# بازیابی فازی داده‌های رمزشده با استفاده از داده‌ساختارهای چندمنظوره

**اعظم سلیمانیان[1]* و شهرام خزایی[2]**

[1]دانشگاه خوارزمی تهران، دانشکده ریاضی و علوم کامپیوتر، تهران، ایران

[2]دانشگاه صنعتی شریف، دانشکده علوم ریاضی، تهران، ایران

## چکیده

**با گسترش روزافزون سرویس‌های ابری، افراد حقیقی و حقوقی بیشتری تمایل به برون‌سپاری داده‌های خود روی این سرویس‌ها دارند؛ اما به‌دلایل امنیتی ترجیح می‌دهند قبل از برون‌سپاری داده آن را رمز کنند. رمزکردن داده به روش‌های معمول می‌تواند موجب ایجاد اختلال در عملکرد سرویس ابری، مانند عملکرد جستجو شود. روش‌های رمزگذاری جستجوپذیر به‌عنوان ابزاری مناسب، امکان جستجو روی دادهٔ رمزشده را فراهم می‌سازند. با توجه به نیازهای متنوع کاربران، توسعه عملکردهایی که این روش‌ها قادر به پشتیبانی آن‌ها هستند مورد توجه قرار گرفته است. یکی از این عملکردها جستجوی رتبه‌بندی‌شده است که نتایج را با توجه به میزان ارتباطی که با واژه مورد جستجو دارند، به‌صورت رتبه‌بندی‌شده در اختیار کاربر قرار می‌دهد؛ بنابراین تنها با ارسال اسناد مرتبط‌تر می‌توان ترافیک شبکه را کاهش داد. داده‌ساختارها به عنوان بلوک‌های سازنده در رمزگذاری جستجوپذیر متقارن محسوب می‌شوند و تنوع در این داده‌ساختارها منجر به دست‌یابی به سطوح متنوع از امنیت، کارایی و عملکرد می‌شود. از سوی دیگر، برای رتبه‌بندی اسناد معیارهای متفاوتی وجود دارد. در این مقاله، *معیار بازیابی فازی* اسناد در نظر گرفته شده است که با وجود کارایی بالا و سادگی، تا کنون در مبحث جستجو روی داده رمزشده به‌کار گرفته نشده است. برای این منظور، به بررسی داده‌ساختارهایی می‌پردازیم که امکان دستیابی به عملکرد جستجوی رتبه‌بندی‌شده را فراهم می‌سازند. ترکیب داده‌ساختار ارائه‌شده با معیار بازیابی فازی، روش جستجوی رتبه‌بندی شده‌ای را فراهم می‌آورد که علاوه‌بر کارایی، امنیت داده را نیز تضمین می‌کند.**

**واژگان کلیدی: رمزگذاری جستجوپذیر، جستجوی رتبه‌بندی‌شده، ساختمان داده، بازیابی فازی، پرسمان بولی.**

# Fuzzy retrieval of encrypted data by multi-purpose data-structures

**Azam Soleimanian[1]* & Shahram Khazaei[2]**

[1]Department of Mathematics and Computer Science, Kharazmi University, Tehran, Iran

[2]Department of Mathematical Science, Sharif University of Technology, Tehran, Iran

## Abstract

**The growing amount of information that has arisen from emerging technologies has caused organizations to face challenges in maintaining and managing their information. Expanding hardware, human resources, outsourcing data management, and maintenance an external organization in the form of cloud storage services, are two common approaches to overcome these challenges; The first approach costs of the organization is only a temporary solution. By contrast, the cloud storage services approach allows the organization to pay only a small fee for the space actually in use (rather than the total reserved capacity) and always has access to the data and management tools with the most up-to-date mechanisms available. Despite the benefits of cloud storage services, security challenges arise because the organization's data is stored and managed outside of the most important organization's supervision. One challenge is**

* Corresponding author

*نویسندهٔ عهده‌دار مکاتبات

• تاریخ ارسال مقاله: ۱۳۹۷/۰۷/۰۱ • تاریخ پذیرش: ۱۳۹۸/۰۶/۱۱ • تاریخ انتشار: ۱۳۹۹/۱۲/۰۴ • نوع مطالعه: بنیادی





[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

**confidentiality protection of outsourced data. Data encryption before outsourcing can overcome this challenge, but common encryption schemes may fail to support various functionalities in the cloud storage service. One of the most widely used functionalities in cloud storage services is secure keyword search on the encrypted documents collection. Searchable encryption schemes, enable users to securely search over encrypted data. Based on the users' needs, derivatives of this functionality have recently been considered by researchers. One of these derivatives is ranked search that allows the server to extract results based on their similarity to the searched keyword. This functionality reduces the communication overheads between the cloud server and the owner organization, as well as the response time for the search. In this paper, we focus on the ranked symmetric searchable encryption schemes. In this regard, we review structures proposed in the symmetric searchable encryption schemes, and show that these two data structures have capabilities beyond their original design goal. More precisely, we show that by making the data structures, it is possible to support secure ranked search efficiently. In addition, by small changes on these data, we present two ranked symmetric searchable encryption schemes for single keyword search and Boolean structures which introduced-keyword search based on the data.**

**Keywords: Searchable encryption, Ranked search, Linked list, Lookup table, Fuzzy retrieval, Boolean query.**

## ۱- مقدمه

با گسترش خدمات ابری، مسأله تأمین امنیت داده‌ها در ابر به یکی از چالش‌های بزرگ در این حوزه تبدیل شده است. روش‌های رمزگذاری معمول جهت حفظ محرمانگی داده، منجر به ایجاد اختلال در برخی عملکردهای سرویس ابری، مانند عملکرد جستجو می‌شوند؛ ازاین‌رو، روش‌های رمزگذاری خاص‌منظوره، هم‌چون رمزگذاری جستجوپذیر، پا به عرصه ظهور نهاده‌اند که هم‌زمان با حفظ محرمانگی داده، عمل جستجوی روی داده را نیز ممکن می‌سازند.

رمزگذاری جستجوپذیر در قالب پروتکل زیر بین مالک داده، سرویس‌دهندهٔ ابری و کاربران اجرا می‌شود. مالک داده مجموعه‌ای از اسناد در اختیار دارد؛ به‌طوری‌که هر سند شامل تعدادی واژه است. مالک یک شاخص[1] متناظر با اسناد خود تولید می‌کند که به‌طور کارا مشخص می‌کند هر واژه در چه اسنادی واقع شده، سپس شاخص و اسناد را بدون توجه به این‌که هر سند شامل چه واژه‌هایی است، رمز می‌کند؛ درنهایت، شاخص رمزشده و اسناد رمزشده را روی سرورِ ابر قرار می‌دهد. کاربری که تمایل به جستجو دارد، پرسمان خود را در قالب یک نشان[2] (که تابعی از یک کلید و واژه مورد نظر است) به سرورِ ابر ارسال می‌کند. سرور با استفاده از این نشان، جستجو را اِعمال می‌کند و اسنادی که واژه مورد نظر را شامل می‌شوند به کاربر بر می‌گرداند؛ درنهایت کاربر نتایج را رمزگشایی می‌کند.

رمزکردن شاخص یادشده به روش‌های مختلفی امکان‌پذیر است. به‌طور کلی در همه روش‌ها شاخص در قالب یک داده‌ساختار رمز می‌شود و تفاوت این روش‌ها در نوع داده‌ساختاری است که مورد استفاده قرار گرفته است. داده‌ساختارهای مختلف سطوح متفاوتی از امنیت، کارایی و عملکرد را فراهم می‌سازند که بسته به نیاز، می‌توان از آن‌ها استفاده کرد.

از جمله عملکردهای موردتوجه در رمزگذاری جستجوپذیر، جستجوی رتبه‌بندی شده است. جستجوی رتبه‌بندی‌شده این امکان را برای سرور فراهم می‌سازد تا نتایج را با توجه به میزان ارتباط آن‌ها به واژه مورد جستجو، به‌صورت رتبه‌بندی‌شده در اختیار کاربر قرار دهد. این امر باعث کاهش بار ترافیکی شبکه و افزایش کارایی می‌شود، زیرا سرور می‌تواند مرتبط‌ترین اسناد را به کاربر بازگرداند که تعداد آن‌ها توسط کاربر تعیین می‌شود؛ همچنین این امکان نیز وجود دارد که اسنادی برگردانده شوند که میزان ارتباط آن‌ها به واژه مورد نظر، از یک پارامتر تعیین‌شده توسط کاربر بیشتر باشد.

حال باید مشخص کنیم منظور از میزان ارتباط سند به یک واژه خاص چیست و چگونه سنجیده می‌شود. به‌طور کلی میزان ارتباط سند به واژه را فراوانی نسبی آن واژه در سند تعریف می‌کنیم. ملاک‌های متفاوتی برای تعیین ارتباط سند به واژه موجود است: از جمله، معیار TF-IDF[3] و معیار ارتباط فازی (بازیابی فازی). معیار TF-IDF که در رمزگذاری جستجوپذیر نیز مورد استفاده قرار گرفته است [22]، به دانش دقیق در مورد تکرار واژه در سند نیاز دارد (فرمول ریاضی این معیار را در [22] ببینید). متأسفانه، این معیار برای پرسمان‌های بولی (زمانی‌که داده‌ها رمزشده هستند) به‌راحتی قابل اِعمال نیست. در بازیابی فازی، با وجود عدم قطعیت در مورد حضور واژه در سند، جستجو همچنان امکان‌پذیر خواهد بود و همچنین با به‌کارگیری قوانین نظریه فازی، امکان اعمال کارای پرسمان‌های بولی[4] فراهم می‌شود.

[1] Index
[2] Token
[3] Term frequency–inverse document frequency
[4] Boolean query





[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

نوآوری: در این مقاله، دو داده‌ساختار موجود در رمزگذاری جستجوپذیر را مرور می‌کنیم و نشان می‌دهیم این داده‌ساختارها قابلیت‌هایی بیش از هدف اصلی طراحیشان دارند. به‌طور دقیق‌تر، نشان می‌دهیم که با ایجاد تغییرات اندکی در این داده‌ساختارها، امکان پشتیبانی از جستجوی رتبه‌بندی‌شده به‌طور کارایی وجود دارد؛ اما نکته‌ای که باید مورد توجّه قرار گیرد، کشف چنین قابلیتی در داده‌ساختارهای یادشده است؛ زیرا به‌سختی می‌توان داده‌ساختارهایی را پیدا کرد که اِعمال تغییرات کوچک در آن‌ها، منجر به پشتیبانیِ کارا از عملکرد جدیدی شود.

با توجه ویژه به چنین قابلیتی در داده‌ساختارهای مورد نظر و اِعمال تغییرات ساده در آن‌ها، نوآوری‌های زیر را خواهیم داشت:

- بازیابی فازی را به‌عنوان روشی کارا، برای نخستین‌بار در جستجوی روی داده‌های رمزشده به‌کار می‌بریم.
- طرح رمز جستجوی رتبه‌بندی‌شده‌ای ارائه خواهیم کرد که قادر است در زمان بهینه، با دریافت پارامتر $\alpha$ از سمت کاربر، کلیه اسنادی را که میزان ارتباط آن‌ها با واژه مورد جستجو دست‌کم به میزان $\alpha$ است، شناسایی کند.
- طرح رمز جستجوی رتبه‌بندی‌شده‌ای ارائه می‌کنیم که قادر است در زمان بهینه، مرتبط‌ترین اسناد متناظر با یک پرسمان بولی را بازیابی کند.

