Introduction à la sécurité informatique - 2
Approche formelle de la privacité

F. Prost
Frederic.Prost@insa-lyon.fr

INSA-Lyon

2024

Plan

Anonymat/Identité dans un monde virtuel

- Rien ne se ressemble plus que les 0 et 1 d'une mémoire informatique.

Anonymat/Identité dans un monde virtuel

- Rien ne se ressemble plus que les 0 et 1 d'une mémoire informatique.
- Problèmes duaux:
  - Anonymat: comment faire pour recevoir l'information (adresse de retour)...
  - Identité: comment prouver qu'on est soit dans un monde virtuel ?

Anonymat/Identité dans un monde virtuel

- Rien ne se ressemble plus que les 0 et 1 d'une mémoire informatique.
- Problèmes duaux:
  - Anonymat: comment faire pour recevoir l'information (adresse de retour)...
  - Identité: comment prouver qu'on est soit dans un monde virtuel ?
- Le problème de l'intégrité : comment peut on assurer
  - Les messages ne sont pas modifiés ?
  - Les persones/systèmes identifiés sont bien ceux auxquels on pense ?

Anonymat/Identité dans un monde virtuel

- Rien ne se ressemble plus que les 0 et 1 d'une mémoire informatique.
- Problèmes duaux:
  - Anonymat: comment faire pour recevoir l'information (adresse de retour)...
  - Identité: comment prouver qu'on est soit dans un monde virtuel ?
- Le problème de l'intégrité : comment peut on assurer
  - Les messages ne sont pas modifiés ?
  - Les persones/systèmes identifiés sont bien ceux auxquels on pense ?
- Replay attack: l'identité est par définition ce qui ne change pas, mais les preuves d'identités doivent changer !

Comment prouver qu'on est soi ?

- Le problème de l'identité est complexe quand il n'y a pas coopération. On veut éviter que B ne se fasse passer pour A même après avoir vu des preuves d'identité de A.

Comment prouver qu'on est soi ?

- Le problème de l'identité est complexe quand il n'y a pas coopération. On veut éviter que B ne se fasse passer pour A même après avoir vu des preuves d'identité de A.
- Trois niveaux traditionnels de protection :
  1. Schémas d'Authentification : A peut prouver à B qu'il est A, et personne ne peut prouver à B qu'il est A.

Comment prouver qu'on est soi ?

- Le problème de l'identité est complexe quand il n'y a pas coopération. On veut éviter que B ne se fasse passer pour A même après avoir vu des preuves d'identité de A.
- Trois niveaux traditionnels de protection :
  1. Schémas d'Authentification : A peut prouver à B qu'il est A, et personne ne peut prouver à B qu'il est A.
  2. Schémas d'Identification : A peut prouver à B qu'il est A, mais B n epeut pas prouver à quelqu'un d'autre qu'il est A.

Comment prouver qu'on est soi ?

- Le problème de l'identité est complexe quand il n'y a pas coopération. On veut éviter que B ne se fasse passer pour A même après avoir vu des preuves d'identité de A.
- Trois niveaux traditionnels de protection :
  1. Schémas d'Authentification : A peut prouver à B qu'il est A, et personne ne peut prouver à B qu'il est A.
  2. Schémas d'Identification : A peut prouver à B qu'il est A, mais B n epeut pas prouver à quelqu'un d'autre qu'il est A.
  3. Schéma de Signature : A peut prouver à B qu'il est A, mais B ne peut même pas se prouver à lui-même qu'il est A.
- Différence entre 2 et 3 est quand on amène une affaire en justice et on cherche à montrer que l'identification était correcte (2). (3) est basé sur les ZKP et seulement les interactions directes permettent de faire une preuve de l'identité de A.

Approche Crypto Traditionnelle de la privacité

- Assurer la privacité est plus compliqué que de juste utiliser des fonctions de cryptage.
  $\Longrightarrow$ Très souvent cela impose des contraintes contradictoires: vote électronique, cash électronique, authentification et attaque en replay...)

Approche Crypto Traditionnelle de la privacité

- Assurer la privacité est plus compliqué que de juste utiliser des fonctions de cryptage.
  $\Longrightarrow$ Très souvent cela impose des contraintes contradictoires: vote électronique, cash électronique, authentification et attaque en replay...)
- Cela consiste en des protocoles qui utilisent des briques de bases enchaînées les unes autres pour obtenir un résultat spécifique (semblable à la programmation) :
  - Fontions de hachage sécurisées,
  - Chiffrage symétrique/asymétrique,
  - Schémas de partage de secret,
  - Bit commitment,
  - Etc.

Approche Crypto Traditionnelle de la privacité

- Assurer la privacité est plus compliqué que de juste utiliser des fonctions de cryptage.
  $\Longrightarrow$ Très souvent cela impose des contraintes contradictoires: vote électronique, cash électronique, authentification et attaque en replay...)
- Cela consiste en des protocoles qui utilisent des briques de bases enchaînées les unes autres pour obtenir un résultat spécifique (semblable à la programmation) :
  - Fontions de hachage sécurisées,
  - Chiffrage symétrique/asymétrique,
  - Schémas de partage de secret,
  - Bit commitment,
  - Etc.
- En plus de ces primitives, on les compose en utilisant des techniques standard:
  - Schémas de challenge/réponse.

Approche Crypto Traditionnelle de la privacité

- Assurer la privacité est plus compliqué que de juste utiliser des fonctions de cryptage.
  $\Longrightarrow$ Très souvent cela impose des contraintes contradictoires: vote électronique, cash électronique, authentification et attaque en replay...)
- Cela consiste en des protocoles qui utilisent des briques de bases enchaînées les unes autres pour obtenir un résultat spécifique (semblable à la programmation) :
  - Fontions de hachage sécurisées,
  - Chiffrage symétrique/asymétrique,
  - Schémas de partage de secret,
  - Bit commitment,
  - Etc.
- En plus de ces primitives, on les compose en utilisant des techniques standard:
  - Schémas de challenge/réponse.
  - Utilisation de nounces et de l'aléa en général.

Approche Crypto Traditionnelle de la privacité

- Assurer la privacité est plus compliqué que de juste utiliser des fonctions de cryptage.
  $\Longrightarrow$ Très souvent cela impose des contraintes contradictoires: vote électronique, cash électronique, authentification et attaque en replay...)
- Cela consiste en des protocoles qui utilisent des briques de bases enchaînées les unes autres pour obtenir un résultat spécifique (semblable à la programmation) :
  - Fontions de hachage sécurisées,
  - Chiffrage symétrique/asymétrique,
  - Schémas de partage de secret,
  - Bit commitment,
  - Etc.
- En plus de ces primitives, on les compose en utilisant des techniques standard:
  - Schémas de challenge/réponse.
  - Utilisation de nounces et de l'aléa en général.
  - Cut and choose.

Approche Crypto Traditionnelle de la privacité

- Assurer la privacité est plus compliqué que de juste utiliser des fonctions de cryptage.
  $\Longrightarrow$ Très souvent cela impose des contraintes contradictoires: vote électronique, cash électronique, authentification et attaque en replay...)
- Cela consiste en des protocoles qui utilisent des briques de bases enchaînées les unes autres pour obtenir un résultat spécifique (semblable à la programmation) :
  - Fontions de hachage sécurisées,
  - Chiffrage symétrique/asymétrique,
  - Schémas de partage de secret,
  - Bit commitment,
  - Etc.
- En plus de ces primitives, on les compose en utilisant des techniques standard:
  - Schémas de challenge/réponse.
  - Utilisation de nounces et de l'aléa en général.
  - Cut and choose.
  - Etc.

