مجله علمی پژوهشی «علوم و فناوری های پدافند نوین»
سال پنجم، شماره ۴، زمستان ۱۳۹۳؛ ص ۲۹۶-۲۸۷

رمزشکنی و بهبود یک طرح جدید رمز تصویر آشوبی

بهروز خادم[۱*]، مهدی پازوکی[۲]، بهزاد علیزاده[۲]

۱- مربی ۲- کارشناس ارشد، دانشگاه جامع امام حسین (ع)

(دریافت: ۹۳/۰۱/۰۷، پذیرش: ۹۴/۰۱/۰۴)

چکیده

در این مقاله یک طرح رمز تصویر آشوبی مورد حمله خطی و تفاضلی قرار گرفته و نشان داده شده است که مهاجم می‌تواند برخی از تقریب‌های خطی و شاخص‌های تفاضلی با احتمال بزرگ که باعث کشف تصویر اصلی می شوند را پیدا کند. همچنین تعداد دیگری از نقاط ضعف طرح، مانند ضعف ذاتی یکی از نگاشت‌های آشوبی، به‌کارگیری نادرست آن و استفاده از کلیدهای ضعیف رمزنگاری مورد اشاره قرارگرفته‌اند. به علاوه در این مقاله یک طرح جایگزین کامل پیشنهاد و شبیه‌سازی شده است. نتایج حاصل از آزمایشات طرح بهبود یافته با طرح قبلی و چند طرح رمز تصویر آشوبی جدید دیگر مورد مقایسه قرار گرفته و برتری امنیتی و کارایی آن نشان داده شده است.

کلید واژه‌ها: رمز تصویر، نگاشت آشوبی، تقریب خطی و شاخص تفاضلی.

Cryptanalysis and Improvement of a New Chaotic Image Encryption Scheme

B. Khadem[*], M. Pazooki, B. Alizade
Department Of Computer Engineering, Engineering Faculty, Bu-Ali Sina University
(Received: 27/03/2014; Accepted: 23/03/2015)

Abstract

In this paper, a linear and differential attack to a chaotic image encryption scheme have been introduced and it has been shown that the intruder can obtain the plain image using these approximations with high probability. Also other weaknesses as inherent weakness of a chaotic map, improper use of map and weak keys have been presented. A complete alternative scheme has been suggested and simulated. The experimental results has shown the security and performance improvement of suggested scheme compared to the original and some other new schemes.

Keywords: Image encryption, Chaotic Map, Linear and Differential Approximation.

[*]Corresponding Author E-mail: Bkhadem@ihu.ac.ir

۱. مقدمه

یکی از اهداف مهم و اصلی پدافند غیرعامل در حوزه فناوری اطلاعات تأمین امنیت و حصول اطمینان از عدم دسترسی‌های غیر مجاز به اسرار و اطلاعات کشور است. در سالیان اخیر با توجه به رشد سریع رایانه‌های مدرن و پیشرفت‌های روزافزون در حوزه‌های مختلف فناوری اطلاعات و ارتباطات، امنیت داده‌های چندرسانه‌ای از اهمیت ویژه‌ای در شبکه‌های الکترونیکی اقتصادی، تجاری و نظامی در کشور برخوردار شده است. با پیشرفت‌های سریع در انتقال داده‌های چندرسانه‌ای در اینترنت، امنیت و محرمانگی تصاویر رقمی در برابر نسخه‌برداری، دسترسی‌های غیر مجاز و توزیع غیر قانونی از اهمیت زیادی برخوردار شده است. با توجه به برخی از ویژگی‌های خاص در رمزگذاری تصویر، مانند حجم بزرگ داده‌ها، افزونگی زیاد و همبستگی میان پیکسل‌ها، روش‌های سنتی رمزگذاری برای تصاویر مناسب نیستند. برای برطرف کردن نیازهای امنیتی، طرح‌های جدید رمز تصویر بسیاری معرفی‌شده‌اند که در میان آن‌ها، روش‌های رمز تصویر مبتنی بر آشوب با الگوریتم‌های سریع و کارآمد و بسیار امن پیشنهاد شده‌اند. همه روش‌های مبتنی بر آشوب شامل دو مرحله اصلی، انتشار و اغتشاش هستند. در مرحله انتشار مکان پیکسل‌ها در تصویر اصلی توسط یک نگاشت آشوبی تغییر می‌کند و در مرحله اغتشاش مقادیر پیکسل‌های تصویر اصلی با یک نگاشت آشوبی دیگر تغییر می‌کنند. این مراحل باید به گونه‌ای انجام شوند که در نتیجه آن‌ها ، یک تغییر جزئی در هر پیکسل تصویر اصلی، باعث ایجاد تغییر بزرگی در تصویر رمزی بشود و تصویری کاملاً متفاوت را ایجاد کند. همچنین یک روش مبتنی بر جایگشت آشوبی باید یک فضای بزرگ کلید داشته باشد و در آن از دوره‌های تناوب کوتاه اجتناب شده باشد.

به نظر می‌رسد فردریک در مقاله‌اش برای اولین بار پیشنهاد داد تا از یک نگاشت آشوبی برای رمزنگاری تصویر استفاده شود [۱]. از آن زمان به بعد، الگوریتم‌های رمز تصویر آشوبی متنوعی طراحی‌شده‌اند[۱۱-۲] که بسیاری از آن‌ها مورد حمله قرار گرفته و شکسته شده‌اند. گالاتولو و همکاران [۱۲] مروری بر پیشرفت‌های اخیر نظری و عملی رمز تصویر آشوبی را ارائه کرده‌اند. آن‌ها همچنین فهرستی از معیارهای امنیتی و کارایی لازم را برای این رمزها معرفی کرده‌اند. نیز به ضرورت تدوین یک یا چند شرط کافی برای امنیت رمزهای آشوبی اشاره شده است و پیشنهادهایی به این منظور ارائه شده است [۱۳]. مقالات مروری دیگری نیز در این زمینه به چاپ رسیده است [۱۶-۱۴].

به تازگی، برخی از الگوریتم‌های رمزنگاری تصویر بر اساس در هم ریزی کلی[1] ارائه شده‌اند. میرقدری و جلفایی، یک طرح رمزنگاری تصویر با استفاده از نگاشت‌های آشوبی پیشنهاد کرده‌اند [۱۷]. در طرح پیشنهادی (که برای رعایت اختصار در این مقاله طرح SPK نامیده می‌شود) ابتدا مقدار پیکسل‌های تصویر با استفاده از یک ماتریس جانشانی مبتنی بر نگاشت هنون تغییر می‌کنند (اغتشاش). سپس، مکان پیکسل‌ها با استفاده از یک ماتریس جابه‌جا کننده، مبتنی بر نگاشت بیکر جابه‌جا می‌شود (انتشار). در انتها نیز تصویر به‌دست آمده با یک دنباله کلید دوری مبتنی بر نگاشت بیکر یای انحصاری[2] می‌شود.

