CRYPTO À CLÉ SECRÈTE

L'AUTHENTICATION DE PERSONNES

Cristina Onete
cristina.onete@gmail.com

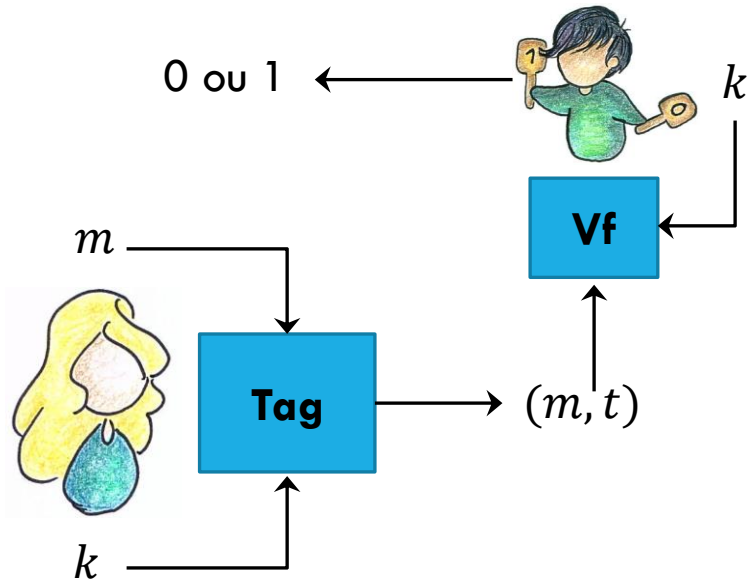
PROTOCOLES ET PRIMITIVES

- Une séparation souvent "flexible"
- En general :
  - **une primitive** ne contient pas d'algorithms interactifs
  - **un protoole** suppose l'interaction

- Exemples :
  - Une fonction de hachage est une primitive
  - Un schéma de chiffrement/MAC est une primitive
  - On parle d'un protocole d'échange de clé, d'un protocole d'authentification, etc.

PRIMITIVES ET PROTOCOLES D'AUTHENTIFICATION

- L'authentification de messages est **une primitive** :
  - **But** : authentifier la provenance d'un message
  - Le possesseur de la clé génère le message également
  - La vérification peut se faire immédiatement ou après un délai
  - Les **réjeux** de tuples (m, t) ne consistent pas une attaque !



- L'authentification de personnes est souvent **un protocole** :
  - But : établir qu'un certain acteur est le possesseur d'une clé légitime
  - Cela suppose de l'interaction : le possesseur de la clé ne doit pas tout choisir
  - De plus on veut justement **éviter les réjeux** : les réjeux sont des attaques !

LES PROTOCOLES D'AUTHENTIFICATION

- **Les acteurs** :
  - Un prouveur : l'entité qui doit s'authentifier 
  - Un vérificateur/vérifieur : l'entité qui vérifie l'authentication 
  - Parfois une entité qui gère/génère des clés, indépendante

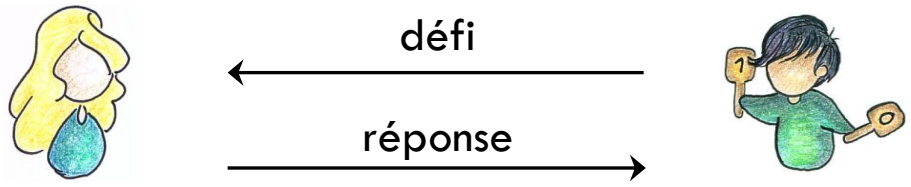
- **Clé publique, clé secrète** :
  - L'authentification à clé publique : le prouveur *P* possède (sk_P, pk_P) et le vérificateur V aura pk_P
    Parfois le vérificateur a accès à une base de données
  - L'authentification à clé secrète : le prouveur et le vérificateur ont accès à une clé symétrique k_P

- **Authentification** : le vérificateur a comme sortie un bit 1 (valide) ou 0 (invalide) 
- **Identification** : le vérificateur a comme sortie l'identité d'un prouveur *P* 

