

Aplicații ale Schemelor de Partajare a Secretelor

- Sisteme de Stocare de Lungă Durată
bazate pe Scheme de Partajare a Secretelor -

Mentor:

Lect.univ.dr. Ruxandra OLIMID

Student:

Dragoș Alin ROTARU

Cuprins

1	Introducere	3
1.1	Istoric	3
1.2	Motivație	3
1.3	Structură	4
2	Scheme de partajare	4
2.1	Istoric	5
2.2	Schema unanimă	5
2.3	Schema Shamir	6
2.4	Schema Ito, Saito și Nishizeki	6
2.5	Schema Feldman	9
3	Sisteme de stocare de lungă durată	9
3.1	Criptare vs. scheme de partajare	10
4	Sisteme de stocare de lungă durată bazate pe scheme de partajare ...	10
4.1	PASIS	10
4.2	GridSharing	11
4.3	POTSHARDS	14
5	Sistemul de stocare Alouneh et al.	15
6	Rezultate obținute	17
6.1	Vulnerabilități evidențiate	17
6.2	Implementare și rezultate practice	19
6.3	Publicarea rezultatelor	25

1 Introducere

1.1 Istoric

Termenul de criptografie este definit în dicționarul Oxford ca fiind *arta de a scrie și a rezolva coduri*. Criptografia modernă s-a desprins de cea clasică în jurul anilor '80, motivând implementarea rigurozității matematice pentru definirea construcțiilor criptografice. Aceasta pentru că în anii anteriori, experiența a dovedit nesiguranța metodelor de criptare, criptanaliza lor fiind uneori trivială (cifru lui Cezar, Vigenere [1], [2]) sau uneori atinsă cu ceva mai mult efort precum Enigma și alte metode din cel de-al doilea război mondial [3].

Criptografia modernă se găsește pretutindeni în viața de zi cu zi de la ATM-uri, cartele telefonice la semnături digitale, protocoale de autentificare, licitații electronice sau bani digitali, luând amploare o dată cu apariția sistemelor cu cheie publică. O definiție potrivită este *studiul științific al tehnicilor pentru a securiza informația digitală, tranzacțiile și calculul distribuit* [4].

Un rol important în criptografia actuală îl deține criptografia de grup, care permite definirea și analiza securității unor protocoale la care iau parte mai mult de 2 participanți. În cadrul criptografiei de grup, schemele de partajare reprezintă o primitivă importantă, acestea fiind utilizate în multe aplicații precum: protejarea / recuperarea cheilor criptografice, vot electronic, certificate distribuite unor autorități, licitații on-line sau sisteme de stocare de lungă durată [5]. O schemă de partajare reprezintă o metodă de a distribui un secret unor participanți, oferind fiecărui participant o componentă (share) astfel încât doar o submulțime de participanți pot recupera secretul.

1.2 Motivație

Lucrarea de față analizează sistemele de stocare de lungă durată bazate pe scheme de partajare a secretelor. Cum volumul de date electronice este în continuă creștere, necesitatea stocării sigure a devenit extrem de necesară. Date sensibile trebuie menținute secrete, câteodată pentru lungi perioade de timp (zeci de ani). Exemple includ informații militare, documente legale sau dosare medicale: informațiile militare pot fi clasificate zeci de ani, un testament trebuie menținut secret până la deschiderea sa oficială, un dosar medical necesită păstrare sigură (cel puțin) pe toată durata vieții pacientului.

Păstrarea confidențialității și redundanței datelor pe perioade lungi de timp reprezintă o sarcină dificilă din cauza multiplelor probleme care pot apărea precum atacuri, erori umane, defecțiunea unor componente hardware sau dezastre naturale [6, 7]. Problemele sunt cu atât mai actuale astăzi, când organizațiile își păstrează datele în cloud pentru scăderea costurilor necesare întreținerii unui centru propriu de date (datacenter), deci informațiile sunt stocate și procesate în afara unui control fizic al proprietarului.

1.3 Structură

- Secțiunea 2 oferă o scurtă introducere în domeniul schemelor de partajare și descrie în detaliu construcțiile care vor fi folosite în secțiunile următoare.
- Secțiunea 3 conține cerințele pe care trebuie să le îndeplinească un sistem de stocare de lungă durată și compară sistemele de criptare de lungă durată care utilizează criptarea cu sistemele de stocare bazate pe scheme de partajare a secretelor.
- Secțiunea 4 descrie câteva sisteme considerate relevante pentru înțelegerea contribuțiilor până în prezent.
- Secțiunea 5 introduce sistemul de stocare criptanalizat.
- Secțiunea 6 conține contribuțiile de cercetare, punând în evidență problemele cauzate de determinismul sistemului introdus în Secțiunea 5.

2 Scheme de partajare

O schemă de partajare constă în distribuirea unei informații secrete \mathcal{S} la mai mulți participanți $\mathcal{P} = \{P_1, \dots, P_n\}$ astfel încât oricare mulțime de participanți predefinită ca făcând parte dintr-o structură de acces pe care o vom denumi \mathcal{A} să poată reconstitui secretul \mathcal{S} . Formal, o schemă de partajare este reprezentată de o pereche de algoritmi (Gen, Rec):

- $Gen(\mathcal{S}, m)$ este un algoritm care primește la intrare un secret \mathcal{S} și un număr întreg m și întoarce un set de componente s_1, s_2, \dots, s_m .
- $Rec(s_{i_1}, s_{i_2}, \dots, s_{i_q})$ este un algoritm care primește ca parametri de intrare o mulțime de componente și întoarce \mathcal{S} dacă mulțimea $\{P_{i_1}, P_{i_2}, \dots, P_{i_q}\} \in \mathcal{A}$.

Majoritatea schemelor constau în mai multe etape precum:

- *Inițializare*. Presupune inițializarea variabilelor de mediu necesare.
- *Generare*. O entitate autorizată (numită dealer) \mathcal{D} folosește algoritmul Gen pentru a genera componentele.
- *Distribuire*. Componentele sunt trimise participanților cu ajutorul unui mijloc de comunicare sigur, fără ca acestea să fie vizibile unui atacator.
- *Reconstrucție*. Dându-se o mulțime de componente, se folosește algoritmul Rec pentru a recupera secretul \mathcal{S} .

Schemele de partajare se clasifică în funcție de cantitatea de informație secretă pe care o pot obține persoanele care nu fac parte din \mathcal{A} [5]:

- *Sisteme perfecte de partajare*: componentele nu oferă nici o informație teoretică despre \mathcal{S} indiferent de resursele computaționale.

- *Sisteme statistic sigure*: o fracțiune de informație este dezvăluită despre \mathcal{S} independent de puterea computațională a adversarului.
- *Sisteme computațional-sigure de partajare*: se bazează pe faptul ca reconstituirea lui \mathcal{S} se reduce la o problema *dificilă* (spre exemplu problema Diffie-Hellman [8]) în lipsa unor informații oferite doar grupului de acces \mathcal{A} .

În continuare vom prezenta cateva sisteme perfecte de partajare utilizate în cadrul unor arhitecturi pentru stocarea fisierelor pe o durata îndelungată.

2.1 Istoric

Primele scheme de partajare au fost dezvoltate independent de Shamir și Blakley în 1979 [9, 10].

Denumite și scheme majoritare (k, n) , acestea rezolvau cazul în care oricare grup de participanți cu un număr mai mare sau egal decât k (mărimea pragului) poate reconstitui secretul \mathcal{S} din componentele primite de la dealer. Dacă schema este perfect *sigură* atunci oricare grup cu un număr de participanți mai mic decât k nu obține vreo informație despre \mathcal{S} .