## ۲- کارهای مرتبط

نخستین طرح رمز جستجوپذیر در سال ۲۰۰۱ توسط Song و همکارانش [18] ارائه شد که یک طرح پویشی[1] بود به این معنی که برای جستجوی واژه در یک سند، باید کل سند را بررسی می‌کرد. نخستین طرح رمز جستجوپذیر بر مبنای شاخص[2]، توسط گاه در سال ۲۰۰۳ ارائه شد [10] که توانست با حذف نیاز به پویش کل سند، کارایی را افزایش دهد. نخستین تعریف امنیت دقیق و متناسب با رمزگذاری جستجوپذیر، در سال ۲۰۰۶ توسط کورتمولاو همکارانش [8] ارائه و طرح‌هایی که امنیت مورد نظر را به‌صورت قابل اثبات برآورده می‌کردند، نیز ارائه شد.

با توجه به اهمیت شاخص در رمزگذاری جستجوپذیر، ارائه روش‌های متنوعی برای رمزکردن شاخص و ساخت داده‌ساختارها از روی شاخص مورد توجه قرار گرفت، که در ادامه به مهم‌ترین آن‌ها اشاره می‌شود.

[1] Thorough scan
[2] Index-based

طرح ارائه‌شده در [8] از داده‌ساختاری استفاده می‌کند که متشکل از یک آرایه[3]، یک فهرست پیوندی[4] و یک جدول مراجعه[5] است. این داده‌ساختار جستجوی تک‌واژه را در زمان بهینه (یعنی از مرتبه تعداد اسنادی که واژه را شامل می‌شوند)، فراهم می‌کند. آن‌ها همچنین داده‌ساختاری ارائه کردند که به قیمت افزایش تعداد نشانِ ارسالی از سمت کاربر، امنیت را افزایش می‌دهد. کش و همکارانش [6] داده‌ساختاری ارائه کردند که تنها با ارسال یک نشان، سطح امنیت بالایی را (در مدل اوراکل تصادفی) تضمین می‌کند. این روش همچنین قابلیت و کارایی قابل توجهی در پشتیبانی از پرسمان‌های متنوع دارد.

به‌طور کلی، تمام روش‌های موجود در رمزگذاری جستجوپذیر ،با طراحی مناسب داده‌ساختار، می‌توانند به هدف خود اعم از امنیت، کارایی یا عملکرد دست یابند. برای نمونه داده‌ساختارهای ارائه‌شده در [3،5،7،9،13،14،19] برای پشتیبانی از جستجوهای پویا[6]، موارد معرفی‌شده در [6،11] برای پشتیانی از پرسمان‌های بولی و کارهای [4،21،22،23] برای پشتبانی از جستجوی رتبه‌بندی‌شده معرفی شده‌اند؛ همچنین داده‌ساختارهای مناسب برای پشتیبانی از جستجوی فازی و پرسمان‌های متنوع روی پایگاه داده رابطه‌ای[7] به‌ترتیب در [2،15] و [12] یافت می‌شوند.*

در [21] یک روش جستجوی رتبه‌بندی‌شده برای تک‌واژه ارائه شده است. در این روش، سرور برای بازیابی شناسه اسناد با بیشترین میزان ارتباط به واژه، ابتدا باید تمام شناسه اسنادی که واژه را شامل می‌شوند، بازیابی و سپس مرتبط‌ترین اسناد را مشخص کند. در روش ما، سرور بدون نیاز به بازیابی تمام شناسه اسناد شامل واژه، می‌تواند به‌طورمستقیم تنها اسناد مرتبط‌تر را بازیابی کند که این خود باعث افزایش کارایی می‌شود. در [23]، یک روش

[3] Array
[4] Linked list
[5] Lookup table
[6] Dynamic

* در جستجوی پویا، مالک داده مجاز است در هر زمان دلخواه، اسنادی را از مجموعه حذف یا به مجموعه اضافه کند و یا متن اسناد را تغییر دهد. در جستجوی فازی، نه‌تنها اسناد شامل واژه تحت پرسمان، بلکه اسناد شامل واژه‌های مشابه آن نیز بازیابی می‌شوند. کاربرد اصلی این روش زمانی است که کاربر دانش دقیقی از املای واژه ندارد یا واژه مورد جستجو حاوی غلط املایی است.

[7] Relational database




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

جستجوی رتبه‌بندی‌شده (با حضور چندین مالک داده) ارائه شده که تنها برای جستجوی تک‌واژه قابل اِعمال است و از طرفی به بازیابی کل اسناد نیاز دارد. در این طرح همچنین از نگاشت دو خطی[1] (جورساز[2]) استفاده می‌شود که به‌شدت کارایی را کاهش می‌دهد. در [4]، روشی برای جستجوی رتبه‌بندی‌شده چندواژه‌ای (رابطه فصلی چندواژه) ارائه شده که امنیت آن مطابق تعاریف رایج، اثبات نشده است؛ از طرفی معیار رتبه‌بندی به‌کار برده‌شده، معیار استانداردی در مبحث بازیابی اطلاعات[3] نیست. این ایده در [22،24] از لحاظ کارایی بهبود داده شد و به‌علاوه از معیار استاندارد TF×IDF (که نیاز به دانش دقیقی در مورد تکرار واژه در سند دارد)، به‌جای یک معیار ابتکاری استفاده شد. با وجود بهبود حاصل‌شده، مدت زمان جستجو همچنان به تعداد اسناد وابسته است. همچنین در [1]، روشی مبتنی بر رمزگذاری نیمه‌هم‌ریخت و معیار TF×IDF برای رابطهٔ فصلی واژه‌ها ارائه شد که علاوه‌بر سرور یک پردازنده نیز در سیستم حضور دارد به‌طوری‌که فرض عدم تبانی سرور و پردازنده مطرح است. ابتدا با استفاده از رمزگذاری نیمه‌هم‌ریخت، سرور میزان ارتباط اسناد به پرسمان را به‌صورت رمزشده به‌دست می‌آورد؛ سپس مقادیر حاصل را به پردازنده ارسال و پردازنده با دسترسی به کلید رمزگشایی مقادیر را رمزگشایی و سپس دوباره رمزگذاری حافظ‌ترتیب را روی آن‌ها اعمال می‌کند و به سرور بر می‌گرداند. مشکل اساسی روش مطرح‌شده میزان پیچیدگی تعاملاتی بین سرور و پردازنده است که از مرتبه اندازه مجموعهٔ اسنادی است که پرسمان فصلی را برآورده می‌کنند؛ به‌علاوه، پردازنده باید به‌ازای هر پرسمان عمل رمزگشایی مقادیر دریافتی از سرور و سپس عمل رمزگذاری حافظ‌ترتیب آن‌ها را انجام دهد؛ همچنین در [20]، از رمزگذاری تمام‌هم‌ریخت استفاده شده است که این‌گونه روش‌های رمزگذاری اغلب ناکارا هستند. در [16]، با استفاده از روش تسهیم راز به‌جای رمزگذاری نیمه‌هم‌ریخت، نیاز به رمزگذاری حافظ‌ترتیب از بین می‌رود؛ اما همچنان نیاز به بازیابی کل شناسه اسنادی که پرسمان را برآورده می‌کنند، وجود دارد.

روش‌هایی که ما ارائه می‌دهیم کاراتر، دارای امنیت قابل اثبات بر مبنای تعارف رایج امنیت و قابل اعمال روی پرسمان‌های متنوع‌تر هستند. به‌طور نسبی می‌توان گفت بهبودهای یادشده را به قیمت افزایش فضای لازم برای ذخیره‌سازی داده‌ها در سمت سرور، به‌دست می‌آوریم؛ همچنین، در طرح خود، از یک معیار بازیابی فازی بهره می‌بریم که از جمله معیارهای استاندارد در بازیابی اطلاعات (روی داده رمزنشده) است. معیار استفاده‌شده، با توجه به ویژگی‌های ذاتی‌اش، به‌نوع خود نیز موجب ایجاد انعطاف در طراحی داده‌ساختارها لازم و متعاقباً بهبود کارایی می‌شود. ما در این کار از داده‌ساختارهای مطرح‌شده در [8] و [6] به‌ترتیب به منظور افزایش کارایی جستجوی رتبه‌بندی‌شده و پشتیبانی از پرسمان‌های متنوع استفاده می‌کنیم. بنابراین، با ترکیب این دو داده ساختار و معیار بازیابی فازی -که معیاری استاندارد، ساده و کارا است- یک روش جستجوی رتبه‌بندی‌شده به‌دست خواهیم آورد که در عین کارایی بالا پرسمان‌های متنوعی را نیز پشتیبانی می‌کند.

ساختار مقاله: در این مقاله، ابتدا در بخش ۳ به معرفی نمادها و ابزارهای لازم می‌پردازیم. از جمله، معیار بازیابی فازی و قوانین مربوطه در این بخش مرور خواهند شد. در بخش ۴، شِمای[4] طرح رمز جستجوی رتبه‌بندی‌شده و مدل امنیت آن را ارائه خواهیم کرد. در بخش ۵، به بررسی داده‌ساختاری که کورتمولا و همکارانش [8] برای جستجوی تک‌واژه ارائه کرده‌اند، می‌پردازیم و نشان می‌دهیم که این داده‌ساختار قابلیت ترکیب با معیار بازیابی فازی و پشتبانی از جستجوی رتبه‌بندی‌شده را دارد. در بخش ۶ داده‌ساختار ارائه‌شده توسط کش و همکارانش [6] را بررسی می‌کنیم و نشان می‌دهیم که چگونه تجهیز آن با معیار بازیابی فازی، امکان پشتبانی از پرسمان‌های متنوع در جستجوی رتبه‌بندی‌شده را فراهم می‌سازد. در پایان، به نتیجه‌گیری و مقایسه روش‌های خود با کارهای مشابه می‌پردازیم.

