

TODO

Undergraduate Research Opportunities

Dragoș Alin Rotaru

Universitatea din Bucuresti, Romania
r.dragos0@gmail.com

Abstract. None

Keywords: securitate, scheme de partajare

1 Introducere

1.1 Istoric

Termenul de criptografie este definit in dictionarul Oxford ca fiind "arta de a scrie si a rezolva coduri". Criptografia moderna s-a desprins de cea clasica in jurul anilor '80, motivand implementarea rigurozitatii matematice pentru definirea constructiilor criptografice. Asta pentru ca in anii anteriori, experienta a dovedit nesiguranta metodelor de criptare, criptanaliza lor fiind uneori triviala (cifrul lui Cezar, Vigenere ??, ??) sau uneori atinsa cu ceva mai mult efort precum Enigma si alte metode din cel de-al doilea razboi mondial. ??

Criptografia moderna se gaseste pretutindeni in viata de zi cu zi de la ATM-uri, cartele telefonice la semnaturi digitale, protocoale de autentificare, licitatii electronice sau bani digitali, luand amploare o data cu aparitia sistemelor cu cheie publica. O definitie potrivita ar fi "studiul stiintific al tehnicilor pentru a securiza informatia digitala, tranzactiile si calculul distribuit.". [1]

1.2 Motivatie

TODO nu are legătură: faptul ca sunt scheme cuantice nu are impact asupra structurii de acces; e ok sa menționezi, dar atunci faci asta în secțiunea anterioară, când poți să adaugi și alte modalități de definire: scheme bazate pe latici, scheme bazate pe perechi biliniare, scheme cuantice, etc. Dezavantajul schemelor generale de partajare este dimensiunea componentelor, exponentiala in functie de numarul de participanti. [2] De asemenea, s-au dezvoltat scheme pentru modele de calcul neconventional, cum ar fi cel cuantic. [3]

1.3 Structura

TODO

1.4 Securitatea Teoretică a Informației

În cazul unor criptosisteme acestea nu pot fi compromise chiar dacă adversarul dispune de o putere computațională nelimitată. Câteva exemple de criptosisteme care garantează securitatea teoretică-informațională sunt: schemele de partajare, unele protocoale multi-party computation, preluarea într-un mod sigur(securizat?) informații de la baze de date. Securitatea teoretică vine însă cu un cost: efortul computațional depus este mult mai mare decât în cazul schemelor care nu garantează securitatea teoretică (se bazează pe dificultatea computațională a unor probleme cunoscute). [4]

2 Scheme de partajare

O schemă de partajare constă în distribuirea unei informații secrete \mathcal{S} la mai mulți participanți astfel încât oricare superset de participanți predefinit înainte (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 $s_{i_1}, s_{i_2}, \dots, s_{i_q} \in \mathcal{A}$.

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} .

Acestea 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 dezvaluită despre \mathcal{S} independent de puterea computațională a adversarului.
- *Sisteme computațional-sigure de partajare*: se bazează pe faptul că reconstituirea lui \mathcal{S} se reduce la o problemă *dificilă* [6] în lipsa unor informații oferite doar grupului de acces \mathcal{A} .

În continuare vom prezenta câteva sisteme perfecte de partajare pentru a forma fundațiile utilizate de arhitecturi pentru stocarea fișierelor, disponibile pe o durată îndelungată.

2.1 Istoric

Primele scheme de partajare au fost dezvoltate independent de Shamir și Blakley în 1979 [7, 8].

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} .

Notăm $P = \{P_1, \dots, P_n\}$ mulțimea formată din cei n participanți într-o schemă și $y \leftarrow^R Y$ ca y este un element ales uniform aleator din mulțimea Y .

Alte scheme de partajare bazându-se pe structuri de acces generale au fost dezvoltate de Ito, Saito și Nishizeki, realizând o generalizare a schemei Shamir. [9] 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 P) și obțin o construcție mai eficientă ca Ito et. al [9] din punct de vedere al numărului de componente distribuite participanților. [10]

Autorii prezintă un exemplu trivial pentru care schema Shamir este insuficientă. Considerăm cazul în care vrem să partajăm 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. $\mathcal{A} = \{\{P_1, P_2\}, \{P_3, P_4\}\}$).

2.2 Schema unanimă

Presupunând că vrem să împărțim un secret \mathcal{S} la n participanți astfel încât \mathcal{S} să poată fi recuperat doar dacă 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 [11] (Fig.)

