

R4.B.10

Algorithmes (cryptographie)

Denis Monnerat

monnerat@u-pec.fr 

IUT de Fontainebleau

Introduction

Chiffrement par flux

Chiffrement symétrique par blocs

Fonctions de hachage

Chiffrement à clés publiques

Signatures, certificats

Introduction

Introduction

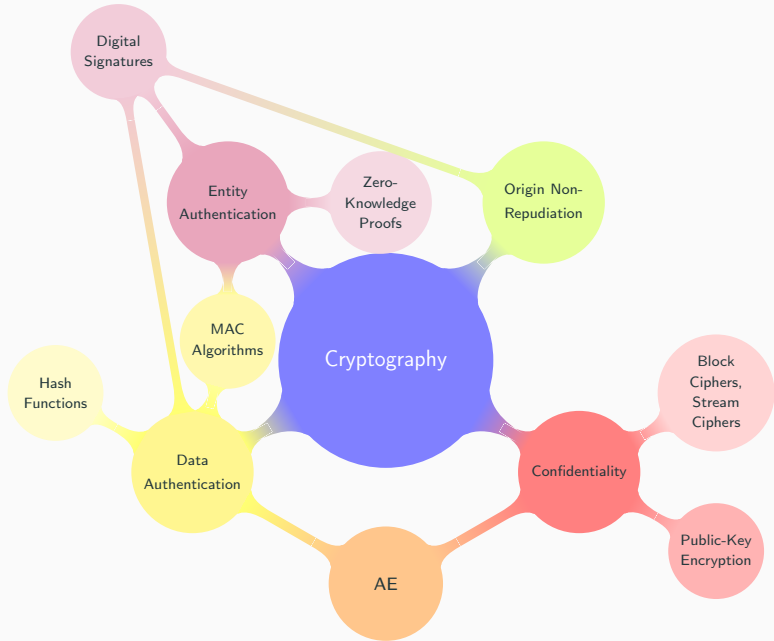
Chiffrement par flux

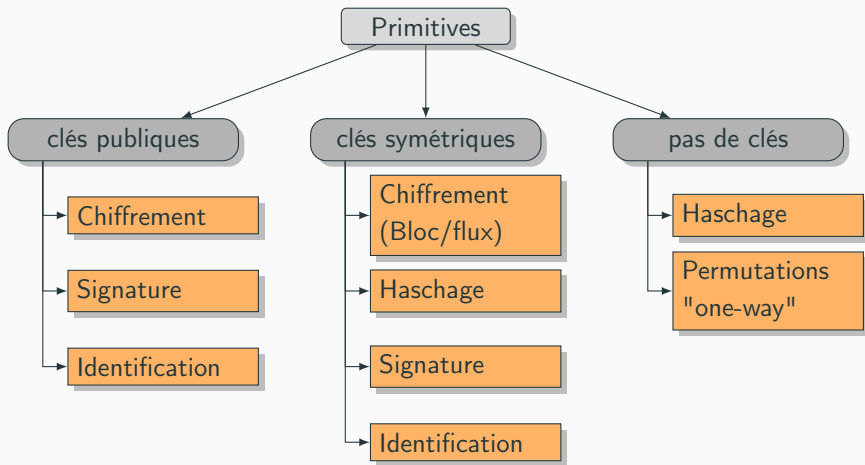
Chiffrement symétrique par blocs

Fonctions de hachage

Chiffrement à clés publiques

Signatures, certificats

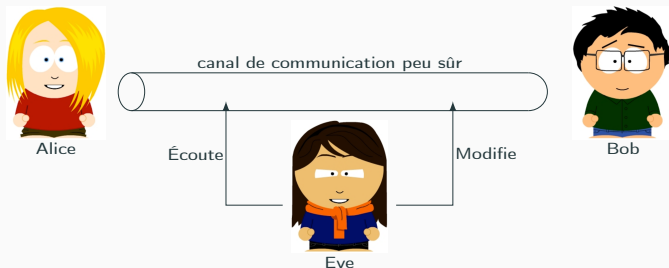




La cryptologie est la réunion de la cryptographie et de la cryptanalyse.

But de la cryptographie

Communiquer sur un canal peu sûr



CAIN

- Confidentialité des informations (stockées ou échangées)
- Authentification (utilisateurs, ressources)
- Intégrité
- Non répudiation (signatures)

Chiffrement/Déchiffrement

$$M \xrightarrow{E} C = E(M) \xrightarrow{D} D(C(M)) = M$$

- E fonction de chiffrement (Encryption)
- D fonction de déchiffrement (Decryption)
- E et D sont paramétrées par des clés K_e et K_d .

Deux familles de méthodes :

1. Clés secrètes, ou symétriques $K_e = K_d$.
2. Clés publiques, ou asymétriques $K_e \neq K_d$.

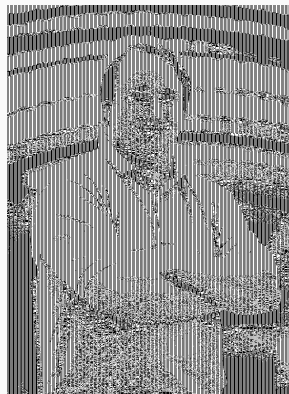
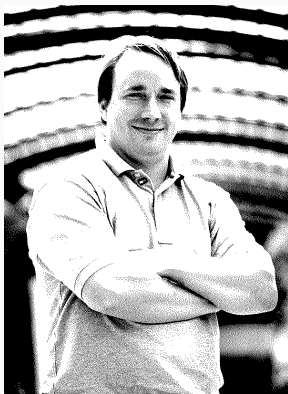
Confusion

Pas de propriétés statistiques déduites du message chiffré

Diffusion

Une petite modification du message doit conduire à un message chiffré très différent.

Exemple : chaque octet o de l'image $\rightarrow o \oplus 0x8a$



- Connaître les différentes définitions
- Comprendre les principes
- Utiliser des outils

Chiffrement par flux

Pas de découpage, chiffrement en continu. Quelques exemples :

- A5/1, algorithme publié en 1994, utilisé dans les téléphones mobiles de type GSM pour chiffrer la communication par radio entre le mobile et l'antenne-relais la plus proche ;
- RC4, le plus répandu, conçu en 1987 par Ronald Rivest, utilisé notamment par le protocole WEP du Wi-Fi ;
- Py, un algorithme récent de Eli Biham ;
- E0 utilisé par le protocole Bluetooth.

Souvent un chiffrement par flot se présente sous la forme d'un générateur de nombres pseudo-aléatoires avec lequel on opère un XOR entre un bit (octet) à la sortie du générateur et un bit (octet) provenant des données.

One Time Pad

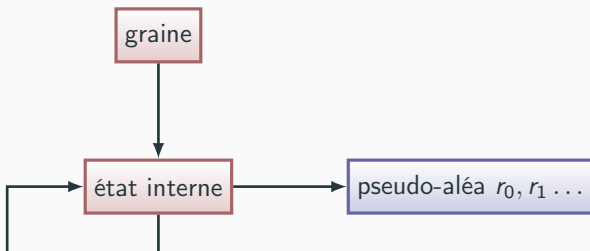
Chiffrement par flux

PRNG

Générateurs Pseudo-aléatoires

PRNG

- On part d'une **graine** (aléatoire).
- Cette graine alimente un **état interne**.
- Le générateur met à jour son état interne après chaque bit produit.



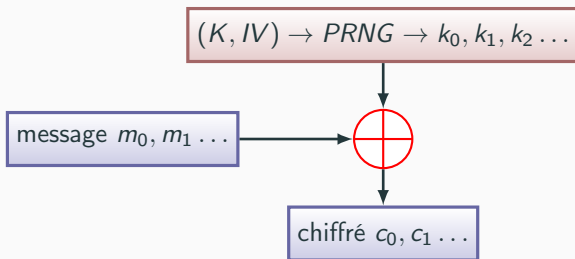
Une fois la graine spécifiée, le comportement du générateur pseudo-aléatoire est **déterministe**.

Usages :

- Aléa dans les ordinateurs :
 - peu coûteux.
 - Modélisation d'événements aléatoires.
 - reproductibilité des tests.
- Crypto : utiliser une graine secrète, connue par Alice et Bob, et faire du One-Time-Pad avec.

Chiffrement par flot

- ⚙️ difficile de générer et partager une volumineuse suite de chiffrement.
- 💡 utiliser un (PRNG) pour fabriquer une suite chiffrante (k_i). La graine du générateur pseudo-aléatoire sert de clé.
 - Chargement de l'état interne à partir de la graine.
 - Un état interne \rightsquigarrow bit(s) de clé, et état interne suivant.



Un exemple de mauvais PRNG

Le `rand()` de la plupart des langages de programmation n'a pas de but cryptographique. Une version proposé par POSIX.1-2001 :

```
static unsigned long x = 1;
/* RAND_MAX == 32767 */
int rand(void) {
    x = x * 1103515245 + 12345;
    return((unsigned)(suivant/65536) % 32768);
}
void srand(unsigned int seed) {x = seed;}
```

- Générateur linéaire congruentiel (LCG) du type

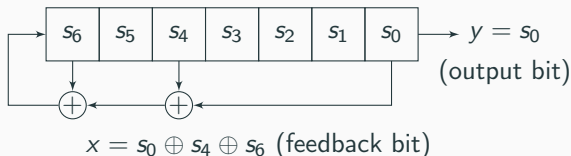
$$X_{n+1} = (aX_n + c) \mod m$$

- Facilement prédictible avec quelques valeurs successives.

Chiffrement par flux

LFSR

Linear Feedback Shift Register



L'état interne à l'étape $i + 1$ dépend de l'état interne à l'étape i :

$$s_{k-1}^{(i+1)} = s_k^{(i)} (\text{shift à droite}), \quad s_6^{(i+1)} = s_0^{(i)} \oplus s_4^{(i)} \oplus s_6^{(i)}$$

\oplus est l'addition modulo 2, celle du corps $\mathbb{Z}/2\mathbb{Z} = \mathbb{F}_2$.