Plan

Fonctions de hachage cryptographiques

- Fonctions "presque" injectives, "dures à inverser"...
- Equivalent informatique des empreintes digitales.
- Fonctions de hachage comme une machine à faire des steak hachés : impossible d'inverser le processus mais si les entrées sont changées le résultat change.

Fonctions de hachage cryptographiques

- Fonctions "presque" injectives, "dures à inverser"...
- Equivalent informatique des empreintes digitales.
- Fonctions de hachage comme une machine à faire des steak hachés : impossible d'inverser le processus mais si les entrées sont changées le résultat change.
- L'idée est que si $h(x) = y$ et y est enregistré, alors si x est changé en x', on a $h(x') = y' \neq y$. (clef numéro de sécu)

Fonctions de hachage cryptographiques

- Fonctions "presque" injectives, "dures à inverser"...
- Equivalent informatique des empreintes digitales.
- Fonctions de hachage comme une machine à faire des steak hachés : impossible d'inverser le processus mais si les entrées sont changées le résultat change.
- L'idée est que si $h(x) = y$ et y est enregistré, alors si x est changé en x', on a $h(x') = y' \neq y$. (clef numéro de sécu)
- La manière la plus simple de faire un MAC (Message Authentication Code), avec une fonction de hachage paramétrée:
  A et B partagent k, A envoie $(x, y = h_k(x))$ à B. Alors C ne peut changer x en x' et envoyer $(x', h_k(x'))$ sans connaître k.

Formalisation des fonctions de hachage

Definition (famille de hash)

Une famille de hash $(\mathcal{X}, \mathcal{Y}, \mathcal{K}, \mathcal{H})$

- $\mathcal{X}$: ensemble de messages
- $\mathcal{Y}$: ensemble des hashs/tags d'authentification
- $\mathcal{K}$: ensemble des clefs
- $\mathcal{H}$: pour chaque $k \in \mathcal{K}$, il y a $h_k \in \mathcal{H} : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$

Formalisation des fonctions de hachage

Definition (famille de hash)

Une famille de hash $(\mathcal{X}, \mathcal{Y}, \mathcal{K}, \mathcal{H})$

- $\mathcal{X}$: ensemble de messages
- $\mathcal{Y}$: ensemble des hashs/tags d'authentification
- $\mathcal{K}$: ensemble des clefs
- $\mathcal{H}$: pour chaque $k \in \mathcal{K}$, il y a $h_k \in \mathcal{H} : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$

1. Preimage:
   In $h : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$, and $y \in \mathcal{Y}$
   Out $x \in \mathcal{X}$ s.t. $h(x) = y$

Formalisation des fonctions de hachage

Definition (famille de hash)

Une famille de hash $(\mathcal{X}, \mathcal{Y}, \mathcal{K}, \mathcal{H})$

- $\mathcal{X}$: ensemble de messages
- $\mathcal{Y}$: ensemble des hashs/tags d'authentification
- $\mathcal{K}$: ensemble des clefs
- $\mathcal{H}$: pour chaque $k \in \mathcal{K}$, il y a $h_k \in \mathcal{H} : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$

1. Preimage:
   In $h : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$, and $y \in \mathcal{Y}$
   Out $x \in \mathcal{X}$ s.t. $h(x) = y$
2. Second Preimage:
   In $h : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$, and $x \in \S$
   Out $x' \in \mathcal{X}$ s.t. $h(x) = h(x')$ and $x \neq x'$

Formalisation des fonctions de hachage

Definition (famille de hash)

Une famille de hash $(\mathcal{X}, \mathcal{Y}, \mathcal{K}, \mathcal{H})$

- $\mathcal{X}$: ensemble de messages
- $\mathcal{Y}$: ensemble des hashs/tags d'authentification
- $\mathcal{K}$: ensemble des clefs
- $\mathcal{H}$: pour chaque $k \in \mathcal{K}$, il y a $h_k \in \mathcal{H} : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$

1. Preimage:
   In $h : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$, and $y \in \mathcal{Y}$
   Out $x \in \mathcal{X}$ s.t. $h(x) = y$
2. Second Preimage:
   In $h : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$, and $x \in \S$
   Out $x' \in \mathcal{X}$ s.t. $h(x) = h(x')$ and $x \neq x'$
3. Collision:
   In $h : \mathcal{X} \to \mathcal{Y}$
   Out $x, x' \in \mathcal{X}$ s.t. $h(x) = h(x')$ and $x \neq x'$

Les propriétés des fonctions de hachage: Random Oracle Model

- Bellare and Rogaway in 1995 [Bellare and Rogaway, 1995].
- L'idée est de capturer l'essence d'une fonction de hachage "idéale":
  - $h : \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y}$ est choisi aléatoirement.
  - h est vu comme une boite noire: accède par un Oracle.

Les propriétés des fonctions de hachage: Random Oracle Model

- Bellare and Rogaway in 1995 [Bellare and Rogaway, 1995].
- L'idée est de capturer l'essence d'une fonction de hachage "idéale":
  - $h : \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y}$ est choisi aléatoirement.
  - h est vu comme une boite noire: accède par un Oracle.
- On peut analyser les fonctions de hachage indépendemment des particularités de certaines fonctions de hachage.
- Notion de *randomized algorithms*.

Les propriétés des fonctions de hachage: Random Oracle Model

- Bellare and Rogaway in 1995 [Bellare and Rogaway, 1995].
- L'idée est de capturer l'essence d'une fonction de hachage "idéale":
  - $h : \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y}$ est choisi aléatoirement.
  - h est vu comme une boite noire: accède par un Oracle.
- On peut analyser les fonctions de hachage indépendemment des particularités de certaines fonctions de hachage.
- Notion de *randomized algorithms*.
- Notion d'ϵ probabilité de succès en moyenne. relativement aux nombres de requêtes Q à l'oracle: (ϵ, Q).

Pré-image

```
Find_PreImage(h,y,Q):
  choose X0 subset of X, |X0|=Q
  for all x in X0
    do if h(x)=y then return (x)
  return (fail)
```

Pré-image

```
Find_PreImage(h,y,Q):
  choose X0 subset of X, |X0|=Q
  for all x in X0
    do if h(x)=y then return (x)
  return (fail)
```

Theorem

Si $|X| = M$ *la moyenne des succès de* `Find_Preimage` *est :*

$$\epsilon = 1 - (1 - 1/M)^Q$$

Deuxième Pré-image

```
Find_Second_PreImage(h,x,Q):

  y := h(x)
  choose X0 subset of X\{x}, |X0|=Q-1
  for all x0 in X0
    do if h(x0)=y then return (x0)
  return (fail)
```

Deuxième Pré-image

```
Find_Second_PreImage(h,x,Q):

  y := h(x)
  choose X0 subset of X\{x}, |X0|=Q-1
  for all x0 in X0
    do if h(x0)=y then return (x0)
  return (fail)
```

