Criptografie și Securitate

- Prelegerea 11 -
Coduri de autentificare a mesajelor

Adela Georgescu, Ruxandra F. Olimid

Facultatea de Matematică și Informatică
Universitatea din București

Cuprins

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Un scop de bază al criptografiei este să asigure comunicarea sigură de-a lungul unui canal public de comunicare;

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Un scop de bază al criptografiei este să asigure comunicarea sigură de-a lungul unui canal public de comunicare;
- Am vazut cum putem obține aceasta cu ajutorul schemelor de criptare;

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Un scop de bază al criptografiei este să asigure comunicarea sigură de-a lungul unui canal public de comunicare;
- Am vazut cum putem obține aceasta cu ajutorul schemelor de criptare;
- Insă, nu ne interesează doar ca adversarul să nu aibă acces la mesajele trimise, ci...

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Un scop de bază al criptografiei este să asigure comunicarea sigură de-a lungul unui canal public de comunicare;
- Am vazut cum putem obține aceasta cu ajutorul schemelor de criptare;
- Insă, nu ne interesează doar ca adversarul să nu aibă acces la mesajele trimise, ci...
- Vrem să garantăm integritatea mesajelor (sau autentificarea mesajelor)

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Un scop de bază al criptografiei este să asigure comunicarea sigură de-a lungul unui canal public de comunicare;
- Am vazut cum putem obține aceasta cu ajutorul schemelor de criptare;
- Insă, nu ne interesează doar ca adversarul să nu aibă acces la mesajele trimise, ci...
- Vrem să garantăm integritatea mesajelor (sau autentificarea mesajelor)
- Aceasta înseamnă ca mesajul primit de Bob este exact mesajul trimis de Alice.

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Iată un exemplu:

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Iată un exemplu:
- Să consideram cazul în care un mare lanț de supermarket-uri trimite o comandă pe email către un furnizor pentru a achiziționa 10.000 bax-uri de apă minerală;

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Iată un exemplu:
- Să consideram cazul în care un mare lanț de supermarket-uri trimite o comandă pe email către un furnizor pentru a achiziționa 10.000 bax-uri de apă minerală;
- Odată primită comanda, furnizorul trebuie să verifice următoarele:

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Iată un exemplu:
- Să consideram cazul în care un mare lanț de supermarket-uri trimite o comandă pe email către un furnizor pentru a achiziționa 10.000 bax-uri de apă minerală;
- Odată primită comanda, furnizorul trebuie să verifice următoarele:
  1. Comanda este autentică? A fost trimisă cu adevărat de un supermarket sau de către un adversar care a furat contul de email al clientului respectiv ?

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- Iată un exemplu:
- Să consideram cazul în care un mare lanț de supermarket-uri trimite o comandă pe email către un furnizor pentru a achiziționa 10.000 bax-uri de apă minerală;
- Odată primită comanda, furnizorul trebuie să verifice următoarele:
  1. Comanda este autentică? A fost trimisă cu adevărat de un supermarket sau de către un adversar care a furat contul de email al clientului respectiv ?
  2. Dacă s-a convins de autenticitatea comenzii, trebuie verificat dacă detaliile ei sunt cele originale sau au fost modificate pe parcurs de un adversar.

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- In exemplul precedent, problema este doar de integritate a mesajelor, și nu de confidențialitate (comanda nu e secretă);

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- In exemplul precedent, problema este doar de integritate a mesajelor, și nu de confidențialitate (comanda nu e secretă);
- In general nu ne putem baza pe încredere în ceea ce privește integritatea mesajelor transmise, indiferent că ele sunt:

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- In exemplul precedent, problema este doar de integritate a mesajelor, și nu de confidențialitate (comanda nu e secretă);
- In general nu ne putem baza pe încredere în ceea ce privește integritatea mesajelor transmise, indiferent că ele sunt:
  - comenzi efectuate online
  - operațiuni bancare online
  - email, SMS

Comunicare sigură și integritatea mesajelor

- In exemplul precedent, problema este doar de integritate a mesajelor, și nu de confidențialitate (comanda nu e secretă);
- In general nu ne putem baza pe încredere în ceea ce privește integritatea mesajelor transmise, indiferent că ele sunt:
  - comenzi efectuate online
  - operațiuni bancare online
  - email, SMS
- Vom vedea cum putem folosi tehnici criptografice pentru a preveni modificarea nedectată a mesajelor transmise.

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Criptarea, în general, **NU** oferă integritatea mesajelor!

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Criptarea, în general, **NU** oferă integritatea mesajelor!
- Dacă un mesaj este transmis criptat de-a lungul unui canal de comunicare, nu înseamnă că un adversar nu poate modifica/altera mesajul așa încât modificarea să aiba sens în textul clar;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Criptarea, în general, **NU** oferă integritatea mesajelor!
- Dacă un mesaj este transmis criptat de-a lungul unui canal de comunicare, nu înseamnă că un adversar nu poate modifica/altera mesajul așa încât modificarea să aiba sens în textul clar;
- Verificăm, în continuare, că nici o schemă de criptare studiată nu oferă integritatea mesajelor;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Criptarea folosind sisteme fluide
  - $Enc_k(m) = G(k) \oplus m$, unde G este un PRG;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Criptarea folosind sisteme fluide
  - $Enc_k(m) = G(k) \oplus m$, unde G este un PRG;
  - Dacă modificăm un singur bit din textul criptat c, modificarea se va reflecta imediat în același bit din textul clar;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Criptarea folosind sisteme fluide
  - $Enc_k(m) = G(k) \oplus m$, unde G este un PRG;
  - Dacă modificăm un singur bit din textul criptat c, modificarea se va reflecta imediat în același bit din textul clar;
  - Consecințele pot fi grave: de pildă, să considerăm transferul unei sume de bani în dolari criptate, reprezentată în binar;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

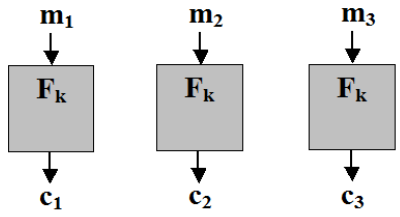
- Criptarea folosind sisteme fluide
  - $Enc_k(m) = G(k) \oplus m$, unde G este un PRG;
  - Dacă modificăm un singur bit din textul criptat c, modificarea se va reflecta imediat în același bit din textul clar;
  - Consecințele pot fi grave: de pildă, să considerăm transferul unei sume de bani în dolari criptate, reprezentată în binar;
  - Modificarea unui bit poate schimba suma foarte mult (al 11 lsb schimbă suma cu mai mult de 1000$);

Criptare vs. autentificarea mesajelor

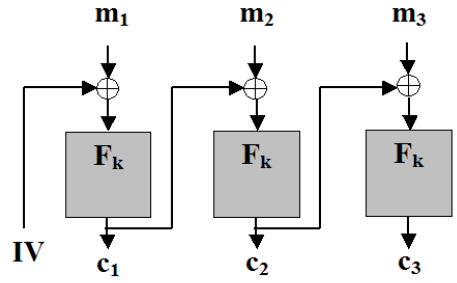
- Criptarea folosind sisteme fluide
  - $Enc_k(m) = G(k) \oplus m$, unde G este un PRG;
  - Dacă modificăm un singur bit din textul criptat c, modificarea se va reflecta imediat în același bit din textul clar;
  - Consecințele pot fi grave: de pildă, să considerăm transferul unei sume de bani în dolari criptate, reprezentată în binar;
  - Modificarea unui bit poate schimba suma foarte mult (al 11 lsb schimbă suma cu mai mult de 1000$);
  - Același atac se poate aplica și la OTP.