Autre expression en numérotant tous les bits :

$$\forall i \geq 0, s_{i+7} = \underbrace{s_{i+6} \oplus s_{i+4} \oplus s_i}_{\text{fonction de rétroaction}}$$

Matriciellement, en notant $S = (s_0, s_1, s_2, s_3, s_4, s_5, s_6)$, on peut écrire

$$S^{(i+1)} = S^{(i)} \times M, \text{ avec } M = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

On peut interpréter la dernière colonne comme le polynôme caractéristique du LFSR (polynôme caractéristique de la matrice M)

$$P(X) = X^7 + X^6 + X^4 + 1$$

Plus généralement, un LFSR

- un entier r , taille du registre,
- un état initiale $S = (s_0, s_1, \dots, s_{r-1}) \in \mathbb{F}_2^r$,
- une fonction linéaire f (compte la parité d'un sous-ensemble de bits),
- à chaque étape, on calcule
$$s_r = f(s_0, s_1, \dots, s_{r-1}) = c_1 s_{r-1} + c_2 s_{r-2} + \dots + c_r s_0,$$
- à chaque top d'horloge, on décale : s_r rentre, s_0 sort,
- on obtient un nouvel état.

Examples

$$r = 4, \quad f(s_0, s_1, s_2, s_3) = s_0 \oplus s_3$$

0	0	0	1
1	0	0	0
1	1	0	0
1	1	1	0
1	1	1	1
0	1	1	1
1	0	1	1
0	1	0	1
1	0	1	0
1	1	0	1
0	1	1	0
0	0	1	1
1	0	0	1
0	1	0	0
0	0	1	0
0	0	0	1

$$r = 4, \quad f(s_0, s_1, s_2, s_3) = s_0 \oplus s_2$$

0	0	0	1
1	0	0	0
0	1	0	0
1	0	1	0
0	0	1	0
0	0	0	1

L'ensemble des états générés par le registre est forcément périodique, de période $\leq 2^r - 1$.

Il faut une bonne propriété mathématique sur f pour qu'elle soit maximale ($= 2^r - 1$)

(le polynôme

$$P(X) = c_r + c_{r-1}X + c_{r-2}X^2 + \cdots + c_1X^{r-1} + X^r \in \mathbb{F}_2[X]$$

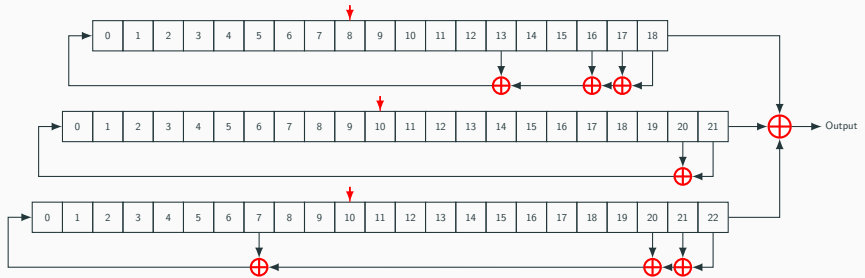
doit être primitif)

- Les LFSR ont de bonnes propriétés statistiques.
- Implantation logicielle/matérielle facile et peu onéreuse.

Malheureusement très vulnérables.

💡 Filtrer le registre avec une fonction booléenne le moins linéaire possible.

Trois LFSR de Longueurs 19, 22 et 23, nombres premiers entre eux. Sa période est égale aux produits des périodes ($2^{19+22+23} = 2^{64}$).



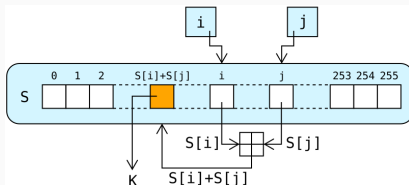
Chaque registre a un cloking bit. C'est la valeur majoritaire de ces trois bits qui décident quels registres (au moins 2 donc) avancent.

Une conversation GSM s'effectue par division en blocs temporels, chacun dure 4,6 millisecondes et contient 2×114 bits pour les deux canaux de communication (full-duplex).

Une clé de session K est utilisée pour la communication. Pour chaque bloc, K est mélangée à un compteur de blocs et le résultat est utilisé comme état initial d'un générateur de nombres pseudo-aléatoires qui produit 228 bits. Ceux-ci servent au chiffrement après un XOR avec les données des deux canaux.

Tous les registres sont mis à 0.

1. On effectue 64 cycles pendant lesquels la clé de 64 bits est introduite dans le système :
 - avec le bit K_i de la clé, on effectue un XOR avec le bit de poids faible de chaque registre
 - on décale tous les registres d'un cran
2. On effectue 22 cycles pendant lesquels le numéro de trame GSM (22 bits, vecteur d'initialisation) est introduit dans le système :
 - avec le bit C_i du compteur, on effectue un XOR avec le bit de poids faible de chaque registre
 - on décale tous les registres d'un cran
3. On exécute 100 cycles supplémentaires, avec le clock majoritaire.



État interne

- un tableau S de 256 octets = permutation de $\{0, 1, \dots, 255\}$
- 2 indices i et j dans le tableau.

La clé sert à initialiser la permutation. À chaque tour, la fonction de transition est

- $i \leftarrow (i + 1) \bmod 256$
- $j \leftarrow (j + S[i]) \bmod 256$
- $S[i] \leftrightarrow S[j]$

L'octet de chiffrement K est $S[(S[i] + S[j]) \bmod 256]$.

Chiffrement symétrique par blocs

Introduction

Chiffrement par flux

Chiffrement symétrique par blocs

- Padding

- Réseaux de Feistel

- Réseaux de permutation-substitution (SPN)

- Modes ECB, CBC, CTR, OFB

- Malléabilité

Fonctions de hachage

Chiffrement à clés publiques

Signatures, certificats

Chiffrement symétrique par blocs

Padding

Padding. Pourquoi ?

Problème

La taille du fichier à chiffrer n'est pas toujours un multiple de la taille des blocs de l'algorithme de chiffrement

Idée : le bourrage (padding), ie on complète le fichier pour que sa taille soit un multiple exacte de la taille des blocs de l'algorithme.

Mais il faut que le déchiffrement permette sans ambiguïté de retrouver le fichier initial non bourré.

Zero-padding

On bourre avec des octets nuls.

Exemple (bloc de 8 octets)

```
... | DD DD DD DD DD DD DD DD | DD DD DD DD 00 00 00 00 |
```

Problème : Que faire si le fichier contient des octets nuls ?

bit-padding

On rajoute dans le dernier bloc, à la fin, un bit à 1, et on complète avec une suite (vide éventuellement) de 0.

Exemple :

```
... | 10111001110101000010011 100000000 |
```

Remarque : Si la taille du fichier est un multiple entier de la taille du bloc, on rajoutera un bloc entier

```
... | 10000000000000000000000000000000 |
```

Byte-padding

On bourre le dernier bloc, et **le dernier octet vaut le nombre d'octets ajoutés**. On peut bourrer avec

- des octets nuls. (ANSI X9.23 Padding)
- des octets aléatoires. (ISO 10126-2 Padding)
- le nombre d'octets ajoutés (PKCS#5 and PKCS#7).

```
... | DD DD DD DD DD DD DD DD | DD DD DD DD 00 00 00 04 |  
... | DD DD DD DD DD DD DD DD | DD DD DD DD 81 A6 23 04 |  
... | DD DD DD DD DD DD DD DD | DD DD DD DD 04 04 04 04 |
```

Remarque : si la taille du fichier est un multiple du bloc, on rajoute un **bloc entier**.

Fonctionne pour des blocs ≤ 256 octets

ISO 7816-4 Padding

Le premier octet du padding est 0x80 suivi d'octets nuls. Ce padding s'adapte facilement à n'importe quelle taille de message.

```
0x11 0x36 0x67 0x38 0xBC 0x03 0x21 0xEF | 0x80 0x00 0x00
```

Il faut partir de la fin, consommer les 00, jusqu'à 80.

Chiffrement symétrique par blocs

Réseaux de Feistel

Il s'agit d'un type d'algorithmes à clés symétriques de chiffrement par blocs. Par exemple X(TEA), DES, Blowfish.

Principe

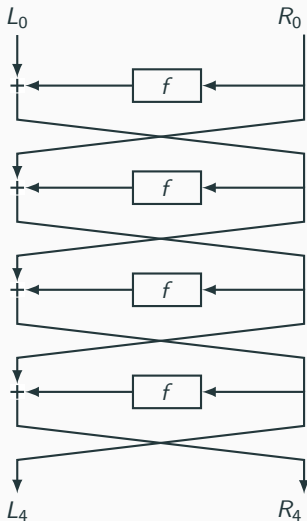
Désignons par K la clé (un mot binaire). On décompose le bloc à crypter en 2 moitiés (L_0, R_0) . On lui applique une transformation de la forme

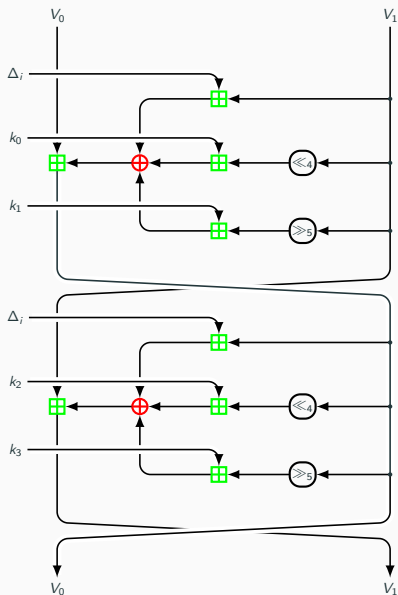
$$(L_0, R_0) \rightarrow (L_1, R_1) \text{ où } \begin{cases} L_1 &= R_0 \\ R_1 &= L_0 + f(R_0, K) \end{cases}$$

- La loi $+$ doit simplement être "réversible" (une loi de groupe). Dans la pratique, il s'agit souvent d'un xor.
- La fonction f n'a pas besoin d'être inversible pour que la transformation précédente soit réversible. Pourquoi ? Comment fait-on ?