Theorem

Si $|X| = M$ *la moyenne des succès de* `Find_Second_Preimage` *est :*

$$\epsilon = 1 - (1 - 1/M)^{Q-1}$$

Collision

```
Find_Collision(h,x,Q):
  Choose X0 subset of X\{x}, |X0|=Q-1
  for all x in X0
    do  y[x] := h(x)

  if y[x]=y[x'] for some x <> x'
     then return (x,x')
     else return (fail)
```

Collision

```
Find_Collision(h,x,Q):
  Choose X0 subset of X\{x}, |X0|=Q-1
  for all x in X0
    do  y[x] := h(x)

  if y[x]=y[x'] for some x <> x'
     then return (x,x')
     else return (fail)
```

Theorem

La probabilité de succès moyen de `Find_Collision` *est, en supposant que* $|X| = M$

$$\epsilon = 1 - (\frac{M-1}{M})(\frac{M-2}{M})\dots(\frac{M-Q+1}{M})$$

Quelques chiffres

- Le Paradoxe des anniversaires et `Find_Second_Preimage` :
  Dans un groupe de 23 personne il y a $1/2$ que deux personnes soient nées le même jour : $Q = 23$ et $M = 365$.

Quelques chiffres

- Le Paradoxe des anniversaires et `Find_Second_Preimage` :
  Dans un groupe de 23 personne il y a $1/2$ que deux personnes soient nées le même jour : $Q = 23$ et $M = 365$.
- Le théorème de l'analyse de `Find_Collision` 4 donne la probabilité qu'il n'y ait pas de collision:

$$\Pi_{i=1}^{Q-1}(1 - \frac{i}{M})$$

quand $x \to 0$ on a $1 - x \simeq \exp^{-x}$, d'où

$$\begin{aligned} \Pi_{i=1}^{Q-1}(1 - \tfrac{i}{M}) &\simeq \Pi_{i=1}^{Q-1} \exp^{\frac{-i}{M}} \\ &= \exp^{-\Sigma_{i=1}^{Q-1} \frac{i}{M}} \\ &= \exp^{\frac{-Q(Q-1)}{2M}} \end{aligned}$$

$$Q \simeq \sqrt{2M \log(\frac{1}{1-\epsilon})}$$

pour $\epsilon = 1/2$ on a $Q \simeq 1.17\sqrt{M}$.

Collision en utilisant la deuxième Préimage

- On peut facilement trouver une collision en utilisant l'algorithme de second-preimage:

```
choose random x in X
if Find_Second_Preimage (h,x,Q)=x'
   then return (x,x')
   else return failure
```

- Attention à la taille de shash (paradoxe des anniversaires) !

  Avec une proba 1/2 un hash de 40-bits n'a besoin que de 2^{20} hash aléatoires.

Plan

Philosophie de l'identité

- Problème philosophique ancien et complexe : social vs. le sentiment d'identité personnelle (Platon, déclaration "soyez vous même" etc.).

Philosophie de l'identité

- Problème philosophique ancien et complexe : social vs. le sentiment d'identité personnelle (Platon, déclaration "soyez vous même" etc.).
- Plus techniquement, on identifie trois manières de prouver son identité :
  - Ce que vous savez: mot de passe, preuve d'un théorème, etc.

Philosophie de l'identité

- Problème philosophique ancien et complexe : social vs. le sentiment d'identité personnelle (Platon, déclaration "soyez vous même" etc.).
- Plus techniquement, on identifie trois manières de prouver son identité :
  - Ce que vous savez: mot de passe, preuve d'un théorème, etc.
  - Ce que vous avez: clef, carte, smartphone (via sms), email

Philosophie de l'identité

- Problème philosophique ancien et complexe : social vs. le sentiment d'identité personnelle (Platon, déclaration "soyez vous même" etc.).
- Plus techniquement, on identifie trois manières de prouver son identité :
  - Ce que vous savez: mot de passe, preuve d'un théorème, etc.
  - Ce que vous avez: clef, carte, smartphone (via sms), email
  - Ce que vous êtes: biométrie.

Philosophie de l'identité

- Problème philosophique ancien et complexe : social vs. le sentiment d'identité personnelle (Platon, déclaration "soyez vous même" etc.).
- Plus techniquement, on identifie trois manières de prouver son identité :
  - Ce que vous savez: mot de passe, preuve d'un théorème, etc.
  - Ce que vous avez: clef, carte, smartphone (via sms), email
  - Ce que vous êtes: biométrie.
- Chaque méthode à ses avantages et ses inconvénients.

Challenge-Response et Randomization

- L'identification est un processus quotidien qui va du "c'est moi" à l'interphone jusqu'à la "nuclear football" des puissances atomiques.
- C'est maintes fois répété (souvent des machines entre elles: photocopieuse/ordi etc.).

Challenge-Response et Randomization

- L'identification est un processus quotidien qui va du "c'est moi" à l'interphone jusqu'à la "nuclear football" des puissances atomiques.
- C'est maintes fois répété (souvent des machines entre elles: photocopieuse/ordi etc.).
- Schéma non sûr: supposons qu'Alice et Bob partagent un secret k (un mot de passe)
  1. Bob choisit un nombre aléatoire r, et l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(r)$. Si $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.

Challenge-Response et Randomization

- L'identification est un processus quotidien qui va du "c'est moi" à l'interphone jusqu'à la "nuclear football" des puissances atomiques.
- C'est maintes fois répété (souvent des machines entre elles: photocopieuse/ordi etc.).
- Schéma non sûr: supposons qu'Alice et Bob partagent un secret k (un mot de passe)
  1. Bob choisit un nombre aléatoire r, et l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(r)$. Si $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.
- Attaque (session parallèle) de ce schéma:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.

Challenge-Response et Randomization

- L'identification est un processus quotidien qui va du "c'est moi" à l'interphone jusqu'à la "nuclear football" des puissances atomiques.
- C'est maintes fois répété (souvent des machines entre elles: photocopieuse/ordi etc.).
- Schéma non sûr: supposons qu'Alice et Bob partagent un secret k (un mot de passe)
  1. Bob choisit un nombre aléatoire r, et l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(r)$. Si $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.
- Attaque (session parallèle) de ce schéma:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.
  2. Oscar intercepte r et le renvoie à Bob
  3. Bob pensant qu'il a reçu une requette d'identification d'Alice calcule $y = h_K(r)$ et renvoie y.
  4. Oscar peut alors se faire passer pour Alice en renvoyant y qu'il a reçu à Bob.

Version corrigée

- Version sécurisée:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.

Version corrigée

- Version sécurisée:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(ID(Alice), r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(ID(Alice), r)$. If $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.

Version corrigée

- Version sécurisée:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(ID(Alice), r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(ID(Alice), r)$. If $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.
- Si Oscar essaie de lancer une session parallèle, il le fait avec une mauvaise identité: savoir $h_K(ID(Bob), r)$ n'aide pas pour le calcul de $h_k(ID(Alice), r)$.

Version corrigée

- Version sécurisée:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(ID(Alice), r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(ID(Alice), r)$. If $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.
- Si Oscar essaie de lancer une session parallèle, il le fait avec une mauvaise identité: savoir $h_K(ID(Bob), r)$ n'aide pas pour le calcul de $h_k(ID(Alice), r)$.
- Y a t il d'autres attaques ????