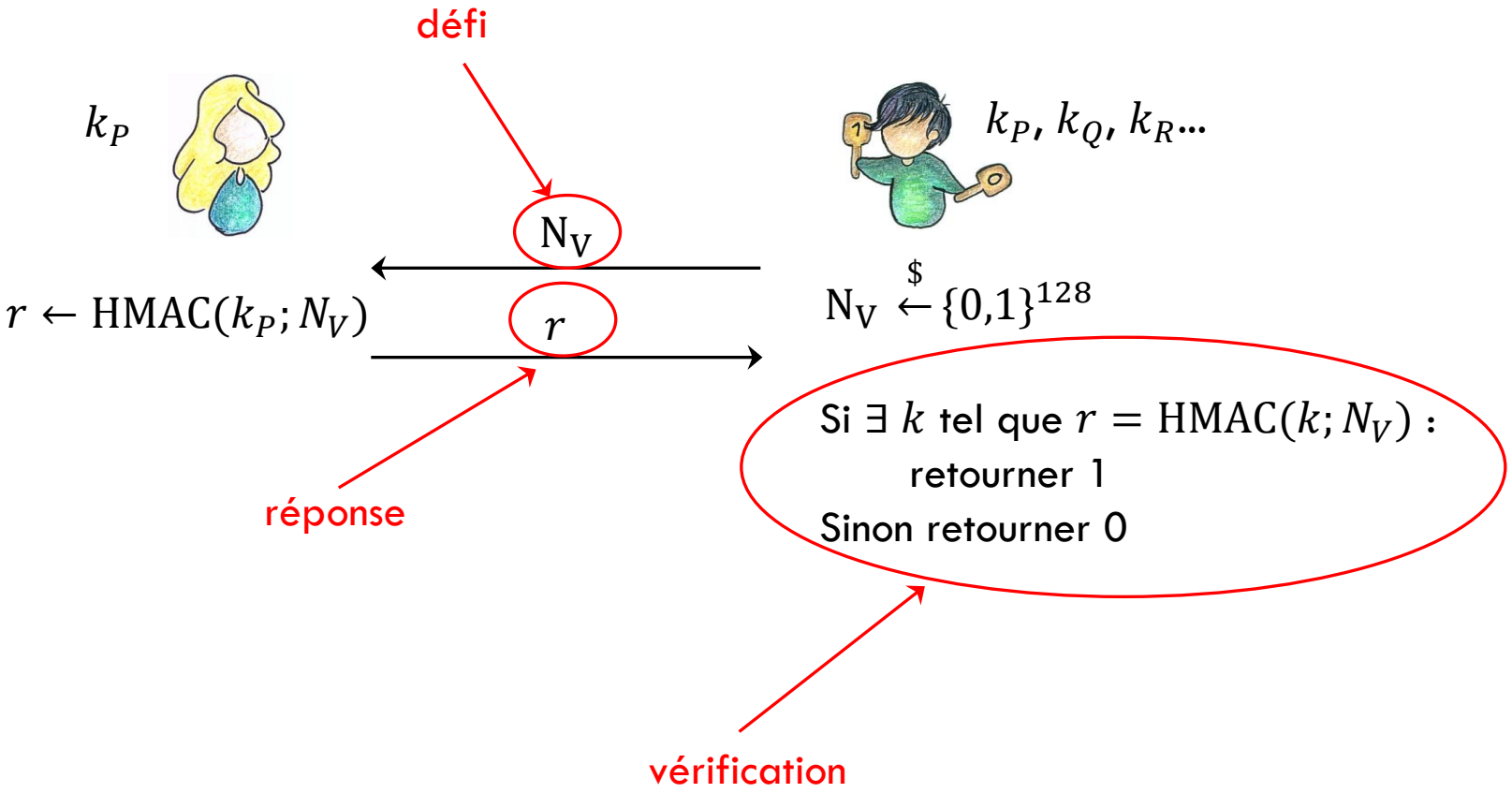
L'AUTHENTIFICATION À CLÉ SYMÉTRIQUE

- **Syntaxe** : Auth = (KGen, Prove, Verify)
  - Génération de clés : $\mathrm{KGen}(1^{\lambda}, P)$ sortira k_P
  - Prouver-vérifier : $\mathrm{Prove}(k_P)$ et $\mathrm{Verify}(k_P)$ interagissent pour que, à la fin, le vérificateur sort 0 ou 1

- **Structure de base** : défi - réponse
  - Le vérificateur génère un défi frais, pour que l'authentification ne soit pas un réjeu
  - Le prouveur génère une réponse basée sur le défi



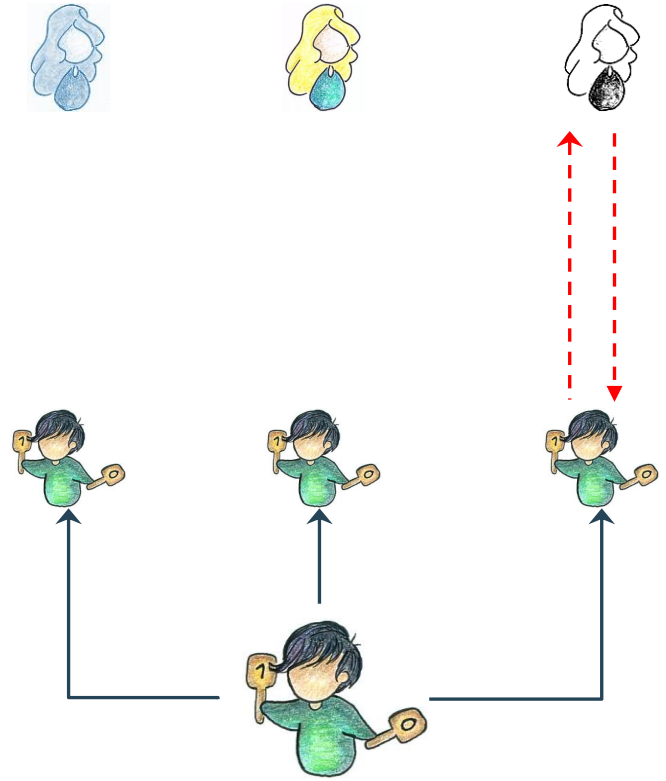
EXEMPLE DE PROTOCOLE



SESSIONS, INSTANCES

- Les protocoles d'authentication fonctionnent en **des *sessions***
  - Une session : une exécution du protocole, entre deux partenaires