Algorithme

Le chiffrement consiste alors à itérer la transformation (appelée round) un certain nombre de fois.





Pour **TEA**, la fonction de gauche (2 rounds) est itérée 32 fois.

- On découpe le bloc en deux mots de 4 octets (V_0, V_1).
- La clé est décomposée en 4 sous-clés k_0, k_1, k_2, k_3 de 4 octets.
- On utilise l'addition modulo 2^{32} $+$ et un xor \oplus .
- Δ_i permet d'avoir des tours non symétriques.

```
void encrypt (uint32_t* v, uint32_t* k)
{
    uint32_t v0=v[0], v1=v[1], sum=0, i; /* set up */
    uint32_t delta=0x9e3779b9; /* a key schedule constant */
    uint32_t k0=k[0], k1=k[1], k2=k[2], k3=k[3]; /* cache key */
    for (i=0; i < 32; i++) { /* basic cycle start */
        sum += delta;
        v0 += ((v1<<4) + k0) ^ (v1 + sum) ^ ((v1>>5) + k1);
        v1 += ((v0<<4) + k2) ^ (v0 + sum) ^ ((v0>>5) + k3);
    } /* end cycle */
    v[0]=v0; v[1]=v1;
}
```

Proposer un code pour decrypt !

Pour être conforme à la définition d'un réseau de Feistel, on peut écrire TEA :

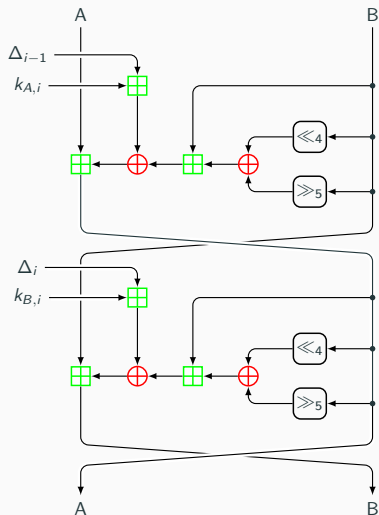
```
unsigned int f(uint32_t y,uint32_t k0,uint32_t k1,uint32_t delta)
{
    return ((y<< 4) + k0) ^ (y + delta) ^ ((y >> 5) + k1);
}

void encrypt (uint32_t* v, uint32_t* k)
{
    uint32_t v0=v[0], v1=v[1], sum=0, i,tmp;
    uint32_t delta=0x9e3779b9;
    uint32_t k0=k[0], k1=k[1], k2=k[2], k3=k[3];
    for (i=0; i < 64; i++) {

        if ((i%2) == 0) {
            sum += delta;
            v0 += f(v1,k0,k1,sum);
        } else {
            v0 += f(v1,k2,k3,sum);
        }
        tmp = v0;
        v0 = v1;
        v1 = tmp;
    }
    v[0]=v0; v[1]=v1;
}
```

Variante XTEA

Blocs de 64 bits, clé de 128 bits, 64 tours recommandés. Fonction de tour



La clé k de 128 bits est découpée en 4 blocs de 32 bits.

Les sous-clefs $k_{A,i}$ et $k_{B,i}$ de chaque tour sont calculées en choisissant

k_0 , k_1 , k_2 ou k_3 comme suit :

$$k_{A,i} = k_{\Delta_{i-1} \& 3}$$

$$k_{B,i} = k_{(\Delta_i \gg 11) \& 3}$$

```

void encrypt(unsigned int num_rounds, uint32_t v[2], uint32_t const key[4])
{
    unsigned int i;
    uint32_t v0=v[0], v1=v[1], sum=0, delta=0x9E3779B9;
    for (i=0; i < num_rounds; i++) {
        v0 += (((v1 << 4) ^ (v1 >> 5)) + v1) ^ (sum + key[sum & 3]);
        sum += delta;
        v1 += (((v0 << 4) ^ (v0 >> 5)) + v0) ^ (sum + key[(sum>>11) & 3]);
    }
    v[0]=v0; v[1]=v1;
}

```

Proposer un code pour decrypt !

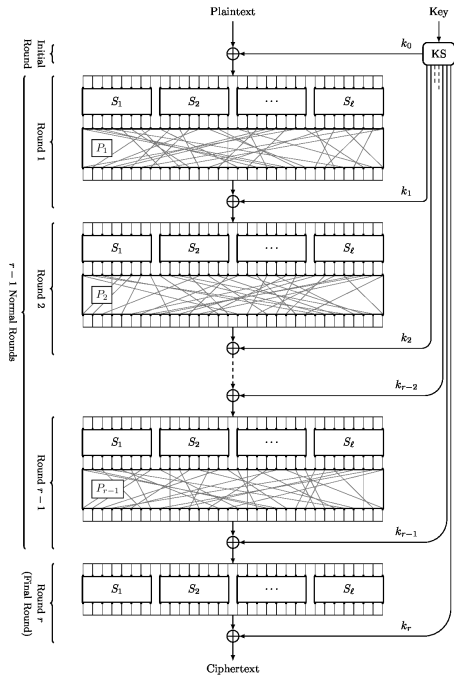
Chiffrement symétrique par blocs

Réseaux de permutation-substitution
(SPN)

Principe

Ces algorithmes utilisent en entrée une clé, et applique à chaque bloc plusieurs tours constitués de boîtes de substitutions (S-Box) et de boîtes de permutations (P-Box). Par exemple, DES, AES.

- Une S-Box substitue à un ensemble de bits un autre ensemble de bits (transformation bijective).
- Une P-Box est une permutation de bits. Elle prend la sortie d'une S-Box, permute les bits, et les transmet à une S-box au tour d'après.
- A chaque tour, on combine le bloc avec la clé (un xor souvent).



A chaque Round :

- Un bloc de n bits en entrée, découpé en sous-blocs de l bits.
- Les substitutions S_1, \dots, S_l sont des fonctions (bijectives)

$$S_i : \{0,1\}^{n/l} \rightarrow \{0,1\}^{n/l}$$

- n/l est suffisamment petit pour qu'on puisse coder une substitution dans un tableau d'entiers. Par exemple, pour $n/l = 4$

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
1	15	2	8	7	9	14	4	11	6	3	5	12	10	0	13

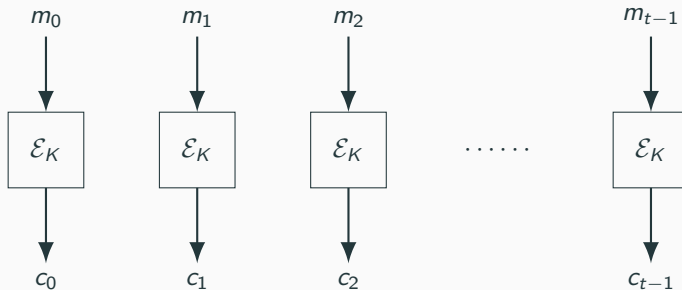
0111 (7) est substitué par 0100 (4)

Chiffrement symétrique par blocs

Modes ECB, CBC, CTR, OFB

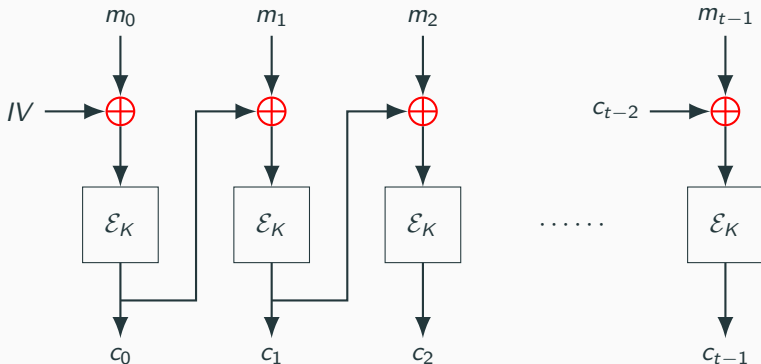
Mode ECB (Electronic Code Book)

Les blocs sont chiffrés indépendamment. 2 blocs identiques ont le même chiffré :-)

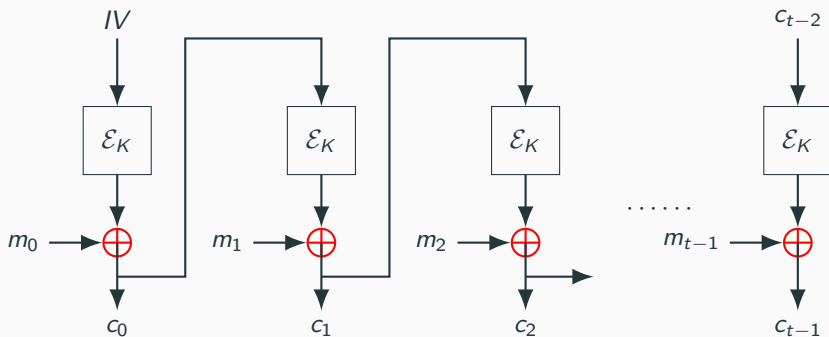


Mode CBC (Cipher Block Chaining)

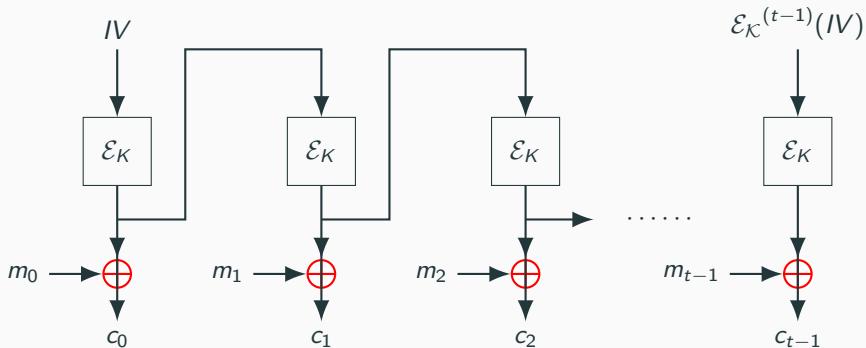
Utilisation d'un vecteur d'initialisation (IV). Non prédictible et unique. Pas besoin d'être secret (pourquoi?)