Criptare vs. autentificarea mesajelor

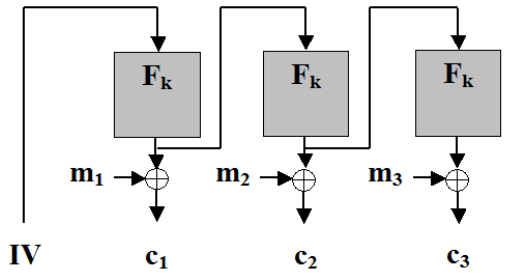
- Criptarea folosind sisteme bloc
  - Intrebare: Atacul de mai sus se poate aplica și pentru sistemele bloc cu modurile de operare studiate?



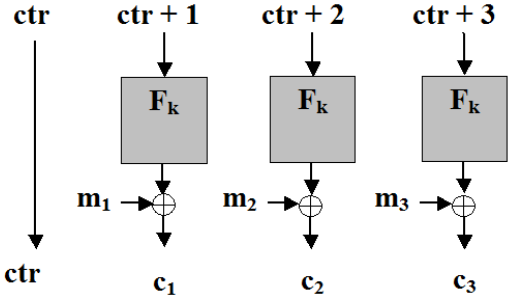
(a) ECB



(b) CBC



(c) OFB



(d) CTR

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Răspuns: Atacul se aplică identic pentru modurile OFB și CTR;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Răspuns: Atacul se aplică identic pentru modurile OFB și CTR;
- Pentru modul ECB, modificarea unui bit din al i-lea bloc criptat afectează numai al i-lea bloc clar, dar este foarte greu de prezis efectul exact;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Răspuns: Atacul se aplică identic pentru modurile OFB și CTR;
- Pentru modul ECB, modificarea unui bit din al i-lea bloc criptat afectează numai al i-lea bloc clar, dar este foarte greu de prezis efectul exact;
- Mai mult, ordinea blocurilor la ECB poate fi schimbată;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Răspuns: Atacul se aplică identic pentru modurile OFB și CTR;
- Pentru modul ECB, modificarea unui bit din al i-lea bloc criptat afectează numai al i-lea bloc clar, dar este foarte greu de prezis efectul exact;
- Mai mult, ordinea blocurilor la ECB poate fi schimbată;
- Pentru modul CBC, schimbarea bitului j din IV va schimba bitul j din primul bloc;

Criptare vs. autentificarea mesajelor

- Răspuns: Atacul se aplică identic pentru modurile OFB și CTR;
- Pentru modul ECB, modificarea unui bit din al i-lea bloc criptat afectează numai al i-lea bloc clar, dar este foarte greu de prezis efectul exact;
- Mai mult, ordinea blocurilor la ECB poate fi schimbată;
- Pentru modul CBC, schimbarea bitului j din IV va schimba bitul j din primul bloc;
- Toate celelalte blocuri de text clar rămân neschimbate ($m_i = F_k^{-1}(c_i) \oplus c_{i-1}$ iar blocurile c_i si c_{i-1} nu au fost modificate).

Coduri de autentificare a mesajelor - MAC

- Așa cum am vazut, criptarea nu rezolvă problema autentificarii mesajelor;

Coduri de autentificare a mesajelor - MAC

- Așa cum am vazut, criptarea nu rezolvă problema autentificarii mesajelor;
- Vom folosi un mecanism diferit, numit cod de autentificare a mesajelor - MAC (Message Authentication Code);

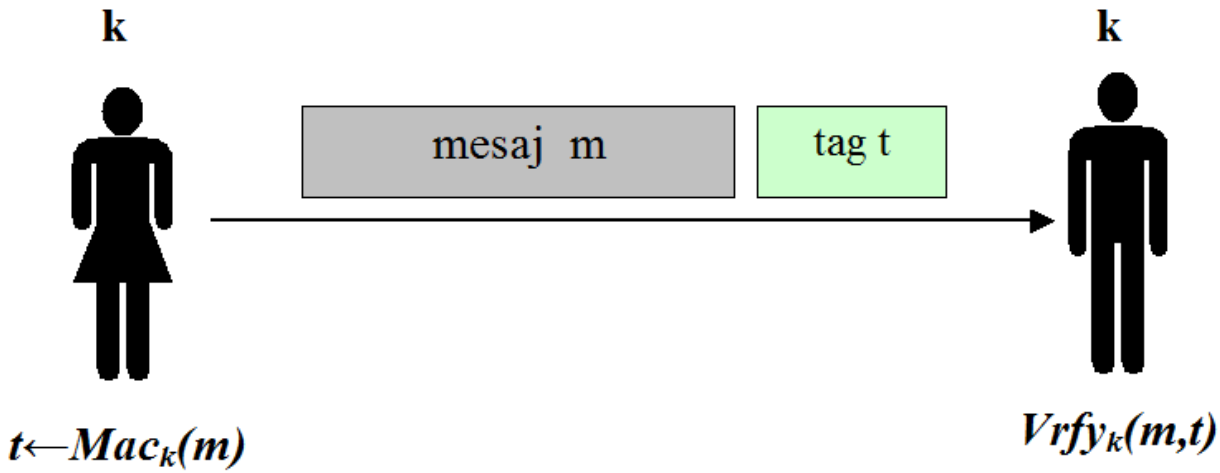
Coduri de autentificare a mesajelor - MAC

- Așa cum am vazut, criptarea nu rezolvă problema autentificarii mesajelor;
- Vom folosi un mecanism diferit, numit cod de autentificare a mesajelor - MAC (Message Authentication Code);
- Scopul lor este de a împiedica un adversar să modifice un mesaj trimis fără ca părțile care comunică să nu detecteze modificarea;

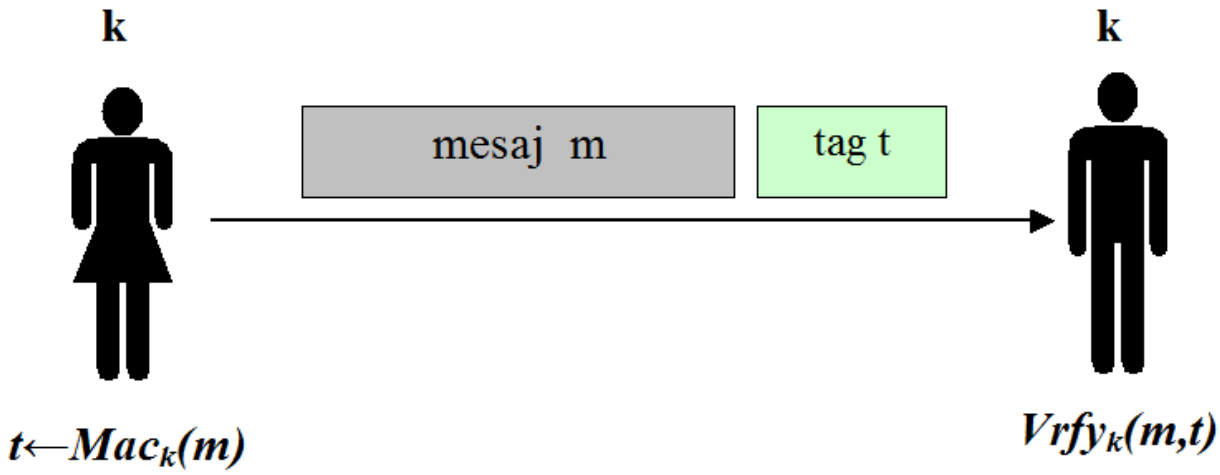
Coduri de autentificare a mesajelor - MAC

- Așa cum am vazut, criptarea nu rezolvă problema autentificarii mesajelor;
- Vom folosi un mecanism diferit, numit cod de autentificare a mesajelor - MAC (Message Authentication Code);
- Scopul lor este de a împiedica un adversar să modifice un mesaj trimis fără ca părțile care comunică să nu detecteze modificarea;
- Vom lucra în continuare în contextul criptografiei cu cheie secretă unde părțile trebuie să prestabilească de comun acord o cheie secretă.