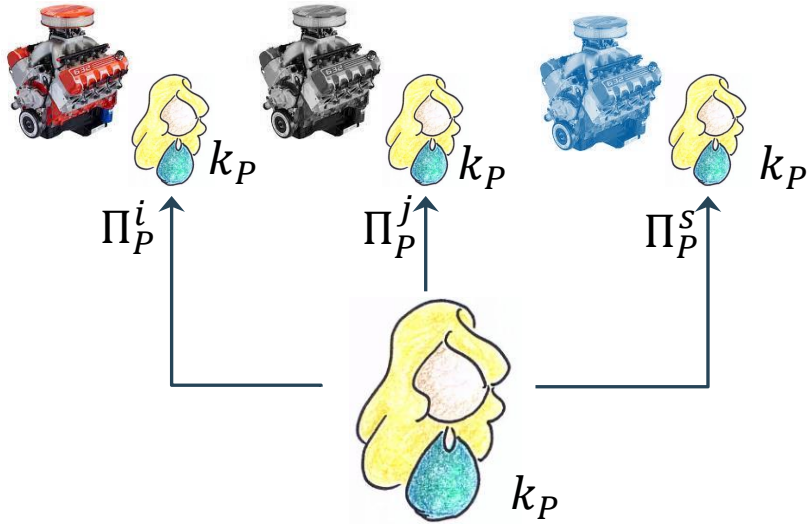
- Chaque partenaire contribue ½ de session : ***une instance***
  - Plusieurs instances peuvent être exécutées en même temps
  - Une instance peut être aperçue comme un algorithme
    - Entrées provenant du partenaire
    - Sorties arrivent au partenaire
  - Dans l'authentification, le vérificateur exécute des instances parallèles
    - Le prouveur, plutôt des instances séquentielles



DES ACCRÉDITATIONS D'AUTHENTIFICATION

- Chaque **participant P** possède :
  - Une clé symétrique k_P
  - La capacité de générer des valeurs aléatoires
  - La capacité de calculer les messages du protocole prévu

- Chaque **instance de P** :
  - Utilise la clé symétrique
  - Génère des aléas et fait des calculs indépendamment
  - Une mise à jour de la clé affecte toutes les instances, une valeur aléatoire générée n'affecte qu'une

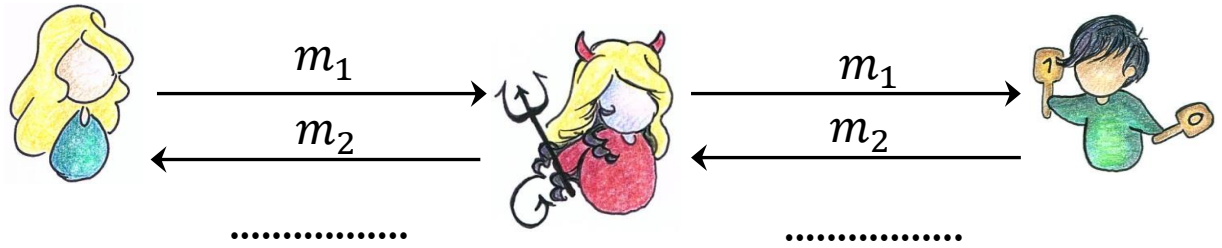


LA SÉCURITÉ DE L'AUTHENTIFICATION

LA SÉCURITÉ DES PROT. D'AUTHENTIFICATION

- **Intuition** : un attaquant (c'est à dire un participant illégitime) ne peut jamais s'authentifier
  - L'attaquant aura accès à certaines exécutions honnêtes du protocole
  - Il pourra même contacter un prouveur/vérificateur de son choix
  - Par contre Il ne peut pas contacter un prouveur légitime pendant la session d'authentification "cible"

L'authentification est susceptible aux attaques par relais !!!



VERS UNE DÉFINITION FORMELLE

- **Intuition 1** :
  - L'attaquant aura accès à certaines exécutions honnêtes du protocole
  - Il pourra même contacter un prouveur/vérificateur de son choix

- **Formalisation** :
  - Un oracle de création d'instance d'une partie choisie : NewSession
  - Un oracle d'envoi de message : Send

VERS UNE DÉFINITION FORMELLE

- **Intuition 2** :
  - L'attaquant doit s'authentifier auprès du vérificateur dans une session dans laquelle aucun prouveur n'intervient

Comment différencier formellement entre les sessions ?

- Instances, sessions, matching :
  - Associer chaque session à un identifiant (session identifier, noté sid) :

    En pratique, une concaténation de valeurs propres à la session : quelques messages, tout le transcript, etc.

    L'identifiant de la session évolue donc au cours du protocole
  - Deux instances qui ont le même sid exécutent la même session : les deux instances matchent

VERS UNE DÉFINITION FORMELLE

- **Intuition 2** :
  - L'attaquant doit s'authentifier auprès du vérificateur dans une session dans laquelle aucun prouveur n'intervient

- **Formalisation** :
  - L'attaquant doit causer le vérificateur de produire une sortie de 1 (accepter)
  - ... Dans une session Π_V^i avec identifiant sid tel que :

    il n'existe aucune session d'un prouveur P

    et aucune instance Π_P^j avec

    $\Pi_V^i.\mathrm{sid} = \Pi_P^j.\mathrm{sid}$

FORMALISATION

➢ **Environnement** :

- Un nombre n de prouveurs $(P_1, P_2 \dots P_n)$, un vérificateur V
- Des clés k_{P_i} pour chaque P_i, données au vérificateur aussi
- Un adversaire au milieu

$\text{fini} \leftarrow A^{\text{oNewSession}(\cdot),\text{oSend}(\cdot,\cdot)}(\lambda)$