Mode CFB (Cipher Feed Bloc)

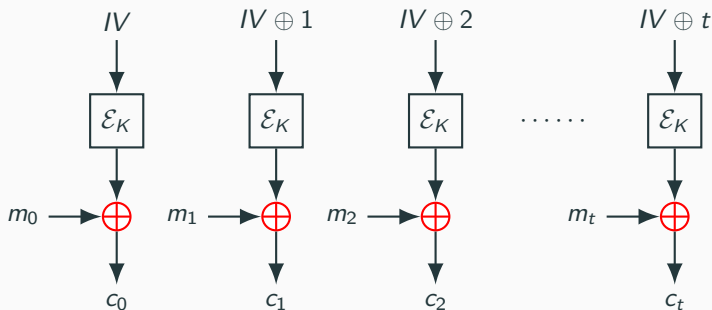


Mode OFB (Output Feedback Mode)



Mode CTR (Counter)

Permet d'utiliser un chiffrement par block en mode flux.



Chiffrement symétrique par blocs

Malléabilité

Possibilité de modifier le message chiffré, sans le déchiffrer, même en mode CBC.

Un exemple : supposons que l'on chiffre avec AES-CBC le message "Your Password is tototatatototat".

Le chiffré consiste en $IV || C_0 || C_1$ calculé avec une clé K , avec $M_0 =$ "your password is" et $M_1 =$ " tototatatototat".

$$C_0 = E_K(M_0 \oplus IV)$$

$$C_1 = E_K(C_0 \oplus M_1)$$

Imaginons que M_0 soit connu, on peut injecter facilement 2 blocs quelconques B_0 et B_1 en forgeant

$$X_0 = IV \oplus M_0 \oplus B_0$$

$$X_1 = IV \oplus M_0 \oplus B_1$$

Et en envoyant la concaténation $X_0 || C_0 || X_1 || C_0 || C_1$, calculez le message déchiffré ? Pourquoi est-ce embêtant ?

Message Authentication Code.

- Intégrité des données
- Différent de la confidentialité.

Mac est calculé comme le dernier bloc d'un chiffrement CBC.

- Chiffrement CBC du message, on ne garde que le dernier chiffré $\equiv MAC$.
- Somme de contrôle cryptographique.

- Calcul (Message de N blocks : M_0, M_1, \dots, M_{N-1}) :

$$C_0 = E(IV \oplus M_0, K)$$

$$C_1 = E(C_0 \oplus M_1, K)$$

$$C_2 = E(C_1 \oplus M_2, K)$$

$$\dots = \dots$$

$$C_{N-1} = E(C_{N-2} \oplus M_{N-1}, K) = MAC$$

- On envoie $IV, M_0, M_1, \dots, M_{N-1}, MAC$.
- Le destinataire fait le même calcul, et vérifie le MAC reçu.
- La clef est un secret partagé.

Est-ce que ça fonctionne ?

Un exemple :

- Alice envoie à Bob 4 blocs.
- Alice calcule :

$$C_0 = E(IV \oplus M_0, K)$$

$$C_1 = E(C_0 \oplus M_1, K)$$

$$C_2 = E(C_1 \oplus M_2, K)$$

$$C_3 = E(C_2 \oplus M_3, K) = \text{MAC}$$

- Alice envoie $IV, M_0, M_1, M_2, M_3, MAC$.
- Eve change M_1 en X .
- Bob calcule : $C_0 = E(IV \oplus M_0, K)$, $C_1 = E(C_0 \oplus X, K)$,
 $C_2 = E(C_1 \oplus M_2, K)$, $C_3 = E(C_2 \oplus M_3, K) = \text{MAC} \neq \text{MAC}$
- la modification se propage jusqu'à MAC . Il faudrait qu'Eve calcule le bon MAC , mais sans connaître K ...

Fonctions de hachage

Introduction

Chiffrement par flux

Chiffrement symétrique par blocs

Fonctions de hachage

Fonctions de Hachage

SHA-256

HMAC

Chiffrement à clés publiques

Signatures, certificats

Fonctions de hachage

Fonctions de Hachage

Définition

Une fonction de hachage h de longueur n calcule à partir d'un message m une empreinte (un condensé) $h(m)$ de longueur n .

$$h : \begin{cases} \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \{0,1\}^k & \longrightarrow \{0,1\}^n \\ m & \longrightarrow h(m) \end{cases}$$

- $h(m)$ est appelé empreinte, résumé, condensé, etc.
- une telle fonction h par nature ne peut pas être injective. Pourquoi ?
- une fonction de hachage n'est pas une fonction de chiffrement !

Exemple : MD2, MD3, MD4, MD5, MD6 SHA-0, SHA-1, SHA-2, SHA-3

Intégrité des données

- Vérifier que les données transmises n'ont pas subi d'altérations.
- Produire une empreinte qui soit facilement vérifiable.

Propriétés

Une bonne fonction de hachage doit être :

- publique (pas de notion de secret),
- facile et rapide à calculer,
- à sortie de taille fixe (quelque soit l'entrée),
- bien répartie en sortie ("mélange" bien).

Résistance aux collisions

Il doit être difficile de trouver m_1 et m_2 tels que $h(m_1) = h(m_2)$

Résistance à la préimage

Étant donnée e , il doit être difficile de trouver m tel que $h(m) = e$

Résistance à la seconde préimage

Étant donnée x , il doit être difficile de trouver $y \neq x$ tel que $h(x) = h(y)$

Rapidité

Le calcul $h(m)$ doit être rapide.

Diffusion

Une petite modification du message m doit entraîner une grande modification de l'empreinte $h(m)$.

Exemple avec MD5

```
$echo -n "toto" |md5sum  
f71dbe52628a3f83a77ab494817525c6  
$echo -n "toto!" |md5sum  
e8be07df544a3d4ffdfb755759309618
```

Privilégier SHA-2 (SHA-512) ou SHA-3

```
echo -n "toto" | openssl dgst -sha512  
10e06b990d44de0091a2113fd95c92fc905166a  
f147aa7632639c41aa7f26b1620c47443813c60  
5b924c05591c161ecc35944fc69c4433a49d10fc6b04a33611
```

- Vérification de l'intégrité des fichiers ou des messages.
- Vérification de mot de passe.
- Identification de fichiers ou de données.

Paradoxe des anniversaires

Problème

Calculer le nombre de personnes que l'on doit réunir pour avoir une chance sur deux que deux personnes de ce groupe aient leur anniversaire le même jour.

Résultat

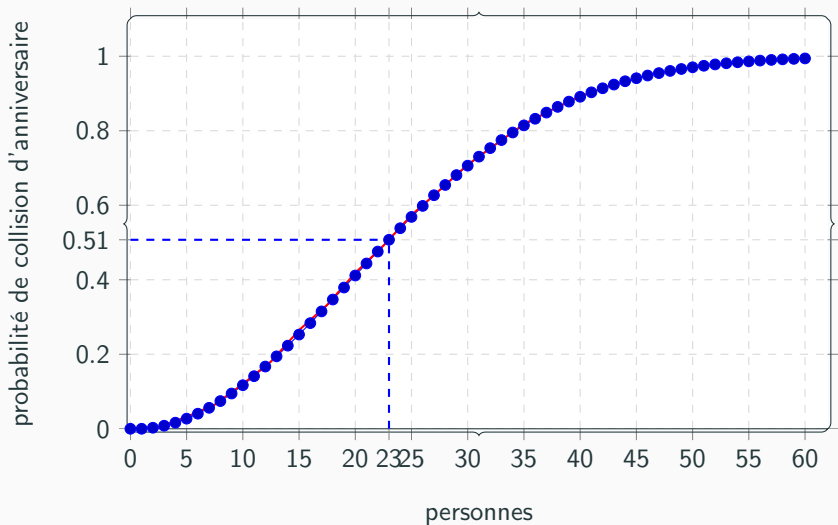
Une classe de 23 des élèves est suffisante, ce qui choque l'intuition, car il y a 365 possibilités pour les dates d'anniversaire !

- $P = P(\text{deux personnes nées le même jour})$
- $\bar{P} = P(\text{aucune de personnes nées le même jour})$

n personnes $\Rightarrow 365^n$ possibilités. Si on veut des jours différents, nous obtenons un arrangement de n parmi 365 :

$$A_{365}^n = (365 - 0)(365 - 1) \dots (365 - n + 1) = \frac{365!}{(365 - n)!}.$$

$$\bar{P} = \frac{1}{365^n} \frac{365!}{(365 - n)!} \text{ et } P = 1 - \bar{P}$$



À partir de 57 personnes, la probabilité est supérieure à 99%.

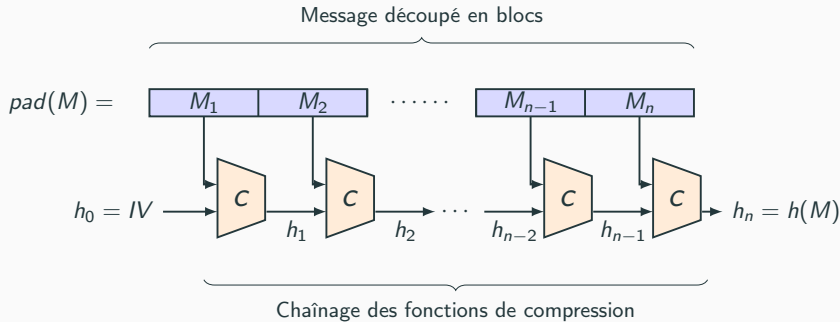
Trouver des collisions

Si la fonction de hachage a N valeurs possibles, \sqrt{N} calculs suffisent en moyenne pour obtenir une collision :

$$h : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$$

La recherche brutale de collisions a plus d'une chance sur 2 d'aboutir après seulement $\mathcal{O}(2^{n/2})$ essais !