Schemele majoritare (spre exemplu schema Shamir) sunt insuficiente pentru a permite partajarea pentru anumite structuri de acces. Considerăm cazul în care vrem sa partajam un secret între 4 participanți: P_1, P_2, P_3, P_4 astfel încât $\{P_1, P_2\}$ și $\{P_3, P_4\}$ să fie singurele mulțimi autorizate pentru reconstrucția secretului \mathcal{S} (i.e. $\mathcal{A} = \{\{P_1, P_2\}, \{P_3, P_4\}\}$). În mod evident, problema nu poate fi rezolvată cu o structură de acces de tip prag: anumite mulțimi de 2 participanți trebuie să poată reconstrui secretul ($\{P_1, P_2\}, \{P_3, P_4\}$), în timp ce altele nu ($\{P_1, P_3\}, \{P_1, P_4\}, \{P_2, P_3\}, \{P_2, P_4\}$)

Astfel de scheme de partajare pentru structuri de acces generale au fost dezvoltate de Ito, Saito și Nishizeki, realizând o generalizare a schemei Shamir [11]. Benaloh și Leichter au demonstrat ca schemele de partajare de tip prag nu pot fi folosite pe structuri general monotone (familie de submulțimi ale lui \mathcal{P} cu proprietatea că dacă $A \in \mathcal{A}$ și $A \subset A'$, atunci $A' \in \mathcal{A}$) și obțin o construcție mai eficientă ca Ito et. al din punct de vedere al numărului de componente distribuite participanților [12].

2.2 Schema unanimă

Presupunând ca vrem să împărțim un secret \mathcal{S} la n participanți astfel încât \mathcal{S} sa poată fi recuperat doar daca toți cei n participanți își combină componentele pe care le dețin. Metoda este echivalentă cu o schemă (n, n) majoritară. Un exemplu este schema introdusă de Karin, Greene și Hellman (Fig.1) [13].

Inițializare:

- Fie $S \in Z_q$ unde $q > 1$ și q prim;
- Fie n numărul de participanți;

Generare: Dealerul \mathcal{D} :

- Alege $n - 1$ valori aleatoare $s_i \leftarrow^R Z_p$, $i \in \{1, 2, \dots, n - 1\}$;
- $s_n = S + \sum_{i=1}^{n-1} s_i \pmod{q}$;

Distribuție: Dealerul \mathcal{D} :

- transmite în mod sigur participantului P_i componenta s_i , $i \in \{1, 2, \dots, n\}$;

Reconstrucție: Cei n participanți:

- Calculează $S = \sum_{i=1}^n s_i \pmod{q}$.

Fig. 1: Schema unanimă [13]

2.3 Schema Shamir

Schema Shamir oferă mai multă flexibilitate decât schema unanimă prin faptul că oricare k (sau mai multi) participanți din cei n pot recupera \mathcal{S} , însă mai puțin de k participanți nu obțin nicio informație despre \mathcal{S} . Schema Shamir este deci o schemă (k, n) majoritară.

Intuitiv, având k puncte în plan (x_i, y_i) , $x_i \neq x_j$, $i, j \in \{1, 2, \dots, k\} \forall i \neq j$, există o curbă polinomială unică care trece prin ele. În schimb, pentru a defini o curbă polinomială de grad k care trece prin $k - 1$ puncte date, există o infinitate de soluții. Evident, orice submulțime de valori s_i de mărime egală cu k este suficientă și necesară pentru a reconstrui polinomul f . După interpolarea componentelor deținute de cel puțin k dintre participanți, secretul \mathcal{S} se determină ca fiind $f(0)$ (Fig. 2) [10].

Pentru un atacator care deține chiar și $k - 1$ valori s_i , acesta nu determină nimic despre \mathcal{S} , spațiul de soluții posibile fiind identic față de situația în care nu reușește să obțină vreo componentă.

2.4 Schema Ito, Saito și Nishizeki

În continuare vom descrie modalitatea de distribuire a componentelor de la care au pornit Ito, Saito și Nishizeki pentru ca schema să aibă o structură de acces

Inițializare:

- Fie $S \in Z_q$ unde $q > 1$ și q prim;
- Fie n numărul de participanți a.î $q > n$;
- Fie k numărul minim de componente puse în comun pentru a determina pe S ;

Generare: Dealerul \mathcal{D} :

- Alege n valori distincte $x_i \leftarrow^R Z_q, i = 1, 2, \dots, n$;
- Alege $a_i \leftarrow^R Z_q, i \in \{1, 2, \dots, k-1\}, a_{k-1} \neq 0$;
- Construiește polinomul $f(x) = a_{k-1}x^{k-1} + a_{k-2}x^{k-2} + \dots + a_1x + S$;
- Calculează $s_i = f(x_i), i \in \{1, 2, \dots, n\}$;

Distribuție: Dealerul \mathcal{D} :

- Transmite participantului P_i componenta $s_i, i \in \{1, \dots, n-1\}$;

Reconstrucție: Orice mulțime cu dimensiunea k (sau mai mare) de participanți distincți P_1, P_2, \dots, P_k :

- Interpolează punctele s_i pentru a obține polinomul f :

$$f(x) = \sum_{i=1}^k s_i \prod_{1 \leq j \leq k, j \neq i} \frac{x - x_j}{x_i - x_j} \quad (1)$$

- Află secretul reconstruit $S = f(0)$.

Fig. 2: Schema Shamir [10]

$\mathcal{A} \subseteq 2^P$ (submulțime a setului de participanți) monotonă (i.e. $\forall A \in \mathcal{A}, A \subseteq A' \Rightarrow A' \in \mathcal{A}$) [11]. Folosind construcția unei scheme majoritare (k, n) autorii au reușit să descrie elementele din \mathcal{A} folosind rezultatul unei reuniuni de mulțimi de componente cu un număr de elemente mai mare sau egal decât k (Fig. 3) [11]. Notăția $x : Pr$, înseamnă că x are proprietatea Pr .

Dezavantajul acestei structuri este numărul de componente necesar pentru o structură de acces oarecare \mathcal{A} . Un mod simplu de construire al funcției *Assign* este următorul: pentru fiecare mulțime minimală $A \in \mathcal{A}$ ($\forall B \in \mathcal{A}, B \neq A, B \not\subseteq A$) se folosește o schemă de partajare unanimă $(|A|, |A|)$ a lui S pentru participanții din A .

Exemplul 1. Fie structura de acces $\mathcal{A} = \{\{P_1, P_2\}, \{P_1, P_3, P_4\}\}$.

- Generăm componentele s_1, s_2 a.î. $s_1 \oplus s_2 = S$ cu ajutorul schemei unanime $(2, 2)$,

- Generăm componentele s_3, s_4, s_5 a.î. $s_3 \oplus s_4 \oplus s_5 = \mathcal{S}$ cu ajutorul schemei unanime $(3, 3)$

Participanții primesc în felul următor componentele:

- $P_1 : \{s_1, s_3\};$
- $P_2 : \{s_2\};$
- $P_3 : \{s_4\};$
- $P_4 : \{s_5\};$

Inițializare:

- Fie q un număr prim $q, q > 1, z \in \mathbb{N}$ nenul și $\mathcal{C} = GF(p^z);$
- Fie $S \in \mathcal{C}$ secretul;
- Fie structura de acces $\mathcal{A};$
- Fie n numărul de participanți;

Generare: Dealerul $\mathcal{D};$

- Alege n valori distincte $x_i \leftarrow^R Z_q, i = 1, 2, \dots, n;$
- Alege $a_i \leftarrow^R \mathcal{C} \setminus \{0\}, i \in \{1, 2, \dots, k-1\}, a_{k-1} \neq 0;$
- Construiește polinomul $f(x) = a_{k-1}x^{k-1} + a_{k-2}x^{k-2} + \dots + a_1x + S;$
- Atribue $s_i = f(x_i) \ i \in \{1, 2, \dots, n\};$ Fie $Shares = \{s_1, \dots, s_n\};$
- Alege $D_i \subseteq Shares \ 1 \leq i \leq n;$
- Alege funcția $Assign : P \rightarrow 2^Q:$
 - $Assign(P_i) = D_i \ 1 \leq i \leq n$
 - $\mathcal{A} = \left\{ Q \subseteq Shares : \left| \bigcup_{P_i \in Q} Assign(P_i) \right| \geq k \right\};$

Distribuție: Dealerul $\mathcal{D};$

- Transmite participantului P_i componenta $Assign(P_i), i \in 1, 2, \dots, n;$

Reconstrucție: Participanții din structura de acces $\mathcal{A};$

- Procedează identic ca în schema Shamir.