2.3 Schema Shamir

Schema Shamir oferă mai multă flexibilitate ca schema unanimă prin faptul că oricare k (sau mai mulți) participanți din cei n pot recupera \mathcal{S} , însă mai puțin de k 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 conține $k - 1$ 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 va afla în $f(0)$. (Fig. 2)

Pentru un atacator care deține chiar și $k - 1$ valori \mathcal{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.

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 [11]

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 $\mathcal{A} \subseteq 2^P$ (submulțime a supersetului de participanți) a.i. $\forall A \in \mathcal{A}, A \subseteq A' \Rightarrow A' \in \mathcal{A}$. Având 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 . Definim $x : Pr, x$ are proprietatea Pr . Fig. 3 detaliază construcția.

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 Pentru mai multe informații despre funcția *Assign*, cititorul interesat poate citi în [9]. **TODO prezentarea trebuie să fie de sine stătătoare, trebuie măcar să explici în cuvinte ce înseamnă**

3 Sisteme de stocare de lungă durată

În această secțiune vom arăta câteva întrebări ale schemelor de partajare. Considerăm cazul în care vrem să stocăm rapoarte medicale, imagini, documente clasificate pe un timp îndelungat într-un mediu electronic. Pe parcursul timpului, pot apărea în schimb, diverse probleme precum dezastre naturale, defecțiunea unor componente hardware, eroare umană, etc. [12] Un sistem de stocare necesar nevoilor noastre trebuie să satisfacă cel puțin următoarele 3 condiții:

Inițializare:

- Fie $S \in Z_q$ unde $q > 1$ și q prim;
- Fie n numărul de participanți a.i $q > n$;
- 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 [8]

- Disponibilitatea: Informația trebuie să rămână accesibilă tot timpul, în ciuda 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 ar putea fi criptarea datelor folosind o cheie înainte de inserarea lor în spațiul de stocare. În momentul în care un user autorizat dorește să efectueze o citire a unor date, întrebuintează 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 avem de a face cu un adversar fără o limită computațională. Un dezavantaj al criptării este administrarea cheilor, standardele de securitate schimbându-

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} :

- Procedenza identic ca in schema Shamir.

Fig. 3. Schema Ito, Saito, si Nishizeki [9]

se in fiecare an. De fiecare data cand cheile sunt inlocuite atunci este necesara recriptarea datelor de pe fiecare baza de date. Cu cat disponibilitatea este mai mare - numarul de noduri duplicate creste- recriptarea lor devine o operatie costisitoare.

Majoritatea tehnicilor de criptarea se bazeaza pe dificultatea factorizarii unui numar sau cea a calcularii logaritmului discret insa o data cu posibila dezvoltare a calculatoarelor cuantice aceste probleme nu vor mai fi atat de dificile. [13]

4 Sisteme de stocare de lunga durata bazate pe scheme de partajare

O alternativa la solutia cu criptare care asigura confidentialitatea dar si redundanta necesara este intrebuintarea sistemelor de stocare bazate pe scheme de partajare. [12, 14, 15]

4.1 PASIS

In 2000, PASIS este oferit ca o solutie pentru un sistem descentralizat care ofera beneficii precum securitate, redundanta de date si auto-intretinere. Structurile descentralizate impart informatia la mai multe noduri folosind scheme de redundanta precum RAID pentru a asigura performanta, scalabilitatea sistemului dar si integritatea datelor. [16]

PASIS foloseste schemele de partajare pentru a distribui informatia nodurilor de stocare dintr-o retea. Aceasta presupune folosirea unor agenti pe partea clientului pentru a scrie sau sterge date din noduri. Share-urile obtinute dintr-un fisier sau orice obiecte, sunt puse in retea cu ajutorul agentilor. Pe langa continutul brut al share-urilor se adauga si overhead pentru a retine adresa nodului din retea la care a fost trimisa dar si noul nume cu care este salvata remote.

Considerand o schema de partajare $p - m - n$ unde oricare din cei m participanti pot reconstitui fisierul, dar mai putin de p nu obtin vreo informatie dintr-un total de n participanti. Atunci cand un candidat initiaza o cerere pentru a citi un fisier atunci agentul PASIS aflat local face urmatoarele:

- Cauta numele celor n share-uri care alcatuiesc fisierul intr-un serviciu care listeaza toate datele
- Trimite cereri de a citi fisierul la cel putin m din cele n noduri
- In caz ca acesta nu primeste cel putin m raspunsuri continua pasul anterior incercand query-uri la alte noduri
- Reconstituie fisierul obtinut din cele m share-uri

Operatia de scriere este similara cu cea de citire, aceasta oprindu-se atunci cand pe cel putin $n - m + 1$ noduri s-au scris cu succes share-uri. In articol se mentioneaza si compromisurile de timp/spatiu folosite de PASIS. In schimb, autorii specifica solutii impracticabile pentru auto mentenanta sistemului, considerand ca se poate face prin monitorizare periodica a starii sistemului.