۲. خلاصه‌ای از طرح SPK

در طرح SPK با استفاده از نگاشت‌های آشوبی هنون و بیکر، تصویر اصلی که یک تصویر خاکستری به اندازه ۲۵۶×۲۵۶ پیکسل است، با الگوریتم‌های ۱ تا ۵ و در چند دور تکراری مورد رمزنگاری قرار می‌گیرد. ابتدا با انتخاب مقادیر اولیه نگاشت هنون و تولید یک دنباله آشوبی، یک ماتریس جانشانی (SUB) تولید می‌شود و با استفاده از آن، مقادیر پیکسل‌های تصویر اصلی[3] تعویض می‌شوند (الگوریتم ۱). در مرحله بعدی با انتخاب مقادیر اولیه و استفاده از ماتریس جایگشت تولید شده از نگاشت بیکر (الگوریتم ۲)، پیکسل‌های تصویر حاصل از مرحله جانشانی، به صورت عمودی و افقی جابه‌جا می‌شوند (الگوریتم ۳). سپس پیکسل‌های تصویر حاصل، به صورت قطری جابه‌جا می‌شوند (الگوریتم ۴). در انتها با انتخاب مقادیر اولیه نگاشت بیکر، یک دنباله آشوبی از نگاشت بیکر و سپس یک دنباله پیکسل هم اندازه با تصویر اصلی تولید شده و اعضای آن پیکسل به پیکسل با تصویر به‌دست آمده یای انحصاری می‌شوند (الگوریتم ۵). به علاوه پیشنهاد شده است که برای ایجاد پیچیدگی بیشتر در تصویر رمزی، بهتر است که کلیه الگوریتم‌ها در چند دور متوالی روی تصویر اصلی به ترتیب زیر تکرار شوند [۱۷]،

$$SPK^r(p) = (\text{shuffle}(\text{substitute}(p)) \oplus \text{Roundkey})^r \qquad (۱)$$

همچنین دورهای تکرار عملیات رمزنگاری به ازای $r = 1,\ldots,5$ تحت عنوان SPK^1 تا SPK^5 معرفی‌شده‌اند.

۳. ارزیابی طرح SPK

به منظور تحلیل طرح، یک نسخه نرم‌افزاری بر اساس [۱۷] پیاده‌سازی و با آن آزمایش‌های مختلفی بر روی طرح انجام شده است. در ادامه طرح را از دو جنبه اصلی یعنی نگاشت‌های آشوبی و الگوریتم‌ها مورد ارزیابی قرار داده می‌شود.

۳-۱. ارزیابی نگاشت‌های آشوبی

در این قسمت ابتدا دنباله‌های آشوبی هنون و بیکر را از نظر خواص شبه تصادفی آزمایش می‌شود و سپس تضعیف تدریجی خواص آشوبی دنباله‌های رقمی تولید شده توسط این دو نگاشت را نشان داده می‌شود. برای بررسی (مطابق استاندارد [۱۸]) به ازای ۱۰۰ کلید مختلف (از جمله کلیدهای اصلی طرح) ۱۰۰ دنباله گسسته شده با طول ۱,۰۰۰,۰۰۰ بیت تولید کرده و آن‌ها را مورد ارزیابی قراردادیم که نتایج آن در جدول‌های (۱ و ۲) نشان داده شده است.

[1] Total Shuffling

[2] Xor

[3] Plain-Image

جدول ۱. نتایج آزمون دنباله خروجی نگاشت بیکر

نام آزمون	میانگین (درصد)	مقدار خی دو	نتیجه آزمون
فراوانی	۰	۹۹	رد
فراوانی در یک بلوک	۰	۹۹	رد
رن	۰	۹۹	رد
طولانی‌ترین رن	۰	۹۹	رد
رتبه ماتریس دودویی	۰	۹۹	رد
تبدیل فوریه گسسته	۰	۹۹	رد
تطابق غیر هم‌پوشان	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
تطابق هم‌پوشان	۰	۹۹	رد
ماورر	۰	۹۹	رد
فشردگی لمپل-زیو	۰	۹۹	رد
سریال	۰	۹۹	رد
آنتروپی تقریبی	۰	۹۹	رد
جمع‌های تجمعی جلورونده	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
جمع‌های تجمعی عقب رونده	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی متغیر	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول

جدول ۲. نتایج آزمون دنباله خروجی نگاشت هنون

نام آزمون	میانگین (درصد)	مقدار خی دو	نتیجه آزمون
فراوانی	۰	۹۹	رد
فراوانی در یک بلوک	۰	۹۹	رد
رن	۰	۹۹	رد
طولانی ترین رن	۰	۹۹	رد
رتبه ماتریس دودویی	۰	۹۹	رد
تبدیل فوریه گسسته	۰	۹۹	رد
تطابق غیر همپوشان	۰	۹۹	رد
تطابق همپوشان	۰	۹۹	رد
ماورر	۰	۹۹	رد
فشردگی لمپل-زیو	۰	۹۹	رد
پیچیدگی خطی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
سریال	۰	۹۹	رد
آنتروپی تقریبی	۰	۹۹	رد
جمع های تجمعی جلورونده	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
جمع های تجمعی عقب رونده	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
گشت های تصادفی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
گشت های تصادفی متغیر	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول

این نتایج نشان می‌دهند که هیچ یک از آن‌ها از نظر خواص شبه تصادفی برای کاربردهای رمزنگاری که از دنباله‌های آشوبی طولانی استفاده می‌کنند، مناسب نیستند. به ویژه استفاده از نگاشت بیکر فقط در شرایط خاصی مفید است [۱]. همچنین با توجه به اینکه دنباله حاصل از این نگاشت به سرعت همگرا به صفر می‌شود، استفاده از آن برای تولید دنباله‌های شبه تصادفی در الگوریتم ۵ ، باعث ساده شدن الگوریتم شده است،

$$SPK^{r}(p) \cong \left(shuffle\left(substitute(p)\right)\right)^{r} \qquad (۲)$$

این ساده شدن الگوریتم تأثیرات نامطلوبی بر خواص رمزی خروجی به وجود آورده است. به علاوه با توجه به محدودیت ارقام قابل نمایش اعداد حقیقی در روش ممیز شناور و حساسیت شدید نگاشت‌های آشوبی به مقدار ورودی، دنباله‌های تولیدشده توسط این نگاشت‌ها، پس از یک دوره زمانی معین به تدریج خواص آشوبی خود را از دست می‌دهند [۱۹]. به همین دلیل برای جلوگیری از این مشکل یا کاهش تأثیر آن، لازم است در زمان به‌کارگیری این نگاشت‌ها ترفندهای خاصی به‌کار برود. یکی از این ترفندها استفاده از روش‌های گسسته‌سازی مفید و مناسب است [۱۹]. بر اساس پیاده‌سازی طرح SPK و آزمایش‌های انجام شده روی خروجی الگوریتم‌های آن مشاهده شد که به علت تضعیف تدریجی خواص آشوبی دنباله نگاشت بیکر، بعد از یک بار اجرای همه الگوریتم‌ها (بعد از SPK^{1}) در الگوریتم ۲ ماتریس Pmap تبدیل به یک ماتریس یکه شده و در نتیجه الگوریتم‌های ۳ و ۴ هیچ تأثیری روی فرآیند درهم ریزی[1] نگذاشته‌اند (شکل ۱- قسمت د و قسمت ز).

اغلب نگاشت‌های آشوبی در دامنه تعریف خود نقاط ثابتی دارند که استفاده از آن‌ها در رمزنگاری ممکن است منجر به پیدا شدن کلیدهای ضعیف شود [۲۱]. یک کلید ضعیف باعث می‌شود که طرح رمزنگاری، دو تصویر اصلی متفاوت را به یک تصویر رمزی مشابه تصویر کند. در طرح SPK، مقادیر اولیه $x_0 = 0$ و $x_0 = 0.5$ نقاط ثابت نگاشت بیکر هستند [۲۰]. بنابراین این مقادیر باید از دامنه تعریف آن خارج شوند تا به عنوان کلید مخفی به‌کار نروند.