Fig. 3: Schema Ito, Saito, si Nishizeki [11]

2.5 Schema Feldman

Metoda cea mai des folosită pentru determinarea validității componentelor este utilizarea semnăturilor electronice. Acestea sunt realizate prin scheme de verificare non-interactive precum cea a lui Feldman construită pe baza schemei Shamir [14] (Fig. 4)

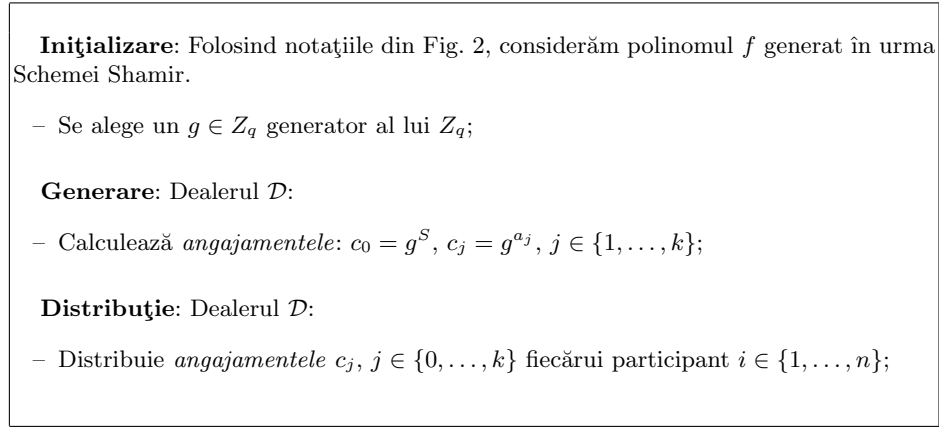


Fig. 4: Schema Feldman [14]

Pentru verificarea componentei $s_i = f(i)$, participantul i probează ecuația:

$$g^{s_i} = c_0 c_1^i c_2^{i^2} \dots c_k^{i^k} = \prod_{j=0}^k c_j^{i^j} = \prod_{j=0}^k g^{a_j i^j} = g^{\sum_{j=0}^k a_j i^j} = g^{f(i)} \quad (2)$$

3 Sisteme de stocare de lungă durată

Un sistem de stocare, în general, trebuie să satisfacă cel puțin următoarele 3 condiții:

- Disponibilitatea: Informația trebuie să rămână accesibilă tot timpul, chiar și în prezența erorilor de tip hardware.
- Integritatea: Abilitatea sistemului de a răspunde cererilor într-un mod care garantează corectitudinea lor.
- Confidențialitatea: O persoană care nu face parte din grupul de acces să nu obțină permisiunea de a afla informații de orice fel despre datele existente în sistem.

3.1 Criptare vs. scheme de partajare

Una dintre soluțiile existente pentru a construi acest sistem este criptarea datelor folosind o cheie înainte de inserarea lor în spațiul de stocare. În momentul în care un utilizator autorizat dorește să efectueze o citire a unor date, întrebuințează cheia potrivită pentru a le decripta.

În practică există algoritmi de criptare eficienți precum AES însă aceștia nu garantează confidențialitatea datelor în cazul în care apare un adversar fără o limita computațională.

Un dezavantaj al criptării este administrarea cheilor, standardele de securitate schimbându-se în fiecare an. De fiecare dată când cheile sunt înnoite atunci este necesară recriptarea datelor de pe fiecare bază de date. Cu cât disponibilitatea este mai mare - volumul de date crește - recriptarea informației devine o operație foarte costisitoare.

Majoritatea tehnicilor de criptare se bazează pe dificultatea factorizării unui număr sau cea a calculării logaritmului discret însă o dată cu posibila dezvoltare a calculatoarelor cuantice aceste probleme nu vor mai fi atât de dificile [15]. Pentru schemele de partajare, spre deosebire de criptare, avantajul unui adversar nu depinde de puterea sa computațională, acestea garantând securitatea teoretică precum schema Shamir [10].

Dezavantajul schemelor generale de partajare este dimensiunea componentelor, exponențială în funcție de numărul de participanți. [16]

4 Sisteme de stocare de lungă durată bazate pe scheme de partajare

O alternativă la soluția cu criptare care asigură atât confidențialitate cât și redundanța necesară este întrebuințarea sistemelor de stocare de lungă durată bazate pe scheme de partajare [17–19].

4.1 PASIS

PASIS este o soluție pentru un sistem descentralizat care oferă beneficii precum securitate, redundanță a datelor și auto-întreținere [17]. Structurile descentralizate împart informația la mai multe noduri folosind scheme de redundanță precum "Redundant Array of Independent Disks" (RAID) pentru a asigura performanța, scalabilitatea sistemului dar și integritatea datelor [20]. RAID reprezintă o tehnologie ce combină 2 concepte ortogonale precum data striping (aranjarea datelor pe discuri multiple într-o manieră secvențială - Fig 5) și redundanță pentru o disponibilitate ridicată [21].

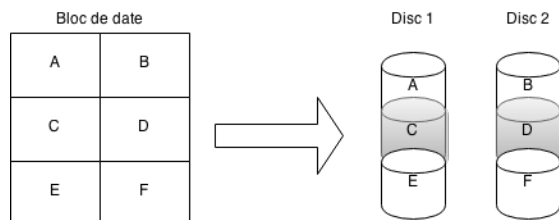


Fig. 5: Procesul de striping aplicat unui bloc de date

PASIS folosește schemele de partajare pentru a distribui informația nodurilor de stocare dintr-o rețea. Aceasta introduce agenți pe partea clientului pentru a scrie sau șterge date din noduri, dar și agenți pentru mentenanță. Componentele obținute în urma partajării unui fisier sunt stocate în rețea cu ajutorul agenților (Fig. 6). Pe lângă conținutul brut al componentelor se adaugă metadate pentru a reține adresa nodului din rețea la care au fost stocate dar și noua denumire cu care este salvată în rețea.

Atunci când un participant inițiază o cerere pentru a citi un fisier, agentul PASIS aflat local procedează după cum urmează:

- Caută numele celor n componente care alcătuiesc fișierul într-un serviciu care listează toate datele.
- Inițiază cereri de citire la cel puțin k din cele n noduri.
- În caz ca acesta nu primește cel puțin k răspunsuri se întoarce la pasul anterior încercând interogări la noduri diferite.
- Reconstituie fișierul obținut din cele k componente.

Operația de scriere este similară cu cea de citire, aceasta oprindu-se atunci când în cel puțin $n - k + 1$ noduri s-au stocat cu succes componente.

Autorii specifică soluții pentru auto mentenanța sistemului cu ajutorul resurselor umane prin monitorizarea periodică stării sistemului folosind log-uri sau ajustarea parametrilor din cadrul schemei de partajare.

4.2 GridSharing

În 2005, Subbiah și Blough propun o nouă abordare pentru a construi un sistem de stocare securizat și tolerant la erori numit GridSharing [18].

Schema Shamir nu oferă siguranță în ceea ce privește detectarea sau actualizarea unor componente incorecte introduse de un atacator. Din acest motiv, scheme de verificare precum cele prezentate în Secțiunea 2.5 sunt folosite.

