مقابل حمله داخلی	✘	✘	✓	✓	✘	✘	✓
مقاومت در مقابل حمله تکرار	✘	✓	✘	✘	✘	✓	✓
مقاومت در مقابل حمله جعل	✓	✓	✓	✓	✘	✓	✓
مقاومت در مقابل حمله فرد میانی و جعل هویت کاربر	✘	✘	✓	✘	✓	✓	✓
مقاومت در مقابل حمله فرد میانی و جعل هویت اپراتور مرجع	✘	✘	✓	✓	✓	✓	✓
مقاومت در مقابل حمله فرد میانی و جعل هویت اپراتور کمکی	✘	✘	✓	✘	✘	✘	✓
مقاومت در مقابل حمله منع سرویس	✓	✘	✘	✘	✘	✘	✓

کامل روبه‌جلو، محرمانگی کامل رو به عقب و محرمانگی کلید شناخته‌شده را فراهم می‌آورد، در مقابل حملات فعال و غیرفعال موجود در شبکه، ازجمله حمله تکرار، حمله داخلی، حمله جعل هویت کاربر/ اپراتور مرجع/ اپراتور کمکی، حمله به پروتکل در صورت سرقت کارت هوشمند و یا تصدیق‌کننده‌ها، حمله حدس رمز عبور به‌صورت برون‌خط، حمله فرد میانی و حمله منع سرویس نیز مقاوم است؛ بنابراین، طرح پیشنهادی نسبت به طرح‌های پیشین کارآمدتر بوده و از امنیت بالاتری برخوردار است.

۵ ۴ - تحلیل امنیت طرح پیشنهادی به روش رسمی[۵۴]

در این بخش برای تحلیل امنیت طرح پیشنهادی به روش رسمی از نرم‌افزار شبیه‌ساز *AVISPA* استفاده می‌شود [۲۸]. نتایج شبیه‌سازی با این ابزار این اطمینان را می‌دهد که طرح پیشنهادی امن و یا ناامن است. در این ابزار برای توصیف پروتکل پیشنهادی و مشخص کردن ویژگی‌های امنیتی موردنظر، از زبان *HLPSL*[۵۵] استفاده می‌شود. *HLPSL* یک زبان نقش‌گرا است که هر شرکت‌کننده نقش مستقل از دیگران را اجرا می‌کند و ارتباط با دیگر نقش‌ها از طریق کانال‌ها امکان‌پذیر است. نقش‌های *HLPSL* شامل نقش‌های پایه و مرکب است و نقش‌های پایه توسط نقش‌های مرکب به‌صورت موازی اجرا می‌شود. مشخصات[۵۶] طرح پیشنهادی در الگوریتم ثبت‌نام و الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست توسط زبان *HLPSL* به اجرا گذاشته می‌شود. در این اجرا، نقش‌های alice، server اول، server دوم، session و environment شرح داده‌شده‌اند. سه نقش پایه alice، server اول و server دوم، به ترتیب، نشان‌دهنده شرکت‌کننده‌های کاربر معتبر تلفن همراه (*MU*)، اپراتور مرجع (*HA*) و اپراتور کمکی (*FA*) می‌باشند. برخی از اصطلاحات در زیر تعریف‌شده‌اند:

- Agent: نشان‌دهنده هویت اصلی موجودیت‌ها.
- Symmetric_key: نشان‌دهنده کلید مورداستفاده برای رمزنگاری متقارن.
- Public_key: نشان‌دهنده کلید عمومی موجودیت‌ها.
- Hash_func: نشان‌دهنده تابع درهم‌ساز رمزنگاری.
- Channel(dy): نشان‌دهنده کانال‌های ارتباطی از نوع مدل متخاصم Dolev-Yao میان موجودیت‌ها.
- Played_by: نشان‌دهنده نام موجودیت بازی‌کننده نقش.
- New(): تابع تولیدکننده اعداد تصادفی.

مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش آغازکننده *MU*، در شکل (۴) نشان داده‌شده است.

همان‌طور که در شکل (۴) مشاهده می‌شود، در طول الگوریتم ثبت‌نام، نقش آغازکننده *MU* برای اولین بار پیام "start" را دریافت می‌کند و پیام $<ID_{MU}, NID, RPW>$ را، با کلید متقارن K_{muha} رمز کرده و با کمک عملیات *SND_MH*، آن را برای *HA* ارسال می‌کند.

```
role alice (MU, HA, FA, KGC : agent,
            Kmuha : symmetric_key,
            Pfa1,Pfa2,Rfa1,Rfa2,Pha1,Pha2,Rha1,Rha2,Ppub : public_key,
            % Hash is hash function
            Hash, Add, Sub, Mul, Rep, Gen : hash_func,
            SND_MH, RCV_MH, SND_MF, RCV_MF : channel(dy))
played_by MU
def=
local State : nat,

    IDmu,IDha,IDfa,PWmu,A1,A2,B,K2,Bmu,Tmu1,Tmu2,Tmu3,Tha1,Tha2 : text,
    SK : symmetric_key,
    NID,NIDnew,RPW,V,L,Xmu1,Xmu2,Ymu1,Ymu2,Mmu,Mha : message,
    Inc: hash_func
const server1_alice_sk, alice_server1_nidnew, server1_alice_ymu2, server1_server2_sk,
subs1, subs2, subs3, subs4, subs5, subs6, subs7, subs8, subs9, subs10, subs11, subs12,
subs13 : protocol_id
init State := 0
transition
1. State = 0 /\ RCV_MH(start) =|>
   State':= 2 /\ B':= new() /\A1':= new()
   /\ NID' := Hash(IDmu.A1')
   /\ RPW' := Hash(PWmu.B'.IDmu)
   /\ SND_MH({IDmu.NID'.RPW'}_Kmuha)
   /\ secret({IDmu},subs1,{MU,HA})
   /\ secret({PWmu,B',A1'},subs2,MU)
2. State = 2 /\ RCV_MH({Ymu1'}_Kmuha) =|>
   State':= 4 /\ Tmu1' := new()
   /\ V' := Hash(xor(xor(IDmu,PWmu),B))
   /\ L' := xor(B,Hash(Bmu))
   /\ Xmu1' := xor(Ymu1',RPW)
   /\ Mmu' := Hash(Xmu1'.Tmu1'.IDfa)
   /\ SND_MF(IDha.NID.Mmu'.Tmu1')
3. State = 4 /\ RCV_MF(Mha'.{SK'}_Xmu1.Tha1') =|>
   State':= 6 /\ Tmu2' := new() /\ A2' := new()
   /\ NIDnew':= Hash(IDmu.A2')
   /\ SND_MF(NID.{NID.NIDnew'.RPW.Tmu2'}_Xmu1.Tmu2'.IDha)
   /\ request(MU,HA,server1_alice_sk,SK')
   /\ witness(MU,HA,alice_server1_nidnew,NIDnew')
   /\ secret({A2'},subs3,MU)
   /\ secret({NIDnew'},subs4,{MU,HA})
4. State = 6 /\ RCV_MF(NID.{NIDnew.Ymu2'.Tha2'}_Xmu1.Tha2') =|>
   State':= 8 /\ Xmu2' := xor(Ymu2',RPW) /\ Tmu3' := new()
   /\ SND_MF(NID.{NID.NIDnew.Tmu3'}_Xmu2'.IDha.Tmu3')
   /\ request(MU,HA,server1_alice_ymu2,Ymu2')
end role
```