Hachage - Principe de fonctionnement

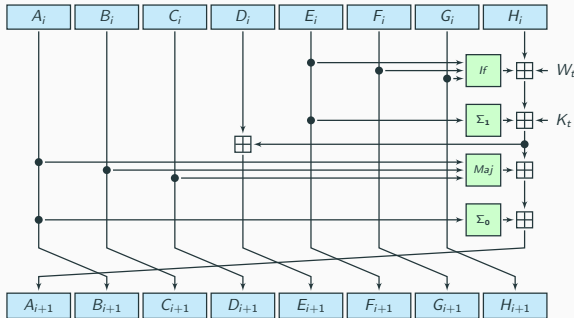


Fonctions de hachage

SHA-256

Exemple : SHA-256

- Découpage du message en bloc de 512 bits (64 octets) (padding).
- Chaque bloc est hashé par un réseau de 64 rounds (W est calculé à partir du bloc). Le hash courant sert d'entrée pour le prochain bloc.



$$Lf(e, f, g) = (e \wedge f) \oplus (\neg e \wedge g)$$

$$\Sigma_1(e) = (e \gg 6) \oplus (e \gg 11) \oplus (e \gg 25)$$

$$Maj(a, b, c) = (a \wedge b) \oplus (a \wedge c) \oplus (b \wedge c)$$

$$\Sigma_0(a) = (a \gg 2) \oplus (a \gg 13) \oplus (a \gg 22)$$

```
$ echo -n "bonjour" | openssl dgst -sha256
SHA2-256(stdin)= 2cb4b1431b84ec15d35ed83bb927e27e8967d75f
4bcd9cc4b25c8d879ae23e18
$ echo -n "bonjour" | sha256sum
2cb4b1431b84ec15d35ed83bb927e27e8967d75f4bcd9cc4b25c8d879
ae23e18
```

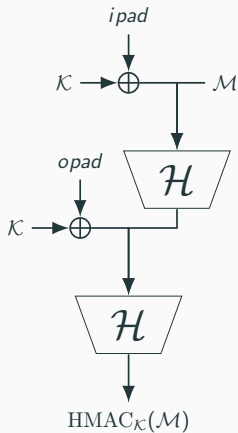
<http://csrc.nist.gov/publications/fips/fips180-4/fips-180-4.pdf>
pour la description complète de l'algorithme.

Fonctions de hachage

HMAC

Hash-based Message Authentication Code

$$HMAC_K(M) = h((K_0 \oplus opad) || h(K_0 \oplus ipad) || M)$$



But : vérifier l'intégrité de données et l'authenticité d'un message.

Utilise une clé secrète (authenticité) et une fonction de hachage (intégrité).

- h : (fonction de) hachage.
- K : clé secrète, K_0 clé secrète pré-traitée.
- m : message.
- $||$: concaténation binaire, \oplus : xor.

Chiffrement à clés publiques

Introduction

Chiffrement par flux

Chiffrement symétrique par blocs

Fonctions de hachage

Chiffrement à clés publiques

RSA

Mise en oeuvre

Diffie-Hellman

Signatures, certificats

Chiffrement à clés publiques

RSA

Du neuf avec du vieux. RSA est basé sur des techniques/résultats anciens :

- Nombres premiers (Euclide, antiquité)
- Petit théorème de Fermat (17^{ième} siècle)
- Indicatrice d'Euler (18^{ième} siècle)
- Congruence sur les entiers (Gauss, fin 18^{ième})

Algorithme breveté en 1977, dans le domaine public en 2000

1. Choisir deux nombres premiers distincts p et q .
2. Calculer leur produit $n = p \times q$
3. Calculer l'indicatrice d'Euler de n

$$\varphi(n) = (p - 1) \times (q - 1)$$

4. Choisir un entier e premier avec $\varphi(n)$.
5. Calculer d l'inverse de e modulo $\varphi(n)$.

La clé publique est le couple (n, e) . La clé privée est d . On a plus besoin de p, q et $\varphi(n)$.

Chiffrement/déchiffrement par RSA

M le message à envoyer. On peut le voir comme une chaîne décimale.

- On découpe M en morceaux M_i de longueur fixe tels que $M_i < n$ (nombre de chiffres de M_i inférieur à celui de n)
- on chiffre chaque M_i

$$M_i \xrightarrow{E(M_i)} E(M_i) = S_i = M_i^e \mod n$$

- On envoie la suite S_1, S_2, S_3, \dots
- Pour déchiffrer, le destinataire calcule $S_i^d \mod n$, qui vaut M_i .

Si une personne non autorisée intercepte et veut décrypter le message chiffré, elle doit calculer la clé privée $d = e^{-1} \bmod \varphi(n)$. Il faut pour cela trouver $\varphi(n) = (p - 1)(q - 1)$, e étant publique. La seule façon connue de le faire est de calculer p et q , c'est-à-dire décomposer n . Or il est actuellement impossible de le faire dans un temps raisonnable si n est très grand, ce qui rend RSA sûr.

Exemple : Alice voudrait que tout le monde puisse lui écrire des messages chiffrés.

- Alice choisit $p = 101$ et $q = 113$, donc $n = pq = 11413$ et $\varphi(n) = 100 \times 112 = 11200$.
- Elle choisit ensuite au hasard $e = 3533$ et vérifie par Euclide que $e \wedge \varphi(n) = 1$

r	q	u	v
11200		1	0
3533	3	0	1
601	5	.	-3
528	1	.	16
73	7	.	-19
17	4	.	149
5	3	.	-615
2	2	.	1994
1	2	u_7	-4603

Donc $11200 \wedge 3533 = 1$ et

$$1 = 11200u_7 - 3533 \times 4603$$

La dernière égalité se lit

$$3533 \times (-4603) \equiv 1 \pmod{11200}$$

d'où

$$e^{-1} \equiv -4603 \equiv 6597 \pmod{11200}$$

- La clé publique d'Alice est $(n, e) = (11413, 3533)$, et sa clé privée est $d = e^{-1} = 6597$.

Lorsque Bob veut envoyer un message $M = \dots 1859726$ à Alice :

- il découpe en morceaux inférieurs à n : $M = \dots 185 | \underbrace{9726}_T$
- pour chaque morceau T , il calcule $S = T^e \bmod n$:

$$S = 9726^{3533} \bmod 11413 = 5761$$

- il complète (bourrage) les valeurs obtenues par 0 à gauche jusqu'à la longueur de n , et les envoie à Alice.

$$\text{Bob} \longrightarrow \dots | \underbrace{05761}_S \longrightarrow \text{Alice}$$

Lorsque Alice reçoit le cryptogramme de Bob :

- elle le découpe en morceaux S de longueur égale à celle de n ;
- elle calcule $S^d \bmod n$ pour retrouver T :

$$5761^{6597} \bmod 11413 = 9726$$

Un exemple (un peu) plus réaliste :

```
p=655393584418569238214036765065727537249709492777585104052373
q=902885990486951545104514721526849346740972399075861238042357
n=591745685626553379612634911726555458935794024190604640009363
  886664262301584649471533091171332155053082179004870120363161
e=65537
d=366395290859207922109664953887909028001824705244831861191997
  099707374915618286229486252532177398178756141604248371124017
M=12345678901234567890 // (M message à chiffer)
MC=18290367182640460300809768639810511406569855449628609985142
  7701383560754140506035614307499680607690250710965493766958783
  //(MC message chiffré)
MD=12345678901234567890 // (MD message déchiffré)
```

Pourquoi ça marche ? cf cours d'arithmétique au S4.

Remarques

- RSA est lent.
- Difficultés à trouver des grands nombres premiers.

Les algorithmes asymétriques sont en général moins efficaces (en temps de calcul) que les algorithmes symétriques. On utilise le compromis de clé de session.

Clé de session

- On génère aléatoirement une clé de session (algorithme symétrique) de taille raisonnable.
- On la chiffre avec un algorithme de chiffrement à clé publique (celle du destinataire).

Chiffrement à clés publiques

Mise en oeuvre

Exponentiation rapide

RSA utilise pour chiffrer/déchiffrer un calcul de puissance modulaire

$$a^c \bmod n$$

L'approche brute (calculer a^c par $c - 1$ multiplication) est dérisoire !

- La première simplification vient du fait que le résultat nous intéresse modulo n . On réduit donc le produit $\bmod n$ à chaque étape du calcul.
- La deuxième consiste à minimiser le nombre de multiplication comme sur cet exemple :

$$a^{25} = a * a^{24} = a * a^{12} * a^{12}$$

$$a^{12} = a^6 * a^6$$

$$a^6 = a^3 * a^3$$

$$a^3 = a * a^2 = a * a * a$$

Il n'a donc fallu que 6 multiplications pour calculer a^{25} .

Une version itérative dur 64 bits

```
uint64 expm(uint64 m, uint64 e, uint64 mod){
    uint128 _r=1U;
    uint128 _m=(uint128)m;
    uint128 _mod = (uint128)mod;
    while (e){
        if (e & 1) _r=(_r*_m)%_mod;
        _m=(_m*_m)%_mod;
        e>>=1;
    }
    return (uint64)_r;
}
```

- Pourquoi utilise-t-on des uint128 dans le calcul ? De telles tailles sont-elles réalistes ?
- Il faut au plus $2 \log_2(e)$ multiplication. Si $e \leq 2^{64}$, il faut au plus 128 multiplications.

Elle repose sur la difficulté de décomposer un entier $n = pq$ en facteurs premiers. La division brute est dérisoire, car il y a $\approx n / \ln n$ nombre premiers $\leq n$, donc $\approx 2\sqrt{n} / \ln n$ inférieurs \sqrt{n} .