Version corrigée

- Version sécurisée:
  1. Bob choisit aléatoirement r, l'envoie à Alice.
  2. Alice calcule $y = h_K(ID(Alice), r)$ et envoie y à Bob.
  3. Bob calcule $y' = h_K(ID(Alice), r)$. If $y = y'$ Bob accepte, sinon il rejette.
- Si Oscar essaie de lancer une session parallèle, il le fait avec une mauvaise identité: savoir $h_K(ID(Bob), r)$ n'aide pas pour le calcul de $h_k(ID(Alice), r)$.
- Y a t il d'autres attaques ????

$\Longrightarrow$ Que suppose-t-on ?

- Clef secrète.
- Random Challenges.
- MAC Security.

Signature en un transparent

- Comment authentifier qu'on est à l'origine d'un message?
- Signature électronique/numérique (pas comme un dessin sur un pdf):
  $\Longrightarrow$ est basé sur la cryptographie asymétrique public/privé.
- Cryptographie à clef publique repose sur une paire $k, \overline{k}$. k est privée et $\overline{k}$ est publique.
  Typiquement RSA, El Gammal, courbes elliptiques, vecteurs discrets.
- Tout le monde peut crypter avec $\overline{k}$ mais seul celui qui connait k peut décrypter.
- Si le chiffrage et le déchiffrage commutent on a $k(\overline{k}(m)) = \overline{k}(k(m)) = m$.
- un schéma de signature simplissime est Bob envoie à Alice $m, k(m)$. Alice peut calculer $\overline{k}(k(m))$ et vérifier que cela donne bien m.
  Seul Bob, réputé être le seul à connaître k a pu engendrer un tel message.

Conclusion

- Il existe des livres entiers de MAC/protocoles d'identification/schéma de signatures.
- Différents protocoles pour différents usages:
  - One time passwords.
  - Tickets avec une durée de vie limitée (typiquement les login de mail).
  - Avec ou sans autorité centrale.
  - etc.
- Il est très difficile d'avoir de "preuves convaincantes" de leur correction.

Plan

Communiquer sans révéler son identité

- Problème de la vie courrante:
  - Confession,
  - Tests médicaux anonymes,
  - Consultations médicales anonymes,
  - Etc.
- Semble paradoxale: il faut bien une adresse de retour pour s'avoir où envoyer la réponse sur internet !

Communiquer sans révéler son identité

- Problème de la vie courrante:
  - Confession,
  - Tests médicaux anonymes,
  - Consultations médicales anonymes,
  - Etc.
- Semble paradoxale: il faut bien une adresse de retour pour s'avoir où envoyer la réponse sur internet !
- Plusieurs points de vue:
  - Sender anonymity.
  - Receiver anonymity.
  - Observateur externe vs Interne.

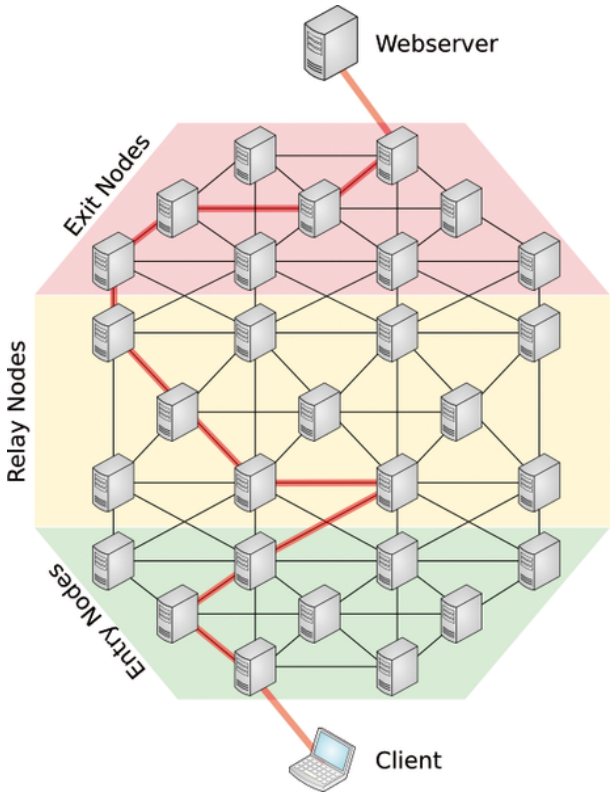
Sender Anonymity

- On veut que celui qui envoie la requête reste anonyme tout en permettant de lui envoyer une réponse.
  - Utile pour les revues de papiers scientifiques.
  - Web surfing dans un pays totalitaire..
  - Etc.
- L'adresse de retour devrait permettre de toujours retrouver l'émetteur de la requette.
- On passe par l'emplilement de couches d'encodage (en utilisant un cryptage asymétrique qui commute) :

$$K(\overline{K}(M)) = \overline{K}(K(M)) = M$$

Chaum's mix nets [Chaum, 1981], L'idée

- L'idée est de mettre plusieurs enveloppes autour du message de façon à ce que chaque intermédiaire ne connaissent que deux liens sur le chemin.



Chaum's mix nets [Chaum, 1981], les spécifications

- La clef publique de A est assimilée à son nom, et sa clef privée à $\overline{A}$.
- Les relais sont appelés des "mixes" ils reçoivent des messages, les mélange puis les renvoie.
- La structure d'un message envoyé à un mix K est

$$K(R, K_{next}(R_{next}, M), K_{next})$$

Le mix K peut le décrypter et envoyer la seconde partie du message $(K_{next}(R_{next}, M))$ à K_{next}

Chaum's mix nets [Chaum, 1981], les spécifications

- La clef publique de A est assimilée à son nom, et sa clef privée à $\overline{A}$.
- Les relais sont appelés des "mixes" ils reçoivent des messages, les mélange puis les renvoie.
- La structure d'un message envoyé à un mix K est

$$K(R, K_{next}(R_{next}, M), K_{next})$$

  Le mix K peut le décrypter et envoyer la seconde partie du message $(K_{next}(R_{next}, M))$ à K_{next}
- La procédure peut être récursivement répétée :

$$K_n(R_n, K_{n-1}(R_{n-1}, \ldots K_2(R_2, K_1(R_1, B(R_0, M), B), K_1)\ldots), K_{n-1})$$

Chaum's mix nets [Chaum, 1981], Adresse de retour

- Une adresse de retour anonyme peut être ajoutée au message:

$$K_1(R_1, A), K_A$$

avec K_A une clef de session, A étant l'adresse d'Alice. Bob renvoie:

$$K_1(R_1, A), K_A(R_0, M)$$

et mix K_1 decrypte la première couche de cryptage du message et envoie:

$$R_1(K_A(R_0, M))$$

à A en utilisant R_1 comme clef d'encryption.

- On peut faire une construction récursive ::

$$K_1(R_1, K_2(R_2, \ldots K_n(R_n, A)\ldots)), K_A(R_0, M)$$

- A la fin Alice reçoit:

$$R_n(R_{n-1}(\ldots R_2(R_1(K_A(R_0, M))\ldots)))$$

Mix Nets dans la vie réelle

- Attaque des mix nets:

Mix Nets dans la vie réelle

- Attaque des mix nets:
  - Noyer le réseaux de faux messages.

Mix Nets dans la vie réelle

- Attaque des mix nets:
  - Noyer le réseaux de faux messages.
  - Timing attacks entre les noeuds d'entrées et de sorties.