## ۳- نمادگذاری

مجموعه اعداد طبیعی و صحیح را به‌ترتیب با $\mathbb{N}$ و $\mathbb{Z}$ نشان می‌دهیم. $\mathbb{Z}_q$ نشان‌دهندهٔ مجموعه اعداد صحیح به پیمانه عدد نخست $q$ است؛ یعنی، $\mathbb{Z}_q = \{0, \dots, 1\}$ که یک گروه جمعی به پیمانه $q$ است. مجموعه رشته‌های $n$-بیتی را با $\{0,1\}^n$ و مجموعه رشته‌های دودویی با طول متناهی را با $\{0,1\}^*$ نشان می‌دهیم. نماد $x||y$ بیان‌گر عملگر پیوست دو رشته $x$ و $y$ است. نماد $\lambda$ را برای نمایش پارامتر امنیتی به‌کار می‌بریم. منظور از یک الگوریتم P.P.T، یک الگوریتم احتمالی با زمان اجرای چندجمله‌ای، بر حسب $\lambda$، است. همچنین $\text{poly}(\lambda)$، تابع چندجمله‌ای از $\lambda$ را نمایش

[1] Bilinear map
[2] Paring
[3] Information retrieval
[4] Syntax




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

می‌دهد. در این مقاله مدل مهاجم را صادق-اما-کنجکاو (HBC[1]) در نظر می‌گیریم. به این معنی که مهاجم الگوریتم‌ها را به‌درستی دنبال، اما سعی می‌کند مانند یک شنودگر، از طریق مشاهدهٔ داده‌های رمزشده، پرسمان‌های دریافتی و جواب‌های متناظرشان، اطلاعاتی را به‌دست آورد. یک تابع ناچیز[2] از $\lambda$ با نماد $\mathrm{negl}(\lambda)$ نشان داده می‌شود که از مرتبه $\lambda^{-\omega(1)}$ است. به عبارت دیگر، $\mathrm{negl}(\lambda)$ یک تابع ناچیز است اگر از وارون هر چندجمله‌ای سریع‌تر به سمت صفر حرکت کند. دسترسی اوراکلی مهاجم $\mathcal{A}$ به الگوریتم B(.) را با نماد $\mathcal{A}^{B(.)}$ نمایش می‌دهیم و به این معنی است که مهاجم بدون درگیرشدن در نوع محاسبات تنها از طریق پرسش و پاسخ به الگوریتم دسترسی دارد. فرض می‌کنیم مجموعه اسناد به شکل زیر باشد:

$$\mathrm{DB} = (W_1, W_2, \dots, W_d)$$

به‌طوری‌که هر سند $W_i$ مجموعه‌ای از چندین واژه و با شناسه $id_i$ باشد که $W_i \subseteq \{0,1\}^*$ و $id_i \in \{0,1\}^n$. مجموعه $W = \cup_{i=1}^{d} W_i$ بیان‌گر همه واژه‌های متمایز در مجموعه اسناد است که آن را واژه‌نامه می‌نامیم. پارامترهای $d$ و $n$ چندجمله‌ای از $\lambda$ هستند. جهت سهولت، شناسه اسناد را اعداد طبیعی در نظر می‌گیریم، بنابراین، مجموعه:

$$ID = \{id | W_{id} \in \mathrm{DB}\} = \{1,2,\dots,d\}$$

بیان‌گر مجموعه همه شناسه‌ها است. همچنین، $\mathrm{DB}(w)$ نشان‌دهنده شناسه اسنادی است که واژه $w$ را شامل می‌شوند؛ یعنی، $\mathrm{DB}(w) = \{id | w \in W_{id}\}$. *الگوی دسترسی*[3] به شناسه اسنادی گفته می‌شود که پرسمان را برآورده می‌کنند (به‌عنوان مثال برای تک‌واژه $w$ الگوی دسترسی $\mathrm{DB}(w)$ است) و *الگوی پرسمان*[4] تکراری‌بودن یا نبودن پرسمان را مشخص می‌کند. برای مشاهده تعریف دقیق الگوی دسترسی و الگوی پرسمان، خواننده به [8] ارجاع داده می‌شود.

**توصیف فازی مجموعه اسناد:** مجموعهٔ زیر توصیف فازی مجموعه اسناد را نشان می‌دهد:

$$F = \{\langle id, w, \mu_F(id,w)\rangle | \ id \in ID, w \in W\}$$

که $\mu_F : ID \times W \to [0,1]$ تابعی است که برای هر زوج مرتب $(id,w) \in ID \times W$، اهمیت واژه $w$ در سند با شناسه $id$ را نشان می‌دهد و آن را *تابع (درجه) عضویت* می‌نامیم؛ همچنین تعریف می‌کنیم:

$$\mathrm{DB}_F(w,\alpha) = \{\langle id, \mu_F(id,w)\rangle | \quad (۱)$$
$$id \in ID, \mu_F(id,w) \geq \alpha\}$$

که مجموعه‌اسناد با درجه عضویت کمینه $\alpha$ نسبت به واژه $w$ را نمایش می‌دهد. چنانچه مجموعه بالا بر اساس مقادیر $\mu_F(.,.)$ به‌ترتیب نزولی مرتب شود، مجموعه حاصل را با $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w,\alpha))$ نشان می‌دهیم.

همچنین، تعریف می‌کنیم:

$$\mathrm{DB}_F(w) = \{\langle id, \mu_F(id,w)\rangle | \quad (۲)$$
$$id \in ID, \mu_F(id,w) > 0\}$$

و به‌شباهت $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w))$ بیان‌گر مرتب‌شدهٔ مجموعه $\mathrm{DB}_F(w)$ است.

نمادهای روابط عطفی[5]، فصلی[6] و نقیض[7] را به‌ترتیب با $\wedge$، $\vee$ و $\sim$ نشان می‌دهیم. قوانین زیر برگرفته از نظریه فازی مجموعه‌ها [17] هستند:

$$\mu_F(id, w_1 \wedge w_2) = \quad (۳)$$
$$\min\{\mu_F(id,w_1), \mu_F(id,w_2)\},$$
$$\mu_F(id, w_1 \vee w_2) =$$
$$\max\{\mu_F(id,w_1), \mu_F(id,w_2)\},$$
$$\mu_F(id, \sim w) = 1 - \mu_F(id,w).$$

با استفاده از قوانین بالا برای پرسمان دلخواه $q$، مجموعه $\mu_F(id,q)$ و به‌دنبال آن $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(q,\alpha))$ قابل تعریف هستند؛ به‌عنوان مثال برای پرسمان:

داریم: $q = (w_1 \wedge w_2) \vee w_3$

$$\mathrm{M}_F(id,q) = \max\{$$
$$\min\{\mu_F(id,w_1), \mu_F(id,w_2)\}, \mu_F(id,w_3)\}.$$

**رمزگذاری حافظ‌ترتیب**: نوعی رمزگذاری خاص‌منظوره برای رمزکردن داده‌های عددی است؛ به‌نحوی‌که مقایسه آن‌ها و تعیین رابطه ترتیب را ممکن می‌سازد.

فرض می‌کنیم تابع رمزگذاری به صورت:

$$\mathrm{Enc}(K,.): \mathcal{D} \to \mathcal{R}$$

باشد که برای $M, N \in \mathbb{N}$، دامنه و برد آن به‌ترتیب زیر است:

$$\mathcal{D} = [M] \stackrel{\Delta}{=} \{1, \cdots, M\}$$
$$\mathcal{R} = [N] \stackrel{\Delta}{=} \{1, \cdots, N\}$$

**تعریف ۱ (رمزگذاری حافظ‌ترتیب)**. رمز متقارن یقینی $\mathcal{OPE} = (\mathrm{Gen}, \mathrm{Enc}, \mathrm{Dec})$ را حافظ‌ترتیب گوییم اگر برای هر $i,j \in [M]$ و کلید $K$ که توسط الگوریتم $Gen$ تولید شده است، داشته باشیم:

$$i < j \Leftrightarrow Enc(K,i) < \mathrm{Enc}(K,j)$$

امنیت رمزگذاری حافظ‌ترتیب به این معنی است که یک مهاجم کارا با دسترسی اوراکلی[8] به تابع رمزگذاری و

[1] Honest-but-curious
2 Negligible function
[3] Access pattern
[4] Query pattern

[5] Conjunction
[6] Disjunction
[7] Negation
[8] Oracle access




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

رمزگشایی نتواند یک سیستم رمز حافظ‌ترتیب را از یک تابع اکیداً صعودی تصادفی با دامنه و برد مشابه، تمایز بدهد.

**تابع شبه‌تصادفی**[1]: نوعی تابع است که به‌نظر تصادفی می‌رسد؛ یعنی، از یک تابع که به‌طور یک‌نواخت از مجموعهٔ تمام توابع، با دامنه و برد مشابه، انتخاب شده تمایزناپذیر محاسباتی است. به‌طور رسمی، تعریف زیر را داریم:

**تعریف ۲ (تابع شبه-تصادفی).** فرض کنید $\mathrm{Func}[n,m]$ مجموعهٔ کلِ توابع از $\{0,1\}^n$ به $\{0,1\}^m$ باشد. یک تابع $F:\{0,1\}^\lambda \times \{0,1\}^n \to \{0,1\}^m$ را شبه‌تصادفی نامیم اگر در زمان چندجمله‌ای، روی ورودی داده شده، قابل محاسبه و همچنین برای هر مهاجم $\mathcal{A}$ یک تابع ناچیز negl موجود باشد به‌طوری‌که:

$$\left|\Pr\left[\mathcal{A}^{F(K,.)}(1^\lambda)=1 :\ K\leftarrow\{0,1\}^\lambda\right]-\Pr\left[\mathcal{A}^{g(.)}(1^\lambda)=1 :\ g\leftarrow \mathrm{Func}[n,m]\right]\right|\le negl(\lambda).$$

یک جایگشت شبه‌تصادفی به‌صورت مشابه تعریف می‌شود، با این تفاوت که $F$ یک تابع دوسویه است و مهاجم هم به تابع و هم به وارونِ تابع دسترسی اوراکلی دارد.

**فرضیات رمزنگاری:** از جمله مسائل سخت ریاضی که در این مقاله از آن استفاده خواهیم کرد، فرض سختی مسأله دیفی‌هلمن تصمیمی است. به‌طور شهودی این فرض بیان می‌کند که اگر $g^a$ و $g^b$ داده شده باشند، آن‌گاه $g^{ab}$ تصادفی به‌نظر می‌رسد. این مسأله به‌صورت زیر تعریف می‌شود:

**تعریف ۳ (فرض دیفی‌هلمن تصمیمی).**

گوییم مسأله DDH نسبت به $\mathcal{G}$ سخت است اگر برای هر مهاجم $\mathcal{A}$ یک تابع ناچیز negl موجود باشد به‌طوری‌که:

$$|Pr[\mathcal{A}(G,q,g,g^a,g^b,g^{ab})=1]-Pr[\mathcal{A}(G,q,g,g^a,g^b,g^c)=1]|\le \mathrm{negl}(\lambda)]$$

که $a,b,c$ به‌طور یکنواخت از $\mathbb{Z}_q-\{0\}$ انتخاب شده‌اند و $(G,q,g)$ از اجرای $\mathcal{G}(1^\lambda)$ به‌دست می‌آید که $G$ یک گروه دوری از مرتبهٔ اول $q$ و با مولد g است ($\mathcal{G}$ به‌عنوان الگوریتم تولید گروه دوری مرتبه-اول شناخته می‌شود).

## ۴- جستجوی رتبه‌بندی‌شده

یک پروتکل رمزگذاری جستجوپذیر متقارن رتبه‌بندی‌شده (RSSE[2])، یک پروتکل دو عاملی بین کاربر و سرور است. نحوه استفاده از این پروتکل به‌این صورت است که کاربر از روی مجموعه اسناد خود، یک شاخص رمزشده تولید و آن را در سمت سرور ذخیره می‌کند. کاربر می‌تواند پرسمان‌های به فرم $(q,\alpha)$ را به‌دفعات درخواست بدهد. تعامل کاربر و سرور باید این امکان را برای کاربر فراهم سازد که شناسه اسنادی که میزان ارتباط آن‌ها به پرسمان $q$، پارامتر $\alpha$ را برآورده می‌کنند، به‌ترتیب نزولیِ اهمیت به‌دست آورد. پرسمان $q$ می‌تواند تک واژه $w$ یا یک عبارت بولی مانند $w_1 \wedge w_2$ باشد. به‌ازای $q=w$ خروجی پروتکل $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w,\alpha))$ خواهد بود که $\mathrm{DB}_F(w,\alpha)$ در رابطه (۱) تعریف شده است.