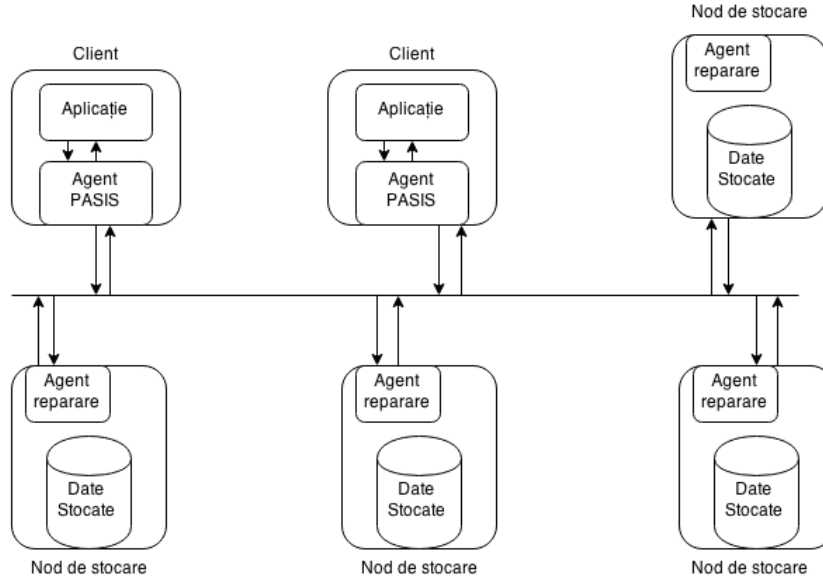


Fig. 6: Arhitectura PASIS cu 4 noduri și 2 clienți [17].

Subbiah și Blough folosesc un sistem care înlocuiește schemele de verificare cu o schemă de partajare unanimă XOR (considerăm cazul $q = 2$ în Fig. 1) pentru a păstra securitatea construcției. În cazul detectării componentelor incorecte, este adoptată o strategie de tipul replicate-and-voting. Componentele sunt replicate pe un număr mare de servere astfel încât determinarea validității va fi stabilită în funcție de numărul de servere care le conțin.

Se identifică 3 tipuri de defecțiuni care pot apărea pe serverele unde sunt stocate datele:

- Abandonări: un server este *abandonat* dacă nu mai raspunde vreunui mesaj din rețea și s-a oprit din a mai efectua vreo operație.
- Bizantine: atunci când serverul nu respectă întotdeauna protocoalele inițiale iar componentele salvate local au fost compromise.
- Scurgeri de informații: serverul execută protocoalele corect dar e posibil ca un adversar să fi obținut componentele stocate.

Primele 2 modele definite mai sus sunt preluate din calculul cu sisteme distribuite. Cel de-al 3-lea model a fost introdus pentru a defini atacatorul care folosește vulnerabilitățile cu intenția de a *învața* din informații.

Arhitectura GridSharing constă în N servere unde cel mult c servere pot fi abandonate, b servere bizantine și l cu scurgeri de informații. Cele N pot fi

aranjate într-un grid cu r linii și N/r coloane (considerăm pentru simplitate că $N \pmod{r} = 0$). Caracteristicile modelului bizantin și cel specific scurgerilor de informații permit dezvăluirea componentelor unui adversar de pe cel mult $l + b$ servere.

Exemplul 2. Notăm $\binom{x}{y}$ fiind combinaări de x elemente grupate câte y . Considerăm ca împărțim un secret \mathcal{S} la 4 linii (participanți) astfel încât sistemul să permită 2 componente de tip b , 1 componentă de tip l și 20 servere. În cazul acesta vom folosi o schemă majoritară XOR $\left(\binom{4}{3}, \binom{4}{3}\right) = (4, 4)$.

Vom avea 4 componente, (s_1, s_2, s_3, s_4) a.î. $s_1 \oplus s_2 \oplus s_3 \oplus s_4 = \mathcal{S}$. Distribuirea se face în felul următor:

- Serverele situate pe prima linie primesc s_1
- Serverele situate pe a 2-a linie primesc s_2
- Serverele situate pe a 3-a linie primesc s_3
- Serverele situate pe a 4-a linie primesc s_4

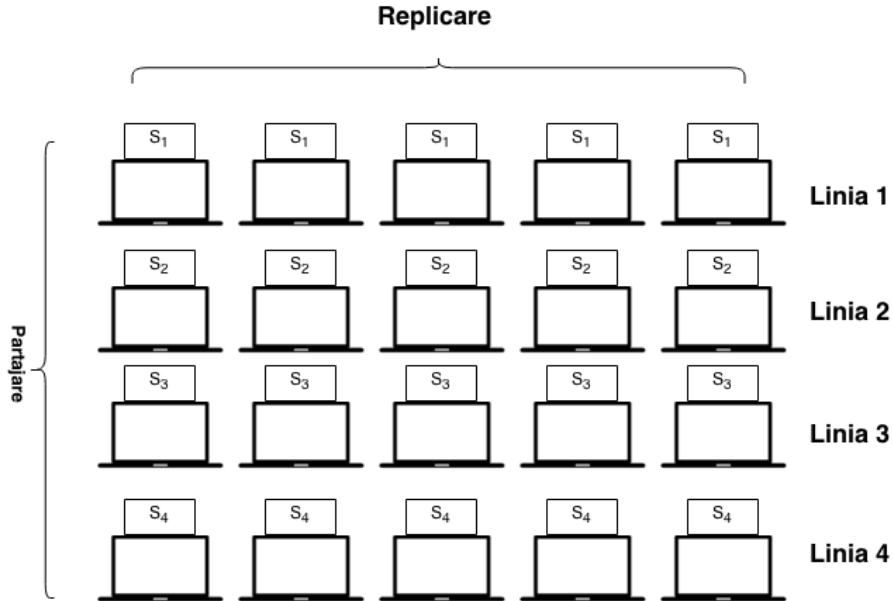


Fig. 7: GridSharing cu 4 linii, 20 servere dintre care 2 bizantine, 1 cu scurgeri de informații [18].

4.3 POTSHARDS

În 2007 este propus un nou sistem care combină caracteristicile PASIS și Grid-Sharing adăugând posibilitatea de migrarea a datelor la noduri noi: POTSHARDS (Protection Over Time, Securely Harboring And Reliably Distributing Stuff) [19].

POTSHARDS poate fi gândit ca o aplicație pe partea clientului care comunică cu o mulțime de noduri (arhive) independente, folosind reconstrucția componentelor într-un mod securizat și semnături algebrice pentru a asigura un grad ridicat de păstrare a integrității fișierelor [22].

Confidențialitatea este asigurată prin adoptarea unei scheme de partajare XOR unanimă, la fel ca în GridSharing.

Ca prim pas, POTSHARDS preprocesează fișierul într-un obiect, partajează obiectul în fragmente la care adaugă meta-date, numite *shards* (Fig. 8) [19]. Acestea sunt trimise apoi arhivelor independente, fiecare având propriul domeniu de securitate, localizate în *regiuni*. Pentru a reconstitui cu succes informația inițială, meta-datele shard-urilor conțin detalii despre structura pointerilor aproximativi, indicând regiunea în care se află următorul shard. Pointerii aproximativi sunt folosiți pentru a reconstitui întreaga arhivă doar din shard-uri.

Procesul de fragmentare a datelor este prezentat în Fig. 9.