A gagne ssi. $\exists\ \Pi_V^x$ tel que :

la sortie de Π_V^x est 1

et $\nexists\ P, y$ tel que $\Pi_V^x.\text{sid} = \Pi_P^y.\text{sid}$

➢ **Oracles** :

- $\mathbf{oNewSession}(\boldsymbol{P_i}) \rightarrow (\boldsymbol{\Pi_{P_i}^s}, \boldsymbol{\Pi_V^t})$: étant donné l'identifiant d'un prouveur P_i, cet oracle retourne deux nouvelles instances, une du prouveur et une du vérificateur
- $\mathbf{oSend}(\boldsymbol{\Pi}, \boldsymbol{m}) \rightarrow \boldsymbol{m^*}$: étant donné une instance (d'un prouveur ou d'un vérificateur) et un message, l'oracle retourne un message m^*. Si $m = \text{"Start"}$ et Π est une instance de la partie qui commence le protocole (prouveur ou vérificateur), alors m^* est le premier message du protocole

QUE PEUT FAIRE L'ATTAQUANT ?

- **<u>Voir une exécution honnête</u>** du protocole entre un prouveur P_i et un vérificateur V :
  1. Générer une instance du prouveur et une du vérificateur : $\mathrm{oNewSession}(P_i) \rightarrow (\Pi^s_{P_i}, \Pi^t_V)$
  2. Supposant que le vérificateur commence : $\mathrm{oSend}(\Pi^t_V, \mathrm{Start}) \rightarrow m_1$, générer le premier message du protocole
  3. L'attaquant fait suivre le message à P_i : $\mathrm{oSend}(\Pi^s_{P_i}, m_1) \rightarrow m_2$, générer la réponse m_2
  4. L'attaquant fait suivre m_2 à V : $\mathrm{oSend}(\Pi^t_V, m_2) \rightarrow m_3$, etc.
  5. .... continuer jusqu'à la fin du protocole

- À la fin : l'attaquant aura tout le transcript

$\mathrm{fini} \leftarrow A^{\mathrm{oNewSession}(\cdot),\mathrm{oSend}(\cdot,\cdot)}(\lambda)$

A gagne ssi. $\exists\ \Pi^x_V$ tel que :

la sortie de Π^x_V est 1

et $\nexists\ P, y$ tel que $\Pi^x_V.\mathrm{sid} = \Pi^y_P.\mathrm{sid}$

QUE PEUT FAIRE L'ATTAQUANT ?

- **Exécuter le protocole avec un prouveur P_i** (sans vérificateur) :
  1. Générer une instance du prouveur : $\mathrm{oNewSession}(P_i) \rightarrow (\Pi^s_{P_i}, \Pi^t_V)$. Ignorer Π^t_V
  2. Supposant que le vérificateur commence : l'attaquant génère un message $\widehat{m_1}$
  3. L'attaquant fait suivre le message à P_i : $\mathrm{oSend}(\Pi^s_{P_i}, \widehat{m_1}) \rightarrow m_2$, générer la réponse m_2
  4. L'attaquant génère un $\widehat{m_3}$ et utilise : $\mathrm{oSend}(\Pi^s_{P_i}, \widehat{m_3}) \rightarrow m_4$, pour apprendre la réponse d'un prouveur honnête
  5. .... continuer jusqu'à la fin du protocole

- À la fin : une session attaquant-prouveur

$\mathrm{fini} \leftarrow A^{\mathrm{oNewSession}(\cdot),\mathrm{oSend}(\cdot,\cdot)}(\lambda)$

A gagne ssi. $\exists\ \Pi^x_V$ tel que :

la sortie de Π^x_V est 1

et $\nexists\ P, y$ tel que $\Pi^x_V.\mathrm{sid} = \Pi^y_P.\mathrm{sid}$

QUE PEUT FAIRE L'ATTAQUANT ?

- **<u>Exécuter le protocole avec le vérificateur</u>** (sans prouveur) :
  - Identique à la stratégie avec un prouveur (sans vérificateur)

- À la fin : l'attaquant aura exécuté une session avec le vérificateur

$\text{fini} \leftarrow A^{\text{oNewSession}(\cdot),\text{oSend}(\cdot,\cdot)}(\lambda)$

A gagne ssi. $\exists\ \Pi_V^x$ tel que :

la sortie de Π_V^x est 1

et $\nexists\ P, y$ tel que $\Pi_V^x.\text{sid} = \Pi_P^y.\text{sid}$

QUE PEUT FAIRE L'ATTAQUANT ?

- **<u>Exécuter le protocole en tant que Personne-au-milieu</u>** entre un prouveur et un vérificateur :
  - Identique à la stratégie de session entre un prouveur et un vérificateur, mais l'adversaire peut modifier des messages

- Attention : on ne peut pas gagner avec une telle session !