**تعریف ۴ (RSSE).** یک روش رمزگذاری جستجوپذیر متقارن رتبه‌بندی شده، یک دوتایی $\Pi=(\mathrm{Setup},\mathrm{Search})$ است که Setup یک الگوریتم P.P.T. و Search یک پروتکل است به‌طوری‌که:

- $(K,EDB)\leftarrow \mathrm{Setup}(\mathrm{DB})$ توسط کاربر اجرا می‌شود و با دریافت مجموعه سند DB، شاخص رمزشده $EDB$ و کلید $K$ را تولید می‌کند.
- $V\leftarrow \mathrm{Search}(K,q,\alpha;EDB)$ بین کاربر و سرور اجرا می‌شود. کاربر کلید $K$ و پرسمان $(q,\alpha)$ و سرور شاخص رمزشده $EDB$ را به‌عنوان ورودی‌های پروتکل تأمین می‌کنند. در پایانِ پروتکل، کاربر یک فهرست از شناسه اسناد را خروجی می‌دهد و سرور هیچ خروجی ندارد.

برای یک پروتکل RSSE شرط صحت نیز باید برقرار باشد. به‌این معنی که اگر کاربر و سرور پروتکل را به‌درستی دنبال کنند، آن‌گاه پروتکل Search برای هر پرسمان، نتیجه درست را باز گرداند. این مفهوم در تعریف زیر دقیق شده است:

**تعریف ۵ (صحت RSSE).** یک RSSE دارای صحت است اگر:

$$\forall \mathrm{DB}\ \forall q:\ \Pr\begin{bmatrix}(K,EDB)\leftarrow \mathrm{Setup}(\mathrm{DB}),\\ V\leftarrow \mathrm{Search}(K,q,\alpha;EDB)\\ :V=\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(q,\alpha))\end{bmatrix}=1$$

### ۴-۱- تعریف امنیت

امنیت رمزگذاری جستجوپذیر به دو صورت تطبیقی[3] و غیر تطبیقی[4] تعریف می‌شود. در مدل امنیت تطبیقی مهاجم این امکان را دارد که در هر زمان دلخواه، پرسمان‌های خود را ارسال کند. لذا، این امکان برای مهاجم فراهم می‌شود که هر

1 Pseudo-random function
2 Ranked searchable symmetric encryption
3 Adaptive-security
4 Non-adaptive-security




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

پرسمان را وابسته به پرسمان‌های ارسالی تا آن لحظه و پاسخ‌های دریافتی، انتخاب کند؛ اما در امنیت غیر تطبیقی مهاجم محدود به ارسالِ پرسمان‌ها به‌صورت یکجا است. به‌وضوح امنیت در برابر مهاجم تطبیقی، امنیت در برابر مهاجم غیر تطبیقی را نتیجه می‌دهد؛ اما عکس این مسأله صادق نیست. از طرف دیگر، طراحی کارایِ پروتکل‌های امن در مدل تطبیقی دشوارتر است. مدل امنیت استفاده‌شده در این مقاله امنیت غیر تطبیقی است که نخستین‌بار در [8] مطرح شد. این مدل امنیت تضمین می‌کند که از روی پرسمان یا شاخص رمزشده، هیچ اطلاعات مفیدی که به‌طورمستقیم منجر به آشکارشدن واژه تحت پرسمان یا شاخص شود، نشت پیدا نکند. کورتمولا و همکارانش [8] برای مدل‌کردن مفهوم عدم نشت اطلاعات مفید در یک طرح SSE، یک تعریف امنیت دقیق ارائه کردند؛ به این صورت که، با دریافت تنها یک نشتی مشخص، یک شبیه‌ساز باید قادر باشد دید سرور را طی یک حمله غیر تطبیقی شبیه‌سازی کند. نشتی یادشده که به‌وسیلهٔ $\mathcal{L}$ نشان داده می‌شود، برخی اطلاعات نه‌چندان حساس را مدل می‌کند. این اطلاعات شامل الگوی جستجو، الگوی دسترسی و برخی اطلاعات در مورد اندازه مجموعه اسناد است؛ بنابراین تضمین می‌شود که یک سرور HBC با داشتن شاخص رمزشده $EDB$ و دریافت پرسمان‌های متفاوت، اطلاعاتی فراتر از آن چه که در نشتی مشخص می‌شود، به‌دست نیاورد.

**تعریف ۶ (امنیت غیر تطبیقی [8]).** فرض کنید $\Sigma = (\text{Setup}, \text{Search})$ یک طرح RSSE و تابع نشتی $\mathcal{L}$ یک الگوریتم حالت‌دار باشد؛ برای مهاجم $\mathcal{A}$ و شبیه‌ساز $\mathcal{S}$، بازی‌های زیر را تعریف می‌کنیم:

$\mathbf{Real}^{\Sigma}_{\mathcal{A}}(\lambda)$: مهاجم $\mathcal{A}$ مجموعه اسناد DB و پرسمان‌های $Q = \{(q_1, \alpha_1); \dots; (q_l, \alpha_l): l = \text{poly}(\lambda)\}$ را انتخاب می‌کند؛ یعنی، $(\text{DB}; Q) \leftarrow \mathcal{A}(1^{\lambda})$. بازی الگوریتم $(K, EDB) \leftarrow \text{Setup}(\text{DB})$ را اجرا و خروجی $EDB$ را به مهاجم $\mathcal{A}$ ارسال می‌کند. برای هر پرسمان $(q_i, \alpha_i) \in Q$، بازی همچنین پروتکل $V \leftarrow \text{Search}(K, q_i, \alpha_i; EDB)$ را با ورودی $(K, q_i, \alpha_i)$ برای کاربر و ورودی $EDB$ برای سرور اجرا می‌کند و رونوشتی از تعاملات و خروجی کاربر را به $\mathcal{A}$ می‌دهد؛ درنهایت $\mathcal{A}$ یک بیت خروجی می‌دهد که بازی از آن به‌عنوان خروجی خودش، که با متغیر تصادفی $\text{Real}^{\Sigma}_{\mathcal{A}}(\lambda)$ نشان داده می‌شود، استفاده می‌کند.

مهاجم $\mathcal{A}$ مجموعه اسناد DB و پرسمان‌های $Q = \{(q_1, \alpha_1); \dots; (q_l, \alpha_l): l = \text{poly}(\lambda)\}$ را انتخاب می‌کند؛ یعنی، $(\text{DB}; Q) \leftarrow \mathcal{A}(1^{\lambda})$. سپس بازی $\mathcal{S}(\mathcal{L}(\text{DB}, Q))$ را اجرا می‌کند و خروجی آن را به مهاجم ارسال می‌کند؛ درنهایت $\mathcal{A}$ یک بیت باز می‌گرداند که بازی از آن به‌عنوان خروجی خود، که با متغیر تصادفی $\text{Simu}^{\Sigma}_{\mathcal{A},\mathcal{S}}(\lambda)$ نشان داده می‌شود، استفاده می‌کند.

گوییم طرح $\Sigma$، دارای امنیت غیر تطبیقی با نشتی $\mathcal{L}$ است، اگر برای هر مهاجم $\mathcal{A}$ یک شبیه‌ساز P.P.T مانند $\mathcal{S}$ وجود داشته باشد، به‌طوری‌که:

$$|\Pr[\text{Real}^{\Sigma}_{\mathcal{A}}(\lambda) = 1] - \Pr[\text{Simu}^{\Sigma}_{\mathcal{A},\mathcal{S}}(\lambda) = 1]| \leq \text{negl}(\lambda).$$

## ۵- بازیابی فازی برای تک‌واژه

هدف این بخش، ارائه یک طرح رمز RSSE است که امکان بازیابی اسنادِ شامل تک‌واژه $w$ را فراهم می‌آورد؛ به‌نحوی‌که میزان ارتباط اسناد به واژه مورد نظر حداقل $\alpha$ باشد.

این طرح که بر اساس [8] است، از داده‌ساختارهایی مثل آرایه، فهرست پیوندی و جدول مراجعه کمک می‌گیرد و تفاوت آن با [8] در مرتب چیدن اسناد و استفاده از رمزگذاری حافظ‌ترتیب است. همان‌طور که خواهیم دید، این تغییرات منجر به پشتیبانی از عملکرد مهمِ جستجوی رتبه‌بندی‌شده می‌شود. یکی از قابلیت‌های این داده‌ساختار امکان بازیابی اسناد به‌صورت مجزا و متوالی است [8]. این ویژگی ما را قادر به پشتیبانیِ کارا از عملکرد جستجوی رتبه‌بندی‌شده می‌سازد. در ادامه، به توضیح این داده‌ساختار، توصیف قابلیت یادشده و نحوه بهرمندی ما از آن جهت دست‌یابی به جستجوی رتبه‌بندی‌شده می‌پردازیم.

برای یک آرایه $A$ ، عنصر واقع در نشانی $i$ را با $A[i]$ نشان می‌دهیم و برای یک عنصر $x$، محل آن در آرایه $A$ را با $\text{addr}_A(x)$ نمایش می‌دهیم؛ بنابراین $A[i] = x$ به این معنی است که $\text{addr}_A(x) = i$. به‌علاوه، یک فهرست پیوندی $n$ عنصری $L$ که در آرایه $A$ ذخیره شده است، دنباله‌ای از عنصرهای $N_i = (v_i, \text{addr}_A\, N_{i+1})$ است که $1 \leq i \leq n$، $v_i$ یک رشته دلخواه و $\text{addr}_A(N_{i+1})$ نشانی عنصر بعدی فهرست در آرایه $A$ است. تعداد عناصر فهرست $L$ را به‌وسیله $\#L$ نشان می‌دهیم. شاخص متشکل از دو داده‌ساختار زیر است (شکل (۱) را مشاهده کنید):

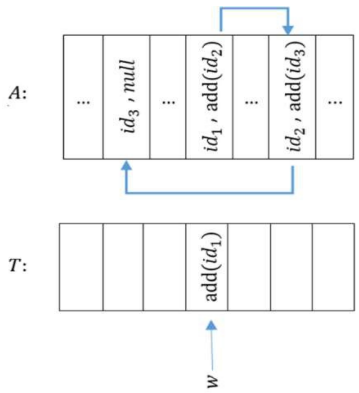
$A$: یک آرایه که برای هر $w \in W$، رمزشدهٔ $\text{DB}_F(w)$ در آن ذخیره شده که $\text{DB}_F(w)$ مطابق رابطه (۲) است.

$T$: یک جدول مراجعه که برای هر $w \in W$، اطلاعاتی برای بازیابی و رمزگشایی $\text{DB}_F(w)$ از آرایه $A$ فراهم می‌سازد.




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

به‌ازای هر $w_i \in W$، یک فهرست پیوندی $L_i$ تولید می‌کنیم که هر عنصر آن به‌ترتیب یک عضو $\langle id, \mu_F(id, w_i) \rangle$ از $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_i))$ را شامل می‌شود؛ سپس، کلیه عنصرهای تمام فهرست‌ها در آرایه $A$ با یک ترتیب تصادفی و به‌صورت رمزشده ذخیره می‌شوند. قسمت $\mu_F(.,.)$ هر عنصر با یک روش رمزگذاری حافظ‌ترتیب و بخش دیگر با روش رمزگذاری معمول رمز می‌شوند. قبل از رمزکردن عنصر $j$-ام از فهرست $L_i$ ، یک اشاره‌گر (نسبت به آرایه $A$) به عنصر $(j+1)$-ام فهرست و یک کلید برای رمزکردن آن، به عنصر $j$-ام اضافه می‌شود. به این ترتیب، با داشتن محل نخستین عنصر $L_i$ در آرایه $A$ و کلید رمزگشایی آن، سرور قادر است، سایر عنصرهای فهرست $L_i$ را بازیابی کند. برای تعیین محل و رمزگشایی نخستین عنصر هر فهرست در آرایه، از جدول مراجعه $T$ استفاده می‌شود. هر درآیه در جدول $T$ متناظر با یک $w_i \in W$ است و یک زوج $\langle address, value \rangle$ را شامل می‌شود. مؤلفهٔ $value$ محل و کلید رمزگشایی نخستین عنصر $L_i$ در $A$ را شامل می‌شود. خود $value$ به‌وسیلهٔ یک تابع شبه‌تصادفی[1] (PRF) رمز می‌شود. مؤلفهٔ $address$ برای تعیین محل درآیه‌های $T$ به‌کار می‌رود.