شکل ۴: مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش آغازکننده *MU*

اعلامیه[۵۷] secret({ID_{MU}}, *subs*1, {*MU,HA*}) نشان می‌دهد که شناسه کاربر (ID_{MU}) را تنها *MU* و *HA* می‌دانند و اعلامیه secret({PW_{MU},*B',A1'*}, *subs*2, *MU*) نشان می‌دهد که رمز عبور PW_{MU} و مقدارهای جدید b و a_1 را تنها *MU* می‌داند. سپس، *MU* یک کارت هوشمند، شامل اطلاعات {Y_{MU}, $h(.)$} را که با کلید متقارن K_{muha} رمز شده، با کمک عملیات *RCV_MH*، از *HA* دریافت می‌کند. در طول الگوریتم احراز هویت متقابل و توافق کلید نشست، *MU* پیام درخواست احراز هویت $< ID_{HA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ را، با کمک عملیات *SND_MF*، برای *FA* ارسال کرده و پیام $< M_{HA}, E_2, T_{HA_1} >$ را، با کمک عملیات *RCV_MF*، از *FA* دریافت می‌کند. درنتیجه، به کلید مشترک میان خود و *FA* (*SK*) می‌رسد و به‌راحتی *HA* و *FA* را احراز هویت می‌کند. پس‌ازآن، *MU* پیام $< NID, E_4, T_{MU_2}, ID_{HA} >$ را، با کمک عملیات *SND_MF*، برای *FA* ارسال می‌کند. اعلامیه request(*MU, HA,* server1_alice_*sk, SK'*) نشان می‌دهد که *MU* مقدار *SK* را که توسط *HA* تولید می‌شود، دریافت کرده است. اعلامیه witness(*MU, HA,* alice_server1_*nidnew, NIDnew'*) نشان می‌دهد که *MU* مقدار جدید NID_{NEW} را محاسبه می‌کند. اعلامیه secret({*A2'*}, *subs*3, *MU*) نشان می‌دهد که مقدار جدید a_2' را تنها *MU* می‌داند. secret({*NIDnew'*}, *subs*4, {*MU,HA*}) نشان می‌دهند که مقدار جدید NID_{NEW} را تنها *MU* و *HA* می‌دانند. سپس، *MU* پیام

$< NID, E_5, T_{HA_2} >$ را با کمک عملیات *RCV_MF* از *FA* دریافت می‌کند و درنهایت، پیام $< NID, E_6, ID_{HA}, T_{MU_3} >$ را با کمک عملیات *SND_MF* برای *FA* ارسال می‌کند. اعلامیه request(*MU*, *HA*, server1_alice_*ymu2*, *Ymu2'*) نشان می‌دهد که *MU* مقدار جدید Y_{MU_2} را که توسط *HA* تولید می‌شود، دریافت کرده است. نوع کانال اعلام‌شده *dy* است؛ بنابراین، متخاصم توانایی ره‌گیری، شنود، تحلیل و تغییر پیام ارسالی روی کانال ناامن را دارد. مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش پاسخ‌دهنده *HA*، در شکل (۵) نشان داده‌شده است.

همان‌طور که در شکل (۵) مشاهده می‌شود، در طول الگوریتم ثبت‌نام، *HA* پیام درخواست ثبت‌نام $<ID_{MU}, NID, RPW>$ را که با کلید متقارن K_{muha} رمز شده و با کمک عملیات *RCV_HM*، از *MU* دریافت کرده و یک کارت هوشمند شامل اطلاعات $\{Y_{MU}, h(.)\}$را، به‌صورت رمز شده با کلید متقارن K_{muha} و با کمک عملیات *SND_HM*، برای *MU* ارسال می‌کند. اعلامیه secret({*X*, *IDsc1'*}, *subs*6, *HA*) نشان می‌دهد که مقدارهای *x* و ID_{SC_1} را تنها *HA* می‌داند و اعلامیه secret({ *Xmu*1 }, *subs*5, {*HA*,*MU*}) نشان می‌دهد که مقدار مخفی جدید X_{MU_1} را تنها *MU* و *HA* می‌دانند. در طول الگوریتم احراز هویت متقابل و توافق کلید نشست، *HA* پیام $< ID_{FA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ را، با کمک عملیات *RCV_HF*، از *FA* دریافت کرده و سپس، با کمک عملیات *SND_HF*، پیام $< ID_{HA}, E_{HA_1}, E_{HA_2}, R_{HA_1}, R_{HA_2} >$ را برای *FA* ارسال می‌کند. اعلامیه secret({*Lha1'*,*Lha2'*},*subs*7,*HA*) نشان می‌دهد که مقدارهای جدید e_{HA_1} و e_{HA_2} را تنها *HA* می‌داند. سپس، *HA* پیام $< ID_{FA}, E_{FA_1}, E_{FA_2}, R_{FA_1}, R_{FA_2} >$ را، با کمک عملیات *RCV_HF*، از *FA* دریافت کرده و به محاسبه کلید مشترک میان خود و *FA*، به روش *CL-AKA* [۲۷] می‌پردازد. علاوه بر این، *HA* به‌راحتی می‌تواند *MU* و *FA* را احراز هویت کند. سپس، *HA*، با کمک عملیات *SND_HF*، پیام $< ID_{HA}, NID, E_1, E_2, E_3, M_{HA}, T_{HA_1} >$ را برای *FA* ارسال می‌کند. witness(*HA*,*MU*, server1_alice_*sk*, *SK'*) و witness(*HA*, *FA*, server1_server2_*sk*, *SK'*)، هر دو نشان می‌دهند که *HA* مقدار جدید *SK* را محاسبه می‌کند. اعلامیه secret({*Khafa'*},*subs*8,{*HA*,*FA*}) نشان می‌دهد که مقدار جدید K_{HA-FA} را تنها *HA* و *FA* می‌دانند. secret({*SK'*},*subs*9,{*FA*,*MU*}) نشان می‌دهند مقدار جدید *SK* را تنها *FA* و *MU* می‌دانند. secret({*K'*,*Sha1*,*Sha2*,*Xha1*,*Xha2*},*subs*10,*HA*) نشان می‌دهد که مقدارهای *K*، s_{HA_1}، s_{HA_2}، x_{HA_1} و x_{HA_2} را تنها *HA* می‌داند و سپس، نشان می‌دهند مقدار جدید *SK* را تنها *FA* و *MU* می‌دانند. secret({*K'*,*Sha1*,*Sha2*,*Xha1*,*Xha2*},*subs*10,*HA*) نشان می‌دهد که مقدارهای *K*، s_{HA_1}، s_{HA_2}، x_{HA_1} و x_{HA_2} را تنها *HA* می‌داند و سپس، *HA* پیام $< NID, E_4, T_{MU_2} >$ را با کمک عملیات *RCV_HF* از *FA* دریافت می‌کند و پیام $< NID, E_5, T_{HA_2} >$ را با کمک عملیات *SND_HF* برای *FA* ارسال می‌کند.

```
role server1 (MU, HA, FA, KGC: agent,
              Kmuha : symmetric_key,
              Pfa1,Pfa2,Rfa1,Rfa2,Pha1,Pha2,Rha1,Rha2,Ppub : public_key,
              % Hash is hash function
              Hash, Add, Sub, Mul, Rep, Gen : hash_func,
              SND_HM, RCV_HM, SND_HF, RCV_HF: channel(dy))
played_by HA
def=
local State : nat,
IDmu, IDha, IDfa, IDsc1, IDsc2, Lha1, Lha2, P, K1, Sha1, Sha2, X,
              Xha1, Xha2, Tmu1, Tmu2, Tmu3, Tha1, Tha2, Tfa : text,
              SK, Khafa : symmetric_key,
NID, NIDnew, RPW, Xmu1, Xmu2, Ymu1, Ymu2, Mmu, Wfa1, Wfa2,
              Efa1, Efa2, Eha1, Eha2, D1, D2, D3, D4, Khf1, Khf2, Khf3, Khf4, Mha : message,
              Inc: hash_func
const server1_alice_sk, alice_server1_nidnew, server1_alice_ymu2, server1_server2_sk,
subs1, subs2, subs3, subs4, subs5, subs6, subs7, subs8, subs9, subs10, subs11, subs12,
              subs13 : protocol_id
init State := 1
transition
1. State = 1 /\ RCV_HM({IDmu.NID'.RPW'}_Kmuha) =|>
   State':= 3 /\ IDsc1' := new() /\ Xmu1' := Hash(xor(xor(X,IDsc1'),NID'))
   /\ Ymu1' := xor(Xmu1',RPW') /\ SND_HM({Ymu1'}_Kmuha)
   /\ secret({Xmu1'},subs5,{HA,MU})
   /\ secret({X,IDsc1'},subs6,HA)
2. State = 3 /\ RCV_HF(IDfa.NID.Mmu'.Tmu1') =|>
   State':= 5 /\ Lha1' := new() /\ Lha2' := new()
   /\ Eha1' := Mul(Lha1'.P) /\ Eha2' := Mul(Lha2'.P)
   /\ SND_HF(HA.Eha1'.Eha2'.Rha1.Rha2)
   /\ secret({Lha1',Lha2'},subs7,HA)
3. State = 5 /\ RCV_HF(IDfa.Efa1'.Efa2'.Rfa1.Rfa2) =|>
   State':= 7 /\ Wfa1' := Add(Rfa1,Mul(Hash(IDfa.Rfa1).Ppub))
   /\ Wfa2' := Add(Rfa2,Mul(Hash(IDfa.Rfa2).Ppub))
   /\ D1' := Hash(IDfa.IDha.Efa1'.Efa2'.Eha1.Eha2)
   /\ D2' := Hash(IDha.IDfa.Eha1.Eha2.Efa1'.Efa2')
   /\ D3' := Hash(IDfa.IDha.Rfa1.Rfa2.Rha1.Rha2.Pfa1
                  .Pfa2.Pha1.Pha2.Efa1'.Efa2'.Eha1.Eha2)
   /\ D4' := Hash(IDha.IDfa.Rha1.Rha2.Rfa1.Rfa2.Pha1
                  .Pha2.Pfa1.Pfa2.Eha1.Eha2.Efa1'.Efa2')
   /\ Khf1' := Mul(Add(Mul(D2.Lha1),Sha1,Mul(D4.Xha2)).
                  Add(Mul(D1.Efa2'),Wfa2',Mul(D3.Pfa1)))
   /\ Khf2' := Mul(Add(Mul(D2.Lha2),Sha2,Mul(D4.Xha1))
                  .Add(Mul(D1.Efa2'),Wfa2',Mul(D3.Pfa1)))
   /\ Khf3' := Mul(Add(Mul(D2.Lha1),Sha1,Mul(D4.Xha2))
                  .Add(Mul(D1.Efa1'),Wfa1',Mul(D3.Pfa2)))
   /\ Khf4' := Mul(Add(Mul(D2.Lha2),Sha2,Mul(D4.Xha1))
                  .Add(Mul(D1.Efa1'),Wfa1',Mul(D3.Pfa2)))
   /\ Khafa' := Hash(IDha.IDfa.Eha1.Eha2.Efa1'
                  .Efa2'.Khf1'.Khf2'.Khf3'.Khf4')
   /\ Tha1' := new() /\ K' := new()
   /\ Mha' := Hash(Hash(xor(xor(X,IDsc1),NID)).Tmu1.Tha1'.IDfa)
   /\ SK' := Hash(K'.IDmu.IDfa)
   SND_HF(IDha.NID.{SK'}_Khafa'.{SK'}_Xmu1.Mha'.Tha1'.{NID.Mha'.Tha1'}_Khafa')
   /\ witness(HA,FA,server1_server2_sk,SK')
   /\ witness(HA,MU,server1_alice_sk,SK')
   /\ secret({Khafa'},subs8,{HA,FA})
   /\ secret({SK'},subs9,{FA,MU})
   /\ secret({K',Sha1,Sha2,Xha1,Xha2},subs10,HA)
4. State = 7 /\ RCV_HF(NID.{NID.NIDnew'.RPW.Tmu2'}_Xmu1.Tmu2') =|>
   State':= 9 /\ IDsc2' := new()/\ Tha2' := new()
   /\ Xmu2' := Hash(xor(xor(X,IDsc2'),NIDnew'))
   /\ Ymu2' := xor(Xmu2',RPW)
   /\ SND_HF(NID.{NIDnew'.Ymu2'.Tha2'}_Xmu1.Tha2')
   /\ secret({IDsc2'},subs11,HA) /\ secret({Xmu2'},subs12,{HA,MU})
   /\ witness(HA,MU,server1_alice_ymu2,Ymu2')
   /\ request(HA,MU,alice_server1_nidnew,NIDnew')
5. State = 9 /\ RCV_HF(NID.{NID.NIDnew.Tmu3'}_Xmu2.Tmu3') =|>
   State':= 11
end role
```