MAC - Definiție

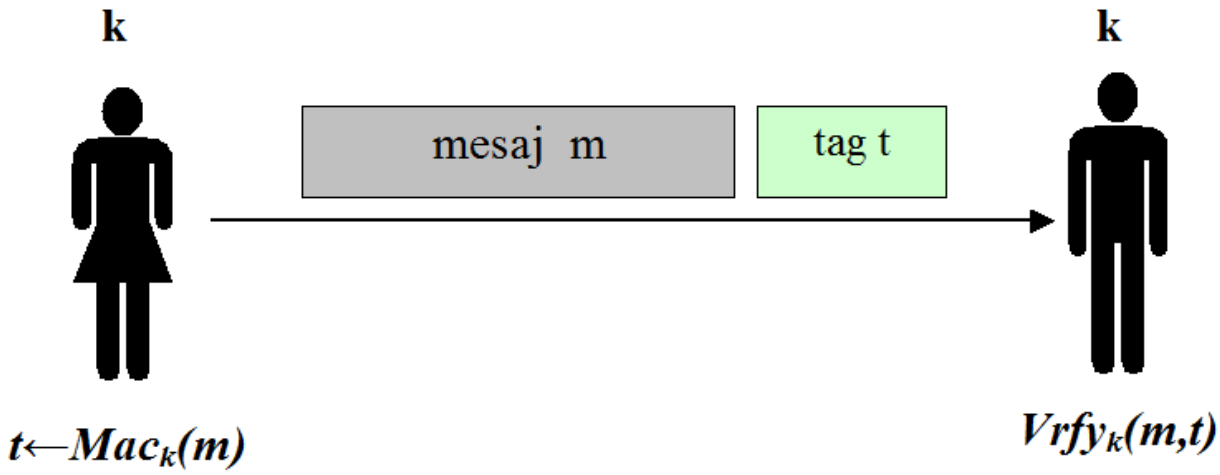


MAC - Definiție



- Alice și Bob stabliesc o cheie secretă k pe care o partajează;

MAC - Definiție



- Alice și Bob stabliesc o cheie secretă k pe care o partajează;
- Când Alice vrea să îi trimită un mesaj m lui Bob, calculează mai întâi un tag t pe baza mesajului m și a cheii k și trimite perechea (m, t);

MAC - Definiție

- Tag-ul este calculat folosind un algoritm de generare a tag-urilor numit `Mac`;

MAC - Definiție

- Tag-ul este calculat folosind un algoritm de generare a tag-urilor numit `Mac`;
- La primirea perechii (m, t) Bob verifică dacă tag-ul este valid (în raport cu cheia k) folosind un algoritm de verificare `Vrfy`;

MAC - Definiție

- Tag-ul este calculat folosind un algoritm de generare a tag-urilor numit `Mac`;
- La primirea perechii (m, t) Bob verifică dacă tag-ul este valid (în raport cu cheia k) folosind un algoritm de verificare `Vrfy`;
- In continuare prezentăm definiția formală a unui cod de autentificare a mesajelor.

MAC - Definiție

Definiție

Un cod de autentificare a mesajelor (MAC) definit peste $(\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{T})$ *este format dintr-o pereche de algoritmi polinomiali* $(\mathrm{Mac}, \mathrm{Vrfy})$ *unde:*

1. $\mathrm{Mac} : \mathcal{K} \times \mathcal{M} \to \mathcal{T}$ *este algoritmul de generare a tag-urilor* $t \leftarrow \mathrm{Mac}_k(m)$*;*
2. $\mathrm{Vrfy} : \mathcal{K} \times \mathcal{M} \times \mathcal{T} \to \{0, 1\}$
   este algoritmul de verificare ce întoarce un bit $b = \mathrm{Vrfy}_k(m, t)$ *cu semnificația că:*
   - $b = 1$ *înseamnă* valid
   - $b = 0$ *înseamnă* invalid

a.î : $\forall m \in \mathcal{M},\ k \in \mathcal{K}\ \mathrm{Vrfy}_k(m, \mathrm{Mac}_k(m)) = 1.$

Securitate MAC - discuție

- Intuiție: nici un adversar polinomial nu ar trebui să poată genera un tag valid pentru nici un mesaj "nou" care nu a fost deja trimis (și autentificat) de părțile care comunică;

Securitate MAC - discuție

- Intuiție: nici un adversar polinomial nu ar trebui să poată genera un tag valid pentru nici un mesaj "nou" care nu a fost deja trimis (și autentificat) de părțile care comunică;
- Trebuie să definim puterea adversarului și ce înseamnă spargerea sau un atac asupra securității;

Securitate MAC - discuție

- Intuiție: nici un adversar polinomial nu ar trebui să poată genera un tag valid pentru nici un mesaj "nou" care nu a fost deja trimis (și autentificat) de părțile care comunică;
- Trebuie să definim puterea adversarului și ce înseamnă spargerea sau un atac asupra securității;
- Adversarul lucrează în timp polinomial și are acces la mesajele trimise între părți împreuna cu tag-urile aferente.

Securitate MAC - discuție

- Intuiție: nici un adversar polinomial nu ar trebui să poată genera un tag valid pentru nici un mesaj "nou" care nu a fost deja trimis (și autentificat) de părțile care comunică;
- Trebuie să definim puterea adversarului și ce înseamnă spargerea sau un atac asupra securității;
- Adversarul lucrează în timp polinomial și are acces la mesajele trimise între părți împreuna cu tag-urile aferente.
- Adversarul poate influența conținutul mesajelor (direct sau indirect), fiind deci un adversar *activ*.

Securitate MAC - formalizare

- Formal, îi dăm adversarului acces la un *oracol* $\mathrm{Mac}_k(\cdot)$;

Securitate MAC - formalizare

- Formal, îi dăm adversarului acces la un *oracol* $\mathrm{Mac}_k(\cdot)$;
- Adversarul poate trimite orice mesaj m dorit către oracol și primește înapoi un tag corespunzător $t \leftarrow \mathrm{Mac}_k(m)$;

Securitate MAC - formalizare

- Formal, îi dăm adversarului acces la un *oracol* $\mathrm{Mac}_k(\cdot)$;
- Adversarul poate trimite orice mesaj m dorit către oracol și primește înapoi un tag corespunzător $t \leftarrow \mathrm{Mac}_k(m)$;
- Considerăm că securitatea este impactată dacă adversarul este capabil să producă un mesaj m împreună cu un tag t așa încât:

Securitate MAC - formalizare

- Formal, îi dăm adversarului acces la un *oracol* $\mathrm{Mac}_k(\cdot)$;
- Adversarul poate trimite orice mesaj m dorit către oracol și primește înapoi un tag corespunzător $t \leftarrow \mathrm{Mac}_k(m)$;
- Considerăm că securitatea este impactată dacă adversarul este capabil să producă un mesaj m împreună cu un tag t așa încât:
  1. t este un tag valid pentru mesajul m: $\mathrm{Vrfy}_k(m, t) = 1$;

Securitate MAC - formalizare

- Formal, îi dăm adversarului acces la un *oracol* $\mathrm{Mac}_k(\cdot)$;
- Adversarul poate trimite orice mesaj m dorit către oracol și primește înapoi un tag corespunzător $t \leftarrow \mathrm{Mac}_k(m)$;
- Considerăm că securitatea este impactată dacă adversarul este capabil să producă un mesaj m împreună cu un tag t așa încât:
  1. t este un tag valid pentru mesajul m: $\mathrm{Vrfy}_k(m, t) = 1$;
  2. Adversarul nu a solicitat anterior (de la oracol) un tag pentru mesajul m.

Securitate MAC - formalizare

- Despre un MAC care satisface nivelul de securitate de mai sus spunem că *nu poate fi falsificat printr-un atac cu mesaj ales*;

Securitate MAC - formalizare

- Despre un MAC care satisface nivelul de securitate de mai sus spunem că *nu poate fi falsificat printr-un atac cu mesaj ales*;
- Aceasta înseamnă că un adversar nu este capabil să falsifice un tag valid pentru nici un mesaj ...