Mix Nets dans la vie réelle

- Attaque des mix nets:
  - Noyer le réseaux de faux messages.
  - Timing attacks entre les noeuds d'entrées et de sorties.
  - Posséder (hacker) beaucoup de relais.
  - etc. ref `http://freehaven.net/anonbib/`

Mix Nets dans la vie réelle

- Attaque des mix nets:
  - Noyer le réseaux de faux messages.
  - Timing attacks entre les noeuds d'entrées et de sorties.
  - Posséder (hacker) beaucoup de relais.
  - etc. ref `http://freehaven.net/anonbib/`
- Mix nets en pratique: The Onion routing, aka Tor.
  - Pas exactement des mix nets mais idées similaires.
  - NSAproof (Ils essayent d'autres attaques quand vous utilisez TOR).
  - More than 2.5 Million Users et 6,500 relais: `https://metrics.torproject.org/`

Plan

Monnaie Electronique Anonyme

- Paiement sans mécanisme d'audit (typiquement l'opposé de BitCoin)

...

Monnaie Electronique Anonyme

- Paiement sans mécanisme d'audit (typiquement l'opposé de BitCoin)

  ...
- Problème de base à résoudre :
  - fausse monnaie ?
  - double spending ? (un fichier reste inchangé quand on le lit/transmet).

Monnaie Electronique Anonyme

- Paiement sans mécanisme d'audit (typiquement l'opposé de BitCoin)
  ...
- Problème de base à résoudre :
  - fausse monnaie ?
  - double spending ? (un fichier reste inchangé quand on le lit/transmet).
- Problème politique: les gouvernements n'aiment pas lacher le contrôle de la monaie.
- Protocoles complexes mêlant plusieurs ingrédients cryptos: bit commitment, secret sharing et Blind signatures.

Blind Signature

- Normalement on sait ce qu'on signe...

Blind Signature

- Normalement on sait ce qu'on signe...
- Pour respecter la privavité cela pourrait être une bonne idée de ne pas le savoir.

Blind Signature

- Normalement on sait ce qu'on signe...
- Pour respecter la privavité cela pourrait être une bonne idée de ne pas le savoir.
- Completely blind signature:
  1. Alice prend le message à signer et le multiplie par un nombre aléatoire (blinding factor).
  2. Alice envoie le blinded message à Bob.
  3. Bob signe le blinded message.
  4. Alice divise par le blinding factor.

$\Longrightarrow$ La signature la multiplication doivent communter $f(m * r) = r * f(m)$ (par exemple RSA).

Bit Commitment

- Problème: s'engager à une prédiction sans avoir à la réveler. Le vérificateur veut être sûr que la prédiction ne peut pas être changée une fois qu'elle a été faite.

Bit Commitment

- Problème: s'engager à une prédiction sans avoir à la réveler. Le vérificateur veut être sûr que la prédiction ne peut pas être changée une fois qu'elle a été faite.
- Solution avec cryptograpie symmétrique :
  1. Bob engendre R, l'envoie à Alice
  2. Alice fait sa prédiction (un bit) b et envoie $K(R, b)$
  3. Quand le temps est venu de rendre la prévision publique Alice envoie K à Bob.
  4. Bob decrypte le message reçu et rend public le bit de prédiction et vérifie R.

Bit Commitment

- Problème: s'engager à une prédiction sans avoir à la réveler. Le vérificateur veut être sûr que la prédiction ne peut pas être changée une fois qu'elle a été faite.
- Solution avec cryptograpie symmétrique :
  1. Bob engendre R, l'envoie à Alice
  2. Alice fait sa prédiction (un bit) b et envoie $K(R, b)$
  3. Quand le temps est venu de rendre la prévision publique Alice envoie K à Bob.
  4. Bob decrypte le message reçu et rend public le bit de prédiction et vérifie R.
- Solution avec des fonctions hachage sûres:
  1. Alice engendre R_1, R_2 et envoie $H(R_1, R_2, b), R_1$ à Bob.
  2. Quand le temps est venu de rendre la prévision publique Alice envoie à Bob. (R_1, R_2, b)
  3. Bob calclule le hash et le compare à celui reçu ainsi que R_1

Secret Sharing

- Version crypto de protocoles implantés dans des environnements ultra sécurisés: banques, lancement de missiles nucléaires et. Plusieurs personnes doivent se mettre d'accor pour faire une action.

Secret Sharing

- Version crypto de protocoles implantés dans des environnements ultra sécurisés: banques, lancement de missiles nucléaires et. Plusieurs personnes doivent se mettre d'accor pour faire une action.

Definition

Soient t, w des entiers positifs, $t \leq w$. U (t, w)-threshold schémas est une méthode pour partager une clef K parmi w participants de telle manière à ce que tout sous ensemble de taille t peut calculer K mais aucun groupe plus petit ne le puisse.

Secret Sharing

- Version crypto de protocoles implantés dans des environnements ultra sécurisés: banques, lancement de missiles nucléaires et. Plusieurs personnes doivent se mettre d'accor pour faire une action.

Definition

Soient t, w des entiers positifs, $t \leq w$. U (t, w)-threshold schémas est une méthode pour partager une clef K parmi w participants de telle manière à ce que tout sous ensemble de taille t peut calculer K mais aucun groupe plus petit ne le puisse.

- Le Shamir scheme est inconditionnellement sûr (ne dépend pas de la puissance de calcul de l'adversaire)
- Enormément d'applications en crypto.

Secret Sharing [Shamir, 1979], définition

D est le dealer. $P_i, 1 \leq i \leq w$ sont les participants. $K \in \mathbb{Z}_p$ est le secret à partager ($p > w$).

Secret Sharing [Shamir, 1979], définition

D est le dealer. $P_i, 1 \leq i \leq w$ sont les participants. $K \in \mathbb{Z}_p$ est le secret à partager ($p > w$).

Definition (Shamir (t, w)-Threshold Scheme)