Pour des nombres sur 2048 bits, cela représente environ 2^{1015} divisions ! En supposant qu'on dispose d'un processeur qui fasse des divisions sur 2048 bits en 1 tic d'horloge, cadencé à 4 Ghz, soit environ 2^{32} division à la seconde, il faut $2^{1015} / 2^{32} = 2^{983}$ secondes. En approchant une année $365 * 24 * 3600 = 31536000$ par 2^{25} , cela fait 2^{983-25} années !

Problème : ce qui fait l'intérêt de RSA constitue aussi une limite : comment trouver des grands nombres premiers en un temps raisonnable ? Approche probabiliste.

Test de Rabin-Miller

On rappelle que lorsque p est premier, $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ est un corps et que donc $x^2 = 1 \Leftrightarrow x = \pm 1$

Idée

Soit $p > 2$ premier. On écrit $p - 1 = 2^s d$ (d impair)

Alors d'après le théorème de Fermat, pour tout a non divisible par p

$$a^{p-1} \equiv (a^d)^{2^s} \equiv 1 \pmod{p}$$

Ainsi, en prenant successivement les racines carrées de a^{p-1} , ou bien on ne rencontre que 1, et $a^d \equiv 1 \pmod{p}$, ou bien $\exists 0 \leq r \leq s - 1$ tel que $(a^d)^{2^r} \equiv -1 \pmod{p}$

Si la propriété précédente est fausse, alors p n'est pas premier, et a s'appelle un témoin.

On a le résultat suivant :

Théorème

Pour un nombre impair composé n , $3/4$ au moins des entiers a , $1 < a < n$, sont des témoins de Miller pour n .

Il suffit donc de répéter le test pour suffisamment d'entiers a choisis indépendamment, pour que la probabilité qu'un entier n composé soit déclaré premier devienne très faible.

Chiffrement à clés publiques

Diffie-Hellman

Groupe multiplicatif \mathbb{Z}_n^*

- Pour n entier, on note

$$\mathbb{Z}_n^*$$

le groupe des inversibles (au sens du produit) de \mathbb{Z}_n

- On rappelle que $k \in \mathbb{Z}_n^*$ ssi $k \wedge n = 1$ (k et n premier)

Pour $n = 8$

$$\mathbb{Z}_8^* = \{1, 3, 5, 7\}$$

*	1	3	5	7
1	1	3	5	7
3	3	1	7	5
5	5	7	1	3
7	7	5	3	1

Pour $n = 9$

$$\mathbb{Z}_9^* = \{1, 2, 4, 5, 7, 8\}$$

*	1	2	4	5	7	8
1	1	2	4	5	7	8
2	2	4	8	1	5	7
4	4	8	7	2	1	5
5	5	1	2	7	8	4
7	7	5	1	8	4	2
8	8	7	5	4	2	1

Groupe cyclique

- Un groupe fini G d'ordre n est dit cyclique s'il admet au moins un élément g d'ordre n
- g est appelé un générateur, et $G = \langle 1, g, g^2, \dots, g^{n-1} \rangle$

Pour $n = 8$, $Z_8^* = \{1, 3, 5, 7\}$

- $3^2 = 1$
- $5^2 = 1$
- $7^2 = 1$

Aucun générateur

Pour $n = 9$,

$$Z_9^* = \{1, 2, 4, 5, 7, 8\}$$

$$2^2 = 4, \quad 2^3 = 2 * 4 = 8,$$

$$2^4 = 2 * 8 = 7, \quad 2^5 = 2 * 7 = 5$$

$$Z_9^* = \{1, 2, 2^2, 2^3, 2^4, 2^5\}$$

2 est générateur

Remarque : il est inutile de tester toutes les puissances pour calculer l'ordre d'un élément, car celui-ci est nécessairement un diviseur de l'ordre du groupe.

Théorème

Lorsque p est premier :

- $Z_p^* = \{1, 2, \dots, p-1\}$ (ordre $p-1$)
- Z_p^* est cyclique.
- Si g un générateur, tout élément x s'écrit alors sous la forme

$$x = g^a, \quad 0 \leq a < p-1$$

a s'appelle le logarithme (discret) de x dans la base g

$$a = \log_g(x)$$

Pour $n = 11$, 2 est générateur

*	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
1	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	2^0
2	2	4	6	8	10	1	3	5	7	9	2^1
3	3	6	9	1	4	7	10	2	5	8	2^8
4	4	8	1	5	9	2	6	10	3	7	2^2
5	5	10	4	9	3	8	2	7	1	6	2^4
6	6	1	7	2	8	3	9	4	10	5	2^9
7	7	3	10	6	2	9	5	1	8	4	2^7
8	8	5	2	10	7	4	1	9	6	3	2^3
9	9	7	5	3	1	10	8	6	4	2	2^6
10	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	2^5

\log_2 est bien défini, avec

x	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
$\log_2(x)$	0	1	8	2	4	9	7	3	6	5

- le calcul

$$x \longrightarrow g^x$$

est facile (en temps). (cf algo exponentielle rapide)

- le calcul

$$x \longleftarrow g^x$$

ne l'est pas en général !

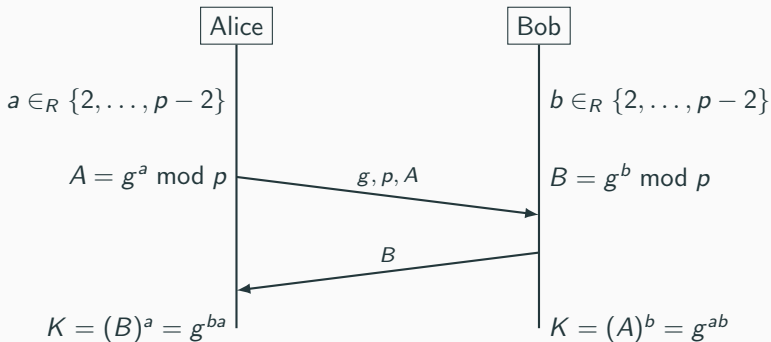
C'est cette propriété qu'utilise certaines méthodes cryptographiques :

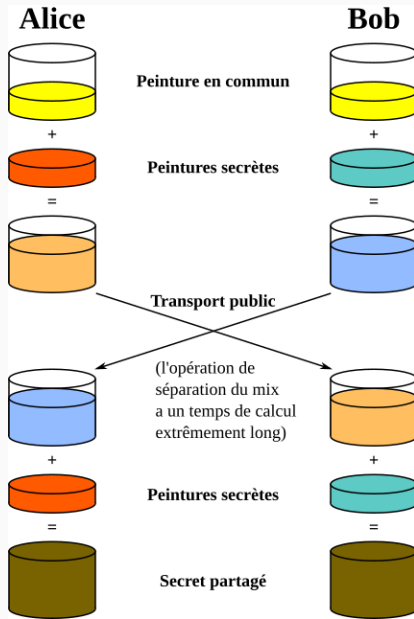
- Diffie-Hellman.
- ElGamal

Echange d'une clé avec Diffie-Hellman

Paramètres :

g, p





Comment trouver p, g ?

- On génère p premier, puis force brute.
 - On part de $g = 2$. On calcule g^x pour x diviseur de $p - 1$.
 - Soit g convient, sinon on passe $g + 1$.
- Nombre premier de Sophie Germain. nombre premier p tel que $q = 2p + 1$ est encore premier.
 - On évite 1 et $q - 1$ (ordre 1 et 2)
 - On part de $g = 2$. On ne calcule que g^p . Soit g convient, soit on passe à $g + 1$.

Remarque : on peut aussi choisir g au hasard

$$g \in [2, \dots, q - 1 = 2p]$$

L'ordre de g est soit p soit $2p$. Si c'est p , on reste dans le sous-groupe d'ordre p qu'il engendre.

Signatures, certificats

Introduction

Chiffrement par flux

Chiffrement symétrique par blocs

Fonctions de hachage

Chiffrement à clés publiques

Signatures, certificats

Confidentialité

Authenticité

Public Key Infrastructure

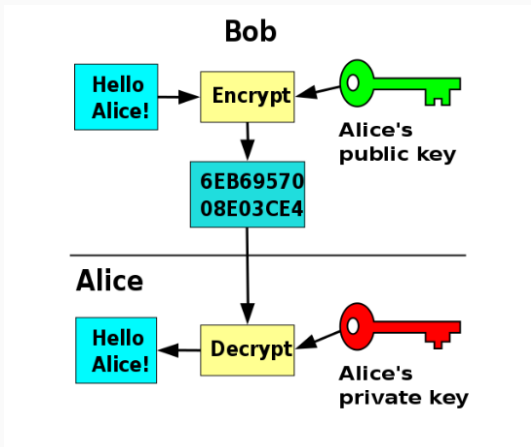
SSL/TLS

SSH

Signatures, certificats

Confidentialité

Rappel : chiffrement avec clé publique



- Le chiffrement asymétrique est souvent lent.
- En pratique, on l'utilise pour échanger une clé de session symétrique.

Signatures, certificats

Authenticité

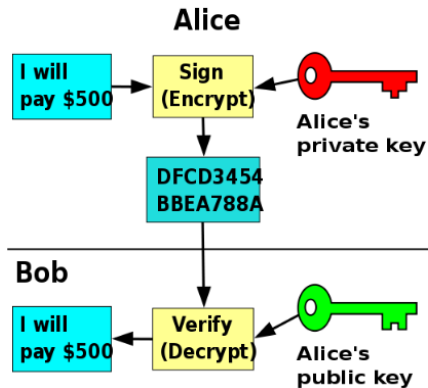
Alice envoie un message M à Bob

Bob veut être certain que le message reçu est bien d'Alice.

1. Alice chiffre le message avec sa clé privée.
2. Bob le déchiffre avec la clé publique d'Alice.

Authenticité

N'importe qui peut déchiffrer le message avec la clé publique d'Alice, et vérifier que **seule** Alice avait pu le chiffrer !