Securitate MAC - formalizare

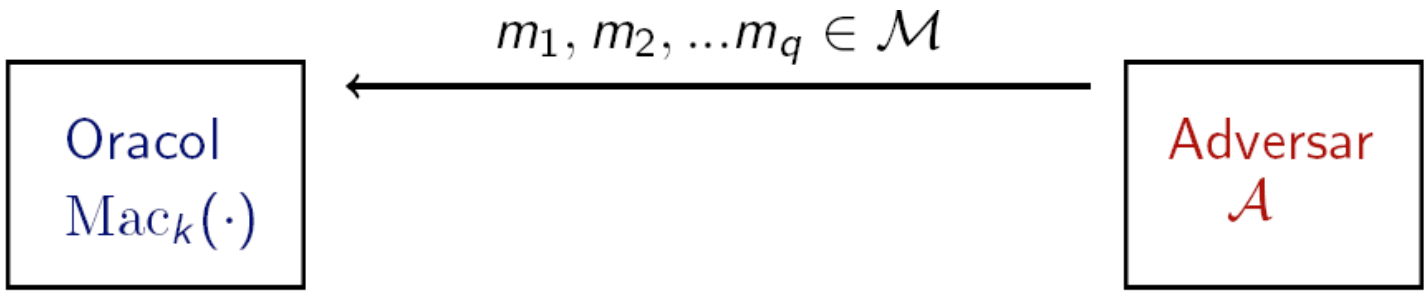
- Despre un MAC care satisface nivelul de securitate de mai sus spunem că *nu poate fi falsificat printr-un atac cu mesaj ales*;
- Aceasta înseamnă că un adversar nu este capabil să falsifice un tag valid pentru nici un mesaj ...
- ... deși poate obține tag-uri pentru orice mesaj ales de el, chiar *adaptiv* în timpul atacului.

Securitate MAC - formalizare

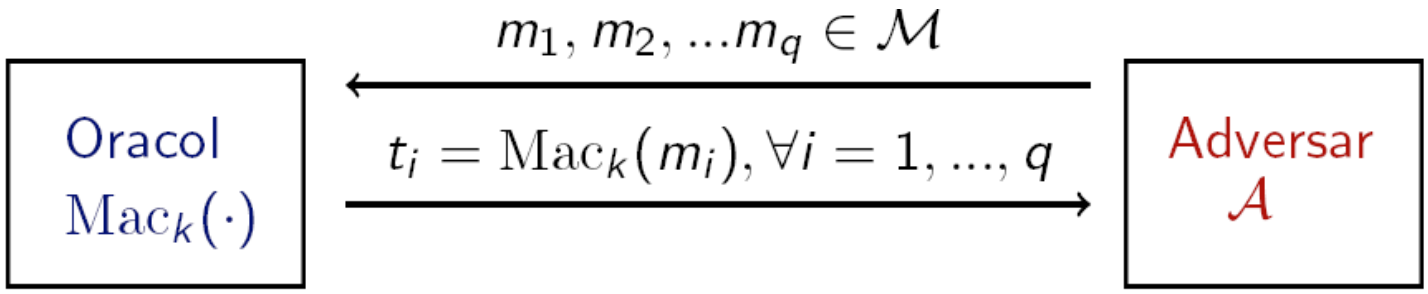
- Despre un MAC care satisface nivelul de securitate de mai sus spunem că *nu poate fi falsificat printr-un atac cu mesaj ales*;
- Aceasta înseamnă că un adversar nu este capabil să falsifice un tag valid pentru nici un mesaj ...
- ... deși poate obține tag-uri pentru orice mesaj ales de el, chiar *adaptiv* în timpul atacului.
- Pentru a da definiția formală, definim mai întâi un experiment pentru un MAC $\pi = (\mathrm{Mac}, \mathrm{Vrfy})$, în care considerăm un adversar $\mathcal{A}$ și parametrul de securitate n;

Experimentul $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n)$

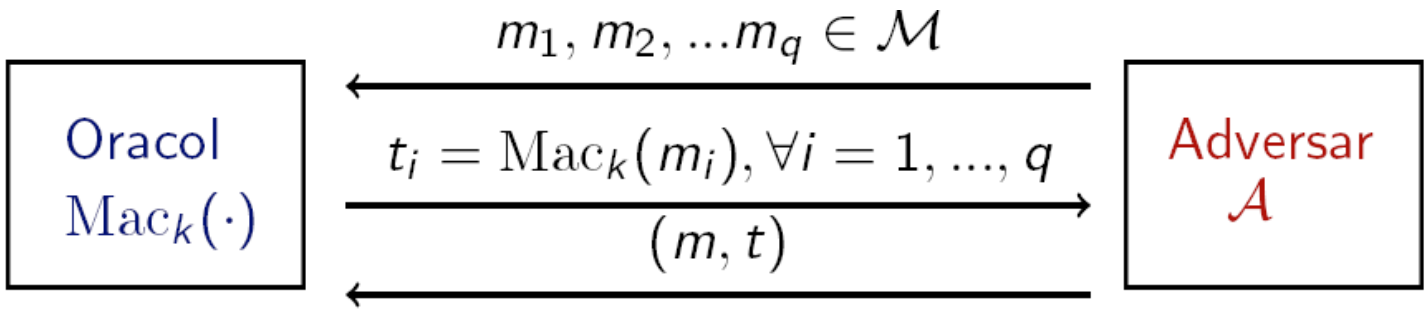
Experimentul $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n)$



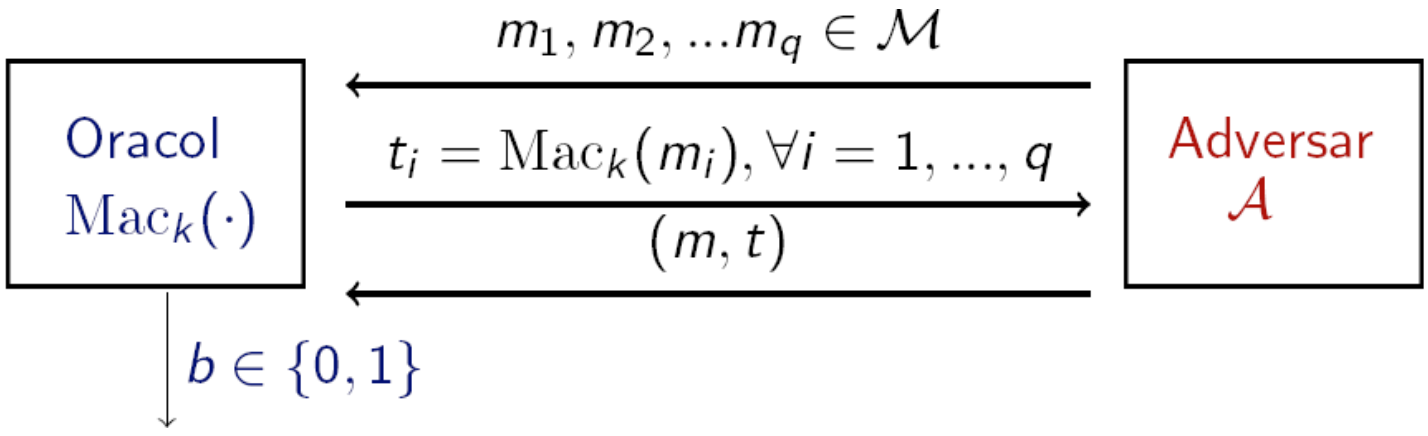
Experimentul $\mathrm{Mac}_{\mathcal{A},\pi}^{forge}(n)$