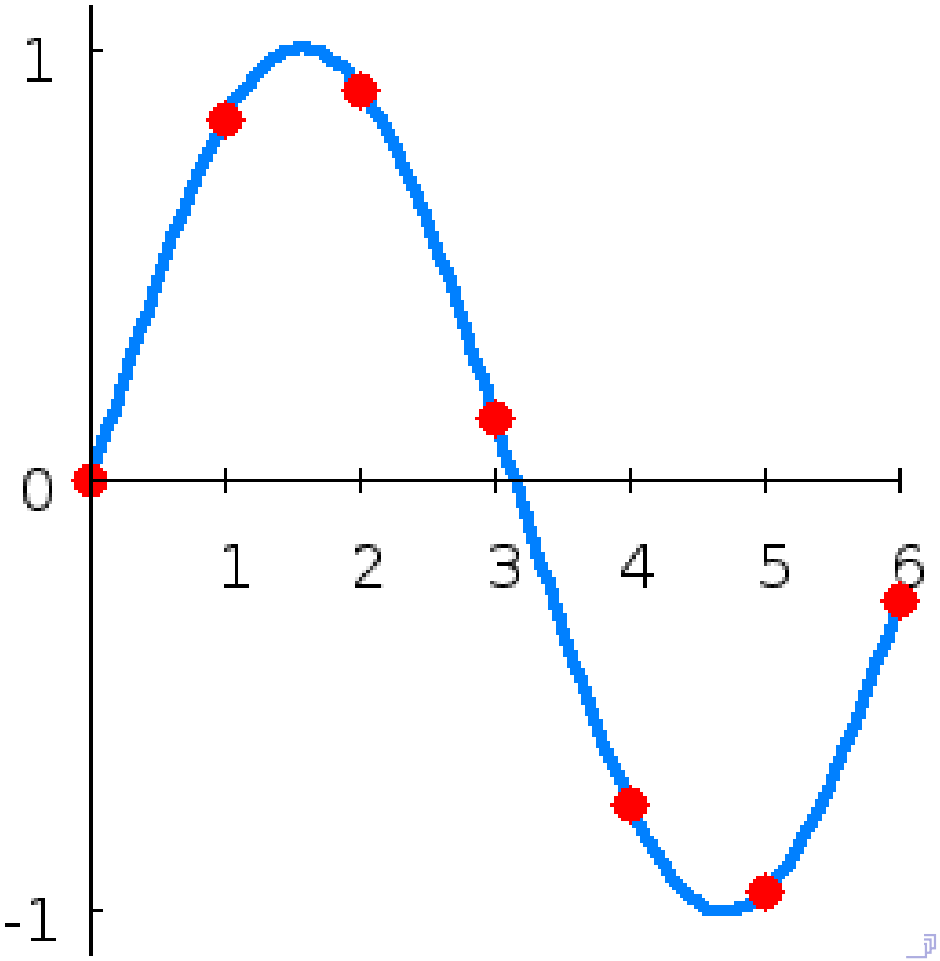
1. **Initialization Phase:** D choisit w distincts, non-zéro éléments de $\mathbb{Z}_p$: $x_i, 1 \leq i \leq w$. Pour $i \in \{1, \ldots, w)$, D donne x_i à P_i. x_i sont des valeurs publiques.
2. **Share Distribution:** D choisit de manière aléatoire et secrète $t-1$ éléments de $\mathbb{Z}_p$: $a_1, \ldots, a_{t-1}$.
3. Pour $1 \leq w \leq w$, D calcule

$$y_i = a(x_i) = K + \sum_{j=1}^{t-1} a_j x_i^j \mod p$$

4. Pour $1 \leq i \leq w$, D donne y_i à P_i

Secret Sharing [Shamir, 1979], interprétation géometrique

- Le schéma repose sur le polynôme d'interpolation de Lagrange: il n'y a qu'un seul polynôme de degré $t-1$ qui passe par t points différents !



Secret Sharing [Shamir, 1979], calcul du secret

- Supposons $P_{i_1}, \ldots, P_{i_t}$ veulent retrouver le secret. Il savent que $y_{i_j} = a(x_{i_j})$
- Comme $a(x)$ a un degré au plus $t-1$:

$$a(x) = a_0 + a_1 x + \ldots + a_{t-1}^{t-1}$$

- On se retrouve avec t équations linéaire à t inconnues $a0 + \ldots + a_{t-1}$, il n'y a qu'une solution et a_0 est la clef !

Secret Sharing [Shamir, 1979], calcul du secret

- Supposons $P_{i_1}, \ldots, P_{i_t}$ veulent retrouver le secret. Il savent que $y_{i_j} = a(x_{i_j})$
- Comme $a(x)$ a un degré au plus $t-1$:

$$a(x) = a_0 + a_1 x + \ldots + a_{t-1}^{t-1}$$

- On se retrouve avec t équations linéaire à t inconnues $a0 + \ldots + a_{t-1}$, il n'y a qu'une solution et a_0 est la clef !
- Plus facile d'utiliser la formule Lagrangienne d'interpolation (il suffit de calculer $a(0)$):

$$K = \sum_{j=1}^{t} \left(y_{i_j} \prod_{1 \leq k \leq t, k \neq j} \frac{x_{i_k}}{x_{i_k} - x_{i_j}} \right)$$

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $.

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $.
4. La banque signe en aveugle la dernière envelopppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $.
4. La banque signe en aveugle la dernière envelopppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.
5. Alice ouvre l'enveloppe e tva la dépenser chez le marchant.

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $.
4. La banque signe en aveugle la dernière envelopppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.
5. Alice ouvre l'enveloppe e tva la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok l'accepte et le transfert à la banque.

E-cash Protocole 1 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $.
4. La banque signe en aveugle la dernière envelopppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.
5. Alice ouvre l'enveloppe e tva la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok l'accepte et le transfert à la banque.
7. La banque vérifie la signature et crédite 1000 $ sur le compte du marchant.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 enveloppes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 enveloppes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.
4. La banque signe en aveugle la dernière enveloppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 enveloppes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.
4. La banque signe en aveugle la dernière enveloppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.
5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 enveloppes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.
4. La banque signe en aveugle la dernière enveloppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.
5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok l'accepte et le transfert à la banque.

E-cash Protocole 2 (à partir de [Chaum, 1982])

1. Alice prépare 100 billets anonyme pour 1000 $ ajoute à chaque billet un nombre aléatoire distinct.
2. Alice masque les 100 billets et les envoie à la banque.
3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 enveloppes et confirme que ce sont bien tous des billets de 1000 $ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.
4. La banque signe en aveugle la dernière enveloppe et la renvoie à Alice. La banque décompte 1000$ du compte d'Alice.
5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok l'accepte et le transfert à la banque.
7. La banque vérifie la signature et vérifie que le nombre aléatoire n'a jamais été utilisé, crédite 1000 $ sur le compte du marchant, et enregistre le nombre aléatoire.

E-cash [Chaum, 1982]

1. Alice prépare n billets anonymes de la forme

$$\langle A, X, I_1, \ldots, I_n \rangle$$

tels que A est le montant en \$, X est un grand nombre aléatoire et chaque $I_j = (I_{jL}, I_{jR})$ est une information d'identité qui est partagée en 2 (en utilisant un Shamir scheme de partage de secret). De plus Alice commit sur chaquune des parties.

E-cash [Chaum, 1982]

1. Alice prépare n billets anonymes de la forme

$$\langle A, X, I_1, \ldots, I_n \rangle$$

tels que A est le montant en \$, X est un grand nombre aléatoire et chaque $I_j = (I_{jL}, I_{jR})$ est une information d'identité qui est partagée en 2 (en utilisant un Shamir scheme de partage de secret). De plus Alice commit sur chaquune des parties.

2. Alice blinds les n billets et les envoie à la banque.

3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de A \$ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.

E-cash [Chaum, 1982]

1. Alice prépare n billets anonymes de la forme

$$\langle A, X, I_1, \ldots, I_n \rangle$$

tels que A est le montant en \$, X est un grand nombre aléatoire et chaque $I_j = (I_{jL}, I_{jR})$ est une information d'identité qui est partagée en 2 (en utilisant un Shamir scheme de partage de secret). De plus Alice commit sur chaquune des parties.

2. Alice blinds les n billets et les envoie à la banque.

3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de A \$ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.

4. La banque signe en aveugle la dernière enveloppe et la renvoie à Alice. La banque décompte A \$ du compte d'Alice.

E-cash [Chaum, 1982]

1. Alice prépare n billets anonymes de la forme

$$\langle A, X, I_1, \ldots, I_n \rangle$$

tels que A est le montant en \$, X est un grand nombre aléatoire et chaque $I_j = (I_{jL}, I_{jR})$ est une information d'identité qui est partagée en 2 (en utilisant un Shamir scheme de partage de secret). De plus Alice commit sur chaquune des parties.