شکل ۵: مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش پاسخ‌دهنده *HA*

secret({*IDsc2'*}, *subs*11, *HA*) نشان می‌دهد که مقدار جدید ID_{SC_2} را تنها *HA* می‌داند. اعلامیه secret({*Xmu2'*}, *subs*12, {*HA*, *MU*}) نشان می‌دهد که مقدار مخفی جدید کاربر (X_{MU_2}) را تنها *HA* و *MU* می‌دانند. اعلامیه witness(*HA*, *MU*, server1_alice_*ymu2*, *Ymu2'*) نشان می‌دهد که *HA* مقدار جدید Y_{MU_2} را محاسبه می‌کند. اعلامیه request(*HA*, *MU*, alice_server1_*nidnew*, *NIDnew'*) نشان می‌دهد که *HA* مقدار جدید NID_{NEW} را که توسط *MU* تولید می‌شود، دریافت کرده است. درنهایت، *HA* پیام $< NID, E_6, T_{MU_3} >$ را با کمک عملیات *RCV_HF* از *FA* دریافت می‌کند. مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش پاسخ‌دهنده *FA*، در شکل (۶) نشان داده‌شده است.

```
role server2 (MU, HA, FA, KGC: agent,Pfa1,Pfa2,Rfa1,Rfa2,Pha1,Pha2,Rha1,Rha2,Ppub : public_key,
Hash, Add, Sub, Mul, Rep, Gen : hash_func,
SND_FM, RCV_FM, SND_FH, RCV_FH: channel(dy))
played_by FA
def=
local State : nat,
IDha, IDfa, Lfa1, Lfa2, P, Sfa1, Sfa2, Xfa1, Xfa2, Tmu1, Tmu2, Tmu3,
Tha1, Tha2, Tfa: text,
SK, Khafa : symmetric_key,
NID, Mmu, Mha, Wha1, Wha2, Efa1, Efa2, Eha1, Eha2, D1, D2, D3, D4,
Kfh1, Kfh2, Kfh3, Kfh4 : message,
M : {symmetric_key}_symmetric_key,
N : {message.message.message.text}_symmetric_key,
O : {message.message.text}_symmetric_key,
Q : {message.message.text}_symmetric_key,
Inc: hash_func
const server1_alice_sk, alice_server1_nidnew, server1_alice_ymu2, server1_server2_sk,
subs1, subs2, subs3, subs4, subs5, subs6, subs7, subs8, subs9, subs10, subs11, subs12,
subs13 : protocol_id
init State := 13
transition
1. State = 13 /\ RCV_FM(IDha.NID.Mmu'.Tmu1') =|>
State':= 15 /\ SND_FH(IDfa.NID.Mmu'.Tmu1')
2. State = 15 /\ RCV_FH(IDha.Eha1'.Eha2'.Rha1.Rha2) =|>
State':= 17 /\ Lfa1' := new() /\ Lfa2' := new()
/\ Efa1' := Mul(Lfa1'.P) /\ Efa2' := Mul(Lfa2'.P)
/\ Wha1' := Add(Rha1,Mul(Hash(HA.Rha1).Ppub))
/\ Wha2' := Add(Rha2,Mul(Hash(HA.Rha2).Ppub))
/\ D1' := Hash(IDfa.IDha.Efa1'.Efa2'.Eha1'.Eha2')
/\ D2' := Hash(IDha.IDfa.Eha1'.Eha2'.Efa1'.Efa2')
/\ D3' := Hash(IDfa.IDha.Rfa1.Rfa2.Rha1.Rha2.Pfa1
.Pfa2.Pha1.Pha2.Efa1'.Efa2'.Eha1'.Eha2')
/\ D4' := Hash(IDha.IDfa.Rha1.Rha2.Rfa1.Rfa2.Pha1
.Pha2.Pfa1.Pfa2.Eha1'.Eha2'.Efa1'.Efa2')
/\ Kfh1' := Mul(Add(Mul(D1.Lfa2'),Sfa2,Mul(D3.Xfa1))
.Add(Mul(D2.Eha1'),Wha1,Mul(D4.Pha2)))
/\ Kfh2' := Mul(Add(Mul(D1.Lfa2'),Sfa2,Mul(D3.Xfa1))
.Add(Mul(D2.Eha2'),Wha2,Mul(D4.Pha1)))
/\ Kfh3' := Mul(Add(Mul(D1.Lfa1'),Sfa1,Mul(D3.Xfa2))
.Add(Mul(D2.Eha1'),Wha1,Mul(D4.Pha2)))
/\ Kfh4' := Mul(Add(Mul(D1.Lfa2'),Sfa1,Mul(D3.Xfa2))
.Add(Mul(D2.Eha2'),Wha2,Mul(D4.Pha1)))
/\ Khafa' := Hash(IDha.IDfa.Eha1'.Eha2'.Efa1'
.Efa2'.Kfh1'.Kfh2'.Kfh3'.Kfh4')
/\ SND_FH(IDfa.Efa1'.Efa2'.Rfa1.Rfa2)
/\ secret({Lfa1',Lfa2',Sfa1,Sfa2,Xfa1,Xfa2},subs13,FA)
/\ secret(Khafa',subs8,{HA,FA})
3. State = 17/\RCV_FH(IDha.NID.{SK'}_Khafa.M'.{NID.Mha'}_Khafa.Mha'.Tha1')=|>
State':= 19 /\ SND_FM(Mha'.M'.Tha1')
/\ request(FA,HA,server1_server2_sk,SK')
4. State = 19 /\ RCV_FM(NID.N'.Tmu2'.IDha) =|>
State':= 21 /\ SND_FH(NID.N'.Tmu2')
5. State = 21 /\ RCV_FH(NID.O'.Tha2') =|>
State':= 23 /\ SND_FM(NID.O'.Tha2')
6. State = 23 /\ RCV_FM(NID.Q'.IDha.Tmu3') =|>
State':= 25 /\ SND_FH(NID.Q'.Tmu3')
end role
```