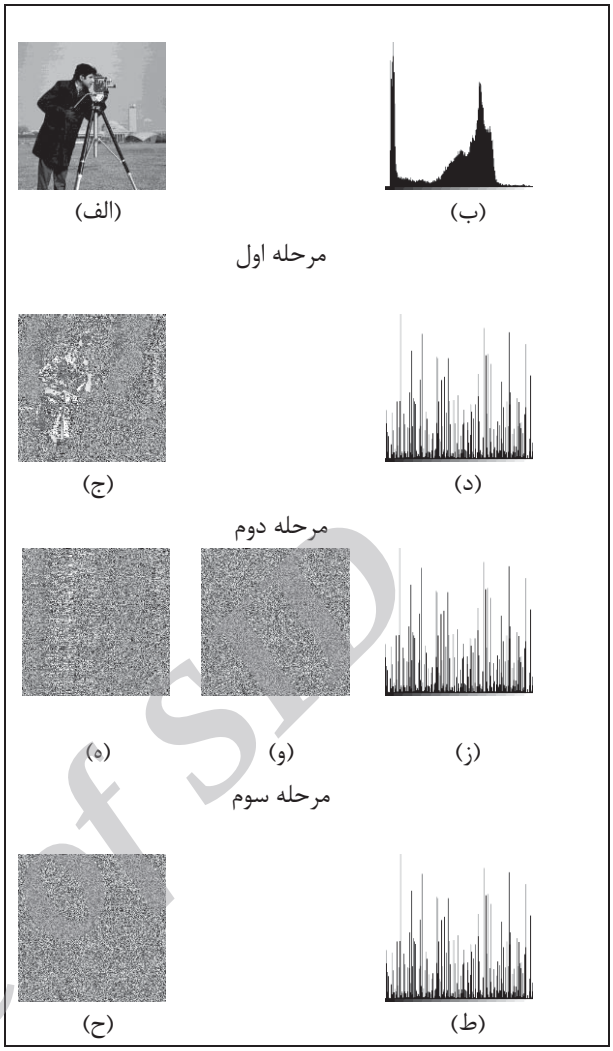
۳-۲. ارزیابی الگوریتم‌ها

یکی از مهم‌ترین معیارهای امنیت در یک طرح رمز تصویر حساسیت تصویر رمزی نسبت به تغییرات جزئی تصویر اصلی است [۷].

معمولاً برای تعیین میزان تأثیر تغییرات جزئی پیکسل‌های تصویر ورودی بر روی پیکسل‌های تصویر خروجی از معیارهای NPCR[2] و UACI[3] استفاده می‌شود. برای بررسی این معیارها در طرح SPK، دو تصویر اصلی از مرد عکاس که تنها در یک پیکسل اختلاف دارند به نام‌های PI_1, PI_2 را در نظر می‌گیریم. تصویرهای رمزی به‌دست آمده و متناظر با این دو را به ترتیب CI_1, CI_2 می‌نامیم. همان‌طور که از جدول (۳)، مشاهده می‌شود، در طرح SPK مقدار حساسیت دو تصویر رمزی CI_1, CI_2 (حتی در تکرارهای دوم به بعد هم) بسیار کم است [۲۱].

به نظر می‌رسد یکی از دلایل اصلی برای عدم حساسیت تصویر رمزی به تصویر اصلی در SPK آن است که مراحل اغتشاش و انتشار در الگوریتم‌های ۱ تا ۴ به طور ناقص و نامتوازن انجام می‌شوند. به عبارت دقیق‌تر داده‌هایی که در مرحله اغتشاش قرار می‌گیرند بیت‌های هر پیکسل هستند ولی در مرحله انتشار (به جای اینکه بیت‌های هر پیکسل مورد پردازش قرار بگیرند)، بایت‌ها یا خود پیکسل‌ها مورد پردازش قرار می‌گیرند.

[1] Shuffling
[2] Number Absolute Error
[3] United Average Changing Intensity



شکل ۱. نتایج پیاده‌سازی یک تکرار SPK با استفاده از تصویر مرد عکاس الف) تصویر اصلی، (ب) هیستوگرام تصویر اصلی، (ج) جانشانی، (د) هیستوگرام تصویر جانشانی شده، (ه) جایگشت افقی و عمودی، (و) جایگشت افقی، عمودی و قطری، (ز) هیستوگرام تصویر جایگشت شده، (ح) تصویر رمزی، (ط) هیستوگرام تصویر رمزی

متأسفانه طرح SPK شامل ابهامات و اشکالات دیگری نیز هست که در زیر مورد اشاره قرار می‌گیرند. در شکل (۳) قسمت (ج) از [۱۷]، تصویر رمزی پس از اجرای جایگشت افقی دیده می‌شود درحالی‌که طبق ادعای مؤلفین در الگوریتم ۳، جایگشت عمودی و افقی مکان پیکسل‌ها، به صورت توأم و هم‌زمان در یک الگوریتم اجرا می‌شوند.

در قسمت ۴-۹ از مرجع [۱۷] اظهار شده است که نتایج کارایی طرح در جدول (۸) از مرجع [۱۷] ارائه شده است، در صورتی که این جدول مربوط به موضوع دیگری بوده و در ضمن با جدول (۷) [۲۰] مشابه است. محاسبات جدول (۷) [۱۷] با ورودی‌های مشابه، مجدداً انجام شد که به جز دور اول، مقادیر NPCR و UACI برای دورهای دوم به بعد با نتایج طرح **SPK** متفاوت بود (جدول ۳).

به علاوه محاسبات مربوط به جدول (۶) [۱۷] دوباره انجام شد و نتایج متفاوتی حاصل گردید (جدول ۴). همچنین برخی اشکالات نگارشی در متن الگوریتم‌های۱ تا ۵ مشاهده شده است [۱۷]. برای مشاهده سایر ابهامات به مرجع [۲۰] مراجعه شود.

جدول ۳. مقایسه حساسیت در دورهای مختلف طرح SPK

	NPCR	UACI
SPK^1	۰/۰۰۱۵	۰/۰۰۰۱
SPK^2	۰/۰۰۱۵	۰/۰۰۰۹
SPK^3	۰/۰۰۱۵	۰/۰۰۰۱
SPK^4	۰/۰۰۱۵	۰/۰۰۰۱
SPK^5	۰/۰۰۱۵	۰/۰۰۰۸

۴. حمله خطی به ماتریس جانشانی

حمله خطی مبتنی بر وجود تقریب‌های خطی در الگوریتم رمزنگاری است. در طرح SPK به ازای هر مقدار کلید مخفی، ماتریس جانشانی یک نگاشت $SUB:\{0,1\}^8 \to \{0,1\}^8$ است. در اینجا یک تقریب خطی عبارتی شامل تعدادی از بیت‌های یک پیکسل ورودی به یک ماتریس جانشانی آشوبی به نام $x=(x_1,x_2,\ldots.,x_8)$ به همراه تعدادی از بیت‌های پیکسل خروجی از آن به نام $y=(y_1,y_2,\ldots.,y_8)$ است. به عنوان مثال و با استفاده از کلید اصلی در SPK، ماتریس SUB را تشکیل می‌دهیم. برای انجام حمله خطی در یک مدل تصویر رمزی انتخابی ابتدا جدول (۵) را تشکیل می‌دهیم. سپس ترکیب‌های مختلف از بیت‌های ورودی و خروجی را مطابق رابطه زیر محاسبه کرده و با شمارش $N_L(a,b)$ ، مقدار حاصل را در یک جدول مشابه جدول (۶) قرار می‌دهیم:

$$\begin{cases} a=(a_1,a_2,\ldots.,a_8)\,,b=(b_1,b_2,\ldots.,b_8) \\ N_L(a,b)=|\{(x,y)|\ y=SUB(x)\wedge\left(\bigoplus_{i=1}^{8}a_ix_i\right)\oplus\left(\bigoplus_{i=1}^{8}b_iy_i\right)=o\}| \end{cases}$$

هر یک از سطرهای جدول حاصل نشان‌دهنده یک پیکسل ورودی ماتریس جانشانی (با ضرایب a_i) و هر یک از ستون‌های آن نشان‌گر یک پیکسل خروجی ماتریس جانشانی (با ضرایب b_j) است.