$\text{fini} \leftarrow A^{\text{oNewSession}(\cdot),\text{oSend}(\cdot,\cdot)}(\lambda)$

A gagne ssi. $\exists\ \Pi_V^x$ tel que :

la sortie de Π_V^x est 1

et $\nexists\ P, y$ tel que $\Pi_V^x.\text{sid} = \Pi_P^y.\text{sid}$

LA SÉCURITÉ DE NOTRE EXEMPLE

EXEMPLE DE PROTOCOLE

k_P

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

$\mathrm{N_V}$

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

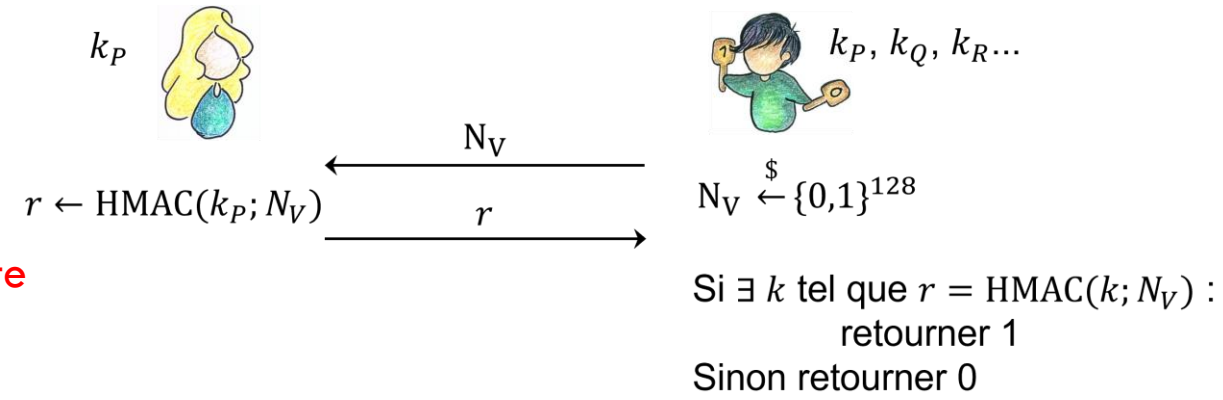
r

$\mathrm{N_V} \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

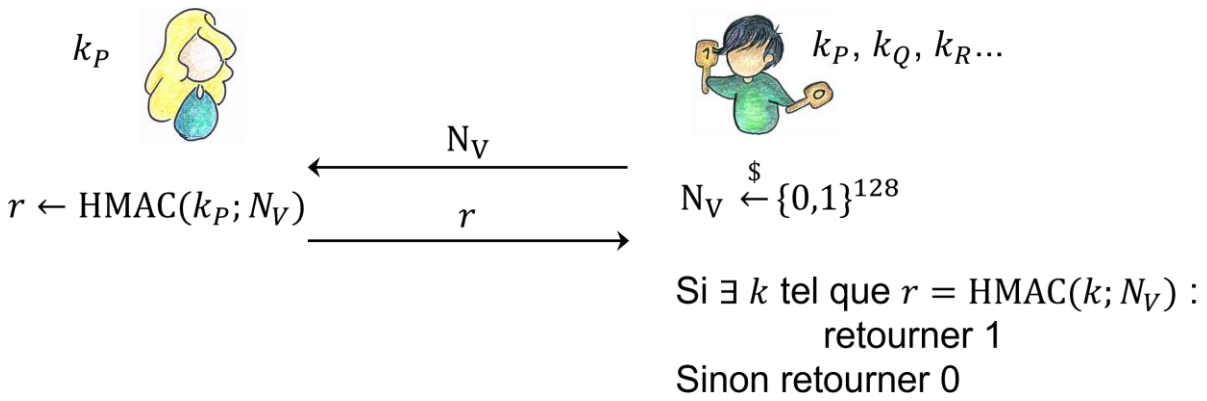
Si $\exists\ k$ tel que $r = \mathrm{HMAC}(k; N_V)$:
    retourner 1
Sinon retourner 0

CE QUE L'ATTAQUANT APPREND DES ORACLES

- Exécution honnête :
  - des tuples (N_V, r) pour certaines valeurs de N_V
- Exécution avec le prouveur :
  - des réponses r à des défis N_V pour des valeurs choisies par l'adversaire
- Exécution avec le vérificateur :
  - L'attaquant doit répondre avec une valeur r correcte pour un frais défi N_V
- Exécution prouveur/vérificateur modifiée :
  - modifier le défi => nouvelle valeur r
  - modifier r => la réponse de V sera 0



INTUITION PREUVE



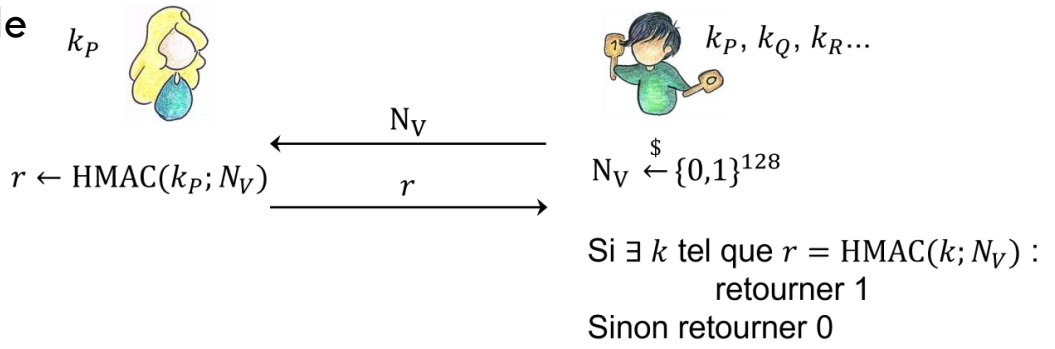
- **Pour gagner** l'attaquant aurait besoin que :
  - Le défi N_V de la session ciblée se répète dans une autre session qu'il a vu **avec le prouveur**
  - OU : Le défi N_V de la session ciblée se répète dans une **session préalable avec le prouveur légitime**
  - OU : Pour un défi N_V frais, l'attaquant peut **trouver la réponse** souhaitée (sans la demander à un prouveur)
    - SOIT : en exploitant la/les faiblesses de l'utilisation de HMAC
    - SOIT : en devinant sur un petit ensemble