**(شکل-۱): فرض کنید واژه $w$ در ۳ سند $id_1, id_2$ و $id_3$ واقع شده است. از طریق جدول $T$ شناسه و نشانی نخستین سند شامل $w$ یعنی $id_1$ را در آرایه $A$ به‌دست می‌آوریم؛ سپس، از طریق پیوندهای متوالی شناسه‌های $id_2$ و $id_3$ بازیابی می‌شوند. توجه داریم که در این شکل، جهت سهولت، اطلاعات به‌صورت رمزنشده نمایش داده شده‌اند.**

**(Figure-1): Suppose that the keyword w is located in three documents with identifiers $id_1$, $id_2$ and $id_3$. From table T, we get the ID and address of the first document containing w, i.e. $id_1$ in array A. Then, , $id_2$ and $id_3$ are retrieved by sequential links. Note that in this figure, for convenience, the information is displayed as plain.**

[1] Pseudo-random function

داده‌ساختارهای $A$ و $T$ ، پس از تولید، در سمت سرور قرار می‌گیرند. کاربری که قصد جستجوی واژه $w_i$ را دارد، کلید رمزگشایی و نشانی درآیه متناظر $T$ را تولید و به همراه پارامتر $\tilde{\alpha} = \mathcal{OPE}.Enc(\alpha)$ به سرور ارسال می‌کند.

سرور درآیه متناظر در $T$ را پیدا و رمزگشایی می‌کند. درنتیجه، نشانی نخستین عنصر $L_i$ در $A$ و کلید رمزگشایی آن را به‌دست می‌آورد. از طرف دیگر، چون هر عنصر حاوی یک اشاره‌گر به عنصر بعدی فهرست است، سرور می‌تواند عنصرهایی را که درجه اهمیت آن‌ها حداقل $\tilde{\alpha}$ است، به‌ترتیب بازیابی کند.

## ۱-۵- الگوریتم بازیابی فازی تک‌واژه (SKFR)

طرح رمز پیشنهادی (SKFR[2]) در الگوریتم زیر آورده شده که تفاوت‌های آن با طرح ارائه‌شده در [8] با رنگ قرمز مشخص شده است. الگوریتم SKFR متشکل از یک الگوریتم Setup و پروتکل Search است که آرایه $A$ و جدول مراجعه $T$ در طول الگوریتم Setup ساخته و پروتکل Search بین کاربر و سرور، برای جستجوی واژهٔ مورد نظر کاربر، اجرا می‌شود.

**الگوریتم SKFR**

**الگوریتم Setup(DB):**

شمارنده سراسری را $ctr = 1$ در نظر بگیر.

**۱. ساخت آرایه $A$:**

به‌ازای هر $w_i \in \mathrm{W}$، فهرست را $L_i$ که شامل عناصر $N_{ij}$ است به‌صورت زیر بساز و آن را داخل آرایه $A$ ذخیره کن:

* به‌ازای هر $id_j \in \mathrm{DB}_F(w_i)$ قرار بده

$\mu_{ij} = \mu_F(id_j, w_i)$.

* کلیدهای $K_{i0}, K_1, K_2, K_3$ را با توزیع یک‌نواخت از $\{0,1\}^\lambda$ انتخاب کن.
* به‌ازای هر $1 \le j \le |\mathrm{DB_F(w_i)}|$ اعمال زیر را انجام بده:
  - $id_{ij}$ را j-امین شناسه در $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_i))$ درنظر بگیر.
  - اگر $j = |\mathrm{DB}_F(w_i)|$ قرار بده $k_{ij} = \perp$ درغیر این صورت قرار بده $k_{ij} \leftarrow \mathcal{SKE}.\mathrm{Gen}(1^\lambda)$
  - قرار بده

$K_0 \leftarrow \mathcal{OPE}.\mathrm{Gen}(1^\lambda)$
$\tilde{\mu}_{ij} = \mathcal{OPE}.\mathrm{Enc}(K_0, \mu_{ij})$

و

$v_{ij} = \langle id_{ij}, \tilde{\mu}_{ij}, k_{ij} \rangle$.

[2] Single keyword fuzzy retrieval

- اگر $j = |\mathrm{DB}_F(w_i)|$ قرار بده $\mathrm{addr}_A(N_{i(j+1)}) =$ $NULL$ درغیر این صورت:
$$\mathrm{addr}_A(N_{i(j+1)}) = \phi(K_1, ctr+1)$$
- قرار بده $N_{ij} = \langle v_{ij}, \mathrm{addr}_A(N_{i(j+1)}) \rangle$
- عنصر $N_{ij}$ را با کلید $k_{i(j-1)}$ رمز کن و آن را درون آرایه $A$ قرار بده به‌طوری که:
$$A[\phi(K_1, ctr)] \leftarrow \mathcal{SKE}.\mathrm{Enc}(k_{i(j-1)}, N_{ij})$$
- شمارنده $ctr$ را یک واحد افزایش بده.

**۲. ساخت جدول مراجعه $T$:**

به‌ازای هر $w_i \in W$ قرار بده
$$T[\pi(K_3, w_i)] = \langle \mathrm{addr}_A(N_{i1}) || k_{i0} \rangle \oplus f(K_2, w_i)$$

**۳. خروجی:**

مقادیر $K = (K_0, K_1, K_2, K_3)$ و $EDB = (A, T)$ را برگردان.

**پروتکل $\mathbf{Search}(K, w, \alpha, EDB)$:**

**۱. کاربر:** پیام $t = \langle \pi(K_3, w), f(K_2, w) \rangle$ و $\tilde{\alpha} = \mathcal{OPE}.\mathrm{Enc}(K_0, \alpha)$ را به سرور ارسال می‌کند.

**۲. سرور**: اعمال زیر را انجام می‌دهد؛

* $t$ را به‌صورت $\langle \gamma, \eta \rangle$ در نظر می‌گیرد و قرار می‌دهد $\theta = T[\gamma]$.

* اگر $\theta \neq \perp$، آنگاه $\theta \oplus \eta$ را به‌صورت $\langle a_1, k_0 \rangle$ بازنویسی می‌کند، قرار می‌دهد $j = 1$ و ادامه می‌دهد.

درغیر این صورت نماد $\perp$ را برمی‌گرداند.

* تا زمانی‌که $a_j \neq NULL$ اعمال زیر را انجام می‌دهد؛

- $N_j = \mathcal{SKE}.\mathrm{Dec}(k_{j-1}, A[a_j])$ را به‌دست می‌آورد.
- $N_j$ را به‌شکل $\langle v_j, a_{j+1} \rangle$ بازنویسی می‌کند که $v_j = \langle id_j, \tilde{\mu}_j, k_j \rangle$.
- اگر $\tilde{\mu}_j \geq \tilde{\alpha}$، آنگاه شناسه $id_j$ را به کاربر ارسال می‌کند. درغیر این صورت توقف می‌کند و ادامه نمی‌دهد.
- شمارنده j را یک واحد افزایش می‌دهد.

## ۲-۵- تحلیل امنیت الگوریتم SKFR

در این بخش به تحلیل امنیت الگوریتم پیشنهادی می‌پردازیم و نشان می‌دهیم این طرح دارای امنیت اثبات‌پذیر در مدل شبیه‌سازی است.

**قضیه ۱.** فرض کنید $\mathcal{OPE}$ یک طرح رمز حافظ‌ترتیب امن، $\mathcal{SKE}$ یک طرح رمز CPA[1] امن، $\phi$ و $\pi$ دو PRP[2] امن و $f$ یک PRF امن باشد. آن‌گاه طرح رمز ارائه‌شده در الگوریتم SKFR، صحیح و دارای امنیت غیر تطبیقی با نشتی $\mathcal{L}$ است (که $\mathcal{L}$ به‌عنوان ورودیِ شبیه‌ساز در روند اثبات مشخص شده است).

اثبات: بازی شبیه‌سازی‌شده در تعریف ۶ به‌صورت زیر است:

۱. مهاجم $\mathcal{A}$ مجموعه اسناد DB و پرسمان‌های $Q = \{(w_1, \alpha_1); \ldots; (w_l, \alpha_l): l = \mathrm{Poly}(\lambda)\}$ را انتخاب می‌کند؛ یعنی، $(\mathrm{DB}; Q) \leftarrow \mathcal{A}(1^\lambda)$.

۲. شبیه‌ساز $\mathcal{S}$، به‌عنوان ورودی، اندازه واژه‌نامه، اندازه مجموعه‌اسناد (یعنی $\sum_{w \in W} |\mathrm{DB}(w)|$) و همچنین الگوی دسترسی $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_i, \alpha_i))$ و الگوی پرسمان را به‌ازای هر $w_i$ دریافت می‌کند.

۳. شبیه‌ساز، اعداد تصادفی اما نزولی $\mu_{ij}$ را انتخاب می‌کند و به‌ترتیب، به اعضای $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_i, \alpha_i))$ نسبت می‌دهد.

٤. به‌ازای هر پرسمان $w_i$، شبیه‌ساز مشابه الگوریتم واقعی و با استفاده از ورودی های خود قادر است، سلول‌های متناظر $A$ را شبیه‌سازی کند. در واقع، شبیه‌ساز $\mathcal{S}$ در شبیه‌سازیِ آرایه $A$، نیازی به $w_i$ ندارد و داشتن فهرست $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_i, \alpha_i))$ به‌ازای واژه‌های موجود در پرسمان‌ها برای او کفایت می‌کند. شبیه‌ساز سایر سلول‌های خالی $A$ را با مقادیر تصادفی پر می‌کند.

۵. به‌ازای هر پرسمان $w_i$، شبیه‌ساز دو عدد تصادفی $\gamma_i$ و $\eta_i$ را به‌ترتیب از برد $\pi$ و $f$ انتخاب و مانند الگوریتم واقعی جدول $T$ را شبیه‌سازی می‌کند (در واقع چون $w_i$ را ندارد به جای $\pi(K_3, w_i)$ و $f(K_2, w_i)$ دو عدد تصادفی انتخاب می‌کند).

شبیه‌ساز سایر سلولهای خالی جدول $T$ را با مقادیر تصادفی پر می‌کند.

۶. شبیه‌ساز داده ساختارهای $A$ و $T$ را خروجی می‌دهد. همچنین به‌ازای هر پرسمان $w_i$، شبیه‌ساز مقدار $t_i = \langle \gamma_i, \eta_i \rangle$ متناظر آن از مرحله قبل و همچنین عدد $\tilde{\alpha}$ را خروجی می‌دهد به‌طوری‌که $\tilde{\alpha}$ از تمام مقادیر $\mu_{ij}$ در مرحله ۳، کوچک‌تر باشد.

با توجه به فرضیات قضیه، واضح است که بازی شبیه‌سازی بالا قابل تمایز از بازی واقعی نیست.