Pentru ca reconstituirea unui fișier să fie fezabilă unui utilizator, acestuia îi este întoarsă o listă cu locațiile exacte shard-urilor corespunzătoare. Obținerea unui shard de către un atacator nu este folositoare, pentru a detecta următorul shard, un atac brut force constă în cereri multiple în zona indicată de pointerul aproximativ. Un astfel de atac nu va trece neobservat de POTSHARDS deoarece

Obiect					
160	128				
Hash	ID	Date			

Fragment					
160	128	128	8	128*Nr	
Hash	ID Obiect	ID Frag.	Nr	Lista Shard-uri	SplitXOR(Obiect)

Shard		
128	128	
Hash	ID	SplitShamir(Fragment)

Fig. 8: Entități de date în POTSHARDS. *Nr* e numărul de shard-uri produse de un fragment. *SplitXOR* reprezintă o componentă rezultată în urma partajării unanime XOR. Analog *SplitShamir* reprezintă o componentă rezultată în urma partăjării folosind schema Shamir [19]

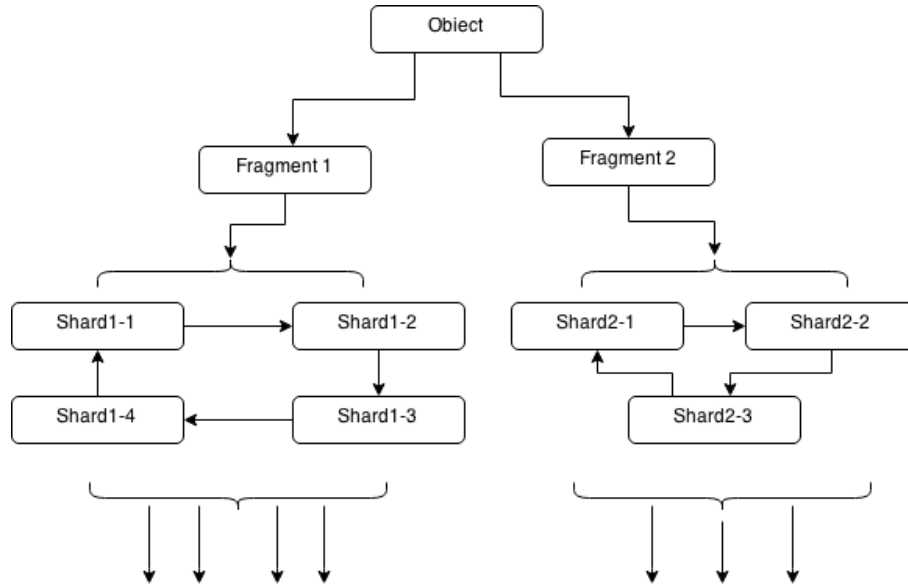


Fig. 9: Distribuirea unui obiect in POTSHARDS

unul dintre scopurile sale este să stocheze datele într-un mod cat mai uniform distribuit [19].

5 Sistemul de stocare Alouneh et al.

Alouneh et al. propun un sistem pentru stocarea sigură a datelor un timp îndelungat folosind schema Shamir cu câteva modificări. Aceste schimbări se vor arăta esențiale mai târziu în menținerea securității [23].

Pentru stocarea unui fișier în sistem (abordând filozofia majorității sistemelor de operare - orice este un fișier), o aplicație client îl împarte în blocuri de octeți de lungime k . Pentru fiecare bloc, octeții devin coeficienții unui polinom f de grad k , componenta corespunzătoare participantului i va fi reprezentată de valoarea lui $f(i)$, $i = \{1, 2, \dots, n\}$. Menționăm că toate operațiile se vor efectua în $GF(256)$ modulo un polinom ireductibil (în implementarea sistemului, autorii folosesc $x^8 + x^5 + x^3 + x + 1$). Procedeul este descris în detaliu în Fig 10.

Exemplul 3. Vom exemplifica modul de calcul în $GF(256)$ (mod $g(x)$) unde $g(x) = x^8 + x^4 + x^3 + 1$. Luăm polinomul $f(x) = 10 + 15x$ corespunzător unui

Date de intrare: Un fișier binar \mathcal{S} ;

Date de ieșire: n fișiere binare distribuite la noduri din rețea;

Procesarea componentelor: Aplicația existentă pe partea clientului:

- Dacă \mathcal{S} nu are o lungime divizibilă cu k :
 - Concatenează la sfârșitul lui \mathcal{S} octeți până când $\text{len}(\mathcal{S}) \pmod k = 0$;
- Împarte \mathcal{S} în blocuri de lungime k ;
- Repetă pentru fiecare bloc B_t de lungime k :
 - Construiește polinomul $f(x) = B_{t_{k-1}}x^{k-1} + B_{t_{k-2}}x^{k-2} + \dots + B_{t_1}x + B_{t_0}$;
 - Calculează $f(i)$ pentru $1 \leq i \leq n$;

Distribuție: Aplicația la nivelul clientului:

- Distribuie componenta $f(i)$ nodului din rețea cu indicele i :

Fig. 10: Schema Alouneh et al. - Generare [23]

fișier format din octeții (în această ordine) 10 15.

$$\begin{aligned}
 f(01) \pmod{g(x)} &= 10 + 15 \pmod{g(x)} \\
 &= (x^4) + (x^4 + x^2 + 1) \pmod{g(x)} \\
 &= x^2 + 1 = 000000101_{(2)} \\
 &= 05_{(16)}
 \end{aligned} \tag{3}$$

$$\begin{aligned}
 f(02) \pmod{g(x)} &= 10 + 15 \cdot 02 \pmod{g(x)} \\
 &= (x^4) + (x^5 + x^3 + x) \pmod{g(x)} \\
 &= 00111010_{(2)} \\
 &= 3A_{(16)}
 \end{aligned} \tag{4}$$

Reconstituirea unui fișier (Fig. 11) se realizează din orice mulțime de componente A de dimensiune minim k folosind interpolarea Lagrange (utilizată și în cadrul schemei Shamir):

$$f(x) = \sum_{i \in A} f(i) \prod_{j \in A, j \neq i} \frac{x - j}{i - j} \tag{5}$$

Exemplul 4. Vom exemplifica interpolarea conform ecuației 5 folosind componentele (3) și (4) calculate în exemplul anterior:

$$\begin{aligned}
 f(x) &= 05(x - 02)(01 - 02)^{-1} + 3A(x - 01)(02 - 01)^{-1} \\
 &= 05(x - 02)03^{-1} + 3A(x - 01)03^{-1} \\
 &= F6(05 + 3A)x + F6(05 \cdot 02 + 3A \cdot 01) \\
 &= F6 \cdot 3F \cdot x + F6 \cdot 30 = 15x + 10
 \end{aligned} \tag{6}$$

Noutatea arhitecturii constă în diminuarea redundanței componentelor la un factor de k , spre deosebire de sistemele descrise în Secțiunile 4.1, 4.2 și 4.3. Reducerea spațiului ocupat de componente este datorat înlocuirii coeficienților generați aleator din schema Shamir cu octeții din fișierul ce va fi partajat, fiecare componentă având nevoie de $1/k$ din dimensiunea fișierului \mathcal{S} .

Abordarea acestei metode deterministe conduce la insecuritatea sistemului, Alouneh et al. afirmând în mod eronat că securitatea este indusă în mod automat de schema Shamir.

- Date de intrare:** Cel puțin k componente provenite din noduri (distincte);
- Date de ieșire:** Fișierul binar original \mathcal{S} ;
- Reconstrucție:** Aplicația existentă pe partea clientului:
- Repetă pentru fiecare bloc al lui \mathcal{S} :
 - Calculează prin interpolare coeficienții lui $f(x) = B_{t_{k-1}}x^{k-1} + B_{t_{k-2}}x^{k-2} + \dots + B_{t_1} + B_{t_0}$
 - Reconstituie blocul B_t
 - Șterge octeții de la sfârșitul fișierului adăugați la generare.