STRATÉGIE DE PREUVE

- **Théorème** : Ce protocole est sécurisé dans le modèle de l'oracle aléatoire (HMAC => RO)
- **Preuve** : Stratégie de preuve :
  - Pré-preuve : transition au RO coûte ϵ_{RO}
  - Premier pas : Nous allons supposer que le vérificateur ne génère jamais la même valeur deux fois

    Ceci n'est pas vrai (collisions possibles !)
  - Deuxième pas : Pour gagner, l'attaquant devra gagner dans une session avec V, sans aide

    On suppose que A n'a pas déviné la valeur du défi utilisé dans cette session avant l'heure !
  - Troisième pas : A ne peut pas envoyer $(k; N_V)$ pour un k valide
  - A ce point : l'attaquant ne peut que deviner la réponse



PREMIER PAS

- **Théorème** : Ce protocole est sécurisé dans le modèle de l'oracle aléatoire (HMAC => RO)
- **Preuve** : transition vers RO : ϵ_{RO}
  - Premier pas : Nous allons supposer que le vérificateur ne génère jamais la même valeur deux fois
  - G_0 : jeu initial
  - G_1 : V ne répète jamais un défi généré

  - Disons que A fait exécuter :

    q_{PV} sessions avec le prouveur et vérificateur (honnêtes et malhonnêtes)

    q_P sessions avec un prouveur

    q_V sessions avec le vérificateur
  - $\Pr[A \text{ gagne } G_0] \leq \Pr[A \text{ gagne } G_1] + \binom{q_{PV} + q_V}{2} \cdot 2^{-|N_V|}$

DEUXIÈME PAS

- **Théorème** : Ce protocole est sécurisé dans le modèle de l'oracle aléatoire (HMAC => RO)
- **Preuve** : transition vers RO : ϵ_{RO}
  - Deuxième pas : Nous allons supposer que l'adversaire n'est pas capable, dans ses q_P sessions avec le prouveur, deviner "avant l'heure" aucun défi utilisé dans une session avec le vérificateur
  - G_0 : jeu initial
  - G_1 : V ne répète jamais un défi généré
  - G_2 : A ne devine aucun défi utilisé dans une session avec le vérificateur

  - Pour un défi fixe (dans une session avec V), proba de deviner dans un des q_P sessions : $q_P \cdot 2^{-|N_V|}$
  - $\Pr[A \text{ gagne } G_1] \leq \Pr[A \text{ gagne } G_2] + q_P q_V \cdot 2^{-|N_V|}$

TROISIÈME PAS

- **Théorème** : Ce protocole est sécurisé dans le modèle de l'oracle aléatoire (HMAC => RO)
- **Preuve** : transition vers RO : ϵ_{RO}
  - Troisième pas : Nous allons interdire à l'adversaire d'envoyer une requête $\mathrm{RO}(k; N_V)$ pour aucun défi vu dans une session avec le vérificateur (total de q_V valeurs distinctes de N_V)
  - G_0 : jeu initial
  - G_1 : V ne répète jamais un défi généré
  - G_2 : A ne devine aucun défi utilisé dans une session avec le vérificateur
  - G_3 : ayant reçu un défi frais et imprévisible, A n'a plus le droit de demander $\mathrm{RO}(k; N_V)$

  - La valeur k est la seule partie inconnue de la requête
  - $\Pr[A \text{ gagne } G_2] \leq \Pr[A \text{ gagne } G_3] + q_V \cdot 2^{-|k|}$

ETAPE FINALE

- **Théorème** : Ce protocole est sécurisé dans le modèle de l'oracle aléatoire (HMAC => RO)
- **Preuve** : transition vers RO : ϵ_{RO}
  - Étape finale : Produire une bonne réponse à une session avec le vérificateur parmi les q_V sessions
  - G_0 : jeu initial
  - G_1 : V ne répète jamais un défi généré
  - G_2 : A ne devine aucun défi utilisé dans une session avec le vérificateur
  - G_3 : ayant reçu un défi frais et imprévisible, A n'a plus le droit de demander $\mathrm{RO}(k; N_V)$
  - Gagner G_3 : Maintenant A n'a plus le droit d'apprendre une réponse r valide à un défi N_V frais via RO.
    Il n'a pas le droit d'utiliser le prouveur en tant qu'oracle pour trouver la bonne réponse (par modèle)
  - Son seul recours serait de deviner la valeur de r : $\Pr[A \text{ gagne } G_3] \leq q_V \cdot 2^{-|r|}$

QUANTIFICATION TOTALE

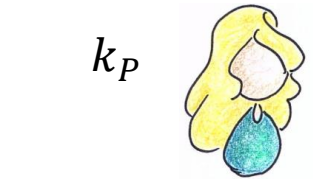
- **Théorème** : Ce protocole est sécurisé dans le modèle de l'oracle aléatoire (HMAC => RO). Pour chaque adversaire contre la sécurité du protocole :

$$\Pr[A \text{ gagne}] \leq \epsilon_{RO} + \left[q_P q_V + \binom{q_{PV} + q_V}{2}\right] \cdot 2^{-|N_V|} + q_V \cdot \left(2^{-|k|} + 2^{-|r|}\right)$$