4.2 GridSharing

In 2005 Subbiah si Blough propun o noua abordare pentru a construi un sistem de stocare securizat si tolerant la erori numit GridSharing. [15]

Schema Shamir nu ofera siguranta in ceea ce priveste detectarea sau actualizarea unor componente incorecte introduse de un atacator. Metoda cea mai des folosita este determinarea unei componente valide si prin compararea de semnaturi cu celelalte pentru a verifica corectitudinea lor. Aceasta este realizata prin scheme de verificare non-interactive precum cea a lui Feldman impreuna cu schema Shamir [17]

Autorii folosesc un sistem care inlocuieste schemele de verificare cu o scheme de partajare unanimă XOR (consideram cazul $q = 2$ in Fig. 1) pentru a pastra securitatea constructiei. In cazul detectarii componentelor incorecte, este adoptata o strategie de tipul **TODO replicate-and-voting**. Componentele sunt **TODO replicate** pe un numar mare de servere astfel incat determinarea validitatii va fi stabilita daca exista un prag de servere ce le contin.

Articolul identifica 3 tipuri de defectiuni care pot apare pe serverele unde sunt stocate datele:

- Abandonari: un server este *abandonat* daca nu mai raspunde vreunui mesaj din retea si s-a oprit din a mai efectua vreo operatie.
- Bizantine: atunci cand serverul respecta intotdeauna protocoalele initiale dar componentele salvate local au fost compromise.
- Scurgeri de informatii: serverul executa protocoalele corect dar e posibil ca un adversar sa fi obtinut 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 foloseste vulnerabilitatile cu intentia de a *invata* din informatii.

Arhitectura GridSharing consta in N servere unde cel mult c servere pot fi abandonate, b servere bizantine si l cu scurgeri de informatii. Cele N pot fi aranjate intr-un grid cu r linii si N/r coloane (consideram pentru simplitate ca $N \pmod{r} = 0$). Caracteristicile modelului bizantin si cel specific scurgerilor de informatii permit dezvaluirea componentelor unui adversar de pe cel mult $l + b$ servere.

Example 1. Consideram ca impartim un secret \mathcal{S} la 3 linii (participanti) astfel incat sistemul sa permita 2 componente de tip b , 1 componenta de tip l si 15 servere. In cazul acesta vom folosi o schema majoritara XOR $\left(\binom{4}{3}, \binom{4}{3}\right) = (3, 3)$.

Vom avea 3 componente, (s_1, s_2, s_3) ai $s_1 \oplus s_2 \oplus s_3 = \mathcal{S}$. Distribuirea se face in felul urmatoar:

- Serverele situate pe prima linie primesc s_1
- Serverele situate pe a doua linie primesc s_2
- Serverele situate pe a treia linie primesc s_3

4.3 POTSHARDS

In 2007 este propus un nou sistem care combina caracteristicile PASIS si GridSharing adaugand posibilitatea de a migrarea datelor la noduri noi. De asemenea este introdusa o tehnica noua de gasire a share-urilor folosind pointeri aproximativi. Pentru a asigura confidentialitatea, autorii adopta o schema de partajare XOR te tipul totul sau nimic, la fel ca in GridSharing. POTSHARDS readreseaza(?) problema in care o persoana neautorizata care incearca sa afle informatii vulnerabile sa nu scape nedetectata. Schemele existente precum PASIS si GridSharing nu indeplineau aceasta cerinta daca un atacator determina locatia share-urilor distribuite.

Solutia pe care o ofera PASIS este reconstruirea share-urilor insa aceasta putea sa aiba repercursiuni negative, precum dezvaluirea unor date secrete, POTSHARDS poate fi gandit ca o aplicatie pe partea de client care comunica cu o multime de noduri (arhive) independente . In prima faza, POTSHARDS partajeaza obiectele in fragmente la care adauga meta-date. Autorii le numesc