جدول ۴. نتایج آزمون MAE برای سامانه رمزنگاری طرح SPK

	فلفل	مرد عکاس	ساعت	بابون
SPK^1	۷۱/۴۹۸	۷۸/۱۱۵	۹۲/۱۶۸	۶۶/۷۴۳
SPK^2	۸۲/۹۳۳	۸۲/۹۵۴	۸۴/۲۶۳	۸۲/۰۷۰
SPK^3	۸۵/۴۸۱	۸۶/۴۷۰	۸۵/۶۲۶	۸۴/۳۳۲
SPK^4	۸۴/۷۵۱	۸۸/۸۴۷	۸۷/۶۶۰	۸۳/۹۳۶
SPK^5	۸۵/۸۲۱	۸۸/۵۰۰	۹۱/۳۳۵	۸۵/۷۷۵

برای ارزیابی ماتریس جانشانی SUB با استفاده از الگوریتم ۱ و کلیدهای اصلی طرح **SPK**، ماتریس را تولید کرده و با ماتریس جانشانی AES و ماتریس جانشانی Lorenz مورد مقایسه و ارزیابی قرار داده شد. می‌توان نشان داد مقدار متوسط قابل انتظار برای $N_L(a,b)$ مقدار $\bar{\delta}=128$ است[۱۴]. در مثال بالا به ازای هر $1\le i\le 8$ و هر $1\le j\le 8$ مقدار $\delta_{SUB}=N_L(a,b)$ طرح SPK در نامعادله زیر صدق می‌کند،

$$۹۳<\delta_{SUB}<۱۶۳$$

از طرف دیگر با استفاده از ماتریس‌های جانشانی AES و Lorenz و

پیاده‌سازی جدول تقریب‌های خطی مربوطه، مقدار $N_L(a,b)$ برابر است با،

$$۱۱۱< \delta_{AES} <۱۴۵$$
$$۱۱۲< \delta_{Lorenz} <۱۴۸$$

همچنین فراوانی طبقه‌بندی شده $N_L(a,b)$ در SUB و AES و Lorenz در جدول (۷) مقایسه شده‌اند.

جدول۵. ورودی‌ها و خروجی‌های یک ماتریس جانشانی SUB

بیت‌های خروجی					بیت‌های ورودی				
y_8	y_7	⋯	y_2	y_1	x_8	x_7	⋯	x_2	x_1
۱	۰	⋯	۰	۱	۰	۰	⋯	۰	۰
۱	۱	⋯	۰	۰	۱	۰	⋯	۰	۰
⋮	⋮	⋱	⋮	⋮	⋮	⋮	⋱	⋮	⋮
۰	۰	⋯	۰	۱	۱	۱	⋯	۱	۱

در جدول (۶)، اریبی بیشینه مطابق رابطه (۳) محاسبه می‌شود و برای N_L=۹۴ و N_L=۱۶۲ مشابه بوده و برابر ۳۴ هست. مهاجم برای انجام حمله خطی کافی است یک تصویر رمزی را که تمام پیکسل‌های آن مقادیر 8A یا 0C است را انتخاب کند و با احتمال بزرگ، از خروجی ماتریس جانشانی به ورودی آن دسترسی پیدا کند.

با محاسبه این احتمال دیده می‌شود مهاجم از هر ۸ تصویر خروجی منتخب از SUB به یک تصویر ورودی متناظر آن دسترسی پیدا می‌کند.

$$\varepsilon_0 = |128-94| = 34 = |128-162| \quad (۳)$$
$$per_1 = \frac{\varepsilon_0}{2^8} \approx \frac{1}{8} \approx 0.125 \approx \%12 \quad (۴)$$

جدول۶. تقریب‌های خطی ماتریس SUB

		b						
		00	⋯	8A	⋯	0C	⋯	FF
a	00	۱۲۸	⋯	۱۲۸	⋯	۱۲۸	⋯	۱۲۸
	⋮	⋮	⋱	⋮	⋱	⋮	⋱	⋮
	A4	۱۲۸	⋯	۹۴	⋯	۹۹	⋯	۱۲۲
	⋮	⋮	⋱	⋮	⋱	⋮	⋱	⋮
	F4	۱۲۸	⋯	۱۱۰	⋯	۱۶۲	⋯	۱۱۱
	⋮	⋮	⋱	⋮	⋱	⋮	⋱	⋮
	FF	۱۲۸	⋯	۱۰۲	⋯	۱۳۵	⋯	۱۰۸

همان‌طور که از جدول (۷) مشاهده می‌شود به دلیل وجود تقریب‌های خطی با اریبی زیاد، ماتریس جانشانی SUB ضعیف و در نتیجه در برابر حمله خطی آسیب‌پذیر است. به علاوه بازه فراوانی در ماتریس جانشانی SUB نسبت به AES بزرگ‌تر است که شاهدی برای احتمال وقوع بیشتر برای انجام حمله خطی به SUB توسط یک مهاجم باشد[۲۱].

به علاوه از جدول (۷) دیده می‌شود که فراوانی تقریب‌های خطی ماتریس SUB هم از AES و هم از Lorenz بیشتر و در نتیجه در برابر حمله خطی ضعیف‌تر است. امنیت ماتریس‌های AES و Lorenz در برابر حمله خطی تقریباً مشابه یکدیگر هستند [۲۲]. برای جزئیات بیشتر به مرجع [۲۰] مراجعه شود.

جدول۷. مقایسه فراوانی مقدار تقریب‌های خطی

	AES	SUB	Lorenz
92-101	۰	۳۱	۰
102-110	۰	۱۰۴۰	۰
111-121	۱۴۶۶۶	۲۲۶۴۶	۱۵۸۸۶
122-131	۲۶۵۱۸	۳۰۱۸۴	۲۶۴۸۴
132-141	۲۱۶۷۲	۱۹۵۷۱	۲۱۰۵۱
142-151	۲۶۷۵	۶۵۱۲	۲۱۱۴
152-162	۰	۱۳۰	۰

۵. حمله تفاضلی[1] به ماتریس جانشانی

دسترسی مهاجم به تفاضل دو تصویر اصلی از روی تفاضل دو تصویر رمزی انتخابی نتیجه انجام یک حمله تفاضلی در مدل تصویر رمزی انتخابی است و بر پایه جدول تقریب‌های تفاضلی انجام می‌شود. در جدول (۸) هر یک از سطرها نشان دهنده تفاضل دو ورودی ماتریس جانشانی SUB از مثال قبل و ستون‌های آن نشانگر تفاضل دو خروجی آن است. فرض x' تفاضل دو تصویر ورودی به صورت زیر باشد:

$$x'_i = x_i \oplus x^*_i \qquad 0 \le i \le 255 \quad (۵)$$

و y' هم تفاضل دو تصویر خروجی به صورت زیر باشد:

$$y'_i = y_i \oplus y^*_i \qquad 0 \le i \le 255 \quad (۶)$$

که به صورت زیر محاسبه شده‌اند:

$$\begin{cases} y_i = SUB(x_i) \\ y^*_i = SUB(x^*_i) \end{cases} \quad (۷)$$

برای هر (x',y') مقدار فراوانی $N_D(x',y')$ را مطابق با رابطه زیر محاسبه کرده و در جدول (۸) قرار می‌دهیم.

$$N_D(a,b) = |\{(x_i, x^*_i) \in \Delta x_i | SUB(x_i) \oplus SUB(x^*_i) = y'_i\}|$$

در جدول (۸) مقدار متوسط قابل انتظار برای $N_D(a,b)$ برابر مقدار $\bar{\delta} = 2$ است[۱۴].