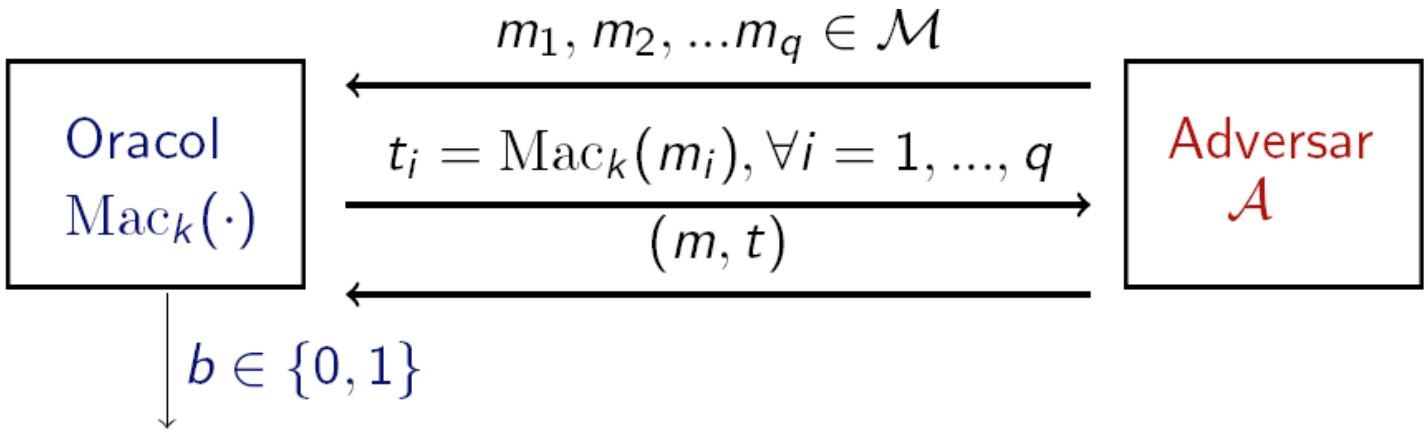
Experimentul $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n)$



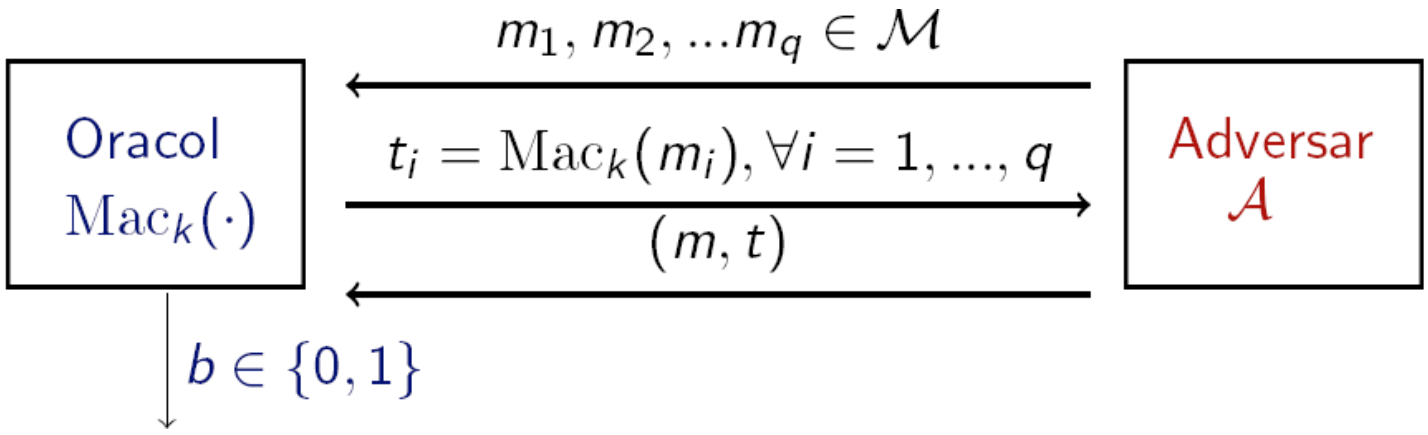
Experimentul $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n)$



Experimentul $\mathrm{Mac}_{\mathcal{A},\pi}^{forge}(n)$

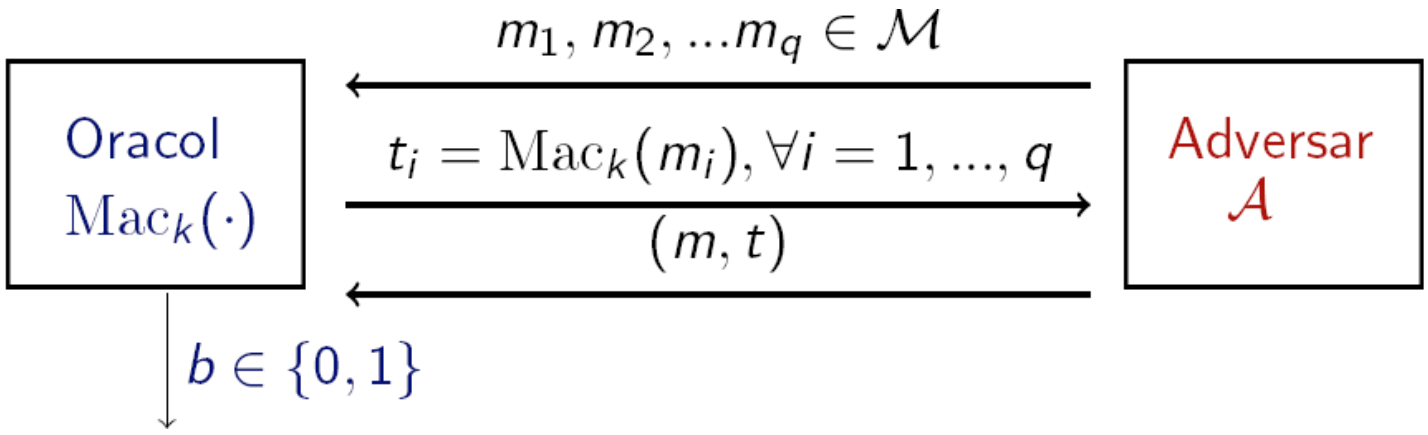


Experimentul $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n)$



- Output-ul experimentului este 1 dacă și numai dacă:
  (1) $\mathrm{Vrfy}_k(m, t) = 1$ si (2) $m \notin \{m_1, ..., m_q\}$;

Experimentul $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n)$



- Output-ul experimentului este 1 dacă și numai dacă:
  (1) $\mathrm{Vrfy}_k(m, t) = 1$ si (2) $m \notin \{m_1, ..., m_q\}$;
- Dacă $\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n) = 1$, spunem că $\mathcal{A}$ a efectuat experimentul cu succes.

Securitate MAC

Definiție

Un cod de autentificare al mesajelor $\pi = (\mathrm{Mac}, \mathrm{Vrfy})$ *este sigur (nu poate fi falsificat printr-un atac cu mesaj ales) dacă pentru orice adversar polinomial* $\mathcal{A}$ *există o funcție neglijabilă* $negl$ *așa încât*

$$Pr[\mathrm{Mac}^{forge}_{\mathcal{A},\pi}(n) = 1] \leq negl(n).$$

Atacuri prin replicare

- Întrebare: De ce este necesară a doua condiție de la securitatea MAC (un adversar nu poate întoarce un mesaj pentru care anterior a cerut un tag)?

Atacuri prin replicare

- Întrebare: De ce este necesară a doua condiție de la securitatea MAC (un adversar nu poate întoarce un mesaj pentru care anterior a cerut un tag)?
- Răspuns: Pentru a evita atacurile prin replicare în care un adversar copiază un mesaj împreună cu tag-ul aferent trimise de părțile comunicante;

Atacuri prin replicare

- Întrebare: De ce este necesară a doua condiție de la securitatea MAC (un adversar nu poate întoarce un mesaj pentru care anterior a cerut un tag)?
- Răspuns: Pentru a evita atacurile prin replicare în care un adversar copiază un mesaj împreună cu tag-ul aferent trimise de părțile comunicante;
- Intrebare: Definiția MAC oferă protecție la atacurile prin replicare efectuate chiar de părțile comunicante?