Fig. 11: Schema Alouneh et al. - Reconstrucție [23]

6 Rezultate obținute

Împreună cu mentorul am analizat sistemul Alouneh et al. prezentat în Secțiunea 5 [23]. Am indentificat erori majore ale acestuia și am implementat sistemul descris de autori pentru a demonstra practic, nu doar teoretic anumite greșeli pe care le vom evidenția în următoarele secțiuni.

6.1 Vulnerabilități evidențiate

Spre deosebire de schema Shamir, unde coeficienții (cu excepția termenului liber, care este egal cu secretul) sunt aleși într-un mod aleator uniform, sistemul propus de Alouneh et al. folosește o schemă modificată Shamir în care coeficienții sunt extrași din conținutul fișierelor originale. Alegerea este motivată de faptul ca mulțimea componentelor și efortul computațional depus pentru generarea coeficienților se reduce la un factor de k ori, spre deosebire de schema Shamir.

Datorită determinismului, partajarea unui fișier de mai multe ori implică obținerea de componente identice. Determinismul duce la câteva atacuri simple în momentul în care un atacator obține informațiile stocate într-un nod, indiferent de mărimea pragului folosit în metoda de partajare. În acest sens, am evidențiat 2 atacuri simple în cazul în care componentele sunt calculate în ordine $(f(01), f(02), \dots)$:

- Detectarea tipului unui fișier
- Detectarea conținutului unui fișier

Deoarece Alouneh et al. nu menționează o metoda de padding, am indicat că un atac bazat pe felul în care se realizează completarea fișierului (padding) \mathcal{S} înainte de partajarea sa poate fi fezabil, în condițiile în care s-a demonstrat ca această alegere este esențială în păstrarea securității [24].

6.1.1 Detectarea tipului de fișier

În tehnologia informației, la începutul fiecărui fișier se află o secvență de octeți (denumită semnătură sau antet) cu rolul de a identifica tipul acestuia. Tabelul 1 indică 7 din cele mai uzuale antete.

Se consideră cazul în care partajarea unui fișier *pdf* se face cu ajutorul sistemului descris în Secțiunea 5, folosind $k \leq 4$. Polinomul corespunzător $f(x)$ va fi întotdeauna același. Presupunând ca numerotarea nodului i este aceeași, putem determina cu ușurință dacă este stocat un fișier *pdf* fără a lua în calcul conținutul fișierului. Acest atac este fezabil deoarece valoarea lui k este publică iar i poate să fie descoperit în momentul distribuirii.

Cu alte cuvinte, dacă un adversar obține controlul unui singur nod, bazându-se doar pe valoarea primei componente poate detecta tipul unui fișier.

Pentru a exemplifica, un adversar poate distinge cu probabilitate ridicată între fișierele *doc*, *gif*, *pdf*, *png*, *rar*, *wav* și *zip*. În Tabelul 2 avem generate compo-

Tabel 1: Semnături de fișiere

Tip de fișier	Primii 4 octeți
doc	D0 CF 11 E0
gif	47 49 46 38
pdf	25 50 44 46
png	89 50 4E 47
rar	52 61 72 21
wav	52 49 46 46
zip	50 4B 03 04

Tabel 2: Componentele primului bloc ($k = 2$)

Tip fisier	Nod 1 ($i = 1$)	Nod 2 ($i = 2$)	Nod 3 ($i = 3$)	Nod 4 ($i = 4$)	Nod 5 ($i = 5$)
doc	31	85	154	193	14
gif	14	213	156	120	49
pdf	117	133	213	126	46
png	217	41	121	210	130
rar	51	144	241	205	172
wav	27	192	137	109	36
zip	27	198	141	103	44

nentele pentru $k = 2$ și $n = 5$. Dacă un adversar descoperă valoarea primului nod iar prima componentă este 14 atunci acesta știe cu certitudine că aceasta corespunde un fișier *gif*. Dacă obține accesul nodului 4 și citește valoarea 205 atunci știe că fișierul este de tipul *rar*. Dacă citește valoarea 27 de pe primul nod atunci știe că poate fi un *wav* sau *zip*; dar poate să distingă cele 2 fișiere cu probabilitate 1 dacă dezvăluie o singură valoare de pe celelalte noduri (2, 3, 4 sau 5) pentru că valorile sunt distincte.

6.1.2 Detectarea de conținut

Multe documente urmează un anumit tipar precum contracte, chitanțe, bonuri fiscale sau curriculum vitae. Deoarece majoritatea conținutului rămâne neschimbat, există o probabilitate destul de mare ca multe componente să aibă aceeași valoare. O dată ce un adversar reușește să determine componentele unui nod, poate determina prin analogie tipul de conținut al fișierului original.

Fișierele vulnerabile sunt cele care conțin o secvență de octeți periodică (imagini cu un pattern repetitiv) sau cele care au preponderent octeți nuli (valoarea componentelor asociată majorității blocurilor fiind 0). Spre deosebire de prima metodă, aceasta nu necesită compararea cu un al 2-lea fișier, tratând componentele de sine stătător. Multiple componente identice indică existența unor secvențe repetitive în conținutul fișierului.

6.2 Implementare și rezultate practice

Pentru a arăta aplicabilitatea rezultatelor în practică, am implementat propunerea descrisă în Secțiunea 5 și am testat pe câteva cazuri.

În cadrul implementării am folosit limbajul Python 3.0 sub sistemul de operare ArchLinux. Python este un limbaj high-level, permițând programatorilor să

exprime concepte în mai puține linii de cod față de C++ sau Java și este disponibil sub licență open-source [25]. Pentru a realiza comunicarea între procese am folosit Cerealizer iar distribuția componentelor a fost generată grafic cu ajutorul pachetului Matplotlib [26,27]. De asemenea am folosit sistemul de versionare Git iar în prezent codul folosit este găzduit de GitHub [28,29].

Având în vedere că articolul original nu menționează o metodă de padding, am considerat o metodă standard pentru a completa octeții ultimului bloc: alipim la sfârșitul lui \mathcal{S} octeții 80 00 ... 00 00 până când lungimea ultimului bloc ajunge la k octeți.

Menționăm această metoda doar pentru completitudine, aceasta neafectând rezultatele, care consideră doar secvențele de octeți din antet sau de la începutul fișierului.

6.2.1 Detectarea tipului de fișier

Extindem analiza făcută în Secțiunea 6.1.1 asupra tipurilor de fișiere din Tabelul 1 pentru $k = 2$ și creștem valoarea indicelui i până când 2 componente devin egale. Fie f_l polinomul de gradul 1 asociat primului bloc al fișierului aflat pe linia l . Analog f_c polinomul de gradul 1 asociat primului bloc al fișierului aflat pe coloana c .

Tabelul 3 prezintă valoarea maximă a nodul i pentru care $f_l(i) \neq f_c(i)$. Valoarea -1 indică lipsă de coliziuni ale lui $f_c(x)$, $f_l(x)$ pentru i , $i = 1, 2, \dots, 255$ ($\exists 1 \leq i \leq 255$ a.î. $f_l(i) = f_c(i)$)).

Deoarece pe diagonala principală toate componentele sunt identice pentru $k \leq 4$, poate fi ignorată. În Tabelul 3 observăm valoarea 0 pentru perechea (wav, zip) pentru că $f_{wav}(1) = f_{zip}(1) = 27$ (Tabelul 1).

Tabelele 4 și 5 prezintă rezultatele pentru $k = 3$ și $k = 4$. Pentru $k \geq 5$ este nevoie de un antet cu mai mult de 4 octeți.