مهاجم برای انجام حمله تفاضلی به ماتریس جانشانی ابتدا جدول (۸) را تشکیل داده و با انتخاب دو تصویر رمزی خروجی که حاصل تفاضل آن‌ها دارای فراوانی بیشینه در جدول تقریب‌های تفاضلی است (y')، به تفاضل دو تصویر اصلی ورودی (x') متناظر با آن‌ها

[1] Differential Attack

دسترسی پیدا می‌کند. (به عنوان مثال در این طرح، بیشینه فراوانی ۱۰ است که در تقاطع سطر x' =A9 و ستون y' = A6 قرار دارد).

جدول ۸. تقریب‌های تفاضلی ماتریس SUB

		y'				
		00	…	**A6**	…	**FF**
x'	**00**	۲	…	۴	…	۲
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
	A9	۲	…	۱۰	…	۸
	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
	FF	۰	…	۶	…	۸

جدول ۹. مقایسه فراوانی مقدار تقریب‌های تفاضلی

	AES	**SUB**	**Lorenz**
0	۳۳۱۵۰	۳۹۸۸۲	۳۳۲۷۶
2	۳۲۱۳۰	۱۹۷۶۹	۳۱۸۷۸
4	۲۵۵	۴۹۲۳	۳۸۱
6	۰	۸۳۴	۰
8	۰	۱۱۲	۰
10	۰	۱۵	۰
256	۱	۱	۱

در جدول (۸) اریبی بیشینه را با رابطه (۸) و میزان ضعف تفاضلی ماتریس جانشانی در طرح SPK را با رابطه (۹) محاسبه می‌شود و با نماد per_2، نشان داده می‌شود.

$$\varepsilon_0 = |10 - 2| = 8 \qquad (۸)$$

$$per_2 = \frac{\varepsilon_0}{2^8} = \frac{8}{256} = \frac{1}{32} \approx 0.032 \qquad (۹)$$

به عنوان مثال در این طرح مهاجم از هر ۳۲ تفاضل تصویر خروجی به یک تفاضل تصویر ورودی متناظر دسترسی پیدا می‌کند.

در جدول (۹) فراوانی $N_D(a,b)$ برای سه ماتریس جانشانی AES و SUB و Lorenz انجام شده است. همان‌گونه که مشاهده می‌شود، ماتریس SUB، به دلیل بزرگ‌تر بودن بازه فراوانی نسبت به دو ماتریس جانشانی AES و Lorenz در برابر حمله تفاضلی ضعیف‌تر است. در جدول (۹) هر چه تکرار تفاضل‌ها بیشتر باشد، مهاجم با امکان انتخاب بیشتری از تصویر رمزی به تفاضل دو تصویر اصلی دسترسی پیدا می‌کند. به علاوه در جدول (۹) مشاهده می‌شود فراوانی تفاضل‌ها به ازای مقدار $N_D = 6$ برابر ۸۳۴ است. این مقدار نشان می‌دهد، مهاجم با احتمال زیاد می‌تواند به این تعداد از تفاضل‌های تصویر اصلی دسترسی پیدا کند، اما در ماتریس جانشانی AES به ازای $N_D = 6$ مهاجم نمی‌تواند به هیچ تفاضلی از تصویر اصلی دست پیدا کند. همچنین درصد سلول‌هایی از جدول (۸) که اریبی زیادی دارند و مهاجم می‌تواند با انتخاب یک کلید مجاز و دو تصویر رمزی معین به دو تصویر اصلی متناظر برسد را با مقدار per_3 نمایش داده می‌شود و در جدول (۱۰) ارائه می‌شود.

$$per_3 = |\{N_D(a,b), |N_D(a,b) - 2| \geq 6\}| \qquad (۱۰)$$

جدول (۱۰) نشان می‌دهد که ماتریس جانشانی SUB از ماتریس‌های جانشانی AES و Lorenz ضعیف‌تر است و بنابراین در برابر حمله تفاضلی به مراتب آسیب‌پذیرتر است. برای جزئیات بیشتر به مرجع [۲۱] مراجعه شود.

جدول۱۰. مقایسه ماتریس‌های جانشانی AES، SUB و Lorenz

	AES	SUB	Lorenz
per_3	% ۰/۳۹	% ۸/۹۷	% ۰/۵۸

۶. بهبود SPK

در این قسمت به منظور برطرف کردن برخی از نقاط ضعف SPK یک طرح بهبودیافته به نام SPK^+ را پیشنهاد می‌شود. در SPK^+ در الگوریتم ۱ از نگاشت آشوبی Lorenz و با روشی متفاوت یک ماتریس جانشانی تولید می‌شود. همچنین در الگوریتم‌های ۲، ۴ و ۵ یک نگاشت آشوبی مرکب شامل نگاشت‌های آشوبی لجستیک و رینی به‌کار می‌رود. در ادامه این قسمت SPK^+ را در یک مدل حمله تصویر رمزی انتخابی از نظر حمله‌های خطی و تفاضلی، آزمون‌های آماری نگاشت‌های آشوبی، آزمون تمایز بصری، تحلیل هیستوگرام و تحلیل تصادفی مورد ارزیابی قرار داده و نشان داده می‌شود و در همه این آزمون‌ها، نتایج بهتری نسبت به SPK دارد.

۶-۱. جایگزینی نگاشت لورنتز با نگاشت هنون

به منظور بهبود الگوریتم ۱، به جای نگاشت هنون از نگاشت لورنتز[1] برای تولید ماتریس جانشانی استفاده می‌شود. در قسمت قبل این نگاشت را در برابر تحلیل‌های خطی و تفاضلی مورد ارزیابی قرارداده و از جدول‌های (۷) و (۹) دیده می‌شود که ماتریس Lorenz در برابر حمله‌های خطی و تفاضلی رفتاری بهتر از SUB و مشابه AES و حتی بهتر از آن دارد. بنا به ادعای مؤلفین، خواص جبری، غیرخطی و همبستگی ماتریس Lorenz هم از AES بهتر است [۳]. جدول‌ها تقریب‌های خطی و تفاضلی ماتریس Lorenz ، به ازای کلیدهای پیشنهادی در جدول (۱۱) را پیاده‌سازی کرده و مشاهده می‌شود که بازه فراوانی $N_L(a,b)$ مربوط به Lorenz و AES به شرح زیر است:

$$111 < \delta_{Lorenz} < 145 \qquad (۱۱)$$

$$112 < \delta_{AES} < 144 \qquad (۱۲)$$

برای سنجش میزان مقاومت در برابر حمله خطی و تفاضلی مشاهده می‌شود که فراوانی $N_D(a,b)$ مربوط به Lorenz با AES مشابه است (جدول (۹)).

همچنین از جدول (۱۰) مشاهده می‌شود که هر دو ماتریس جانشانی Lorenz و AES از این جهت، از مقاومت زیادی در برابر حمله‌های خطی و تفاضلی برخوردار هستند. بنابراین می‌توان نتیجه گرفت که به طور کلی در الگوریتم ۱ ماتریس Lorenz از مقاومت بیشتری نسبت به SUB برخوردار است.