Authentification par challenge

1. Alice crée un texte aléatoire, le chiffre avec sa clé privée, et l'envoie à Bob.
2. Bob déchiffre avec la clé publique d'Alice.
3. Bob chiffre de nouveau le message avec sa clé privée, et l'envoie à Alice.
4. Alice déchiffre le message reçu de Bob avec sa clé publique.

Si le message reçu par Alice est le même que celui qu'elle avait envoyé, elle a la garantie qu'elle **converse bien avec Bob**.

But : Bob veut être certain que le message reçu est correct, i.e identique à celui envoyé par Alice.

Utilisation des empreintes (hachage) cryptographiques. Alice envoie avec son message une **empreinte**.

1. Alice calcule une empreinte cryptographique $H(M)$ du texte clair M .
2. Alice chiffre $H(M)$ avec sa clé privée, et l'envoie à Bob.
3. Bob déchiffre avec la clé publique d'Alice.
4. Bob calcule $H(M)$ et vérifie qu'elle est identique à celle recue d'Alice.

Si les empreintes sont les mêmes, le message est **correct et provient d'Alice**.

Utilisation avec les Json Web Token

Défini dans la rfc 7519.

- JWT permet l'échange sécurisé de jetons entre plusieurs parties,
- Vérification de l'intégrité et de l'authenticité des données (HMAC ou RSA).

Algorithm HS256

Encoded

```
eyJhbGciOiJIUzI1NiIsInR5cCI6IkpXVCJ9.eyJzdWIiOiIxMjM0NTY3ODkwIiwibmFtZSI6IkpvaG4gRG9lIiwiaWF0IjoxNTE2MjM5MDIyfQ.eyJ0eXAiOiJKV1QiLCJhbGciOiJIUzI1NiIsInR5cCI6IkpXVCJ9.eyJzdWIiOiIxMjM0NTY3ODkwIiwibmFtZSI6IkpvaG4gRG9lIiwiaWF0IjoxNTE2MjM5MDIyfQ.
```

Decoded

HEADER:

```
{  "alg": "HS256",  "typ": "JWT"}
```

PAYLOAD:

```
{  "sub": "1234567890",  "name": "John Doe",  "iat": 1516239022}
```

VERIFY SIGNATURE

```
HMACSHA256(  base64UrlEncode(header) + "." +  base64UrlEncode(payload),  T&st.JWT!%#189237465)]-)
```

☐ secret base64 encoded

Trois parties :

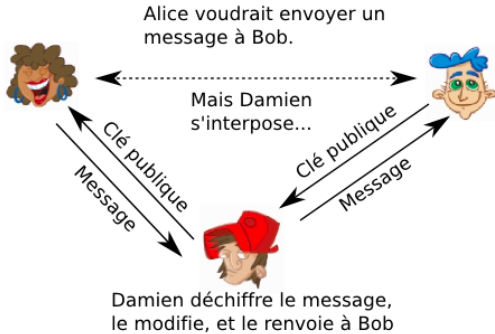
- Entête (json), qui décrit le jeton (type, algorithme),
- Charge utile (json) : user, id, date expiration, etc.
- La signature de l'entête et la charge utile encodée en base 64, concaténée avec un point. La signature est concaténée également avec un point de séparation.

L'algorithme pour la signature peut être symétrique ou asymétrique.

Quelles différences (avantages/inconvénients) par rapport à un token de sessions ?

Signatures, certificats

Public Key Infrastructure



Attaque de l'homme du milieu.

- Alice veut communiquer avec Bob
- mais Damien arrive à la fois à se faire passer pour Alice aux yeux de Bob, et à se faire passer pour Bob aux yeux d'Alice.
- Il envoie à Alice sa propre clé publique.
- Lorsqu'elle chiffre son message, elle utilise donc la clé de Damien.
- Celui-ci peut intercepter le message, le déchiffrer avec sa clé privée, le modifier à sa guise éventuellement, puis le renvoyer à Bob en utilisant la clé publique de Bob.

Problème de l'authenticité

Comment être certain que la clé publique récupérée par Alice est bien celle de Bob, et non celle d'un imposteur ?

On peut se rencontrer :-)

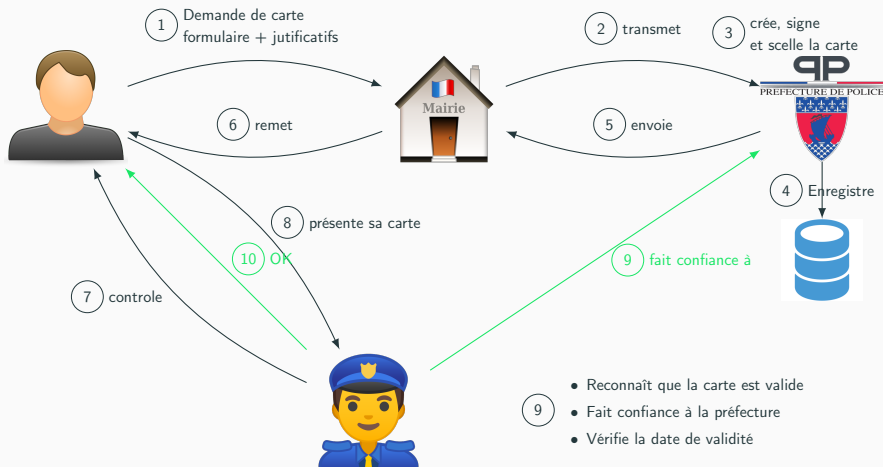
Une solution : un annuaire (un dépôt) de clés publiques

Un "organisme" maintient une liste de clés publiques (analogie avec les dns)

Utilisateur	Clé publique
Alice	12AF87BE3AB21BDA
Bob	FAB1579C2CAA6DA7
...	...
Oscar	5BDEFF128901A62D

Problème : l'organisme a aussi une clé publique. Comment garantir à nouveau son authenticité ?

Analogie avec la carte nationale d'identité



Public Key Infrastructure

PKI permet de "gérer" les clés publiques et offre les garanties :

- confidentialité (chiffrement)
- authenticité (signature)
- intégrité
- non-répudiation

Notion de **certificat**

Il contient :


- la clé publique d'une personne,
- des informations "administratives" : nom, adresse, email, etc.

Le tout est signé par une "personne de confiance".

La personne de confiance est désignée par autorité de certification (AC ou CA).

Question

Qui garantit la clé publique du CA ?

Structure (<https://tools.ietf.org/html/rfc5280> )

- Version
- Numéro de série
- Algorithme de signature du certificat
- DN (Distinguished Name) du délivreur (autorité de certification)
- Validité (dates limites) : Pas avant, Pas après
- DN de l'objet du certificat
- Informations sur la clé publique
 - Algorithme de la clé publique
 - Clé publique proprement dite
- Signature des informations ci-dessus par l'autorité de certification

Le certificat de dwarves.iut-fbleau.fr

```
openssl x509 -text -noout -in dwarves.pem
```

Certificate:

Data:

Version: 3 (0x2)

Serial Number:

03:8b:13:3a:2b:51:81:c4:69:d9:49:47:ed:78:28:42:ee:8

Signature Algorithm: sha256WithRSAEncryption

Issuer: C = US, O = Let's Encrypt,

CN = Let's Encrypt Authority X3

Validity

Not Before: Jan 22 09:14:43 2019 GMT

Not After : Apr 22 09:14:43 2019 GMT

Subject: CN = dwarves.iut-fbleau.fr

Subject Public Key Info:

Public Key Algorithm: rsaEncryption

Public-Key: (2048 bit)

Modulus:

00:bb:0c:5a:fd:d0:a1:56:6f:3e:a9:09:50:ff:dc:
ec:51:d7:19:3c:8e:72:88:d1:e8:9c:62:12:d3:4a:
e0:d0:6e:8c:df:98:82:c7:61:a8:74:00:c8:e2:a1:
d7:58:ba:bd:6d:f1:0d:a6:fb:6c:6f:e6:b7:71:48:

...

9a:6b

Exponent: 65537 (0x10001)

Signature Algorithm: sha256WithRSAEncryption

54:22:e6:98:ec:cb:bd:4a:81:64:90:b7:7f:53:3a:29:bc:ca:
bc:9e:d3:16:e7:8e:df:e0:dc:d8:84:f3:88:75:a7:bd:ad:cb:
4d:20:7f:e4:de:a3:dd:7c:69:6f:fc:6b:6c:73:69:a4:14:45:
f6:93:89:15:36:0c:69:bf:57:b7:64:a0:fc:d7:f3:4a:e9:8a:
8c:bc:83:04:b8:52:1e:3e:5e:44:3e:85:3d:42:11:cf:4c:cc:
6f:90:14:0b:06:3c:2a:a2:24:45:e1:8b:e6:91:a9:f2:b8:08:
31:86:9f:41:ac:65:e5:37:fc:5c:4a:7a:c2:65:65:69:50:f6:
9d:90:4c:9c:7b:43:0a:4f:cc:0e:8a:06:45:40:d0:b4:ad:cc:
4c:a7:e3:14:12:eb:fd:9c:5c:dc:e6:0c:07:a3:d1:f8:29:4a:
58:fb:43:12:e1:a5:7f:d3:b4:76:97:a0:a7:6c:ee:9a:c0:11:
cf:2a:36:0f:52:33:24:ec:38:17:27:10:66:d1:6c:7b:dc:a7:
07:17:27:8d:70:8b:bc:7c:c5:b2:69:be:61:2b:a3:b2:72:d4:
f9:bc:78:8a:8c:1e:26:29:95:44:ec:9d:5d:47:ca:da:95:55:
6f:f0:df:9e:0c:ba:90:fe:33:44:5c:1d:1c:e5:d9:4d:25:6a:
f8:d0:82:4c

- Vérification des dates.
- Vérification du nom du site auquel on accède.
- Vérification de la signature de l'AC :
 - utilisation de clé publique de l'ac pour déchiffrer.
 - calcul de l'empreinte
 - comparaison avec l'empreinte déchiffrée

Quand on utilise la clé publique de l'AC, on lui **fait confiance** (?)