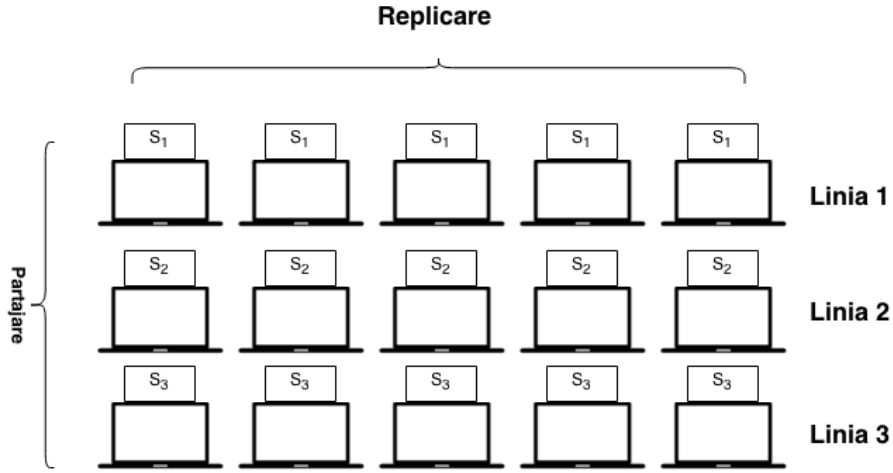


Fig. 4. GridSharing cu 3 linii, 15 servere dintre care 2 bizantine, 1 cu scurgeri de informatii

shard-uri. Shard-urile sunt trimise apoi arhivelor independente, fiecare avand domeniul propriu de securitate. Pentru a reconstitui cu succes obiectele, meta-datele shard-urile contin detalii despre structura pointerilor aproximativi, indicand regiunea in care se afla urmatorul shard.

Pentru un atacator, detinerea unui shard nu il ajuta foarte mult, pentru a detecta urmatorul shard, un atac brut force consta in cereri multiple in zona indicata de pointerul aproximativ. Un astfel de atac nu va trece neobservat de POTSHARDS deoarece unul dintre scopurile sale este sa stocheze datele intr-un mod cat mai "imprastiat". [12]

5 Alouneh et al.

Autorii propun un sistem pentru stocarea datelor un timp indelungat folosind schema Shamir cu cateva modificari. Aceste schimbari se vor arata cruciale mai tarziu in mentinerea securitatii.

5.1 Arhitectura sistemului

In cazul in care vrem sa stocam un fisier in sistem (abordand filozofia majoritatii sistemelor de operare - orice este un fisier), acesta este preluat de o aplicatie de control pe partea de client care imparte in blocuri de octeti de lungime k . Pentru fiecare bloc, octetii devin coeficientii unui polinom f componenta cu

indicele i va fi reprezentata de valoarea lui $f(i)$ $i = \{1, 2, \dots, n\}$. Mentionam ca toate operatiile se vor efectua in $GF(256)$ modulo un polinom ireductibil (in implementarea sistemului, autorii folosesc $x^8 + x^5 + x^3 + x + 1$). Procedeu este descris in detaliu in Fig 5.

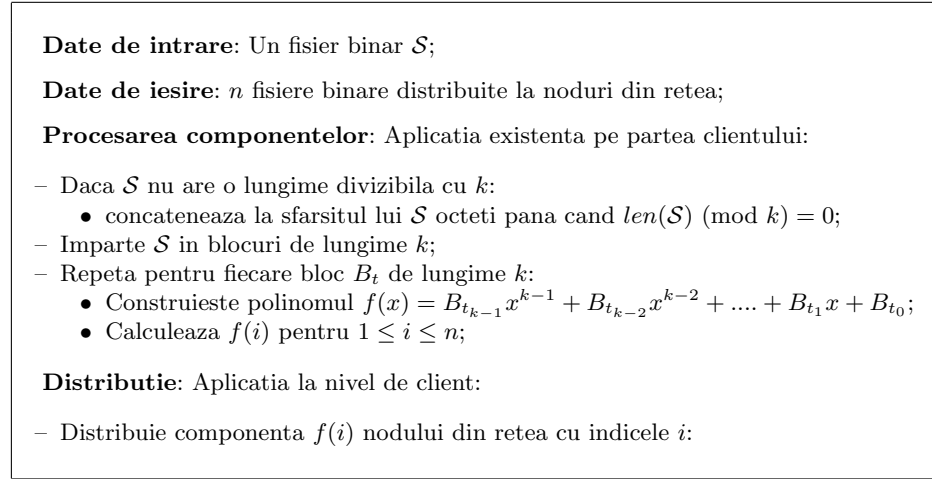


Fig. 5. Schema Alouneh et al. - Generare

Example 2. Vom exemplifica modul de calcul in $GF(256) \pmod{g(x)}$ unde $g(x) = x^8 + x^4 + x^3 + 1$. Luam polinomul $f(x) = 10 + 15x$ care corespunde unui fisier format din octetii (in aceasta ordine) 10 15.