[1] Lorenz

۶-۲. جایگزینی یک نگاشت آشوبی مرکب با نگاشت بیکر

در این قسمت، با توجه به خواص آماری نامناسب و همچنین تضعیف تدریجی خواص آشوبی دنباله تکرارهای نگاشت بیکر، به جای آن از یک نگاشت آشوبی مرکب در الگوریتم‌های ۲ و ۵ استفاده می‌شود. نگاشت پیشنهادی از ترکیب دو نگاشت آشوبی لجستیک و رینی، مطابق رابطه (۱۳) به‌دست می‌آید. رابطه بازگشتی این نگاشت به ازای مقادیر $k \geq 0$ به صورت رابطه (۱۴) زیر است:

$$\begin{cases} x_{k+1} = 4x_k(1-x_k), & x_k \in (0,1) \\ y_{k+1} = 3y_k - \lfloor 3y_k \rfloor, & y_k \in (0,1) \end{cases} \quad (۱۳)$$

$$z_k = (x_k).(y_k) \quad (۱۴)$$

در این نگاشت مقادیر اولیه در هر دو نگاشت لجستیک و رینی، مساوی در نظر گرفته می‌شوند $(x_0 = y_0)$ اما در تکرارهای بعدی، هر نگاشت تحول درونی و مستقلی از دیگری خواهد داشت. ضمناً در هر تکرار دنباله‌های تولیدشده با رابطه (۱۴) با هم ترکیب می‌شوند. به منظور ارزیابی خواص شبه تصادفی دنباله آشوبی مرکب، ضمن تولیدی ۱۰۰ دنباله یک میلیون بیتی، آن‌ها را مورد آزمون‌های آماری NIST قرارداده شد. برای شبیه‌سازی از تعدادی کلید خصوصی برای نگاشت مرکب، مطابق با جدول (۱۱) استفاده شده است.

جدول ۱۱. کلیدهای خصوصی در SPK^+

مجموعه کلیدهای اصلی					
الگوریتم ۵		الگوریتم ۲		الگوریتم ۱	
y_0	x_0	y_0	x_0	y_0	x_0
۰/۳	۰/۳	۰/۱	۰/۱	۰/۴	۰/۴

نتایج نهایی این آزمایش نشان می‌دهد که دنباله تولید شده همه آزمون‌های مربوطه را با موفقیت می‌گذراند. (جدول ۱۲). در الگوریتم ۲، دنباله حقیقی $\{z_k\}_{k=1}^{256}$ را برای تولید ماتریس جایگشت Pmap استفاده کرده و جایگشت‌های سطری و ستونی و قطری را مطابق با الگوریتم‌های ۳ و ۴ انجام می‌شود.

در الگوریتم ۵ نیز برای تولید ماتریس کلید دوری، ابتدا دنباله حقیقی $\{z_k\}_{k=1}^{8\times256\times256}$ را تولید کرده، سپس با توجه به روش گسسته‌سازی مطابق رابطه (۱۵) یک دنباله بیتی تولید کرده و با تصویر خروجی از الگوریتم ۴، Xor می‌شود.

۶-۳. بهبود جامع در SPK و تحلیل امنیت و کارایی

در این قسمت نشان داده می‌شود کاربرد بهبودهای جزئی در کنار هم و به طور یکپارچه، چگونه امنیت کلی طرح پیشنهادی را افزایش می‌دهند. برای بهبود جامع، به صورت هم‌زمان از ماتریس جانشانی Lorenz در الگوریتم ۱ و از نگاشت مرکب (۱۳) و (۱۴) و تبدیل (۱۵) در الگوریتم‌های ۲ و ۵ استفاده شد. طرح بهبود جامع رمز تصویری را بر اساس آزمون‌های آماری نگاشت‌های آشوبی، آزمون تمایز بصری و تحلیل هیستوگرام و تحلیل تصادفی بودن دنباله‌های تصویر رمزی مورد ارزیابی قرار داده می‌شود.

$$C_k = \begin{cases} 0 & ,\left(x_k - \frac{1}{2}\right).\left(y_k - \frac{1}{2}\right) \geq 0 \\ 1 & ,\left(x_k - \frac{1}{2}\right).\left(y_k - \frac{1}{2}\right) < 0 \end{cases} \quad (۱۵)$$

به دلیل تغییرات انجام‌شده در الگوریتم‌های ۱، ۲ و ۵ دیده می‌شود که هیستوگرام تصویر رمزی در طرح SPK^+ مطابق شکل‌های (۲ و ۳) در مقایسه با تصویر رمزی SPK در شکل (۱) از توزیع یکنواخت قابل‌توجهی برخوردار است. همچنین جهت مقایسه دقیق‌تر، آزمون تحلیل حساسیت را بین تصویر ورودی و خروجی در الگوریتم‌های ۱ و ۵ (جدول‌های ۱۳ و ۱۴) نشان داده شد که میزان حساسیت را بر اساس معیارهای NPCR، UACI و MAE نشان می‌دهد.

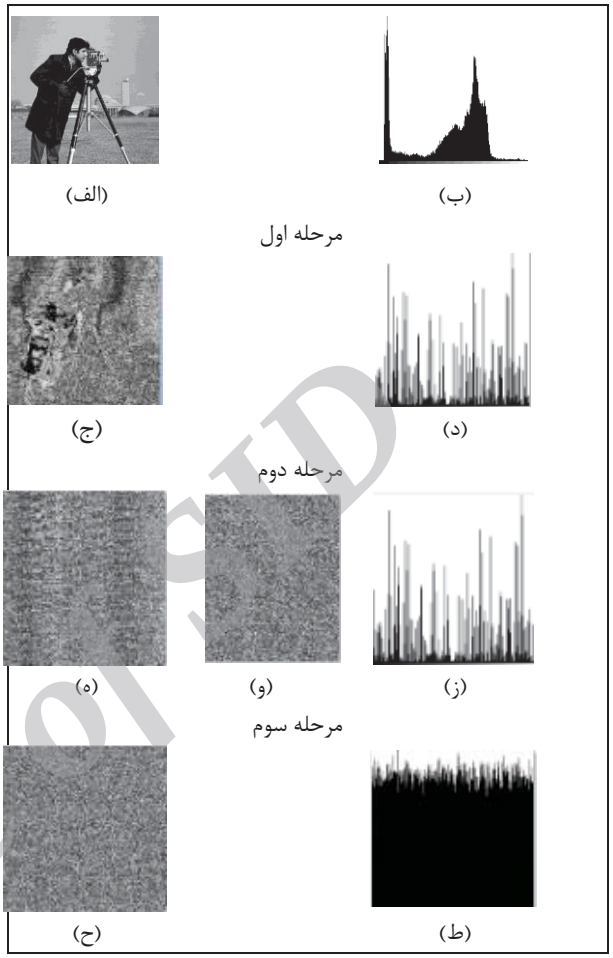
جدول ۱۲. نتایج آزمون دنباله تکرارهای نگاشت مرکب

نام آزمون	میانگین (درصد)	مقدار خی دو	نتیجه آزمون
فراوانی	۹۹	۰	قبول
فراوانی در یک بلوک	۹۹	۰	قبول
رن	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
طولانی‌ترین رن	۹۹	۰	قبول
رتبه ماتریس دودویی	۹۹	۰	قبول
تبدیل فوریه گسسته	۹۹	۰	قبول
تطابق غیر همپوشان	۹۷	۴/۴۰۴۰	قبول
تطابق همپوشان	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
ماورر	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
فشردگی لمپل-زیو	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
پیچیدگی خطی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
سریال	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
آنتروپی تقریبی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
جمع‌های تجمعی جلورونده	۹۹	۰	قبول
جمع‌های تجمعی عقب رونده	۹۸	۰/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی متغیر	۹۹	۰	قبول

جهت اطمینان از امنیت یک سامانه رمز تصویر، دنباله کلید اجرایی می‌بایست برخی خواص احتمالی مناسب از جمله توزیع یکنواخت، دوره تناوب طولانی، پیچیدگی بالا و کارآمدی را داشته باشد. امروزه روش‌های آماری متنوعی برای ارزیابی میزان تصادفی بودن تصویر رمزی در سامانه رمزنگاری وجود دارد. برای بررسی این معیار آزمون آماری را بر روی تصویر رمزی، در هر دو طرح (SPK و SPK^+)، مطابق جدول‌های (۱۵ و ۱۶) انجام داده شد. نتایج این آزمون نشان می‌دهد که طرح SPK تنها ۷ آزمون از ۱۶ آزمون NIST را می‌گذراند درحالی‌که طرح SPK^+ همه آزمون‌ها را با موفقیت می‌گذراند.