شکل ۶: مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش پاسخ‌دهنده *FA*

در شکل ۶، اپراتور کمکی *FA* پیام درخواست احراز هویت $< ID_{HA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ را، در طول الگوریتم احراز هویت و با کمک عملیات *RCV_FM*، از *MU* دریافت کرده و پیام $< ID_{FA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ را، با کمک عملیات *SND_FH*، برای *HA* ارسال می‌کند. سپس، *FA*، با کمک عملیات *RCV_FH*، پیام $< ID_{HA}, E_{HA_1}, E_{HA_2}, R_{HA_1}, R_{HA_2} >$ را از *HA* دریافت می‌کند و به محاسبه کلید مشترک میان خود و *HA* به روش *CL-AKA* [۲۷] می‌پردازد. پس‌ازآن، *FA*، با کمک عملیات *SND_FH*، پیام $< ID_{FA}, E_{FA_1}, E_{FA_2}, R_{FA_1}, R_{FA_2} >$ را برای *HA* ارسال می‌کند. اعلامیه secret($K_{HA\text{-}FA}$, *subs*8, {*HA*,*FA*}) و اعلامیه secret({*Lfa1'*,*Lfa2'*,*Sfa1*,*Sfa2*,*Xfa1'*,*Xfa2'*}, *subs*13, *FA*)، به ترتیب، نشان می‌دهند که مقدار تازه $K_{HA\text{-}FA}$ را تنها *HA* و *FA* می‌دانند و مقدارهای L_{FA_1} ، L_{FA_2} ، s_{FA_1} ، s_{FA_2} و x_{FA_1} و x_{FA_2} را تنها *FA* می‌داند. سپس، *FA* پیام $< ID_{HA}, NID, E_1, E_2, E_3, M_{HA}, T_{HA_1} >$ را، با کمک عملیات *RCV_FH*، از *HA* دریافت کرده و به‌راحتی *HA* و *MU* را احراز هویت می‌کند و پیام $< M_{HA}, E_2, T_{HA_1} >$ را، با کمک عملیات *SND_FM* برای *MU* ارسال می‌کند. اعلامیه request(*FA*,*HA*, server1_server2_sk,*SK'*) نشان می‌دهد *FA* مقدار جدید *SK* را که توسط *HA* تولید می‌شود، دریافت کرده است. *FA* پیام $< NID, E_4, T_{MU_2}, ID_{HA} >$ را، با کمک عملیات *RCV_FM*، از *MU* دریافت می‌کند و پیام $< NID, E_4, T_{MU_2} >$ را با کمک عملیات *SND_FH* برای *HA* ارسال می‌کند. پس‌ازآن، *FA* پیام $< NID, E_5, T_{HA_2} >$ را با کمک عملیات *RCV_FH* از *HA* دریافت می‌کند و پیام $< NID, E_5, T_{HA_2} >$ را با کمک عملیات *SND_FM* برای *MU* ارسال می‌کند. درنهایت، *FA* پیام $< NID, E_6, ID_{HA}, T_{MU_3} >$ را با کمک عملیات *RCV_FM* از *MU* دریافت می‌کند و پیام $< NID, E_6, T_{MU_3} >$ را با کمک عملیات *SND_FH* برای *HA* ارسال می‌کند. مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش نشست در شکل (۷) و برای نقش محیط و هدف در شکل (۸) نشان داده‌شده است.

```
role session (MU, HA, FA, KGC: agent,
Kmuha : symmetric_key,
Pfa1, Pfa2, Rfa1, Rfa2, Pha1, Pha2, Rha1, Rha2, Ppub : public_key,
Hash, Add, Sub, Mul, Rep, Gen : hash_func)
def=
local
SMH, RMH, SMF, RMF,SHM, RHM, SHF,
RHF,SFM, RFM, SFH, RFH : channel (dy)
composition
alice (MU,HA,FA,KGC,Kmuha,Pfa1,Pfa2,Rfa1,Rfa2,
Pha1,Pha2,Rha1,Rha2,Ppub,Hash,Add,Sub,Mul,
Rep,Gen,SMH,RMH,SMF,RMF)
/\ server1 (MU,HA,FA,KGC,Kmuha,Pfa1,Pfa2,Rfa1,Rfa2,
Pha1,Pha2,Rha1,Rha2,Ppub,Hash,Add,Sub,Mul,
Rep,Gen,SHM,RHM,SHF,RHF)
/\ server2 (MU,HA,FA,KGC,Pfa1,Pfa2,Rfa1,Rfa2,Pha1,
Pha2,Rha1,Rha2,Ppub,Hash,Add,Sub,Mul,
Rep,Gen,SFM,RFM,SFH,RFH)
end role
```