$$\begin{aligned}
f(01) \pmod{g(x)} &= 10 + 15 \pmod{g(x)} \\
&= (x^4) + (x^4 + x^2 + 1) \pmod{g(x)} \\
&= x^2 + 1 = 000000101_2 \\
&= 05_{16}
\end{aligned} \tag{2}$$

$$\begin{aligned}
f(02) \pmod{g(x)} &= 10 + 15 \cdot 02 \pmod{g(x)} \\
&= (x^4) + (x^5 + x^3 + x) \pmod{g(x)} \\
&= 00111010_2 \\
&= 3A_{16}
\end{aligned} \tag{3}$$

Pentru reconstituirea unui fisier (6) fse interpoleaza din orice multime de componente \mathcal{A} cu dimensiune minim k prin metoda lui Lagrange, asemanator schemei Shamir:

$$f(x) = \sum_{i \in A} f(i) \prod_{j \in A, j \neq i} \frac{x - j}{i - j} \tag{4}$$

Example 3. Vom exemplifica interpolarea 4 pe componentele calculate in 2 si 3 pentru a reconstitui polinomul:

$$\begin{aligned}
f(x) &= 05(x - 02)(01 - 02)^{-1} + 3A(x - 01)(02 - 01)^{-1} \\
&= 05(x - 02)03^{-1} + 3A(x - 01)03^{-1} \\
&= F6(05 + 3A)x + F6(05 \cdot 02 + 3A \cdot 01) \\
&= F6 \cdot 3F \cdot x + F6 \cdot 30 = 15x + 10
\end{aligned} \tag{5}$$

Noutatea arhitecturii consta in diminuarea redundantei componentelor la un factor de k , spre deosebire de sistemele descrise in 4.1 sau in 4.3. Reducerea spatiului ocupat este datorat inlocuirii coeficientilor cu octetii din fisierul ce va fi partajat. Confidentialitatea este indusa automat de schema lui Shamir.

Date de intrare: Cel putin k componente provenite din noduri (distincte);

Date de iesire: Fisierul binar original \mathcal{S} ;

Reconstructie: Aplicatia existenta pe partea clientului:

- Repeta pentru fiecare bloc al lui \mathcal{S} :
 - Calculeaza prin interpolare coeficientii 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
- Inlatura padding

Fig. 6. Schema Alouneh et al. - Reconstructie

6 Rezultate obtinute

Impreuna cu mentorul am analizat un articol aparut intr-un jurnal de clasa C unde am indentificat erori majore ale sale si am implementat sistemul descris de autori pentru a demonstra practic, nu doar teoretic anumite greseli pe care le vom evidentia in urmatoarele sectiuni. [18]

6.1 Erori gasite in articol

Spre deosebire de schema Shamir in care coeficientii sunt alesi intr-un mod aleator uniform, acestia reprezinta acum continut din fisierele originale. Alegerea este motivata de faptul ca multimea share-urilor si efortul computational depus pentru generarea coeficientilor se reduce la un factor de k spre deosebire de schema Shamir. Natura determinismului duce la cateva atacuri simple in momentul in care un atacator obtine informatiile retinute intr-un nod, indiferent de

marimea threshold-ului k . Intuitiv, determinismul implica de cele mai multe ori vulnerabilitati (aplicarea schemei de 2 ori pe date de intrare identice \rightarrow acelasi date de iesire).

6.2 Verificarea rezultatelor

6.3 Publicarea articolului

References

1. Katz, J., Lindell, Y.: Introduction to Modern Cryptography (Chapman & Hall/Crc Cryptography and Network Security Series). Chapman & Hall/CRC (2007)
2. Beimel, A.: Secret-sharing schemes: a survey. In: Coding and cryptology. Springer (2011) 11–46
3. Hillery, M., Bužek, V., Berthiaume, A.: Quantum secret sharing. *Physical Review A* **59**(3) (1999) 1829
4. Csirmaz, L.: The size of a share must be large. *Journal of cryptology* **10.4** (1997) 223–231
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. Boneh, D.: The decision diffie-hellman problem. In: *Algorithmic number theory*. Springer (1998) 48–63
7. Blakley, G.: Safeguarding cryptographic keys. *Proceedings of the 1979 AFIPS National Computer Conference* (1979) 313–317
8. Shamir, A.: How to share a secret. *Commun. ACM* **22**(11) (1979) 612–613
9. 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
10. 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
11. 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
12. Storer, M.W., Greenan, K.M., Miller, E.L., Voruganti, K.: Potshards - a secure, recoverable, long-term archival storage system. *TOS* **5**(2) (2009)
13. 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
14. 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
15. Subbiah, A., Blough, D.M.: An approach for fault tolerant and secure data storage in collaborative work environments. In: *StorageSS. (2005)* 84–93
16. 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
17. 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
18. 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