به طور کلی حساسیت تصویر رمزی نسبت به کلید یک ویژگی ضروری برای یک سامانه رمزنگاری مطلوب است. بدین معنی که تغییر یک بیت در کلید خصوصی باید یک تصویر رمزی کاملاً متفاوت تولید کند. حساسیت بسیار بالا نسبت به کلید، امنیت سامانه رمزنگاری را در برابر حمله جستجوی

جامع تا حدی تضمین می‌کند. برای آزمون میزان حساسیت تصویر رمزی نسبت به کلید، تصویر مورد آزمایش یک‌بار با استفاده از کلید مخفی اصلی و یک‌بار با استفاده از همان کلید (که به اندازه کمی تغییر کرده) رمز می‌شود.



شکل ۲. نتایج پیاده‌سازی الگوریتم SPK^{+} با استفاده از تصویر مرد عکاس الف) تصویر اصلی، (ب) هیستوگرام تصویر اصلی، (ج) تصویر باجانشانی، (د) هیستوگرام تصویر جانشانی شده، (ه) تصویر با جایگشت افقی و عمودی، (و) تصویر با جایگشت افقی، عمودی و قطری، (ز) هیستوگرام تصویر جابه‌جا شده، (ح) تصویر رمزی، (ط) هیستوگرام تصویر رمزی

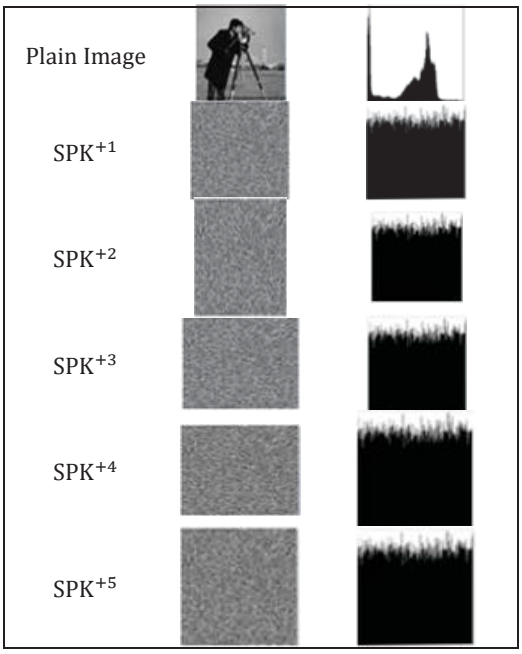
جدول ۱۳. مقایسه نتایج تحلیل حساسیت در الگوریتم ۱

	NPCR	UACI	MAE
SUB	۹۹/۸۷	۳۰/۶۷	۷۸/۲۱
AES	۹۹/۹۷	۲۷/۴۸	۷۰/۰۸
Lorenz	۱۰۰	۳۳/۲۲	۸۴/۷۱

جدول ۱۴. مقایسه نتایج تحلیل حساسیت در الگوریتم ۵

	NPCR	UACI	MAE
Compound	۹۸/۸۳	۳۲/۹۵	۸۴/۰۲

برای مقایسه دقیق‌تر اثر این تغییر از معیارهای NPCR و UACI استفاده می‌شود. برای تحلیل حساسیت نسبت به کلید، تصویر استاندارد مرد عکاس به وسیله سامانه رمزنگاری SPK^{+}، یک بار با استفاده از کلیدهای اصلی و بار دیگر با کلیدهای کمی متفاوت، رمز شده است که نتایج آن در جدول (۱۷) و شکل (۴) دیده می‌شود. این نتایج نشان می‌دهند تصویر رمزی در SPK^{+} نسبت به SPK از حساسیت بیشتری نسبت به کلید برخوردار است.



شکل ۳. نتایج آزمون بصری و تحلیل هیستوگرام در ۵ دور طرح SPK^{+}

جدول ۱۵. نتایج تحلیل تصادفی بیت‌های تصویر رمزی در طرح SPK

نام آزمون	میانگین (درصد)	مقدار خی دو	نتیجه آزمون
فراوانی	۰	۹۹	رد
فراوانی در یک بلوک	۰	۹۹	رد
رن	۰	۹۹	رد
طولانی‌ترین رن	۰	۹۹	رد
رتبه ماتریس دودویی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
تبدیل فوریه گسسته	۰	۹۹	رد
تطابق غیر همپوشان	۰	۹۹	رد
تطابق همپوشان	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
ماورر	۰	۹۹	رد
پیچیدگی خطی	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
سریال	۰	۹۹	رد
آنتروپی تقریبی	۰	۹۹	رد
جمع‌های تجمعی جلو رونده	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول
جمع‌های تجمعی عقب رونده	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی متغیر	۱۰۰	۰/۰۱۰۱	قبول

همچنین در جدول (۱۸) مقایسه نتایج تحلیل حساسیت تصویر رمزی به کلید، بین طرح بهبود یافته با تعدادی از طرح‌های مشابه رمز تصویر آشوبی [۱۱-۸] از جمله طرح قبلی [۲۰] دیده می‌شود. این جدول به طور کلی نشان می‌دهد که طرح SPK^{+} از نظر میزان حساسیت تصویر رمزی نسبت به کلید از سایر طرح‌ها (به جز طرح Giesl) برتر است.

از جهت دیگر چون از یک طرف پیشنهاد شده که برای ایجاد پیچیدگی بیشتر در تصویر رمزی بهتر است که کلیه الگوریتم‌های

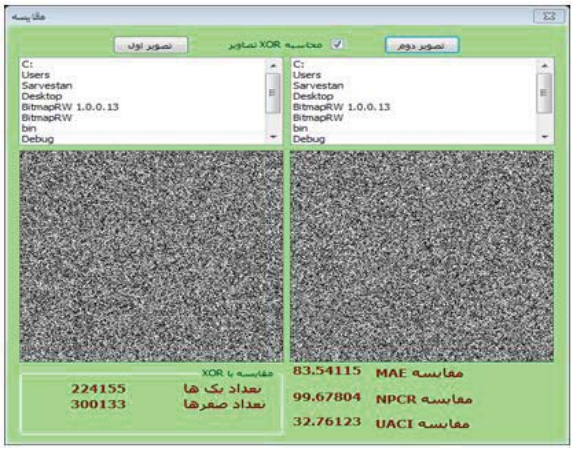
طرح SPK حداقل در پنج دور متوالی روی تصویر اصلی تکرار شوند [۱۷]، و از طرف دیگر از جدول (۱۸) دیده می‌شود که در SPK^+ حساسیت لازم در همان دور اول (یعنی SPK^{1+}) به وجود آمده است و نیازی به تکرار دورهای بیشتر نیست، بنابراین می‌توان از جدول (۱۸) به طور ضمنی نتیجه گرفت که سرعت رمزنگاری در SPK^+ نسبت به SPK ۵ برابر بیشتر شده است.