2. Alice blinds les n billets et les envoie à la banque.

3. La banque ouvre (en demandant à Alice) 99 envelopes et confirme que ce sont bien tous des billets de A \$ qui ont tous des nombres aléatoires distincts.

4. La banque signe en aveugle la dernière enveloppe et la renvoie à Alice. La banque décompte A \$ du compte d'Alice.

Anonymous E-cash [Chaum, 1982]

5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.

Anonymous E-cash [Chaum, 1982]

5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok, et demande à Alice de révéler soit le côté gauche soit le côté droit de chaque I_j's (c'est un vecteur de n bits) et transfert le tout à la banque.

Anonymous E-cash [Chaum, 1982]

5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok, et demande à Alice de révéler soit le côté gauche soit le côté droit de chaque I_j's (c'est un vecteur de n bits) et transfert le tout à la banque.
7. La banque vérifie la signature et vérifie que le nombre aléatoire n'a jamais été utilisé, crédite 1000 $ sur le compte du marchant, enregistre le nombre aléatoire et toutes les informations d'identité.

Anonymous E-cash [Chaum, 1982]

5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok, et demande à Alice de révéler soit le côté gauche soit le côté droit de chaque I_j's (c'est un vecteur de n bits) et transfert le tout à la banque.
7. La banque vérifie la signature et vérifie que le nombre aléatoire n'a jamais été utilisé, crédite 1000 \$ sur le compte du marchant, enregistre le nombre aléatoire et toutes les informations d'identité.
8. Si le nombre d'unicité est déjà dans la base, la banque peut comparer les informations d'identité associées

$\Longrightarrow$ Si c'est le même, alors le Marchand a triché

Anonymous E-cash [Chaum, 1982]

5. Alice ouvre l'enveloppe et va la dépenser chez le marchant.
6. Le marchant prend l'argent, vérifie la signature de la banque et si c'est ok, et demande à Alice de révéler soit le côté gauche soit le côté droit de chaque I_j's (c'est un vecteur de n bits) et transfert le tout à la banque.
7. La banque vérifie la signature et vérifie que le nombre aléatoire n'a jamais été utilisé, crédite 1000 $ sur le compte du marchant, enregistre le nombre aléatoire et toutes les informations d'identité.
8. Si le nombre d'unicité est déjà dans la base, la banque peut comparer les informations d'identité associées

   $\Longrightarrow$ Si c'est le même, alors le Marchand a triché

   $\Longrightarrow$ Si ce n'est pas la même, alors le deuxième Marchand a sûrement sélection un vecteur de n bits différent. La banque a donc les parties gauches et droites d'un certain I_i et peut retrouver l'identité d'Alice.

Plan

Introduction

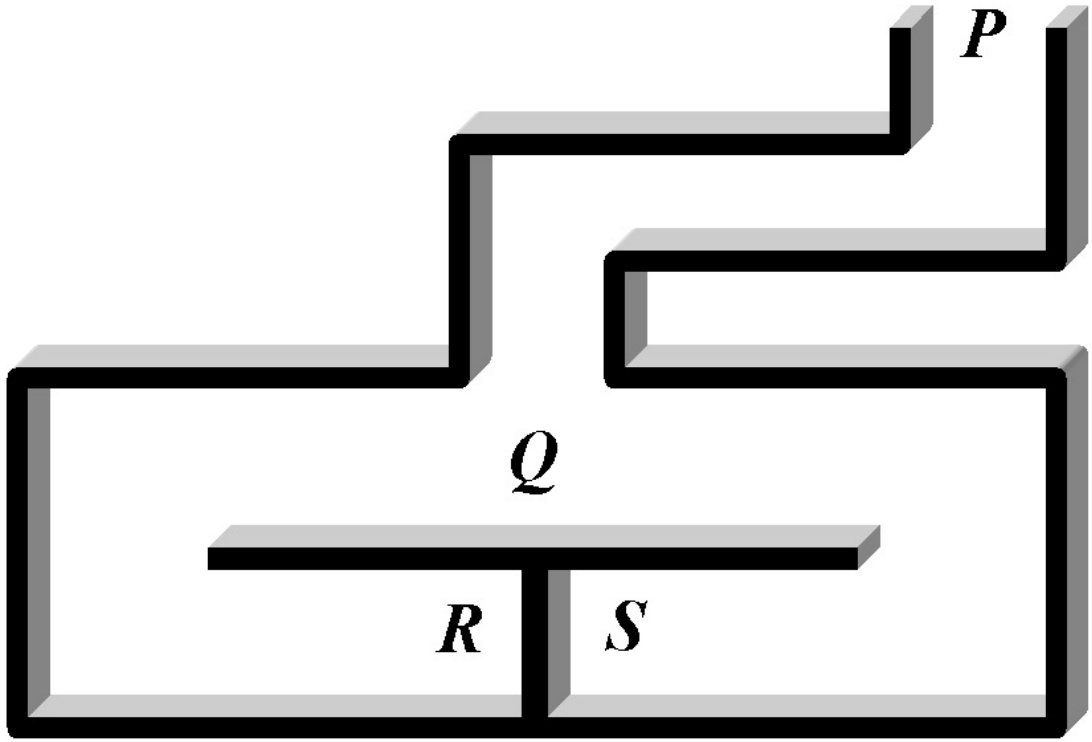
- Concept très important en crypto pour pouver l'absence de fuite d'information.
- Au coeur de l'idée de confidentialité.
- Souvent mal compris.
- A l'origine se trouvent les systèmes de preuves interactives: un proveur essaye de convaincre un vérificateur qu'il sait qu'une certaine formule logique est vraie au delà de tout doute raisonnable au travers d'une discussion.
- Preuves interactives, deux approches:
  - Soundness (problème original): le proveur essaye de berner le vérificateur.

Introduction

- Concept très important en crypto pour pouver l'absence de fuite d'information.
- Au coeur de l'idée de confidentialité.
- Souvent mal compris.
- A l'origine se trouvent les systèmes de preuves interactives: un proveur essaye de convaincre un vérificateur qu'il sait qu'une certaine formule logique est vraie au delà de tout doute raisonnable au travers d'une discussion.
- Preuves interactives, deux approches:
  - Soundness (problème original): le proveur essaye de berner le vérificateur.
  - Et si vous ne faite pas confiance au vérificateur?
    $\Longrightarrow$ fuite d'information, eg unix passwords...
- On veut une preuve interactive qui convainc un vérificateur de l'assertion mais qui n'apporte aucune information au vérificateur.

ZKP pour les enfants [Quisquater et al., 1989]

- Comment prouver que vous connaissez un secret sans avoir à le révéler ?
- Image d'Alibaba et la caverne magique.



ZKP: Analyse

- Basé sur une approche "cut and choose".

ZKP: Analyse

- Basé sur une approche "cut and choose".
- On peut ajuster la fiabilité du ZKP par

ZKP: Analyse

- Basé sur une approche "cut and choose".
- On peut ajuster la fiabilité du ZKP par
  - Caverne plus compliquée (différents tunnels).
  - More repetitions of the challenge.
- Les interactions peuvent êtres faites en parallèle pour accélerer le processus.