Atacuri prin replicare

- Întrebare: De ce este necesară a doua condiție de la securitatea MAC (un adversar nu poate întoarce un mesaj pentru care anterior a cerut un tag)?
- Răspuns: Pentru a evita atacurile prin replicare în care un adversar copiază un mesaj împreună cu tag-ul aferent trimise de părțile comunicante;
- Intrebare: Definiția MAC oferă protecție la atacurile prin replicare efectuate chiar de părțile comunicante?
- Răspuns: NU! MAC-urile nu oferă nici un fel de protecție la atacurile prin replicare efectuate de părțile comunicante.

Atacuri prin replicare

- De exemplu: Alice trimite către banca sa un ordin de transfer a 1.000$ din contul ei în contul lui Bob;

Atacuri prin replicare

- De exemplu: Alice trimite către banca sa un ordin de transfer a 1.000$ din contul ei în contul lui Bob;
- Pentru aceasta, Alice calculează un tag MAC și îl atașază mesajului așa încât banca știe că mesajul este autentic;

Atacuri prin replicare

- De exemplu: Alice trimite către banca sa un ordin de transfer a 1.000$ din contul ei în contul lui Bob;
- Pentru aceasta, Alice calculează un tag MAC și îl atașază mesajului așa încât banca știe că mesajul este autentic;
- Dacă MAC-ul este sigur, Bob nu va putea intercepta mesajul și modifica suma la 10.000$;

Atacuri prin replicare

- De exemplu: Alice trimite către banca sa un ordin de transfer a 1.000$ din contul ei în contul lui Bob;
- Pentru aceasta, Alice calculează un tag MAC și îl atașază mesajului așa încât banca știe că mesajul este autentic;
- Dacă MAC-ul este sigur, Bob nu va putea intercepta mesajul și modifica suma la 10.000$;
- Dar Bob poate intercepta mesajul și îl poate replica de *zece* ori către bancă;

Atacuri prin replicare

- De exemplu: Alice trimite către banca sa un ordin de transfer a 1.000$ din contul ei în contul lui Bob;
- Pentru aceasta, Alice calculează un tag MAC și îl atașază mesajului așa încât banca știe că mesajul este autentic;
- Dacă MAC-ul este sigur, Bob nu va putea intercepta mesajul și modifica suma la 10.000$;
- Dar Bob poate intercepta mesajul și îl poate replica de *zece* ori către bancă;
- Dacă banca îl acceptă, Bob va avea în cont 10.000$.

Atacuri prin replicare

- Un MAC nu protejează împotriva unui atac prin replicare pentru că definiția nu încorporează nici o noțiune de *stare* în algortimul de verificare;

Atacuri prin replicare

- Un MAC nu protejează împotriva unui atac prin replicare pentru că definiția nu încorporează nici o noțiune de *stare* în algortimul de verificare;
- Mai degrabă, protecția împotriva replicării trebuie făcută la nivel înalt de către aplicatiile care folosesc MAC-uri;

Atacuri prin replicare

- Un MAC nu protejează împotriva unui atac prin replicare pentru că definiția nu încorporează nici o noțiune de *stare* în algortimul de verificare;
- Mai degrabă, protecția împotriva replicării trebuie făcută la nivel înalt de către aplicatiile care folosesc MAC-uri;
- Două tehnici comune de protejare împotriva atacurilor prin replicare folosesc *secvențe de numere* sau *ștampilă de timp*;

Atacuri prin replicare

- Un MAC nu protejează împotriva unui atac prin replicare pentru că definiția nu încorporează nici o noțiune de *stare* în algortimul de verificare;
- Mai degrabă, protecția împotriva replicării trebuie făcută la nivel înalt de către aplicatiile care folosesc MAC-uri;
- Două tehnici comune de protejare împotriva atacurilor prin replicare folosesc *secvențe de numere* sau *ștampilă de timp*;
- Pentru secvențe de numere, fiecare mesaj m are asignat un număr i iar tag-ul este calculat pe mesajul $i||m$;

Atacuri prin replicare

- Un MAC nu protejează împotriva unui atac prin replicare pentru că definiția nu încorporează nici o noțiune de *stare* în algortimul de verificare;
- Mai degrabă, protecția împotriva replicării trebuie făcută la nivel înalt de către aplicatiile care folosesc MAC-uri;
- Două tehnici comune de protejare împotriva atacurilor prin replicare folosesc *secvențe de numere* sau *ștampilă de timp*;
- Pentru secvențe de numere, fiecare mesaj m are asignat un număr i iar tag-ul este calculat pe mesajul $i||m$;
- Întrebare: De ce această tehnică protejează împotriva atacurilor prin replicare?

Atacuri prin replicare

- Răspuns: Pentru că orice nouă replicare a lui m trebuie să construiască un tag pentru mesajul $i'||m$, unde i' nu a mai fost folosit niciodată;

Atacuri prin replicare

- Răspuns: Pentru că orice nouă replicare a lui m trebuie să construiască un tag pentru mesajul $i'||m$, unde i' nu a mai fost folosit niciodată;
- Dezavantajul este că trebuie stocată o listă cu numerele folosite anterior

Atacuri prin replicare

- Răspuns: Pentru că orice nouă replicare a lui m trebuie să construiască un tag pentru mesajul $i'||m$, unde i' nu a mai fost folosit niciodată;
- Dezavantajul este că trebuie stocată o listă cu numerele folosite anterior
- O alternativă ar fi folosirea ștampilelor de timp: la recepția mesajului, destinatarul verifică dacă ștampila de timp inclusă se află într-un interval de timp acceptabil;

Atacuri prin replicare

- Răspuns: Pentru că orice nouă replicare a lui m trebuie să construiască un tag pentru mesajul $i'||m$, unde i' nu a mai fost folosit niciodată;
- Dezavantajul este că trebuie stocată o listă cu numerele folosite anterior
- O alternativă ar fi folosirea ștampilelor de timp: la recepția mesajului, destinatarul verifică dacă ștampila de timp inclusă se află într-un interval de timp acceptabil;
- Aceasta presupune ca părțile să aibă ceasuri sincronizate;

Atacuri prin replicare

- Răspuns: Pentru că orice nouă replicare a lui m trebuie să construiască un tag pentru mesajul $i'||m$, unde i' nu a mai fost folosit niciodată;
- Dezavantajul este că trebuie stocată o listă cu numerele folosite anterior
- O alternativă ar fi folosirea ștampilelor de timp: la recepția mesajului, destinatarul verifică dacă ștampila de timp inclusă se află într-un interval de timp acceptabil;
- Aceasta presupune ca părțile să aibă ceasuri sincronizate;
- În plus, dacă un atac prin replicare este suficient de rapid, el se poate desfășura cu succes chiar și în aceste condiții.

Constructia MAC-urilor sigure

- *Funcțiile pseudoaleatoare* (PRF) sunt un instrument bun pentru a construi MAC-uri sigure;

Construcție

Fie $F : \{0,1\}^n \times \{0,1\}^n \to \{0,1\}^n$ *o PRF. Definim un MAC în felul următor:*

- Mac : *pentru o cheie* $k \in \{0,1\}^n$ *și un mesaj* $m \in \{0,1\}^n$, *calculează tag-ul* $t = F_k(m)$ *(dacă* $|m| \neq |k|$ *nu întoarce nimic);*
- Vrfy : *pentru o cheie* $k \in \{0,1\}^n$, *un mesaj* $m \in \{0,1\}^n$ *și un tag* $t \in \{0,1\}^n$, *întoarce 1 dacă și numai dacă* $t = F_k(m)$ *(dacă* $|m| \neq |k|$, *întoarce 0).*

Construcția MAC-urilor sigure

Teoremă

Dacă F este o funcție aleatoare, construcția de mai sus reprezintă un cod de autentificare a mesajelor sigur (nu poate fi falsificat prin atacuri cu mesaj ales).