شکل ۷: مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش نشست

همان‌طور که در شکل (۷) مشاهده می‌شود، در نقش نشست، تمام نقش‌های پایه، با آرگومان‌های خود، فراخوانی شده‌اند. در شکل (۸) نقش محیط شامل ثابت‌های سراسری و ترکیبی از یک یا چند نشست است که در آن متخاصم ممکن است برخی از نقش‌ها را به‌عنوان یک کاربر قانونی بازی کند. ۱۳ هدف امنیتی و چهار احراز هویت در طرح پیشنهادی تصدیق شده است، موارد تصدیق شده به‌صورت زیر تعریف می‌شوند:

- Secrecy_of *subs*1: شناسه کاربر (ID_{MU})، میان کاربر مجاز و اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*2: رمز عبور (PW_{MU}) و پارامتر تصادفی b و a_1 تنها برای کاربر مجاز مخفی نگه‌داشته می‌شوند.
- Secrecy_of *subs*3: پارامتر تصادفی a_2 تنها برای کاربر مجاز مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*4: شناسه مستعار جدید کاربر (NID_{new})، میان کاربر مجاز و اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*5: مقدار مخفی کاربر (X_{MU_1})، میان کاربر مجاز و اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*6: پارامترهای x و ID_{SC_1} تنها برای اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شوند.

```
role environment()
def=
const mu, ha, fa, kgc : agent,
kmuha, kiha : symmetric_key,
pfa1, pfa2, rfa1, rfa2, pha1, pha2, rha1, rha2, ppub : public_key,
h, add, sub, mul, rep, gen : hash_func,
server1_alice_sk, alice_server1_nidnew, server1_alice_ymu2, server1_server2_sk,
subs1, subs2, subs3, subs4, subs5, subs6, subs7, subs8, subs9, subs10, subs11,
subs12, subs13 : protocol_id
intruder_knowledge =
{mu,ha,fa,kgc,kiha,pfa1,pfa2,rfa1,rfa2,pha1,pha2,rha1,rha2,ppub,
h,add,sub,mul,rep,gen}
composition
session (mu,ha,fa,kgc,kmuha,pfa1,pfa2,rfa1,rfa2
,pha1,pha2,rha1,rha2,ppub,h,add,sub,mul,rep,gen)
/\ session (i,ha,fa,kgc,kiha,pfa1,pfa2,rfa1,rfa2
,pha1,pha2,rha1,rha2,ppub,h,add,sub,mul,rep,gen)
end role
goal
secrecy_of subs1
secrecy_of subs2
secrecy_of subs3
secrecy_of subs4
secrecy_of subs5
secrecy_of subs6
secrecy_of subs7
secrecy_of subs8
secrecy_of subs9
secrecy_of subs10
secrecy_of subs11
secrecy_of subs12
secrecy_of subs13
authentication_on server1_alice_sk
authentication_on alice_server1_nidnew
authentication_on server1_alice_ymu2
authentication_on server1_server2_sk
end goal
```

شکل ۸: مشخصات زبان *HLPSL* برای نقش محیط و هدف

- Secrecy_of *subs*7: پارامترهای تصادفی e_{HA_1} و e_{HA_2} تنها برای اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شوند.
- Secrecy_of *subs*8: کلید مشترک $K_{HA\text{-}FA}$، میان اپراتور مرجع و اپراتور کمکی مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*9: کلید نشست *KS*، میان کاربر مجاز و اپراتور کمکی مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*10: پارامترهای s_{HA_1}، s_{HA_2}، K_1، x_{HA_1} و x_{HA_2} تنها برای اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شوند.
- Secrecy_of *subs*11: پارامتر تصادفی ID_{SC_2} تنها برای اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*12: مقدار مخفی جدید کاربر (X_{MU_2})، میان کاربر مجاز و اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شود.
- Secrecy_of *subs*13: پارامترهای s_{FA_1}، s_{FA_2}، x_{FA_1}، x_{FA_2}، e_{FA_1} و e_{FA_2} تنها برای اپراتور مرجع مخفی نگه‌داشته می‌شوند.
- Authentication_on server1_alice_*SK*: اپراتور مرجع یک کلید نشست (*SK*) برای کاربر مجاز و اپراتور کمکی تولید کرده است. به‌طوری‌که کلید نشست ذکرشده را تنها اپراتور مرجع می‌داند (در طرح پیشنهادی اپراتور مرجع کلید نشست را ذخیره نمی‌کند). اگر کاربر مجاز، کلید نشست *SK* را از پیام‌های اپراتور مرجع دریافت کند، پس کاربر مجاز، اپراتور مرجع را احراز هویت کرده است.
- Authentication_on alice_server1_*nidnew*: کاربر مجاز یک شناسه مستعار جدید (NID_{new}) را برای خود و اپراتور مرجع تولید کرده است. به‌طوری‌که NID_{new} را تنها کاربر مجاز می‌داند. اگر اپراتور مرجع NID_{new} را از پیام‌های کاربر مجاز دریافت کند، پس اپراتور مرجع، کاربر مجاز را احراز هویت کرده است.
- Authentication_on server1_alice_*ymu2*: اپراتور مرجع مقدار Y_{MU_2} را برای کاربر مجاز تولید کرده است. به‌طوری‌که Y_{MU_2} را تنها کاربر مجاز می‌داند. اگر کاربر مجاز Y_{MU_2} را از پیام‌های اپراتور مرجع دریافت کند، پس کاربر مجاز، اپراتور مرجع را احراز هویت کرده است.
- Authentication_on server1_server2_*SK*: اپراتور مرجع یک کلید نشست *SK* برای کاربر مجاز و اپراتور کمکی تولید کرده است. به‌طوری‌که *SK* را تنها اپراتور مرجع می‌داند. اگر اپراتور کمکی، *SK* را از پیام‌های اپراتور مرجع دریافت کند، اپراتور کمکی، اپراتور مرجع را احراز هویت کرده است.

نتایج شبیه‌سازی برای تحلیل تصدیق امنیت طرح پیشنهادی با استفاده از $OFMC^{\Delta A}$ در شکل (۹) نشان داده‌شده است.

```
root@ubuntu:~/Documents/avispa-1.1# ./avispa /home/fahime/Documents/paper.hlpsl
--ofmc
% OFMC
% Version of 2006/02/13
SUMMARY
  SAFE
DETAILS
  BOUNDED_NUMBER_OF_SESSIONS
PROTOCOL
  /home/fahime/Documents/avispa-1.1/testsuite/results/paper.if
GOAL
  as_specified
BACKEND
  OFMC
COMMENTS
STATISTICS
  parseTime: 0.00s
  searchTime: 20.18s
  visitedNodes: 669 nodes
  depth: 8 plies
```

شکل ۹: خروجی گزارش‌شده توسط نرم‌افزار *AVISPA* برای طرح پیشنهادی

شکل (۹) نتایج شبیه‌سازی برای تحلیل تصدیق امنیت طرح پیشنهادی با استفاده از ابزار *AVISPA* و جستجوگر مدل *OFMC* را نشان می‌دهد. جستجوگر مدل *OFMC* برای تشخیص سریع حملات و اثبات درستی پروتکل استفاده می‌شود. همچنین، *OFMC* مشخصات *HLPSL* طرح پیشنهادی را بررسی می‌کند و تشخیص می‌دهد که آیا حمله‌ای غیرفعال نی‌ز رخ داده است یا خیر. نتایج این اطمینان را به ما می‌دهند که طرح پیشنهادی در مقابل انواع حملات فعال و غیرفعال، ازجمله حمله تکرار و حمله فرد میانی، امن است. خلاصه‌ای از نتایج تحت *OFMC*، گزارش امن بودن طرح پیشنهادی را نشان می‌دهد.