ZKP: Analyse

- Basé sur une approche "cut and choose".
- On peut ajuster la fiabilité du ZKP par
  - Caverne plus compliquée (différents tunnels).
  - More repetitions of the challenge.
- Les interactions peuvent êtres faites en parallèle pour accélerer le processus.
- La preuve de connaissance ne peut pas être transmise (facile de tricher en sélection les tests positifs).

Preuves d'identités

- Envoyer login plus password expose à des attaques par rejeu.

Preuves d'identités

- Envoyer login plus password expose à des attaques par rejeu.
- Une manière d'éviter ce problème est d'utiliser un schéma ave randomisation et challenge/response.

Preuves d'identités

- Envoyer login plus password expose à des attaques par rejeu.
- Une manière d'éviter ce problème est d'utiliser un schéma ave randomisation et challenge/response.
- Il reste que le serveu rsait qui s'est connecté.

Preuves d'identités

- Envoyer login plus password expose à des attaques par rejeu.
- Une manière d'éviter ce problème est d'utiliser un schéma ave randomisation et challenge/response.
- Il reste que le serveu rsait qui s'est connecté.
- Une des caractéristiques des ZKP est le fait qu'elles sont "non-transmissible".
- ZKP permet de simuler des clefs physiques de ce point de vue: vous pouvez montrer que vous avez les accréditations sans avoir à les montrer. Personne ne peut savoir si une clef physique a été utilisée ou pas.

Preuves d'identité basées sur l'isomorphime de graphes

- Alice veut prouver son identité en montrant qu'elle connait un chemin hamiltonien dans un grand graphe G (facile à construire) sans révéler le chemin.

Preuves d'identité basées sur l'isomorphime de graphes

- Alice veut prouver son identité en montrant qu'elle connait un chemin hamiltonien dans un grand graphe G (facile à construire) sans révéler le chemin.
- Trouver un circuit Hamiltonien est NP-complet (dur).

Preuves d'identité basées sur l'isomorphime de graphes

- Alice veut prouver son identité en montrant qu'elle connait un chemin hamiltonien dans un grand graphe G (facile à construire) sans révéler le chemin.
- Trouver un circuit Hamiltonien est NP-complet (dur).
- La ZKP interactive associée est :
  - Alice produit un graphe isomorphe à G (permutation des sommets) : H

Preuves d'identité basées sur l'isomorphime de graphes

- Alice veut prouver son identité en montrant qu'elle connait un chemin hamiltonien dans un grand graphe G (facile à construire) sans révéler le chemin.
- Trouver un circuit Hamiltonien est NP-complet (dur).
- La ZKP interactive associée est :
  - Alice produit un graphe isomorphe à G (permutation des sommets) : H
  - Alice commit H en utilisant un commitment scheme.

Preuves d'identité basées sur l'isomorphime de graphes

- Alice veut prouver son identité en montrant qu'elle connait un chemin hamiltonien dans un grand graphe G (facile à construire) sans révéler le chemin.
- Trouver un circuit Hamiltonien est NP-complet (dur).
- La ZKP interactive associée est :
  - Alice produit un graphe isomorphe à G (permutation des sommets) : H
  - Alice commit H en utilisant un commitment scheme.
  - Bob choisit une question parmi:
    1. Prouve qu'il y a un isomorphisme entre G et H.
    2. Donne le chemin hamiltonien dans H.

Preuves d'identité basées sur l'isomorphime de graphes

- Alice veut prouver son identité en montrant qu'elle connait un chemin hamiltonien dans un grand graphe G (facile à construire) sans révéler le chemin.
- Trouver un circuit Hamiltonien est NP-complet (dur).
- La ZKP interactive associée est :
  - Alice produit un graphe isomorphe à G (permutation des sommets) : H
  - Alice commit H en utilisant un commitment scheme.
  - Bob choisit une question parmi:
    1. Prouve qu'il y a un isomorphisme entre G et H.
    2. Donne le chemin hamiltonien dans H.
  - Alice répond en révélant son commitment H puis:
    1. soit donne l'isomorphisme (la permutation utilisée).
    2. soit donne l'image par la permutation des noeuds qui forment le circuit Hamiltonien.

Bibliography I

Abadi, M., Lampson, B. W., and Lévy, J. (1996).
Analysis and caching of dependencies.
In *Proceedings of the 1996 ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming (ICFP '96), Philadelphia, Pennsylvania, May 24-26, 1996.*, pages 83–91.

Bellare, M., Pointcheval, D., and Rogaway, P. (2000).
Authenticated key exchange secure against dictionary attacks.
In *Advances in Cryptology - EUROCRYPT 2000, International Conference on the Theory and Application of Cryptographic Techniques, Bruges, Belgium, May 14-18, 2000, Proceeding*, pages 139–155.

Bibliography II


Bellare, M. and Rogaway, P. (1995).
Provably secure session key distribution: the three party case.
In *Proceedings of the Twenty-Seventh Annual ACM Symposium on Theory of Computing, 29 May-1 June 1995, Las Vegas, Nevada, USA*, pages 57–66.


Berardi, S. (1996).
Pruning simply typed lambda-terms.
J. Log. Comput., 6(5):663–681.


Chaum, D. (1981).
Untraceable electronic mail, return addresses, and digital pseudonyms.
Commun. ACM, 24(2):84–88.

Bibliography III

Chaum, D. (1982).
Blind signatures for untraceable payments.
In Chaum, D., Rivest, R. L., and Sherman, A. T., editors, *Advances in Cryptology: Proceedings of CRYPTO '82, Santa Barbara, California, USA, August 23-25, 1982.*, pages 199–203.

Chaum, D. (1988).
The dining cryptographers problem: Unconditional sender and recipient untraceability.
J. Cryptology, 1(1):65–75.

Feige, U., Fiat, A., and Shamir, A. (1988).
Zero-knowledge proofs of identity.
J. Cryptology, 1(2):77–94.

Bibliography IV

Golle, P. and Juels, A. (2004).
Dining cryptographers revisited.
In *Advances in Cryptology - EUROCRYPT 2004, International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques, Interlaken, Switzerland, May 2-6, 2004, Proceedings*, pages 456–473.

Panti, M., Spalazzi, L., and Tacconi, S. (2002).
Attacks on cryptographic protocols: A survey.
Technical report, Instituto di Infomartica, Universtity of Ancona.

Bibliography V


Quisquater, J., Quisquater, M., Quisquater, M., Quisquater, M., Guillou, L. C., Guillou, M. A., Guillou, G., Guillou, A., Guillou, G., Guillou, S., and Berson, T. A. (1989).
How to explain zero-knowledge protocols to your children.
In *Advances in Cryptology - CRYPTO '89, 9th Annual International Cryptology Conference, Santa Barbara, California, USA, August 20-24, 1989, Proceedings*, pages 628–631.


Shamir, A. (1979).
How to share a secret.
Commun. ACM, 22(11):612–613.

Bibliography VI


Volpano, D. M. and Smith, G. (1997).
A type-based approach to program security.
In *TAPSOFT'97: Theory and Practice of Software Development, 7th International Joint Conference CAAP/FASE, Lille, France, April 14-18, 1997, Proceedings*, pages 607–621.