- G_0 : jeu initial
- G_1 : Enlever les collisions sur N_V prouveur honnête : $\Pr[A \text{ gagne } G_0] \leq \Pr[A \text{ gagne } G_1] + \binom{q_{PV} + q_V}{2} \cdot 2^{-|N_V|}$
- G_2 : A ne devine pas un N_V "important" : $\Pr[A \text{ gagne } G_1] \leq \Pr[A \text{ gagne } G_2] + q_P q_V \cdot 2^{-|N_V|}$
- G_3 : A n'a plus le droit de demander $\mathrm{RO}(k; N_V)$: $\Pr[A \text{ gagne } G_2] \leq \Pr[A \text{ gagne } G_3] + q_V \cdot 2^{-|k|}$
- Gagner G_3 : $\Pr[A \text{ gagne } G_3] \leq q_V \cdot 2^{-|r|}$

PROTOCOLES D'AUTHENTIFICATION

NOTRE PREMIER PROTOCOLE



k_P

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

$\mathrm{N_V}$

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

r

$\mathrm{N_V} \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

Si $\exists\ k$ tel que $r = \mathrm{HMAC}(k; N_V)$:
retourner 1
Sinon retourner 0

- Le protocole est sécurisé

Peut-on vouloir plus ?

NOTRE PREMIER PROTOCOLE

k_P

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

$\mathrm{N_V}$ ←

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$ →

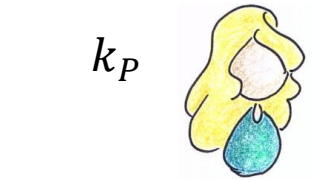
r

$\mathrm{N_V} \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

Si $\exists\ k$ tel que $r = \mathrm{HMAC}(k; N_V)$:
retourner 1
Sinon retourner 0

- Une attaque de déni de service pour des vérificateurs qui gèrent bcp de prouveurs :
  - Juste envoyer des faux r -- car le vérificateur devra chercher permi toutes les clés pour trouver la bonne !

DEUXIÈME PROTOCOLE



k_P

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

$\mathrm{N_V}$

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

P, r

$\mathrm{N_V} \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

Si $r = \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$:
retourner 1
Sinon retourner 0

- Maintenant la vérification est plus rapide
- Inconveniant : la protection de la vie privée souffrira