۶ - تحلیل کارایی طرح پیشنهادی

این بخش، همان‌طور که در جدول (۴) نشان داده‌شده است، به محاسبه و مقایسه هزینه محاسباتی برحسب پیچیدگی زمانی عملگرهای مورداستفاده، زمان اجرا (در الگوریتم ثبت‌نام و الگوریتم احراز هویت)، هزینه ارتباطی (تنها در الگوریتم احراز هویت) و سربار

ذخیره‌سازی کارت هوشمند طرح پیشنهادی با طرح‌های پیشین، ازجمله *SARS* [۱۱]، *SAMA* [۱۴]، *NUA* [۱۵]، *AWC* [۱۶]، *MAKA* [۱۷] و *PAKA* [۱۸]، می‌پردازد. در شکل (۱۰) کارایی طرح پیشنهادی، ازنظر زمان اجرا، با طرح‌های مشابه مقایسه شده است. برای ارزیابی هزینه محاسباتی نهایی، زمان اجرای عملگرهای موردنیاز که در بدنه طرح‌های احراز هویت مورداستفاده قرار می‌گیرند، به‌صورت زیر تعریف‌شده‌اند:

- T_m (زمان اجرای یک ضرب نردبانی)
- T_{SSL} (زمان ایجاد یک کانال امن با استفاده از پروتکل *SSL*)
- T_{fe} (زمان اجرای عملیات استخراج‌کننده فازی)
- T_A (زمان اجرای عملیات رمزنگاری/ رمزگشایی نامتقارن)
- T_s (زمان اجرای یک عملیات رمزنگاری/ رمزگشایی متقارن)
- T_h (زمان اجرای یک تابع درهم‌ساز یک‌طرفه)
- T_{MAC} (زمان اجرای یک کد اصالت‌سنجی پیام[۵۹])

در این مقاله برای ارائه هزینه محاسباتی و ارتباطی دقیق، از داده‌های آزمایشی گزارش‌شده در [۲۹] استفاده می‌شود که در آن نویسندگان زمان اجرای عملیات رمزنگاری را با استفاده از نرم‌افزار Visual *C++* نسخه چاپ‌شده در سال ۲۰۰۸، کتابخانه MIRACL *C/C++* و در محیطی با مشخصات واحد پردازش مرکزی Intel(*R*) Core(*TM*)2T6570 همراه با فرکانس ۲/۱ گیگاهرتز، حافظه چهار گیگابایت، سیستم‌عامل ویندوز هفت (۳۲ بیتی)، سطح امنیتی ۱۶۰ بیت در میدان اول F_P، گروه منحنی ۱۰۲۴ بیتی، *AES* به‌عنوان روش رمزنگاری/ رمزگشایی متقارن و *SHA*-1 به‌عنوان تابع درهم‌ساز یک‌طرفه، اندازه‌گیری کرده‌اند؛ بنابراین، در این مقاله زمان اجرای عملیات رمزنگاری به‌صورت $T_m \approx 7.3529\ ms$، $T_s \approx 0.1303\ ms$ و $T_h \approx 0.0004\ ms$ است. مطابق [۳۰]، [۱۴] و [۲۶]، به ترتیب، $T_{MAC} \approx T_h$، $T_A \approx T_m$ و $T_{fe} \approx T_m$ است؛ بنابراین، مطابق [۲۹]، $T_{MAC} \approx 0.0004\ ms$، $T_A \approx 7.3529\ ms$ و $T_{fe} \approx 7.3529\ ms$ است. همچنین، از هزینه محاسباتی زمان اجرای یک عملیات *XOR* و زمان اجرایِ

جدول ۴: مقایسه هزینه محاسباتی طرح پیشنهادی با طرح‌های پیشین

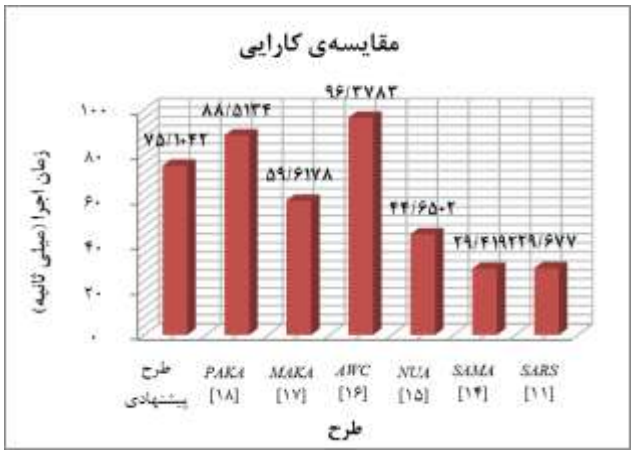
مقایسه کارایی	*SARS* [۱۱]	*SAMA* [۱۴]	*NUA* [۱۵]	*AWC* [۱۶]	*MAKA* [۱۷]	*PAKA* [۱۸]	طرح پیشنهادی
کاربر تلفن همراه (*MU*)	T_h۴T_m+T_s+۲	T_h۱۰T_m+۲	T_h۹T_m+۲	T_h۶T_m+T_s+۲	T_h۷T_s+	T_h۱۲T_m+۲	T_h۸T_{fe}+۲T_s+۴
اپراتور مرجع (*HA*)	T_h۵	T_h۷	T_h۱۲T_A+T_{SSL}+	T_h۸T_s+۴T_m+۵	T_h۱۷T_s+۳T_m+۴	T_h۲۱T_m+T_s+۴	T_h۱۴T_s+۶T_m+۴
اپراتور کمکی (*FA*)	T_h۳T_m+T_s+۲	T_h۲T_m+۲	T_h۴T_m+T_A+T_{SSL}+۲	T_h۸T_m+T_s+۶	T_h۸T_s+۲T_m+۴	T_h۱۲T_m+T_s+۶	T_h۷T_s+۲T_m+۴
مجموع	T_h۱۲T_s+۲T_m+۴	T_h۱۹T_m+۴	T_h۲۵T_{SSL}+۲T_A+۲T_m+۴	T_h۲۲T_s+۶T_m+۱۳	T_h۳۲T_s+۶T_m+۸	T_h۴۵T_s+۲T_m+۱۲	T_h۲۹T_{fe}+۲T_s+۱۲T_m+۸
زمان اجرا (میلی‌ثانیه)	۲۹/۶۷۷	۲۹/۴۱۹۲	۴۴/۶۵۰۲	۹۶/۳۷۸۳	۵۹/۶۱۷۸	۸۸/۵۱۳۴	۷۵/۱۰۴۲
تعداد پیام‌ها	۵	۵	۵	۵	۴	۴	۱۲
هزینه ارتباطی (بیت)	۲۳۶۸	۳۶۸۰	۵۸۸۸	۵۳۷۶	۵۴۷۲	۷۳۶۰	۷۳۶۰
حافظه SC_{MU} (بیت)	-	۹۶۰	۶۴۰	۹۲۸	۴۸۰	۸۰۰	۷۲۰

یک عملیات الحاق صرف‌نظر می‌شود. همچنین، فرض شده است که پروتکل مورداستفاده برای ایجاد کانال امن، *SSL* است. تأکید می‌شود که پروتکل *SSL* یک پروتکل رمزنگاری است و برای تأمین امنیت ارتباطات از طریق اینترنت، بناشده است. پروتکل *SSL*، سه نیازمندی امنیتی شامل محرمانگی، صحت داده و احراز هویت را فراهم می‌آورد که به ترتیب، با استفاده از رمزنگاری متقارن بر روی محتویات بسته‌های ارسالی در شبکه، کد اصالت‌سنجی پیام و استاندارد *x*-509 تضمین می‌شود. همچنین، در این پروتکل برای تبادل کلید متقارن از رمزنگاری نامتقارن استفاده می‌شود. برای ایجاد یک کانال امن توسط پروتکل *SSL*، باید مجموع هزینه‌های هر سه نیازمندی امنیتی در نظر گرفته شود؛ بنابراین، هزینه ایجاد یک کانال امن با استفاده از پروتکل *SSL*، تقریباً برابر با مجموع دو هزینه رمزنگاری متقارن و دو هزینه کد اصالت‌سنجی پیام است. درنتیجه، زمان موردنیاز جهت ایجاد یک کانال امن با استفاده از پروتکل *SSL*، تقریباً برابر با $T_{SSL} \approx 2T_S +$ $2T_{MAC} \approx 0.2614\ ms$ است.