Considerăm metoda de distribuire descrisă exact ca în Tabelul 10, și anume nodul de stocare i primește componenta $f(i)$. Dacă un atacator preia controlul

Tabel 3: Indicele maxim i a.î. componentele primului bloc sa fie distincte($k = 2$)

Tip Fișier	doc	gif	pdf	png	rar	wav	zip
doc	-	169	194	209	170	206	110
gif	169	-	133	137	75	-1	133
pdf	194	133	-	-1	115	151	133
png	209	137	-1	-	229	147	195
rar	170	75	115	229	-	-1	42
wav	206	-1	151	147	-1	-	0
zip	110	133	133	195	42	0	-

Tabel 4: Indicele maxim i a.î. componentele primului bloc sa fie distincte($k = 3$)

Tip Fişier	doc	gif	pdf	png	rar	wav	zip
doc	-	63	-1	-1	-1	-1	-1
gif	63	-	-1	-1	-1	-1	-1
pdf	-1	-1	-	164	-1	119	-1
png	-1	-1	164	-	143	122	129
rar	-1	-1	-1	143	-	143	-1
wav	-1	-1	119	122	143	-	172
zip	-1	-1	-1	129	-1	172	-

Tabel 5: Indicele maxim i a.î. componentele primului bloc sa fie distincte($k = 4$)

Tip Fişier	doc	gif	pdf	png	rar	wav	zip
doc	-	-1	38	95	1	95	98
gif	-1	-	-1	-1	167	-1	-1
pdf	38	-1	-	12	11	119	70
png	95	-1	12	-	243	95	148
rar	1	167	11	243	-	-1	94
wav	95	-1	119	95	-1	-	-1
zip	98	-1	70	148	94	-1	-

nodului cu valoarea i acesta poate face distincția între tipul a 2 fişiere partajate cu probabilitate 1 dacă i e mai mic decât valoarea afişată în tabel.

Spre exemplu, un adversar care obține accesul unui singur nod de stocare, iar partajarea a fost făcută pentru $k = 2$ poate distinge cu probabilitate 1 între un fişier *doc* sau *pdf* dacă $i \leq 194$. Deoarece $n > 194$ nu se întâmplă în practică, acest atac funcționează. Faptul că multe valori sunt ridicate și majoritatea sunt -1 (Tabelul 4), indică un nivel scăzut de securitate al schemei. În cazul celor cu -1 un adversar va câștiga întotdeauna cu probabilitatea 1, indiferent de indicele nodului de stocare pe care îl obține.

Precizăm că acest atac funcționează doar dacă nodurile de stocare își păstrează indexul în cazul partajării repetate a.î. aplicația disponibilă pe partea de client calculează cele n valori $f(i_1), \dots, f(i_2)$ pentru i_1, \dots, i_n distincte și păstrează nodul j asociat lui i_j .

6.2.2 Detectarea de conținut

Considerăm scenariul pentru detectarea conținutului unui fişier, demonstrând practic cum un adversar poate să facă diferența între 2 componente stocate pe același nod aparțin unor documente similare. Atacul presupune accesul la un singur nod, indiferent de mărimea pragului k .

Pentru experiment am ales 3 fișiere *pdf* disponibile online la [30]:

- Europass Curriculum Vitae - BG, Bulgaria;
- Europass Curriculum Vitae - DK, Dannemark;
- Europass Mobility - RO, Romania.

Primele două fișiere reprezintă șablonul pentru un CV european în limba bulgară, respectiv daneză. Observăm că nu doar conținutul șabloanelor diferă, dar și limba în care au fost traduse. Cel de-al treilea fișier este complet diferit de primele două, fiind un document personal în limba română, folosit pentru înregistrarea cunoștințelor dobândite într-o țară europeană.

Pentru a arăta vulnerabilitatea sistemului Alouneh et al. [23], partajăm cele 3 fișiere folosind schema (2, 4). Experimentul reprezintă o implementare practică a metodei prezentate în Fig. 10.

Fig. 12, 13, 14, 15 conțin 2000 de componente generate pentru cele 3 fișiere, stocate în baza de date corespunzătoare nodurilor 1, 2, 3 și 4. Presupunem că indicele i este fixat, polinoamele fiind evaluate în același nod i . Un adversar care obține componentele unui nod poate deduce cu ușurința graficul lor.

Considerăm că un adversar reușește să obțină componentele din Fig. 12. Poate deduce ușor că primele două fișiere au un număr mare de componente identice iar cel de-al 3-lea este diferit de primele.

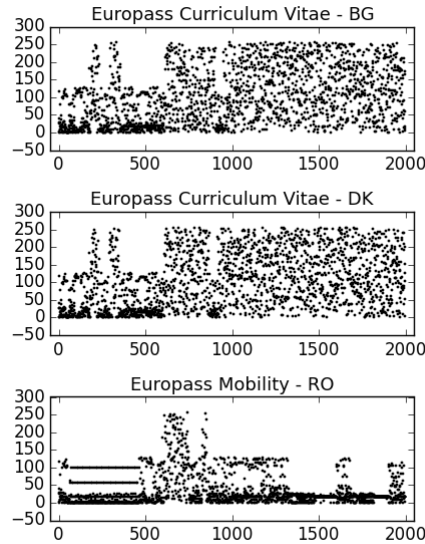


Fig. 12: Nod 1: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

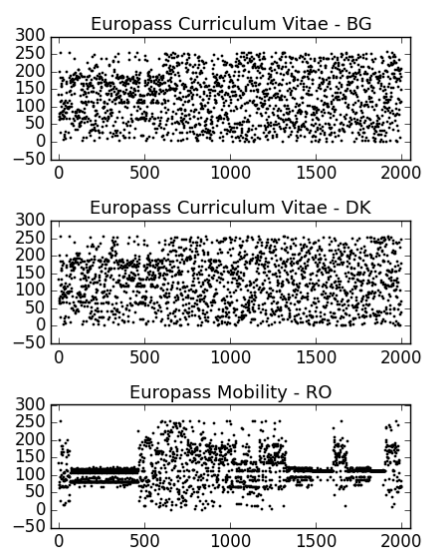


Fig. 13: Nod 2: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

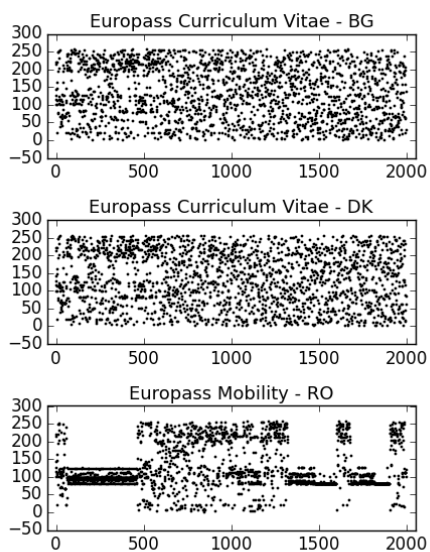


Fig. 14: Nod 3: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

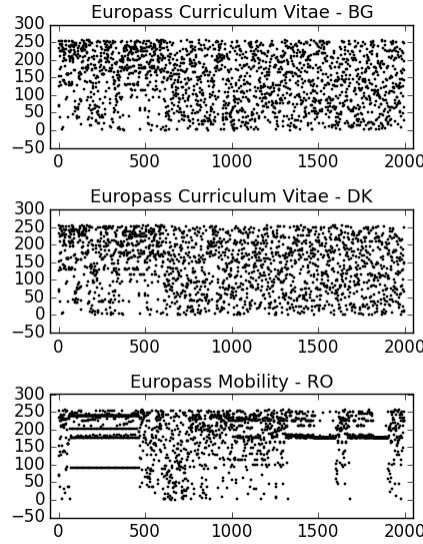


Fig. 15: Nod 4: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

Din cauza șablonului pe care îl respectă cele două CV-uri, un adversar are nevoie în cazul de față doar de primele 500 de componente pentru a constata similitudinea celor 2 cu o probabilitate ridicată. Diferența vizuală este evidentă între oricare din cele 4 grafice, deci un adversar poate reuși să afle informații despre fișierele partajate indiferent de nodul de stocare vulnerabil.