Demonstrație intuitivă

- Dacă un tag t este obținut prin aplicarea unei funcții pseudoaleatoare pe un mesaj m, atunci falsificarea unui tag aferent unui mesaj ne-autentificat anterior presupune ca adversarul să ghicească valoarea funcției într-un "punct nou" (i.e. mesaj);

Demonstrație intuitivă

- Dacă un tag t este obținut prin aplicarea unei funcții pseudoaleatoare pe un mesaj m, atunci falsificarea unui tag aferent unui mesaj ne-autentificat anterior presupune ca adversarul să ghicească valoarea funcției într-un "punct nou" (i.e. mesaj);
- Probabilitatea de a ghici valoarea unei funcții aleatoare într-un punct nou este 2^{-n} (unde n este lungimea ieșirii funcției);

Demonstrație intuitivă

- Dacă un tag t este obținut prin aplicarea unei funcții pseudoaleatoare pe un mesaj m, atunci falsificarea unui tag aferent unui mesaj ne-autentificat anterior presupune ca adversarul să ghicească valoarea funcției într-un "punct nou" (i.e. mesaj);
- Probabilitatea de a ghici valoarea unei funcții aleatoare într-un punct nou este 2^{-n} (unde n este lungimea ieșirii funcției);
- Prin urmare, probabilitatea de a ghici valoarea într-un punct nou pentru o funcție pseudoaleatoare nu poate fi decât neglijabil mai mare.

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- Construcția prezentată anterior funcționează doar pe mesaje de lungime fixă;

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- Construcția prezentată anterior funcționează doar pe mesaje de lungime fixă;
- Insă în practică avem nevoie de mesaje de lungime variabilă;

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- Construcția prezentată anterior funcționează doar pe mesaje de lungime fixă;
- Insă în practică avem nevoie de mesaje de lungime variabilă;
- Arătăm cum putem obține un MAC de lungime variabilă pornind de la un MAC de lungime fixă;

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- Construcția prezentată anterior funcționează doar pe mesaje de lungime fixă;
- Insă în practică avem nevoie de mesaje de lungime variabilă;
- Arătăm cum putem obține un MAC de lungime variabilă pornind de la un MAC de lungime fixă;
- Fie $(\pi' = (\mathrm{Mac}', \mathrm{Vrfy}'))$ un MAC sigur de lungime fixă pentru mesaje de lungime n;

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- Construcția prezentată anterior funcționează doar pe mesaje de lungime fixă;
- Insă în practică avem nevoie de mesaje de lungime variabilă;
- Arătăm cum putem obține un MAC de lungime variabilă pornind de la un MAC de lungime fixă;
- Fie $(\pi' = (\mathrm{Mac}', \mathrm{Vrfy}'))$ un MAC sigur de lungime fixă pentru mesaje de lungime n;
- Pentru a construi un MAC de lungime variabilă, putem sparge mesajul m în blocuri $m_1, ..., m_d$ și autentificam blocurile folosind π';

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- Construcția prezentată anterior funcționează doar pe mesaje de lungime fixă;
- Insă în practică avem nevoie de mesaje de lungime variabilă;
- Arătăm cum putem obține un MAC de lungime variabilă pornind de la un MAC de lungime fixă;
- Fie $(\pi' = (\mathrm{Mac}', \mathrm{Vrfy}'))$ un MAC sigur de lungime fixă pentru mesaje de lungime n;
- Pentru a construi un MAC de lungime variabilă, putem sparge mesajul m în blocuri $m_1, ..., m_d$ și autentificam blocurile folosind π';
- Iată câteva modalități de a face aceasta:

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

1. *XOR pe toate blocurile cu autentificarea rezultatului*:
$$t = \mathrm{Mac}'_k(\oplus_i m_i)$$

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

1. *XOR pe toate blocurile cu autentificarea rezultatului*:
$$t = \mathrm{Mac}'_k(\oplus_i m_i)$$

   - Intrebare: Este sigură această metodă?

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

1. *XOR pe toate blocurile cu autentificarea rezultatului*:
$$t = \mathrm{Mac}'_k(\oplus_i m_i)$$

   - Intrebare: Este sigură această metodă?
   - Răspuns: NU! Un adversar poate modifica mesajul original m a.î. XOR-ul blocurilor nu se schimbă, el obținând un tag valid pentru un mesaj nou;

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

2. *Autentificare separată pentru fiecare bloc*:
$(t_1, ..., t_d)$, unde $t_i = \mathrm{Mac}'_k(m_i)$

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

2. *Autentificare separată pentru fiecare bloc*:
$(t_1, ..., t_d)$, unde $t_i = \mathrm{Mac}'_k(m_i)$

   - Intrebare: Este sigură această metodă?

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

2. *Autentificare separată pentru fiecare bloc*:
$$(t_1, ..., t_d), \text{ unde } t_i = \mathrm{Mac}'_k(m_i)$$

   - Intrebare: Este sigură această metodă?
   - Răspuns: NU! Un adversar poate schimba ordinea blocurilor în mesajul m, el obținând un tag valid pentru un mesaj nou;

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

3. *Autentificare separată pentru fiecare bloc folosind o secvență de numere*:

$$(t_1, ..., t_d), \text{ unde } t_i = \mathrm{Mac'}_k(i||m_i)$$

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

3. *Autentificare separată pentru fiecare bloc folosind o secvență de numere*:

$$(t_1, ..., t_d), \text{ unde } t_i = \mathrm{Mac'}_k(i||m_i)$$

- Intrebare: Este sigură această metodă?

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

3. *Autentificare separată pentru fiecare bloc folosind o secvență de numere*:

$$(t_1, ..., t_d), \text{ unde } t_i = \mathrm{Mac}'_k(i||m_i)$$

- Intrebare: Este sigură această metodă?
- Răspuns: NU! Un adversar poate scoate blocuri de la sfârșitul mesajului: $(t_1, ..., t_{d-1})$ este un tag valid pentru mesajul $(m_1, ..., m_{d-1})$;
  Mai mult, dacă $(t_1, ..., t_d)$ și $(t'_1, ..., t'_d)$ sunt tag-uri valide pentru mesajele $m = m_1, ..., m_d$ și $m' = m'_1, ..., m'_d$, atunci $(t_1, t'_2, t_3, t'_4, ...)$ este un tag valid pentru mesajul $m_1, m'_2, m_3, m'_4, ...$

MAC-uri pentru mesaje de lungime variabilă

- O soluție pentru atacurile anterioare o reprezintă adăugarea de informație suplimentară în fiecare bloc, în afara numărului de secvență:
  - un identificator aleator de mesaj - previne combinarea blocurilor din mesaje diferite
  - lungimea mesajului - previne modificarea lungimii mesajelor

CBC-MAC

- Soluția este ineficientă și greu de folosit în practică;

CBC-MAC

- Soluția este ineficientă și greu de folosit în practică;
- Insă, am văzut că putem construi MAC-uri sigure (chiar pentru mesaje de lungime variabilă) pe baza funcțiilor pseudoaleatoare (intrare de lungime fixă);

CBC-MAC

- Soluția este ineficientă și greu de folosit în practică;
- Insă, am văzut că putem construi MAC-uri sigure (chiar pentru mesaje de lungime variabilă) pe baza funcțiilor pseudoaleatoare (intrare de lungime fixă);
- Ceea ce înseamnă că putem construi MAC-uri sigure pornind de la cifruri bloc;