در این مقاله فرض می‌شود که طول برچسب زمانی ۳۲ بیت، خروجی تابع درهم‌ساز (*SHA*-1)، طول پارامتر در نظر گرفته‌شده برای شناسه کاربر و عدد/ Nonce تصادفی ۱۶۰ بیت، خروجی رمزنگاری/ رمزگشایی متقارن (*AES*-128) ۱۲۸ بیت، نقطه منحنی بیضوی ۳۲۰ بیت و خروجی رمزنگاری/ رمزگشایی نامتقارن (*RSA*) ۱۰۲۴ بیت

است. همچنین، با در نظر گرفتن سطح امنیتی یکسان با پارامترهای تصادفی در این مقاله، فرض می‌شود که τ_{MU} دارای ۱۶۰ بیت است و حد آستانه t مطابق [۳۰] برابر با 2^{-80} و نیازمند ۸۰ بیت است.

طرح پیشنهادی دارای ۱۰ پیام در الگوریتم احراز هویت و توافق کلید نشست است. در طرح پیشنهادی، پیام درخواست احراز هویت کاربر $< ID_{FA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ و پیام $< ID_{HA}, NID, M_{MU}, T_{MU_1} >$ نیازمند ۱۰۲۴ بیت، پیام $< ID_{HA}, NID, E_1, E_2, E_3, M_{HA}, T_{HA_1} >$ نیازمند ۸۹۶ بیت، پیام‌های $< M_{HA}, E_2, T_{HA_1} >$، $< NID, E_4, T_{MU_2} >$ و $< NID, E_6, T_{MU_3} >$ نیازمند ۹۶۰ بیت، دو پیام $< NID, E_5, T_{HA_2} >$ نیازمند ۶۴۰ بیت، پیام $< NID, E_4, ID_{HA}, T_{MU_2} >$ نیازمند ۹۶۰ بیت و پیام $< NID, E_6, ID_{HA}, T_{MU_3} >$ نیازمند ۹۶۰ بیت و برای برقراری کلید مشترک K_{HA-FA} (توسط روش *CL-AKA* [۲۷])، نیازمند ۲۸۸۰ بیت است.



شکل ۱۰: نمودار مقایسه کارایی طرح پیشنهادی با طرح‌های گذشته

همان‌طور که در جدول (۴) و شکل (۱۰) مشاهده می‌شود، زمان اجرای طرح پیشنهادی از طرح‌های *AWC* [۱۶] و *PAKA* [۱۸] کمتر اما از طرح‌های *SARS* [۱۱]، *SAMA* [۱۴]، *NUA* [۱۵] و *MAKA* [۱۷] بیشتر است. همچنین، طرح پیشنهادی هزینه ارتباطی برابر با طرح *PAKA* [۱۸] و بالاتر از طرح‌های پیشین دارد. گرچه زمان اجرا و هزینه ارتباطات در پروتکل پیشنهادی از برخی از پروتکل‌های پیشین بالاتر است، اما این موضوع توجیه‌پذیر است؛ زیرا همان‌طور که در جدول (۳) نشان داده شد، طرح‌های *SARS* [۱۱]، *SAMA* [۱۴]، *NUA* [۱۵]، *AWC* [۱۶]، *MAKA* [۱۷] و *PAKA* [۱۸] برخی از ویژگی‌های امنیتی مهم را فراهم نمی‌آورند و در مقابل برخی از حملات فعال و غیرفعال موجود در شبکه آسیب‌پذیرند. علاوه بر این، طرح پیشنهادی دارای کارت هوشمند کم‌هزینه‌تر نسبت به طرح‌های *SAMA* [۱۴]، *AWC* [۱۶] و *PAKA* [۱۸] است، اما سربار ذخیره‌سازی بیشتر نسبت به طرح‌های *NUA* [۱۵] و *MAKA* [۱۷] دارد.

۷ - نتیجه‌گیری

در این مقاله، یک طرح سبک‌وزن، گمنام و کارآمد، جهت احراز هویت متقابل مبتنی بر کارت هوشمند در شبکه‌های سیار سراسری ارائه‌شده است. طرح پیشنهادی در کاربردهایی همانند خدمات رومینگ دستگاه‌های تلفن همراه و هر کاربرد دیگری که نیاز به یک اپراتور مرجع برای ثبت‌نام و احراز هویت و یک اپراتور کمکی برای دریافت سرویس، همراه با حفظ گمنامی کاربر دارد، می‌تواند مورداستفاده قرار گیرد. با مقایسه امنیت و کارایی طرح پیشنهادی با طرح‌های پیشین، مشخص می‌شود که طرح پیشنهادی، علاوه بر مقاومت در مقابل اکثر حملات شناخته‌شده فعال و غیرفعال موجود در شبکه، ازجمله حمله تکرار، حمله داخلی، حمله جعل هویت کاربر/ اپراتور مرجع/ اپراتور کمکی، حمله حدس رمز عبور به‌صورت برون‌خط، حمله فرد میانی و حمله منع سرویس، دارای ویژگی‌های امنیتی مهمی، ازجمله، حفظ گمنامی و عدم ردیابی کاربر، احراز هویت متقابل، محرمانگی کامل روبه‌جلو، محرمانگی کامل رو به عقب، محرمانگی کلید شناخته‌شده و امنیت کلید نشست نیز است؛ بنابراین، طرح پیشنهادی امنیت بالاتری را نسبت به طرح‌های پیشین فراهم می‌آورد. همچنین، همان‌طور که مشاهده می‌شود، طرح پیشنهادی زمان محاسباتی کمتری از طرح‌های *AWC* و *PAKA* دارد و دارای هزینه ارتباطی برابر با طرح *PAKA* است. علاوه بر این، طرح پیشنهادی سربار ذخیره‌سازی کم‌تری نسبت به طرح‌های *SAMA*، *AWC* و *PAKA* دارد. با توجه به اولویت امنیت نسبت به زمان محاسباتی در پروتکل‌های امنیتی و امنیت بالای طرح پیشنهادی، این طرح در مقایسه با روش‌های گذشته، دارای کارایی قابل قبولی نیز است.

مراجع

[۱] محمد لاری، «تخصیص منابع جهت کمینه‌سازی تأخیر ارسال در سامانه‌های مخابراتی تغذیه‌شونده به‌صورت بی‌سیم»، *مجله مهندسی برق دانشگاه تبریز*، جلد ۴۷، شماره ۳، صفحه ۱۲۰۵-۱۲۱۲، پاییز ۱۳۹۶.

[۲] سعید سیدطاهری، علی رضا عندلیب، «طراحی واتافتگرهای مبتنی بر بلورهای فوتونی با قابلیت تواناسازی مناسب برای سامانه‌های مخابرات نوری»، *مجله مهندسی برق دانشگاه تبریز*، جلد ۴۷، شماره ۲، صفحه ۵۶۳-۵۷۰، تابستان ۱۳۹۶.

[3] J. Zhu and J. Ma, "A new authentication scheme with anonymity for wireless environments," *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, vol. 50, no. 1, pp. 231-235, June 2004.

[4] C. C. Lee, M. S. Hwang and I. E. Liao, "Security enhancement on a new authentication scheme with anonymity for wireless environments," *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, vol. 53, no. 5, pp. 1683-1687, Oct 2006.

[5] C. C. Wu, W. B. Lee and W. J. Tsaur, "A secure authentication scheme with anonymity for wireless communications," *IEEE Communications Letters*, vol. 12, no. 10, pp. 722-723, Oct 2008.