LA VIE PRIVÉE DANS L'AUTHENTIFICATION

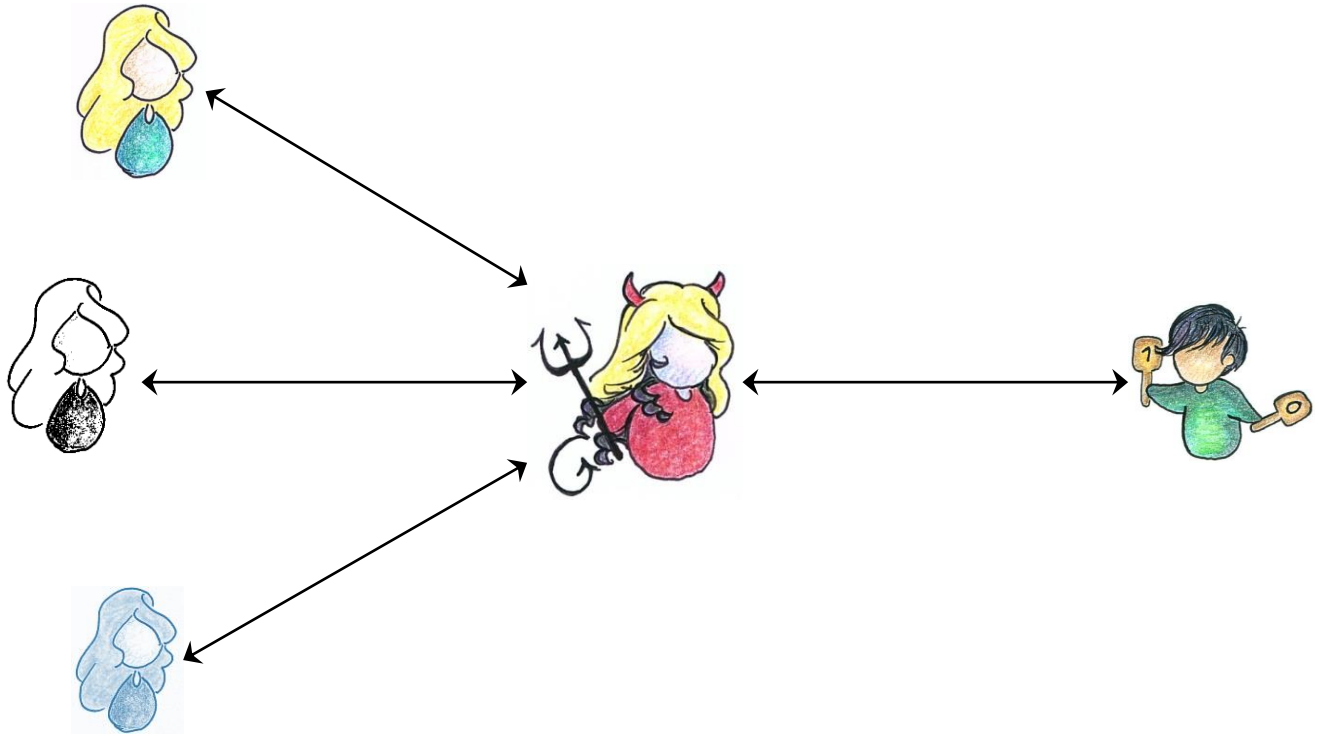
PRIVACY, ANONYMAT, INDISTINGUABILITÉ

- Le respect de la vie privée connait des dizaines de degrés [PfitzmannHansen, 2010] :
  - **L'anonymat** : rester anonyme parmi un ensemble d'entités
  - **Unlinkability** : ne pas pouvoir lier deux objets d'intérêt appurtenant à une même entité
  - **Non-détectabilité** : ne pas savoir si un certain objet d'intérêt appartenant à une certaine entité existe ou non
  - **Inobservabilité** : non-détectabilité par rapport aux externes de l'objet d'intérêt, anonymat pour les internes
  - **Pseudonymat** : anonymat via l'utilisation d'un pseudonym
  - ...
- De plus des besoins contradictoires : accountability
  - Parfois on veut savoir après le coup qui a accédé à un certain service

Quelle serait la notion la plus utile dans l'authentification ?

QUELQUES TYPES D'ADVERSAIRES

- Typiquement les adversaires sont des personnes au milieu :
  - **Passifs** : l'adversaire peut voir les communications mais pas insérer ses propres messages
  - **Actifs** : l'adversaire peut insérer des messages soit séparément vers une des parties, soit dans les deux directions
- Adversaires internes et externes :
  - **Externes** : Personnes au milieu
  - **Internes** : Contrôle le vérificateur aussi



L'ANONYMAT DANS L'AUTHENTIFICATION

- Prenons un attaquant qui est une Personne au Milieu

- Plusieurs degrés d'anonymat :

1. Un adversaire externe et passif ne peut pas retrouver l'identités des prouveurs
2. Un adversaire externe et actif ne peut pas retrouver/distinguer les identités des prouveurs

DEUXIÈME PROTOCOLE

k_P

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

$\mathrm{N_V}$

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

$\mathrm{N_V} \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

P, r

Si $r = \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$:
retourner 1
Sinon retourner 0

- Ne protège pas du tout la vie privée des prouveurs

TROISIÈME PROTOCOLE

k_P

pk_V

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

(sk_V, pk_V)

N_V

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

$c = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P), r$

$N_V \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

Déchiffrer c pour trouver P

Si $r = \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$:

retourner 1

Sinon retourner 0

- Protège l'identité des prouveurs contre les attaquants passifs
  - Car le chiffrement protège la confidentialité des informations envoyées
- Mais ne protège pas ces identités dans la présence d'un attaquant actif

ATTAQUE ACTIF VS LE TROISIÈME PROTOCOLE

k_P
pk_V

$k_P, k_Q, k_R \ldots$
(sk_V, pk_V)

$\mathrm{N_V}$ ←

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$ $\quad c = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P), r$ →

$\mathrm{N_V} \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{128}$

Déchiffrer c pour trouver P
Si $r = \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$:
    retourner 1
Sinon retourner 0

- Astuce : tout personne peut chiffrer à clé publique
  l'authentification n'est pas incluse dans le chiffrement

ATTAQUE ACTIF VS LE TROISIÈME PROTOCOLE

k_P

pk_V

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

$\mathrm{N_V}$

$c = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P), r$

$\mathrm{N_V}$

$c^* = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P^*), r$

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

(sk_V, pk_V)

$\mathrm{N_V} \overset{\$}{\leftarrow} \{0,1\}^{128}$

Déchiffrer c pour trouver P
Si $r = \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$:
retourner 1
Sinon retourner 0

- Premier attaque : A veut distinguer entre P et P^*
  - Un prouveur inconnu (soit P soit P^*) démarre une session
  - l'attaquant fait suivre le défi vers le prouveur et le prouveur inconnu répond
  - A conserve r et calcule $c^* = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P^*)$
  - Il attend la réponse du vérificateur : si la réponse est 1, alors A dit qu'il s'agit de P^*; si c'est 0, alors A dit P

ATTAQUE ACTIF VS LE TROISIÈME PROTOCOLE

k_P

pk_V

$r \leftarrow \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$

$\mathrm{N_V}$

$c = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P), r$

$\mathrm{N_V}$

$c^* = \mathrm{Enc}_{pk_V}(P^*), r$

$k_P, k_Q, k_R \ldots$

(sk_V, pk_V)

$\mathrm{N_V} \overset{\$}{\leftarrow} \{0,1\}^{128}$

Déchiffrer c pour trouver P

Si $r = \mathrm{HMAC}(k_P; N_V)$:

retourner 1

Sinon retourner 0

- Extension de l'attaque : A veut savoir quel prouveur parle
  - Répéter l'attaque de base, en rédemandant à chaque fois de l'information au prouveur présent

UNLINKABILITY DES SESSIONS

- Un protocole permettant à l'identité du prouveur de fuir présente un danger clair
- Mais même sans révéler leurs identités, on peut mettre en danger les prouveurs :
  - Si on peut connecter lier deux exécutions à un même prouveur…
  - … et on continue à faire cela dans la durée dans des endroits différents …
  - … on peut réconstituer le chemin d'un utilisateur
- Particulièrement important dans les réseaux véhiculaires, l'authentification mobile…
- Un sujet très riche qui mérite la découverte