جدول۱۶. نتایج تحلیل تصادفی بیت‌های تصویر رمزی در SPK^+

نام آزمون	میانگین (درصد)	مقدار خی دو	نتیجه آزمون
فراوانی	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
فراوانی در یک بلوک	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
رن	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
طولانی‌ترین رن	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
رتبه ماتریس دودویی	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
تبدیل فوریه گسسته	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
تطابق غیر همپوشان	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
تطابق همپوشان	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
ماورر	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
فشردگی لمپل-زیو	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
پیچیدگی خطی	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
سریال	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
آنتروپی تقریبی	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
جمع‌های تجمعی جلورونده	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
جمع‌های تجمعی عقب رونده	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول
گشت‌های تصادفی متغیر	۱۰۰	۱/۰۱۰۱	قبول

جدول۱۷. مقایسه تحلیل حساسیت تصویر رمزی نسبت به کلید در SPK^+

	NPCR	UACI	MAE
SPK^+	۹۹/۶۷	۳۲/۷۶	۸۳/۵۴



شکل ۴. حساسیت تصویر رمزی نسبت به کلید در SPK^+

جدول۱۸. مقایسه تحلیل حساسیت بین SPK^{1+} و چند طرح اخیر

	NPCR	UACI
SPK^1	۰/۰۰۱۵	۰/۰۰۰۱
Amin[۲۰]	۹۹/۶۱	۳۳/۴۱
Zhou[۱۶]	۹۹/۶۱	۳۳/۵
Giesl[۱۷]	۹۱/۸۵	۲۹/۶
Chattopadhary[۱۸]	۹۹/۶۲	۳۳/۲۵
SPK^{1+}	۹۹/۶۷	۳۲/۷۶

۷. نتیجه‌گیری

در این مقاله یک طرح رمز تصویر آشوبی به نام SPK، مورد حمله خطی و تفاضلی قرار گرفت و نشان داده شد که مهاجم می‌تواند در یک مدل حمله تصویر رمزی انتخابی تصویر اصلی را با استفاده از تقریب‌های تفاضلی کشف کند. به علاوه تعدادی از کلیدهای ضعیف آن پیدا شد و با استفاده از معیارهای NPCR و UACI نشان داده شد که تصویر رمزی حساسیت لازم نسبت به تغییرات جزئی تصویر اصلی را ندارد. همچنین با بررسی خواص شبه تصادفی و آشوبی دنباله‌های نگاشت‌های آشوبی به‌کار رفته در SPK، نشان داده شد که الگوریتم قابلیت ساده شدن را دارد. بنابراین می‌توان نتیجه گرفت که این طرح ناامن است. در ادامه، طرح بهبود یافته SPK^+ پیشنهاد شد که در ساختار آن از یک نگاشت آشوبی لورنتز در الگوریتم ۱ و از یک نگاشت آشوبی مرکب شامل نگاشت‌های لجستیک و رینی در الگوریتم‌های ۲ و ۵ برای تولید ماتریس جایگشت و ماتریس کلید استفاده شده است. نتایج آزمایش‌های حاصل از پیاده‌سازی نرم‌افزاری نشان داد که از جهت امنیتی در SPK^+ خواص خطی و تفاضلی، حساسیت نسبت به کلید، خواص آماری، عدم تباهیدگی نگاشت‌های آشوبی، آزمون بصری، تحلیل هیستوگرام و تحلیل تصادفی بودن تصویر رمزی نسبت به SPK ارتقاء یافته و از نظر کارایی نیز سرعت رمزنگاری آن ۵ برابر افزایش یافته است. به علاوه مقایسه تحلیل حساسیت طرح SPK^+ با چند طرح رمز تصویر آشوبی اخیر نشان داد که از این جهت نیز این طرح برتری قابل ملاحظه‌ای نسبت به سایر طرح‌های مشابه دارد.

۸. مراجع

[1] Fridrich, J. "Symmetric Ciphers Based on Two-Dimensional Chaotic Maps"; Int. J. of Bifurcation and Chaos 1998, 8,1259-1284.

[2] Yang, D.; Liao, X.; Wang, Y.; Yang, H.; Wei, P. "A Novel Chaotic Block Cryptosystem Based on Iterating Map with Output-Feedback"; Chaos, Solitons & Fractals 2009, 41, 505-510, 2009.

[3] Patidar, V.; Sud, K. "A Novel Pseudo Random Bit Generator Based on Chaotic Standard Map and its Testing"; Electronic J. of Theoretical Physics 2009, 6, 327-344.

[4] Mao, Y.; Chen, G.; Lian, S. "A Novel Fast Image Encryption Scheme Based on 3D Chaotic Baker Maps"; Int. J. of Bifurcation and Chaos 2004, 14, 3613-3624.

[5] Liu, H.; Wang, X. “Color Image Encryption using Spatial Bit-Level Permutation and High-Dimension Chaotic System”; Optics Communications 2011, 284, 3895-3903.

[6] Huang, C.; Nien, H. “Multi Chaotic Systems Based Pixel Shuffle for Image Encryption”; Optics Communications 2009, 282, 2123-2127.

[7] Gao, T.; Chen, Z. “A New Image Encryption Algorithm Based on Hyper-Chaos”; Physics Letters A 2008, 372, 394-400.

[8] Amin, M.; Faragallah, O.; Abd El-Latif, A. “A Chaotic Block Cipher Algorithm for Image Cryptosystems”; Communications in Nonlinear Science and Numerical Simulation 2010, 11, 3484-3497.

[9] Zhou, Q.; Wong, KW.; Liao, X.; Xiang, T., Hu, Y. “Parallel Image Encryption Algorithm Based on Discretized Chaotic Maps”; Chaos, Soliton & Fractals 2008, 38, 1081-1091.

[10] Giesl, J.; Vlcek, K. “Image Encryption Based on Strange Attractors”; Int. J. Graph. Vis. Image Process 2009, 2, 19–26.

[11] Chattopadhyay, D.; Mandal, MK.; Nandi, D. “Robust Chaotic Image Encryption Based on Perturbation Technique”; Int. J. Graph. Vis. Image Process 2011, 2, 41-50.

[12] Galatolo, S.; Hoyrup, M.; Rojas, C. "Statistical Properties of Dynamical Systems – Simulation and Abstract Computation", Chaos, Solitons and Fractals 2012, 45, 1-14.

[13] Khadem, B. “Security and Performance Criterias for Chaotic Encryption”; J. of Iranian Society of Cryptology (Monadi); winter and spring issue, 1393, 23-28 (In Persian).

[14] Wang, X.; He, G. “Cryptanalysis on a Novel Image Encryption Method Based on Total Shuffling Scheme”; Optics Communications 2011, 284, 5804-5807.

[15] Philip, M.; Das, A. “Survey of Image Encryption using Chaotic Cryptography Schemes”; IJCA Special Issue on Computational Science, New Dimensions and Perspectives, NCCSE, 2011, 1, 1-4.

[16] Sharma, M.; Kowar, M. K. “Image Encryption Techniques using Chaotic Schemes”; International Journal of Engineering Science and Technology 2010, 2, 2359-2363.

[17] Mirghadri, A.; Jolfaii, M. “A New Image Encryption Scheme with Chaotic Maps”; Advanced Defence Sci. & Tech. 1390, 2, 11-124 (In Persian).

[18] Rukhin, A.; Soto, J.; Nechvatal, J.; Barker, E.; Leigh, S.; Levenson, M.; et al. “Statistical Test Suite for Random and Pseudorandom Number Generators for Cryptographic Applications, NIST Special Publication”; 2010.

[19] Addabbo, T.; Fort, A.; Kocarev, L.; Rocchi, S.; Vignoli, V. “Pseudo-Chaotic Lossy Compression of TRBGs”; IEEE Int. Symposium on Circuits and Systems (ISCAS), 2011, 1980-1983.

[20] Pazooki, M. “Evaluation of A New Image Encryption Scheme with Chaotic Maps”; MSc. Thesis, Imam Hossein Univ., 1392 (In Persian).

[21] Stinson, D. R. “Cryptography, Theory and Practice”; 3rd Ed. Chapman & Hall/CRC Press, 2006.

[22] Amani, P.; KhalooZade, H.; Aref, M. “Design of Alternative S-Box for AES with Application of Chaotic Maps",6th Conference of Iranian society of Cryptology, 1386 (In persian).