[6] C. C. Chang, C. Y. Lee and W. B. Lee, "Cryptanalysis and improvement of a secure authentication scheme with anonymity for wireless communications," *Fifth International Conference on Intelligent Information Hiding and Multimedia Signal Processing*, pp. 902-904, Nov 2009.

[7] J. S. Lee, J. H. Chang and D. H. Lee, "Security flaw of authentication scheme with anonymity for wireless communications," *IEEE Communications Letters*, vol. 13, no. 5, pp. 292-29, May 2009.

[8] J. Xu and D. Feng, "Security flaws in authentication protocols with anonymity for wireless environments," *Electronics and Telecommunications Research Institute journal*, vol. 31, no. 4, pp. 460-462, Aug 2009.

[9] P. Zeng, Z. Cao, K. K. Choo and S. Wang, "On the anonymity of some authentication schemes for wireless communications," *IEEE Communications Letters*, vol. 13, no. 3, pp. 170-171, March 2009.

[10] D. He, M. Ma, Y. Zhang, C. Chen and J. Bu, "A strong user authentication scheme with smart cards for wireless communications," *Computer Communications*, vol. 34, no. 3, pp. 367–374, March 2011.

[11] H. Mun, K. Han, Y. S. Lee, C. Y. Yeun and H. H. Choi, "Enhanced secure anonymous authentication scheme for roaming service in global mobility networks," *Mathematical and Computer Modelling*, vol. 55, no. 1, pp. 214-222, Apr 2012.

[12] JS. Kim and J. Kwak, "Secure and efficient anonymous authentication scheme in global mobility networks," *Journal of Applied Mathematics*, vol. 2013, pp. 1-12, Sep 2013.

[13] D. Zhao, H. Peng, L. Li and Y. Yang, "A secure and effective anonymous authentication scheme for roaming service in global mobility networks," *Wireless Personal Communications*, vol. 78, no. 1, pp. 247-269, Apr 2014.

[14] W. C. Kuo, H. J. Wei and J. C. Cheng, "An efficient and secure anonymous mobility network authentication scheme," *journal of information security and applications*, vol. 19, no. 1, pp. 18-24, Feb 2014.

[15] H. D. Le, C. C. Chang and Y. C. Chou, "A Novel Untraceable Authentication Scheme for Mobile Roaming in GLOMONET", *International Journal of Network Security*, vol. 17, no. 4, pp. 395-404, July 2015.

[16] Y. Lu, X. Wu and X. Yang, "A Secure Anonymous Authentication Scheme for Wireless Communications Using Smart Cards", *International Journal of Network Security*, vol. 17, no. 3, pp. 237-245, May 2015.

[17] P. Gope and T. Hwang, "An efficient mutual authentication and key agreement scheme preserving strong anonymity of the mobile user in global mobility networks," *Journal of Network and Computer Applications*, vol. 62, pp. 1-8, Feb 2016.

[18] F. Wu, L. Xu, S. Kumari, X. Li, A. k. Das, M. K. Khan, M. Karuppiah and R. Baliyan, "A novel and provably secure authentication and key agreement scheme with user anonymity for global mobility networks," *Security and Communication Networks*, vol. 9, no. 16, pp. 3527-3542, Nov 2016.

[19] C. C. Lee, Y. M. Lai, C. T. Chen and S. D. Chen, "Advanced Secure Anonymous Authentication Scheme for Roaming Service in Global Mobility Networks," *Wireless Personal Communications*, vol. 94, no. 3, pp. 1281-1296, June 2017.

[20] X. Li, J. Niu, S. Kumari, F. Wu and K. K. R. Choo, "A robust biometrics based three-factor authentication scheme for Global Mobility Networks in smart city," *Future Generation Computer Systems*, in press, doi.org/10.1016/j.future.2017.04.012, Apr 2017.

[21] R. Madhusudhan and K. S. Suvidha, "An Efficient and Secure User Authentication Scheme with Anonymity in Global Mobility Networks," *International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops*, pp. 19-24, May 2017.

[22] M. Nikooghadam, E. Malekian and A. Zakerolhosseini, "A Versatile Reconfigurable Bit-Serial Multiplier Architecture in Finite Fields GF(2m)," *Communications in Computer and Information Science*, vol. 6, no. 1, pp. 227-234, Feb 2008.

[23] M. Nikooghadam, A. Zakerolhosseini and M. Ebrahimi Moghaddam, "Efficient utilization of elliptic curve cryptosystem for hierarchical access control," *Journal of Systems and Software*, vol. 83, no. 10, pp. 1917-1929, Oct 2010.

[24] D. Mishra, A. Chaturvedi, S. Mukhopadhyay, "Design of a lightweight two-factor authentication scheme with smart card revocation," *journal of information security and applications*, vol. 23, pp. 44-53, Aug 2015.

[25] Y. Dodis, R. Ostrovsky, L. Reyzin and A. Smith, "Fuzzy extractors: How to generate strong keys from biometrics and other noisy data," *Society for Industrial and Applied Mathematics journal on computing*, vol. 38, no. 1, pp. 97-139,Sep 2008.

[26] D. He, N. Kumar, J. H. Lee and R. Sherratt, "Enhanced three-factor security protocol for consumer USB mass storage devices," *IEEE Transactions on Consumer Electronics*, vol. 60, no. 1, pp. 30-37, Feb 2014.

[27] H. Sun, Q. Wen and W. Li, "A strongly secure pairing-free certificateless authenticated key agreement protocol under the CDH assumption," *Science China Information Sciences*, vol. 59, no. 3, pp. 1-16, March 2016.

[28] T. Team, "AVISPA v1. 1 User manual," *Information Society Technologies Programme*, http://avispa-project.Org, March 2006.

[29] L. Xu and F. Wu, "Cryptanalysis and improvement of a user authentication scheme preserving uniqueness and anonymity for connected health care," *Journal of medical systems*, vol. 39, no. 2, pp. 1-9, Jan 2015.

[30] A. G. Reddy, E. J. Yoon, A. K. Das and K. Y. Yoo, "Lightweight authentication with key-agreement protocol for mobile network environment using smart cards," *The Institution of Engineering and Technology Information Security*, vol. 10, no. 5, pp. 272-282, Feb 2016.

زیرنویس‌ها

[1] wireless
[2] The mobile user
[3] Security
[4] Privacy
[5] Users's Anonymity
[6] Authentication
[7] Mobility network
[8] Home Agent
[9] Foreign Agent
[10] Session key backward secrecy
[11] Mutual authentication
[12] Forgery attack

[13] Off-line guessing attack
[14] Perfect Forward Secrecy
[15] Replay attack
[16] Roaming service
[17] Secure Authentication for Roaming Service
[18] Man-in-the middle attack
[19] Mobile User/Foreign Agent/Home Agent impersonation attack
[20] Insider attack
[21] Smart card
[22] Secure Anonymous Mobility Authentication
[23] Update
[24] Verifier attack
[25] Denial of service attack
[26] Untraceability
[27] Novel Untraceable Authentication
[28] Local authentication
[29] User-friendly password change phase
[30] Authentication for Wireless Communications
[31] Mutual Authentication and Key Agreement
[32] Session key security
[33] Provably Authentication and Key Agreement
[34] Stolen smart card attack
[35] Elliptic curve cryptography
[36] Fuzzy extractor
[37] Public key
[38] Elliptic curve discrete logarithm problem
[39] Galois field
[40] Abelian group
[41] Secret key
[42] Private key
[43] Rivest Shamir Adleman
[44] Biometric
[45] Bio-hash function
[46] Secure channel
[47] Database
[48] Card reader
[49] Pseudo-identity
[50] Certificate-less Authenticated Key Agreement
[51] Known-key secrecy
[52] Long-term
[53] Informal
[54] Formal
[55] High Level Protocol Specification Language
[56] Specification
[57] Declaration
[58] On−the−fly Model−Checker
[59] Message authentication code