## ۶- بازیابی فازی برای عبارت بولی

روش ارائه‌شده در این بخش تعمیمی از روش کش و همکارانش در [6] است و هدف آن بازیابی فازی اسنادی است که به میزان کمینه $\alpha$ به عبارت بولی:

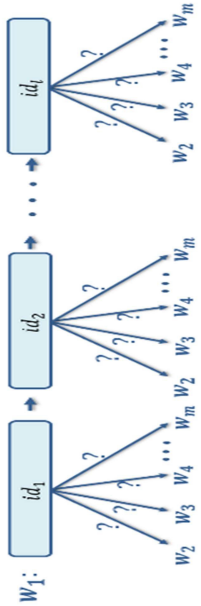
[1] Chosen-plaintext attack
[2] Pseudo-random permutation




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

$q = (w_1 \wedge w_2 \wedge \ldots \wedge w_m)$ مربوط هستند (الگوریتم BoolenFR). فرض کنید واژه $w_1$ واژه با کمترین بسامد باشد، به این معنی که تعداد اسنادی که میزان ارتباط آن‌ها به واژه $w_1$ حداقل $\alpha$ است، کمترین تعداد باشد (در مقایسه با بقیه واژه‌های موجود در پرسمان $q$).

برای جستجوی رتبه‌بندی‌شدهٔ پرسمان عطفی $q$ در حالت رمزنشده، ابتدا شناسه اسنادی را که میزان ارتباط آن‌ها با واژه $w_1$ حداقل $\alpha$ است، بازیابی، سپس به‌ازای هر شناسه بازیابی شده $id_j$ بررسی می‌کنیم که آیا این شناسه واژهٔ $w_i$ را برای $i = 2, \ldots, m$ شامل می‌شود و اگر شامل می‌شود میزان ارتباط شناسه یادشده به این واژه چقدر است که این مقدار را با $\mu_{ij}$ نشان می‌دهیم؛ درنهایت اگر داشته باشیم $m_j \geq \alpha$ که $m_j = \min\{\mu_{ij} : i = 1, \ldots, m\}$، به این معنی است که شناسه $id_j$ پرسمان $q$ را برآورده می‌کند.




**(شکل-۲): الگوریتم اولیه برای جستجوی پرسمان عطفی در حالت رمزنشده.**

**(Figure-2): The basic algorithm for the conjunctive search query in the plain mode.**

شکل (۲) الگوریتم جستجو برای پرسمان عطفی را در حالت رمزنشده نشان می‌دهد؛ اما تعمیم این روش برای داده‌های رمزشده به‌طور بدیهی امکان‌پذیر نیست. یک تعمیم از این روش برای داده‌های رمزشده به‌صورت زیر است. ابتدا با استفاده از یک روش جستجوی رتبه‌بندی‌شده برای تک‌واژه (مانند الگوریتم SKFR) شناسه‌هایی که واژه $w_1$ را شامل می‌شوند و دست‌کم به میزان $\alpha$ با آن ارتباط دارند، در سمت سرور بازیابی می‌شوند. از طرف دیگر، واژه‌های فقط در اختیار کاربر هستند؛ لذا به‌منظور بازیابی $\mu_{ij}$ متناظر با زوج $(id_j, w_i)$ سرور و کاربر نیاز به همکاری و تعامل با یکدیگر دارند. بازیابی $\mu_{ij}$ را می‌توان با استفاده از یک روش ابتدایی، اما ناکارا به‌صورت زیر انجام داد. سرور هرشناسه بازیابی‌شدهٔ $id_j$ را به کاربر بازمی‌گرداند، سپس کاربر یک نشان مبتنی بر زوج $(id_j, w_i)$ می‌سازد و به سرور ارسال می‌کند. سرور با استفاده از یک داده‌ساختار $XSet$ که توسط زوج‌های عضو $ID \times W$ شاخص‌گذاری و درقبل در سمت سرور بارگذاری شده است و همچنین با استفاده از نشانِ دریافتی از طرف کاربر مقدار $\mu_{ij}$ را از داده‌ساختار $XSet$ بازیابی می‌کند. واضح است که این روش به‌طورکامل ناکارا است و نیاز به تعامل با کاربر دارد. درحالی‌که کاربردهای موجود در رایانش ابری همواره سعی دارند از تعامل با کاربر اجتناب شود. کش و همکارانش [6] روشی هوشمندانه را به‌منظور حذف این تعامل ارائه کردند. در روش آن‌ها درحقیقت $XSet$ به‌عنوان یک مجموعه از عناصر تصادفی شبیه‌سازی می‌شود، به‌طوی‌که اگر $id_j \in DB(w_i)$، آن‌گاه عنصر $g^{F_p(K_I, id_j) \cdot F_p(K_X, w_i)}$ در $XSet$ قرار داده می‌شود؛ یعنی با استفاده از توابع شبه‌تصادفی، عناصر موجود در $XSet$ به‌نحوی ساخته می‌شود که شامل دوبخش هستند. یک بخش فقط شامل شناسه و بخش دیگر تنها شامل واژه است. بخشی که توسط کاربر تولید می‌شود و فقط شامل واژه است درحقیقت عضوی از یک گروه دوری است؛ به‌نحوی که مسأله دیفی‌هلمن تصمیمی در این گروه سخت است و لذا مقادیر متعدد تولیدشده توسط کاربر اطلاعاتی را در اختیار سرور قرار نمی‌دهد. به این ترتیب کاربر و سرور بدون آشکارکردن واژه یا انجام تعاملات بیشتر قادر به حل مشکل یادشده خواهند بود. در زیر به توصیف روش پیشنهادی خود می‌پردازیم که به‌طور ضمنی از روش کش و همکارانش بهره می‌برد. از آنجا که روش پیشنهادی کش و همکارانش جستجوی رتبه‌بندی‌شده را پشتیبانی نمی‌کند، داده‌ساختار $XSet$ در روش آن‌ها ساده‌تر است و تنها بررسی عضویت واژه در سند مورد نظر را ممکن می‌سازد. داده‌ساختار پیشنهادی آن‌ها همچنین دارای اندازه‌ای از مرتبهٔ $O(N)$ و زمان جستجوی $O(1)$ است که $N = \sum_{w \in W} DB(w)$ است؛ درحالی‌که داده‌ساختار $XSet$ در روش ما میزان ارتباط واژه به سند را نیز ذخیره می‌کند. گفتنی است که دست‌یابی به این عملکرد در روش ما، به قیمت افزایش فضای لازم جهت ذخیره‌سازی داده‌ساختار $XSet$ به‌دست آمده است؛ به‌نحوی‌که این داده‌ساختار در روش پیشنهادی ما دارای اندازهٔ $O(|ID| \times |W|)$ و زمان جستجوی $O(1)$ است.



[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

## ۱-۶- الگوریتم بازیابی فازی عبارت بولی

فرض کنید $G$ گروهی دوری با مولد $g$ و از مرتبه نخست $p$ باشد و $F_p$ یک PRF باشد که برد آن در $\mathbb{Z}_p$ واقع است.

ایده الگوریتم به این صورت است که کاربر در ابتدا یک داده‌ساختار $XSet$ را سمت سرور ذخیره می‌کند به‌طوری‌که متناظر با هر زوج $(id_j, w_i) \in ID \times W$ یک سلول شامل مقدار $\mu_{ij}$ موجود باشد. داده‌ساختارهای $A$ و $T$ نیز شبیه به داده‌ساختارهای مشابه در الگوریتم SKFR تولید و بر روی رسانه ذخیره‌سازی سرور قرار داده می‌شوند. جهت جستجوی پرسمان $q = (w_1 \wedge w_2 \wedge \dots \wedge w_m)$، ابتدا مشابه روش قبل، کاربر درخواستی برای جستجوی واژه $w_1$ به سرور ارسال و سرور اسناد با کمینهع ارتباط $\alpha$ به واژه $w_1$ را بازیابی می‌کند (یعنی $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1, \alpha)$). برای هر سند بازیابی‌شده $id_j$ (که عضوی از $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1, \alpha)$ است) کاربر و سرور با همکاری هم، نشانی‌های[1] $g^{F_p(K_I, id_j)\cdot F_p(K_X, w_i)}, i = 2, \dots, m$ از داده‌ساختار $XSet$ را به‌دست می‌آورند؛ به‌طوری‌که برای هر $i = 2, \dots, m$، میزان ارتباط واژه $w_i$ به سند $id_j$ به‌صورت $\mu_{ij}$ در این محل ذخیره شده است. با توجه به قوانین فازی در رابطه (۳)، ارتباط سند $id_j$ به عبارت بولی $(w_1 \wedge w_2 \wedge \dots \wedge w_m)$ به‌صورت:

$m_j = \min\{\mu_{ij} : i = 1, \dots, m\}$ محاسبه می‌شود.

درنهایت با دردست‌داشتن $m_j$–ها، مرتبط‌ترین اسناد به عبارت بولی، به‌ترتیب به‌دست می‌آیند. نکته‌ای که باید مورد توجه قرار داد، این است که اسناد بازیابی‌شده، یعنی $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1, \alpha)$، سمت سرور هستند و کاربر به آن‌ها دسترسی ندارد؛ بنابراین، برای محاسبه نشانی $g^{F_p(K_I, id_j)\cdot F_p(K_X, w_i)}$، کاربر باید مقدار $g^{F_p(K_X, w_i)}$ را برای هر $i = 2, \dots, m$ به سرور ارسال کند و سرور با در دست داشتن $F_p(K_I, id_j)$ (که از قبل در داده–ساختار $A$ سمت سرور ذخیره شده است)، نشانی مورد نظر را به‌دست می‌آورد؛ اما این روش نیز منجر به مشکلات امنیتی می‌شود، زیرا سرور می‌تواند با دریافت اطلاعات مربوط به پرسمان‌های قبلی، برای پرسمان جدیدی که سؤال نشده است، اسناد مربوطه را بازیابی کند. به‌عنوان مثال با استفاده از اطلاعات دریافتی برای پرسمان‌های دریافتی $(w_1, w_2)$ و $(w'_1, w'_2)$ می‌تواند اسناد شامل پرسمان $(w_1, w'_2)$ را بازیابی کند. برای رفع این مشکل، کش و همکارانش پیشنهاد دادند که $F_p(K_I, id_j)$ را به‌صورت کورشده سمت سرور ذخیره کنیم؛ یعنی به‌جای $F_p(K_I, id_j)$، مقدار $F_p(K_I, id_j) \cdot F_p(K_Z, w_1||j)$ در سمت سرور قرار داده می‌شود و متعاقباً کاربر به‌جای $g^{F_p(K_X, w_i)}$، عبارت $g^{F_p(K_Z, w_1||j)\cdot F_p(K_X, w_i)}$ را به سرور ارسال می‌کند (خواننده علاقمند می‌تواند به [6] مراجعه کند). درنهایت با ترکیب ایده ما و ایده موجود در [6]، الگوریتم مورد نظر (BooleanFR[2]) به‌صورت زیر به‌دست می‌آید که تفاوت آن با الگوریتم SKFR با رنگ قرمز مشخص شده است.

**الگوریتم BooleanFR:**

---

**الگوریتم Setup(DB):**

شمارنده سراسری را $ctr = 1$ در نظر بگیر.

**۱. ساخت آرایه $A$:**

به‌ازای هر $w_i \in \mathrm{W}$، لیست $L_i$ را که شامل عناصر $N_{ij}$ است به‌صورت زیر بساز و آن را داخل آرایه $A$ ذخیره کن.