CBC-MAC

- Soluția este ineficientă și greu de folosit în practică;
- Insă, am văzut că putem construi MAC-uri sigure (chiar pentru mesaje de lungime variabilă) pe baza funcțiilor pseudoaleatoare (intrare de lungime fixă);
- Ceea ce înseamnă că putem construi MAC-uri sigure pornind de la cifruri bloc;
- Dar, cu construcția de mai sus, rezultatul e foarte ineficient: pentru un tag aferent unui mesaj de lungime $l \cdot n$, trebuie să aplicăm sistemul bloc de $4l$ ori iar tag-ul rezultat are $(4l + 1)n$ biți;

CBC-MAC

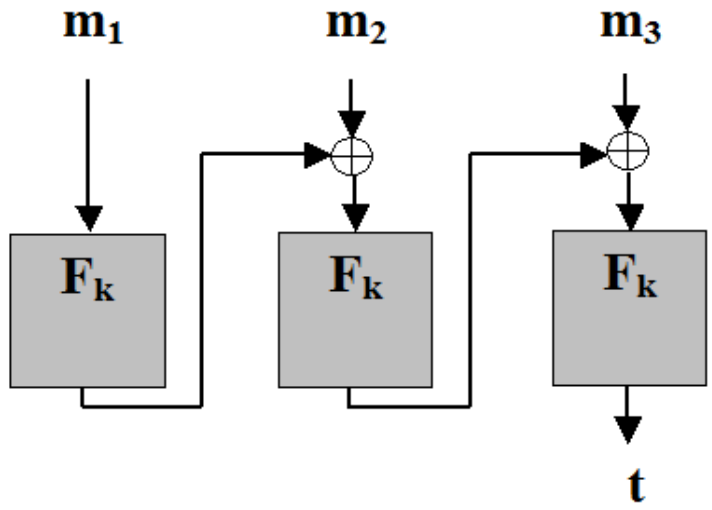
- O soluție mult mai eficientă este să folosim CBC-MAC;

CBC-MAC

- O soluție mult mai eficientă este să folosim CBC-MAC;
- CBC-MAC este o construcție similară cu modul CBC folosit pentru criptare;

CBC-MAC

- O soluție mult mai eficientă este să folosim CBC-MAC;
- CBC-MAC este o construcție similară cu modul CBC folosit pentru criptare;
- Folosind CBC-MAC, pentru un tag aferent unui mesaj de lungime $l \cdot n$, se aplică sistemul bloc doar de l ori.



CBC-MAC

Definiție

Fie F o funcție pseudoaleatoare. Un CBC-MAC este format dintr-o pereche de algoritmi polinomiali probabiliști $(\mathrm{Mac}, \mathrm{Vrfy})$*:*

1. Mac*: pentru o cheie* $k \in \{0,1\}^n$ *și un mesaj* m *de lungime* l*:*
   - *Sparge* m *in* $m = m_1, ..., m_l$, $|m_i| = n$ *și notează* $t_0 = 0^n$*;*
   - *Pentru* $i = 1, ..., l$*, calculează* $t_i = F_k(t_{i-1} \oplus m_i)$*;*

   Intoarce t_l *ca tag-ul rezultat;*
2. Vrfy *: pentru o cheie* $k \in \{0,1\}^n$*, un mesaj* m *de lungime* l*, și un tag* t *de lungime* n*:*
   întoarce 1 dacă și numai dacă $t = \mathrm{Mac}_k(m)$*.*

Rămâne valabilă condiția de corectitudine:
$\forall m \in \mathcal{M},\ k \in \mathcal{K},\ \mathrm{Vrfy}_k(m, \mathrm{Mac}_k(m)) = 1.$

Securitatea CBC-MAC

Teoremă

Dacă F este o funcție pseudoaleatoare, construcția de mai sus reprezintă un cod de autentificare a mesajelor sigur (nu poate fi falsificat prin atacuri cu mesaj ales) pentru mesaje de lungime $l \cdot n$.

Securitatea CBC-MAC

Teoremă

Dacă F este o funcție pseudoaleatoare, construcția de mai sus reprezintă un cod de autentificare a mesajelor sigur (nu poate fi falsificat prin atacuri cu mesaj ales) pentru mesaje de lungime $l \cdot n$.

- Construcția prezentată este sigură numai pentru autentificarea mesajelor de lungime fixă;

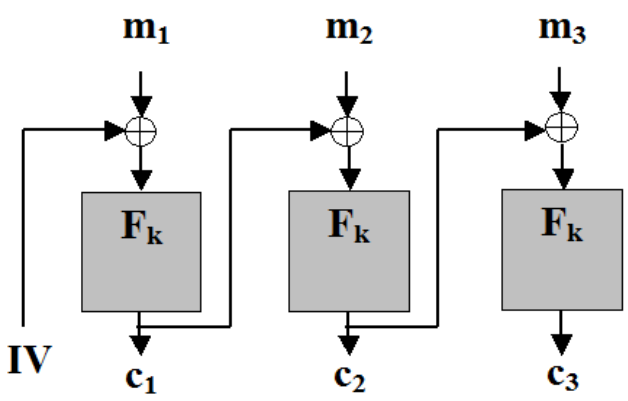
Securitatea CBC-MAC

Teoremă

Dacă F este o funcție pseudoaleatoare, construcția de mai sus reprezintă un cod de autentificare a mesajelor sigur (nu poate fi falsificat prin atacuri cu mesaj ales) pentru mesaje de lungime $l \cdot n$.

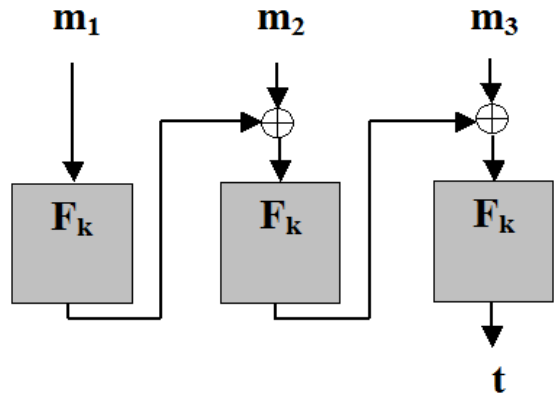
- Construcția prezentată este sigură numai pentru autentificarea mesajelor de lungime fixă;
- Avantajul acestei construcții față de cea anterioară este că ea poate autentifica mesaje de lungime mult mai mare;

CBC-MAC vc. Criptare in modul CBC



Criptare în mod CBC

- IV este aleator pentru a obține securitate;
- toate blocurile c_i constituie mesajul criptat.



CBC-MAC

- $IV = 0^n$ este fixat pentru a obține securitate;
- doar ieșirea ultimului bloc constituie tag-ul (întoarcerea tuturor blocurilor intermediare duce la pierderea securității)

CBC-MAC pentru mesaje de lungime variabilă

Putem modifica construcția anterioară în diverse moduri ca să obținem o versiune de CBC-MAC pentru mesaje de lungime variabilă. Iată trei dintre ele care pot fi demonstrate ca fiind sigure:

1. Calculează $k_l = F_k(l)$; Apoi folosește CBC-MAC cu cheia k_l; aceasta asigură faptul că sunt folosite chei diferite pentru a autentifica mesaje de lungimi diferite;

2. Se adaugă un bloc de mesaj (în fața primului bloc) care conține $|m|$ și se aplică CBC-MAC pe mesajul rezultat.

3. Se poate modifica schema așa încât să se aleagă două chei $k_1, k_2 \in \{0,1\}^n$; se autentifica mesajul m cu CBC-MAC folosind cheia k_1 și se obține t iar tag-ul rezultat va fi $t' = F_{k_2}(t)$.

Important de reținut!

- MAC-urile oferă două proprietăți importante de securitate: integritatea mesajelor și autentificarea mesajelor;
- Pentru construcția lor se folosesc funcții pseudoaleatoare (în practică, sisteme bloc) fiind destul de rapide.