Considerăm în continuare un alt scenariu, în care partajăm o imagine pentru care informația se repetă. Fie imaginea din Fig. 16 partajată folosind schema din Secțiunea 5 având 4 noduri iar informația stocată pe cel puțin 2 din ele pot reconstitui imaginea partajată inițial. 10. La fel ca în exemplul precedent, Fig. 17, 18, 19, 20 reprezintă grafic componente imaginii din Fig. 16. Un adversar constată cu ușurință prin obținerea informațiilor stocate aflate pe un singur nod (indiferent de mărimea pragului k) că fișierul original conține un pattern care se repetă.

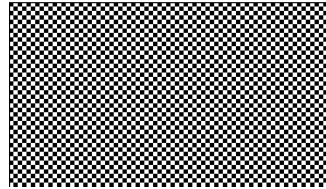


Fig. 16: Imagine conținând pattern-uri

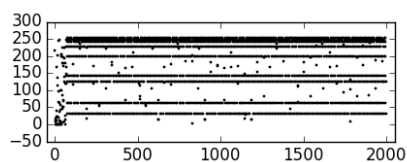


Fig. 17: Nod 1: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

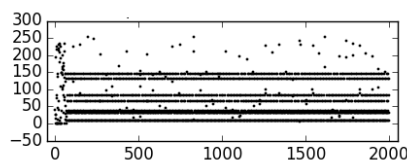


Fig. 18: Nod 2: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

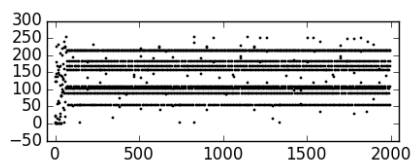


Fig. 19: Nod 3: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

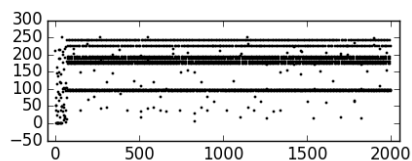


Fig. 20: Nod 4: Graficul componentelor pentru primele 2000 de blocuri

6.3 Publicarea rezultatelor

Pe baza rezultatelor obținute am redactat (împreună cu mentorul) un articol, aflat momentan în procesul de recenzie la Journal of Control Engineering and Applied Informatics (jurnal indexat ISI, categoria C). [31, 32]

Referințe

1. WebSite: The Caesar cipher (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <http://www.cs.trincoll.edu/crypto/historical/caesar.html>.
2. WebSite: Hacking the Vigenere cipher (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <http://inventwithpython.com/hacking/chapter21.html>.
3. WebSite: Enigma cipher (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <http://practicalcryptography.com/ciphers/enigma-cipher/>.
4. Katz, J., Lindell, Y.: Introduction to Modern Cryptography (Chapman & Hall/Crc Cryptography and Network Security Series). Chapman & Hall/CRC (2007)
5. Martin, K.M.: Challenging the adversary model in secret sharing schemes. Coding and Cryptography II, Proceedings of the Royal Flemish Academy of Belgium for Science and the Arts (2008) 45–63
6. Baker, M., Shah, M., Rosenthal, D.S.H., Roussopoulos, M., Maniatis, P., Giuli, T., Bungale, P.: A fresh look at the reliability of long-term digital storage. SIGOPS Oper. Syst. Rev. **40**(4) (April 2006) 221–234
7. Storer, M.W., Greenan, K., Miller, E.L.: Long-term threats to secure archives. In: Proceedings of the Second ACM Workshop on Storage Security and Survivability. StorageSS '06, New York, NY, USA, ACM (2006) 9–16
8. Boneh, D.: The decision Diffie-Hellman problem. In: Algorithmic number theory. Springer (1998) 48–63
9. Blakley, G.: Safeguarding cryptographic keys. Proceedings of the 1979 AFIPS National Computer Conference (1979) 313–317
10. Shamir, A.: How to share a secret. Commun. ACM **22**(11) (1979) 612–613
11. Ito, M., Saito, A., Nishizeki, T.: Secret sharing scheme realizing general access structure. Electronics and Communications in Japan (Part III: Fundamental Electronic Science) **72**(9) (1989) 56–64
12. Benaloh, J., Leichter, J.: Generalized secret sharing and monotone functions. In: Proceedings on Advances in Cryptology. CRYPTO '88, New York, NY, USA, Springer-Verlag New York, Inc. (1990) 27–35
13. Karnin, E.D., Member, S., Greene, J.W., Member, S., Hellman, M.E.: On secret sharing systems. IEEE Transactions on Information Theory **29** (1983) 35–41
14. Feldman, P.: A practical scheme for non-interactive verifiable secret sharing. In: Proceedings of the 28th Annual Symposium on Foundations of Computer Science. SFCS '87, Washington, DC, USA, IEEE Computer Society (1987) 427–438
15. Shor, P.W.: Algorithms for quantum computation: discrete logarithms and factoring. In: Foundations of Computer Science, 1994 Proceedings., 35th Annual Symposium on, IEEE (1994) 124–134
16. Beimel, A.: Secret-sharing schemes: a survey. In: Coding and cryptology. Springer (2011) 11–46
17. Wylie, J.J., Bigrigg, M.W., Strunk, J.D., Ganger, G.R., Kiliççöte, H., Khosla, P.K.: Survivable information storage systems. Computer **33**(8) (2000) 61–68
18. Subbiah, A., Blough, D.M.: An approach for fault tolerant and secure data storage in collaborative work environments. In: StorageSS. (2005) 84–93
19. Storer, M.W., Greenan, K.M., Miller, E.L., Voruganti, K.: Potshards - a secure, recoverable, long-term archival storage system. TOS **5**(2) (2009)
20. Patterson, D.A., Gibson, G., Katz, R.H.: A case for redundant arrays of inexpensive disks (raid). SIGMOD Rec. **17**(3) (June 1988) 109–116
21. Chen, P.M., Lee, E.K., Gibson, G.A., Katz, R.H., Patterson, D.A.: Raid: High-performance, reliable secondary storage. ACM Comput. Surv. **26**(2) (June 1994) 145–185

22. Schwarz, T.J.E., Miller, E.L.: Store, forget, and check: Using algebraic signatures to check remotely administered storage. In: 26th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS 2006), 4-7 July 2006, Lisboa, Portugal. (2006) 12
23. Alouneh, S., Abed, S., Mohd, B.J., Kharbutli, M.: An efficient backup technique for database systems based on threshold sharing. JCP **8**(11) (2013) 2980–2989
24. Vaudenay, S.: Security flaws induced by cbc padding - applications to ssl, ipsec, wtls. In: Proceedings of the International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques: Advances in Cryptology. EUROCRYPT '02, London, UK, UK, Springer-Verlag (2002) 534–546
25. WebSite: Python Programming Language - official website (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <https://www.python.org/>.
26. Hunter, J.D.: Matplotlib: A 2D graphics environment. Computing In Science & Engineering **9**(3) (2007) 90–95
27. WebSite: Cerealizer package (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <https://pypi.python.org/pypi/Cerealizer>.
28. WebSite: Github - Official Website (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <https://www.github.com>.
29. WebSite: Cod Github - Official Website (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <https://www.github.com/rdragos/splitting-scheme>.
30. WebSite: Europass - download examples (2014) Ultima accesare: November, 2014, <http://www.europass.cedefop.europa.eu/ro/home>.
31. R.F.Olimid, D.A.Rotaru: On the security of a backup technique for database systems based on threshold sharing. Journal of Control Engineering and Applied Informatics (în recenzie).
32. WebSite: Journal of Control Engineering and Applied Informatics (2015) Ultima accesare: Februarie, 2015, <http://www.ceai.srait.ro/index.php/ceai/index>.