* به‌ازای هر $id_j \in \mathrm{DB}_F(w_i)$ قرار بده

$\mu_{ij} = \mu_F(id_j, w_i)$

* کلیدهای $K_{i0}, K_1, K_2, K_3, K'$ را با توزیع یکنواخت از $\{0,1\}^\lambda$ انتخاب کن.

* به‌ازای هر $1 \le \mathrm{j} \le |\mathrm{DB_F(w_i)}|$ اعمال زیر را انجام بده:

- $id_{ij}$ را j–امین شناسه در $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_i))$ درنظر بگیر.
- اگر $j = |\mathrm{DB}_F(w_i)|$ قرار بده $k_{ij} = \perp$ درغیر این صورت قرار بده $k_{ij} \leftarrow \mathcal{SKE}.\mathrm{Gen}(1^\lambda)$
- قرار بده

$K_0 \leftarrow \mathcal{OPE}.\mathrm{Gen}(1^\lambda)$
$\tilde{\mu}_{ij} = \mathcal{OPE}.\mathrm{Enc}(K_0, \mu_{ij})$
$xid_{ij} = F_p(K_I, id_{ij})$
$z_{ij} = F_p(K_z, w_i||j)$
$y_{ij} = xid_{ij}.z_{ij}^{-1}$
$\widetilde{id}_{ij} = \mathcal{SKE}.\mathrm{Enc}'(\mathrm{K}', id_{ij})$

و

$v_{ij} = \langle \widetilde{id}_{ij}, \tilde{\mu}_{ij}, k_{ij}, y_{ij} \rangle$

- اگر $j = |\mathrm{DB}_F(w_i)|$ قرار بده $\mathrm{addr}_A(N_{i(j+1)}) = NULL$ درغیر این صورت:

$\mathrm{addr}_A(N_{i(j+1)}) = \phi(K_1, ctr + 1)$

- قرار بده $N_{ij} = \langle v_{ij}, \mathrm{addr}_A(N_{i(j+1)}) \rangle$
- عنصر $N_{ij}$ را با کلید $k_{i(j-1)}$ رمز کن و آن را درون آرایه $A$ قرار بده، به‌طوری که:

---

[1] توجه داریم که مقادیر $g^{F_p(K_I, id_j)\cdot F_p(K_X, w_i)}$ در روش کش و همکارانش به‌عنوان اعضای مجموعهٔ XSet لحاظ شدند، ولی در روش ما به‌عنوان نشانی سلول‌های داده‌ساختار XSet هستند.

[2] Boolean fuzzy retrieval





[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

$A[\phi(K_1, ctr)] \leftarrow \mathcal{SKE}.\mathrm{Enc}(k_{i(j-1)}, N_{ij})$

• شمارنده $ctr$ را یک واحد افزایش بده.

**۲. ساخت جدول مراجعه $T$:**

به‌ازای هر $w_i \in W$ قرار بده

$T[\pi(K_3, w_i)] = \langle \mathrm{addr}_A(N_{i1}) || k_{i0} \rangle \oplus f(K_2, w_i)$

**۳. ساخت جدول مراجعه XSet:**

به‌ازای هر $(w, id) \in W \times ID$ قرار بده

$XSet[g^{F_p(K_X, w).xid}] = \tilde{\mu}_F(id, w)$

**۴. خروجی:**

مقادیر $K = (K_I, K_Z, K_X, K_0, K_1, K_2, K_3)$ و $EDB =$ $(A, T, XSet)$ را برگردان.

**پروتکل $\mathbf{Search}(K, q, \alpha, EDB)$:**

**۱. کاربر:** پیام‌های زیر را به سرور ارسال می‌کند؛

$t = \langle \pi(K_3, w), f(K_2, w) \rangle$

$\tilde{\alpha} = \mathcal{OPE}.\mathrm{Enc}(K_0, \alpha)$

$(xtoken[1], xtoken[2], \dots)$

که $xtoken[k]$ به‌صورت زیر تعریف می‌شود؛

به‌ازای $j = 1,2, \dots$ و تا زمانی که سرور پیام STOP دهد اعمال زیر را انجام می‌دهد

- به‌ازای $i = 2, \dots, m$ قرار می‌دهد

$xtoken[i, j] \leftarrow g^{F_p(K_Z, w_1 || j) \cdot F_p(K_X, w_i)}$

- در نهایت قرار می‌دهد

$xtoken[j] = xtoken[2, j], \dots, xtoken[m, j]$

**۲. سرور**: اعمال زیر را انجام می‌دهد؛

* $t$ را به‌صورت $\langle \gamma, \eta \rangle$ در نظر می‌گیرد و قرار می‌دهد $\theta = T[\gamma]$.

* اگر $\theta \neq \perp$، آن‌گاه $\theta \oplus \eta$ را به‌صورت $\langle a_1, k_0 \rangle$ بازنویسی می‌کند، قرار می‌دهد $j = 1$ ، $V = \emptyset$ و ادامه می‌دهد. درغیر این صورت نماد $\perp$ را برمی‌گرداند.

* تا زمانی‌که $a_j \neq NULL$ اعمال زیر را انجام می‌دهد؛

• $N_j = \mathcal{SKE}.\mathrm{Dec}(k_{j-1}, A[a_j])$ را به‌دست می‌آورد.

• $N_j$ را به‌شکل $\langle v_j, a_{j+1} \rangle$ بازنویسی می‌کند که $v_j = \langle \widetilde{id}_{1j}, \tilde{\mu}_{1j}, k_{1j}, y_{1j} \rangle$.

• اگر $\tilde{\mu}_{1j} \geq \tilde{\alpha}$، آن‌گاه به‌ازای $i = 2, \dots, m$ اعمال زیر را انجام می‌دهد؛

- مقادیر $\tilde{\mu}_{ij} = XSet[xtoken[i, j]^{y_{1j}}]$ را بازیابی می‌کند. سپس مقدار زیر را محاسبه می‌کند

$m_j = \min\{\tilde{\mu}_{ij} : i = 1,2, \dots, m\}$

- اگر $m_j \geq \tilde{\alpha}$، آن‌گاه مجموعهٔ $V$ را به‌صورت $V = V \cup \{(\widetilde{id}_{1j}, m_j)\}$ به‌روزرسانی می‌کند.

• درغیر این صورت پیام STOP را به کاربر ارسال می‌کند و همین جا متوقف می‌شود.

• شمارنده $j$ را یک واحد افزایش می‌دهد.

* مجموعهٔ $V$ را به‌طور نزولی برحسب $m_j$-ها مرتب می‌کند و سپس این مجموعهٔ مرتب را برمی‌گرداند.

مشاهده می‌شود که الگوریتم بالا به‌راحتی قابل تعمیم به هر پرسمان بولی به‌صورت $w_1 \wedge \psi(w_2, \dots, w_m)$ است که $\psi(.)$ یک فرمولی بولی دلخواه است.

## ۲-۶- تحلیل امنیت الگوریتم BooleanFR

حال به تحلیل امنیت الگوریتم پیشنهادی خود می‌پردازیم. نشان می‌دهیم الگوریتم BooleanFR دارای امنیت بر مبنای شبیه‌سازی است.

**قضیه ۲.** فرض کنید شرایط قضیه ۱ و همچنین $F_p$ یک PRF امن و فرض DDH در گروه $G$ برقرار باشد. آن‌گاه طرح رمز ارائه‌شده در الگوریتم‌های BooleanFR، دارای امنیت غیر تطبیقی با نشتی $\mathcal{L}$ است (که نشتی $\mathcal{L}$ در طول اثبات به‌عنوان ورودیِ شبیه‌ساز مشخص شده است).

اثبات: در اینجا ما طرح کلی اثبات را ارائه می‌دهیم. برای اطلاع از جزییات اثبات (به‌خصوص در مورد نشتی الگوریتم و شبیه‌سازیِ $XSet$) خواننده علاقمند می‌تواند به [6] مراجعه کند و با استدلال مشابه از روند جزییات مطلع شود.

۱. مهاجم $\mathcal{A}$ مجموعه اسناد DB و پرسمان‌های $Q = \{(q_1, \alpha_1); \dots; (q_l, \alpha_l) : l = \mathrm{poly}(\lambda)\}$ را انتخاب می‌کند؛ یعنی، $(\mathrm{DB}; Q) \leftarrow \mathcal{A}(1^\lambda)$.

۲. واضح است که شبیه‌ساز $\mathcal{S}$، به‌عنوان ورودی اندازه واژه‌نامه، اندازه مجموعه اسناد (یعنی $|ID| \times W$ و $|\sum_{w \in W} |\mathrm{DB}(w)|$)، همچنین $|\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1, \alpha)|$، اندازه الگوی دسترسی یعنی $|\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(q, \alpha)|$ و الگوی پرسمان را به‌ازای مؤلفه نخست پرسمان (یعنی $w_1$)، دریافت می‌کند. فرض کنیم مهاجم دو پرسمان زیر را سؤال کرده باشد.

$q = (w_1 \wedge w_2 \wedge \dots \wedge w_m)$

$q' = (w'_1 \wedge w'_2 \wedge \dots \wedge w'_m)$

به‌طوری‌که $w_2 = w'_3$ و

$id \in \mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1, \alpha) \cap \mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w'_1, \alpha')$.

در این صورت نشتی که شبیه‌ساز به‌عنوان ورودی دریافت می‌کند؛ به‌صورت زیر است:

شبیه‌ساز می‌داند دومین مؤلفه در $q$ با سومین مؤلفه در $q'$ مساوی است. همچنین، اطلاعاتی در مورد



[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

$\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1,\alpha)\cap \mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w'_1,\alpha')$ نیز به‌دست می‌آورد از جمله ناتهی‌بودن آن [6].

۳. شبیه‌سازی داده‌ساختارهای $A$ و $T$، به‌ازای مقادیر مشترک در دو طرح الگوریتم SKFR و BooleanFR، مشابه قضیه۱ انجام می‌شود. به‌ازای مقادیر جدیدی که در این طرح نسبت به طرح الگوریتم SKFR داریم، یعنی مقادیر $\widetilde{id}_{ij}$ ، $z_{ij}$ و $xid_{ij}$، مقادیر تصادفی به‌ترتیب از برد $\mathcal{SKE}.\mathrm{Enc}'$، $F_p$ و $F_p$ انتخاب می‌شوند.

۴. شبیه‌سازی داده‌ساختار $XSet$ : ابتدا شبیه‌ساز به‌ازای هر $w\in W$ مقدار تصادفی $f$ از برد$F_p$ را انتخاب می‌کند (در واقع چون شبیه‌ساز $w$ را ندارد به‌جای $F_p(K_X,w)$، مقدار تصادفی انتخاب می‌کند).

حال به‌ازای هر پرسمان $q=w_1\wedge\ldots\wedge w_m$، سلول‌های متناظر به صورت زیر شبیه‌سازی می‌شوند:

به‌ازای هر واژه $w_i$ که $i=2,\ldots,m$ ، مقادیر $f_i$ مذکور در بالا استخراج می‌شوند.

شبیه‌ساز همچنین مقادیر $xid$ را (متناظر با $w_1$ و اعضای $\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1))$) که در مرحله ۳ محاسبه کرده است، استخراج و سلول‌های مورد نظر را مطابق الگوریتم واقعی می‌سازد؛ به‌طوریکه مقادیر $\mu_{ij}$ مورد نیاز به‌طور تصادفی انتخاب شده‌اند. در پایان سلول‌های خالی با مقادیر تصادفی پر می‌شوند.

۵. شبیه‌سازی مقادیر $xtoken[i,j]$ : می‌دانیم در الگوریتم واقعی داریم:

$xtoken[i,j]\leftarrow g^{F_p(K_Z,w_1||j)\cdot F_p(K_X,w_i)}$

شبیه‌ساز به جای مقادیر

$F_p(K_X,w_i)\quad ,\ xid_{1j}=F_p(K_Z,w_1||\mathrm{j})$

مقادیر متناظر را که در مراحل ۲ و ۳ محاسبه کرده است، در نظر می‌گیرد و $xtoken[j]$ را مطابق الگوریتم واقعی محاسبه می‌کند.

۶. شبیه‌سازیِ نشان $t$ و مقدار $\tilde{\alpha}$ مانند قضیه ۱ انجام می‌شود؛ به‌طوری‌که $\tilde{\mu}_{1j}\geq\tilde{\alpha}$ به‌ازای:

$j=1,\ldots,|\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(w_1,\alpha)|$

و همچنین، به تعداد $|\mathrm{Ord}(\mathrm{DB}_F(q,\alpha)|$ از این اندیس‌های $j$ در نامساوی $m_j\geq\tilde{\alpha}$ صدق می‌کنند که $m_j$ مطابق الگوریتم واقعی محاسبه می‌شود.

درواقع مقادیر $\mu_{ij}$ طوری انتخاب می‌شوند که شرایط بالا روی $\tilde{\alpha}$ امکان پذیر باشند.

۷. شبیه‌ساز داده‌ساختارهای $A$، $T$ و $XSet$ و همچنین نشان $t$ ، $\tilde{\alpha}$ و $xtoken[j]$ را خروجی می‌دهد.

با توجه به فرضیات قضیه، بازیِ شبیه‌سازی بالا از بازیِ واقعی تمایزناپذیر است.

## ۷- نتیجه‌گیری

در این مقاله نشان داده شد که با استفاده از قابلیت‌هایی که داده‌ساختارها فراهم می‌کنند، می‌توان عملکرد طرح‌های موجود را افزایش داد. از جمله عملکرد جستجوی رتبه‌بندی‌شده مورد بررسی قرار گرفت. بازیابی فازی به‌عنوان روشی کارا در حوزه بازیابی اطلاعات برای جستجوی رتبه‌بندی‌شده روی داده‌های رمزشده به‌کار برده شد. در جدول (۱) روش‌های پیشنهادی خود (SKFR و BooleanFR) را با روش‌های مشابه (جستجوپذیر رتبه‌بندی‌شده برای تک‌واژه یا عبارت بولی) مورد مقایسه قرار داده‌ایم. همان‌طور که در این جدول مشاهده می‌شود، طرح ما، برای پشتیبانی از پرسمان‌های تک‌واژه‌ای، نسبت به طرح‌های [21] و [23] به‌طور قابل توجهی کاراتر است؛ همچنین، مقایسه طرح پیشنهادی ما با طرح‌های مشابه [4] و [22]، برای پشتیبانی از پرسمان‌های بولی، کارایی آن نسبت به طرح‌های یادشده را نشان می‌دهد.

| | Wang et.~al. [21] | Zhang et.~al. [23] | Cao et.~al. [4] | Xia et.~al. [22] | our SKFR | our BooleanFR |
|---|---|---|---|---|---|---|
| $O(\cdot)$ | $O(d.\lvert W\rvert.t_{ope})$ | $O(t_{ope}.t_{exp}.N)$ | $O(d.\lvert W\rvert^2)$ | $O(d.\lvert W\rvert^2)$ | $O(t_{ope}.N)$ | $O(t_{ope}.\lvert W\rvert d)$ |
| $O(\cdot)$ | $O(d)$ | $O(t_{pair}.N)$ | $O(d.\lvert W\rvert)$ | $O(\lvert W\rvert.\log d+k)$ | $O(\alpha)$ | $O(\alpha)$ |
| $O(\cdot)$ | $O(1)$ | $O(t_{exp})$ | $O(\lvert W\rvert^2)$ | $O(\lvert W\rvert^2)$ | $O(1)$ | $O(\alpha)$ |
| | SKS | SKS | Boolean | Boolean | SKS | Boolean |
| | yes | yes | yes | yes | yes | yes |





[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

| Scheme | Cash et.~al [6] | Curtmula et.~al [8] |
|---|---|---|
| Setup | $O(N)$ | $O(N)$ |
| Search-server | $O(\mathrm{DB}(w))$ | $O(\mathrm{DB}(w))$ |
| Search-client | $O(1)$ | $O(1)$ |
| Query | Boolean | SKS |
| Ranked search | no | no |

**(جدول-۱): مقایسه با کارهای مشابه**

**(Table-1): Comparison with related works**

در این جدول، $|W|$ نشان‌دهنده اندازه واژه‌نامه، $d$ تعداد کل اسناد، پارامتر $k$ تعداد فایل‌های مورد نظر کاربر برای بازیابی، $t_{pair}, t_{exp}, t_{ope}$ به‌ترتیب مدت زمان رمزگذاری OPE، توان رسانی در گروه دوری و انجام عمل جورسازی هستند؛ همچنین، پارامتر $\alpha$ کمیت مورد نظر کاربر برای ارتباط سند به واژه است و $N$ اندازه مجموعه‌اسناد است، یعنی، $N = \sum_{w \in W} \mathrm{DB}(w)$.

## ۸- مراجع 8- References


[1] F. Baldimtsi, O. Ohrimenko, ''Sorting and Searching Behind the Curtain,'' *Lecture Notes in Computer Science*, FC 2015, Berlin. No.8975. pp. 127-146, 2015.

[2] A. Boldyreva, N. Chenette, '' Efficient fuzzy search on encrypted data'', *FSE 2014*, UK. pp. 613–633, 2014.

[3] R. Bost, B. Minaud, O. Ohrimenko, ''Forward and Backward Private Searchable Encryption from Constrained Cryptographic Primitives'', pp. 1465-1482, 2017.

[4] N. Cao, C. Wang, M. Li, K. Ren, W. Lou, ''Privacy-preserving multi-keyword ranked search over encrypted cloud data'', *IEEE Trans. Parallel Distrib*, vol. 25(1), pp. 222–233, 2014.

[5] D. Cash, J. Jaeger, S. Jarecki, C.S. Jutla, H. Krawczyk, M. Rosu, M. Steiner, ''Dynamic searchable encryption in very-large databases: Data structures and implementation'', NDSS 2014, USA, 2014.

[6] D. Cash, S. Jarecki, C.S. Jutla, H. Krawczyk, M. Rosu, M. Steiner, '' Highly-scalable searchable symmetric encryption with support for boolean queries,'' *Advances in Cryptology- CRYPTO 2013 USA. Proceedings*, Part I, pp. 353–373, 2013.

[7] S. Cui, M. Asghar, S. Galbraith, G. Russello, ObliviousDB, ''Practical and Efficient Searchable Encryption with Controllable Leakage'', *FPS 2017*, pp. 189-205, 2017.

[8] R. Curtmola, J.A. Garay, S. Kamara, R.Ostrovsky, ''Searchable symmetric encryption: improved definitions and efficient constructions'', *CCS 2006,* USA, pp. 79–88, 2006.

[9] E. Etemad, A. Küpçü, C. Papamanthou, D. Evans, '' Efficient Dynamic Searchable Encryption with Forward Privacy'', *PoPETs 2018*, vol.1, pp. 5-20, 2018.

[10] E.Goh, ''secure indexes'', IACR Cryptology ePrint Archive 2003, pp. 216, 2003.

[11] S. Kamara, T. Moataz, Boolean, ''searchable symmetric encryption with worst-case sub-linear complexity'', *EUROCRYPT*, vol. 3, pp. 94-124 2017.

[12] S. Kamara, T. Moataz, *SQL on Structurally-Encrypted Databases*, IACR Cryptology ePrint Archive, pp. 453, 2016.

[13] S. Kamara, C. Papamanthou, *Parallel and dynamic searchable symmetric encryption*, Japan. pp. 258–274, 2013.

[14] S. Kamara, C. Papamanthou, T. Roeder, *Dynamic searchable symmetric encryption,* CCS 2012, USA. pp. 965–976, 2012.

[15] J. Li, Q. Wang, C. Wang, N. Cao, K. Ren, W. Lou, *Fuzzy keyword search over encrypted data in cloud computing*, INFOCOM 2010, USA, pp. 441–445 , 2010.

[16] X. Phuong, L. Ngoc, *Efficient Secure Text Retrieval on Multi-Keyword Search*, SoICT 2017, pp. 270-277, 2017.

[17] T. Radecki, *Fuzzy set theoretical approach to document retrieval*, Inf. Process, Manage, vol. 15(5), pp. 247–259, 1979.

[18] D.X. Song, D. Wagner, A. Perrig, ''Practical techniques for searches on encrypted data'', *IEEE SP 2000*, USA, pp. 44–55, 2000.

[19] E. Stefanov, C. Papamanthou, E. Shi, *Practical dynamic searchable encryption with small leakage*, IACR Cryptology ePrint Archive 2013, pp.832, 2013.

[20] M. Strizhov, I. Ray, *Multi-keyword Similarity Search over Encrypted Cloud Data*, SEC 2014: ICT Systems Security and Privacy Protection. Berlin. Vol. 428, pp. 52-65, 2014.

[21] C. Wang, N. Cao, K. Ren, W. Lou, ''Enabling Secure and Efficient Ranked Keyword Search over Outsourced Cloud Data'', *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst*, vol. 23(8), pp. 1467-1479, 2012.




[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]

[22] Z. Xia, X. Wang, X. Sun, Q. Wang, '' A Secure and Dynamic Multi-Keyword Ranked Search Scheme over Encrypted Cloud Data'', *IEEE Trans. Parallel Distrib.* Syst. Vol. 27(2), pp. 340-352, 2016.

[23] W. Zhang, Y. Lin, S. Xiao, J. Wu, S. Zhou, ''Privacy Preserving Ranked Multi-Keyword Search for Multiple Data Owners in Cloud Computing'', *IEEE Trans. Computers*, vol. 65(5). pp. 1566-1577, 2016.

[24] X. Zhu, H. Dai, H. Yi, G. Yang, X. Li, ''MUSE: An Efficient and Accurate Verifiable Privacy-Preserving Multi-keyword Text Search over Encrypted Cloud Data'' *Security and Communication Networks* 2017, pp. 1-17, 2017.

**اعظم سلیمانیان** دارای مدرک کارشناسی ارشد ریاضی از دانشگاه صنعتی امیرکبیر و دکترای ریاضی-رمز از دانشگاه خوارزمی تهران است. زمینهٔ علمی مورد علاقه وی رمزنگاری کاربردی است.
نشانی رایانامه ایشان عبارت است از:
**soleimani1985@gmail.com**

**شهرام خزایی** از سال ۱۳۹۱ استادیار دانشکده علوم ریاضی در دانشگاه شریف است. وی مدرک کارشناسی و کارشناسی ارشد را در رشتهٔ مهندسی برق از دانشگاه صنعتی شریف (۱۳۷۷-۱۳۸۳) و مدرک دکترای علوم رایانه را از دانشگاه EPFL سوئیس (۱۳۸۹-۱۳۸۵) دریافت کرده است. زمینه‌های علمی-پژوهشی مورد علاقه وی علوم رایانه نظری، به‌خصوص رمزنگاری است.
نشانی رایانامه ایشان عبارت است از:
**shahram.khazaei@sharif.ir**



[ DOI: 10.29252/jsdp.17.4.123 ]