IdenTrust	49.1%
Sectigo	27.1%
DigiCert Group	11.9%
GoDaddy Group	6.8%
GlobalSign	2.8%
Certum	0.8%
Actalis	0.4%
Secom Trust	0.3%
Entrust	0.3%
Let's Encrypt	0.1%

- Chaque AC possède elle-même un certificat, signé par une autre AC, etc.
- \Rightarrow Hiérarchie des AC.
- Le dernier certificat de la chaîne est signé par ... lui-même. On parle de certificat **autosigné**, ou **racine**.

Détenteur d'un certificat (Ex IUT)

- entité qui possède une clé privée
- le certificat contient la clé publique associée
- plusieurs types de certificats : serveur, vpn, etc.

Utilisateur du certificat

- récupère le certificat
- utilise la clé publique qu'il contient pour communiquer avec son détenteur.

AC (autorité de certification)

- crée des certificats
- maintient les informations sur les crl (liste de révocation)
- publie les certificats (valides, expirés et révoqués)

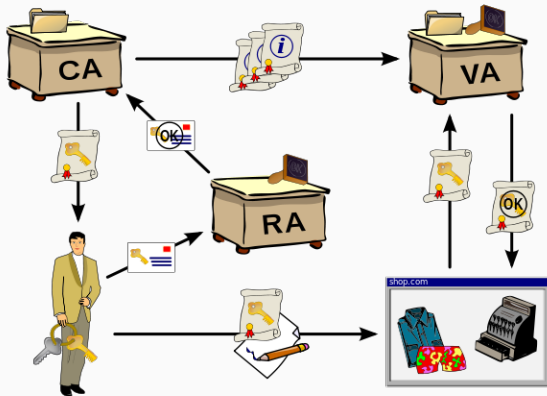
AR (autorité d'enregistrement)

- intermédiaire entre le détenteur de la clé et l'AC.
- vérifie les requêtes et les transmet à l'AC.

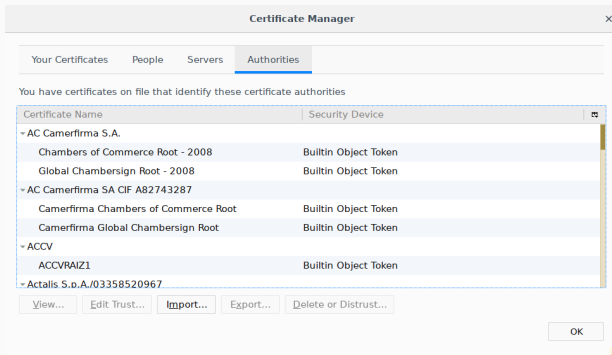
Emetteur de CRL (Liste de révocation)

Dépôt ou annuaire (adresse et protocole d'accès)

Archive



Certificats par défaut dans les navigateurs



Lorsque vous consultez un site web sécurisé, Firefox validera son certificat en vérifiant que le certificat signé est bien valide et en vérifiant que le certificat qui a signé le certificat parent est valide et ainsi de suite jusqu'à remonter à un certificat racine (en anglais) qui soit connu comme valide. Cette chaîne de certification est appelée la hiérarchie de certificats.

Signatures, certificats

SSL/TLS

Initié par Netscape (années 1990), Secure Sockets Layer est devenu Transport Layer Security (**TLS**)

- Permet de garantir
 - l'authentification du serveur
 - la confidentialité des données échangées
 - l'intégrité et l'authentification de l'origine des données échangées
 - l'authentification du client (optionnel)
- Permet d'encapsuler de manière transparente des protocoles de la couche application
 - HTTP (80) → HTTPS (443)
 - IMAP (143) → IMAPS (993)
 - POP3 (110) → POP3S (995)
 - STARTTLS (pour IMAP, POP3, SMTP, FTP, etc.) sur le même port

Mécanismes cryptographiques dans TLS

- TLS offre le choix entre plusieurs mécanismes cryptographiques pour être capable de s'adapter aux contraintes de chaque application et de chaque système
- Authentification du serveur (et du client, optionnellement) :
 - clé publique : RSA, DSS, ECDSA
 - clé secrète ou mot de passe partagé : PSK (Pre-Shared Key), SRP (Secure Remote Password)
 - pas d'authentification : ANON
- Échange de clés :
 - clé publique (toujours la même clé privée côté serveur) : RSA
 - Diffie-Hellman statique (même problème) : DH, ECDH
 - clé secrète ou mot de passe partagé : PSK, SRP
 - Diffie-Hellman éphémère (clés privées propres à chaque connexion ; garantit la forward secrecy) : DHE, ECDHE

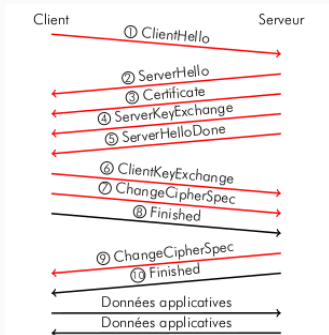
Mécanismes cryptographiques dans TLS

- Chiffrement :
 - chiffrement par bloc : AES-CBC, 3DES-CBC, DES-CBC, etc.
 - chiffrement par bloc avec mode authentifiant : AES-CCM, AES-GCM, etc.
 - chiffrement par flot : RC4
 - pas de chiffrement : NULL
- Intégrité et authentification de l'origine des messages :
 - HMAC : HMAC-MD5, HMAC-SHA1, HMAC-SHA256, etc.
 - mode authentifiant du chiffrement par bloc : AEAD
- Une combinaison de ces mécanismes est appelée cipher suite
 - par exemple :
`TLS_ECDHE_RSA_WITH_AES_128_GCM_SHA256`
- En bonus, TLS peut aussi supporter un mode de compression des données : NULL ou DEFLATE

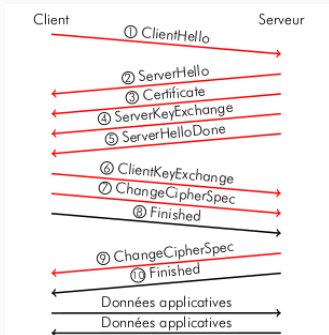
Session TLS \Rightarrow 2 phases : négociation, puis communication. Le client et le serveur s'échangent :

- la version du protocole qu'ils implantent.
- les algorithmes dont ils sont capables.
- des nombres aléatoires
- les certificats (au moins pour le serveur)

Le chiffrement utilisé pour l'échange sera le plus puissant commun aux deux parties. (une des deux parties a le droit de dire non !)



1. le client envoie un ClientHello, contenant notamment les suites cryptographiques qu'il prend en charge ;
2. le serveur répond ServerHello qui contient la suite retenue ;
3. le serveur envoie un message Certificate, qui contient en particulier sa clé publique au sein d'un certificat numérique ;
4. le serveur transmet dans un ServerKeyExchange une valeur éphémère qu'il signe à l'aide de la clé privée associée à la clé publique précédente ;
5. le serveur dit sa mise en attente avec un ServerHelloDone ;



6. après validation du certificat et vérification de la signature précédente, le client poursuit l'échange de clés en choisissant à son tour une valeur éphémère et en la transmettant dans un `ClientKeyExchange` ;
7. le client signale l'adoption de la suite négociée avec un `ChangeCipherSpec` ;
8. le client envoie un `Finished`, premier message protégé selon la suite cryptographique avec les secrets issus de l'échange de clés éphémères précédent ;
9. le serveur signale l'adoption de la même suite avec un `ChangeCipherSpec` ;
10. le serveur envoie à son tour un `Finished`, son premier message sécurisé.

Établissement d'une connexion SSL/TLS

Contexte : un client souhaite établir une connexion SSL/TLS avec un serveur

Objectifs :

- se mettre d'accord sur une cipher suite commune
- authentifier le serveur
- échanger des clés secrètes pour le chiffrement et l'authentification des messages

Protocole de **handshake** en 4 étapes

Handshake SSL/TLS simple

1. Client → Serveur

- ClientHello : plus haute version du protocole supportée, liste des cipher suites et modes de compression supportés

2. Serveur → Client

- ServerHello : version du protocole, cipher suite et mode de compression choisis
- Certificate (opt.) : la clé publique du serveur dans un certificat X.509 permettant d'en vérifier l'authenticité
- ServerKeyExchange (opt.) : une clé publique Diffie-Hellman pour l'échange de clés
- ServerHelloDone

3. Client → Serveur

- ClientKeyExchange : soit un secret (PreMasterKey) chiffré avec la clé publique du serveur, soit une clé publique Diffie-Hellman pour l'échange de clés
- ChangeCipherSpec (marque la fin du handshake côté client)
- Finished : message chiffré et authentifié contenant un MAC des messages précédents du handshake

4. Serveur → Client (si le Finished du client est valide)

- ChangeCipherSpec (marque la fin du handshake côté serveur)
- Finished : message chiffré et authentifié contenant un MAC des messages précédents du handshake

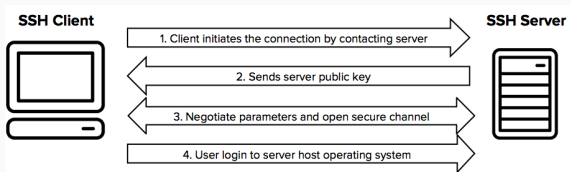
5. Si le Finished du serveur est aussi valide, la connexion est établie

Remarque : HTTPS garentit **seulement** que le **transport est sécurisé**, le reste ...

Signatures, certificats

SSH

SSH



SSH

Secure Shell (ssh) un protocole (et des programmes) de communication sécurisé. Le protocole de connexion impose un échange de clés de chiffrement en début de connexion.

Par la suite, tous les segments TCP sont chiffrés.

Plusieurs implantations.

La plus utilisée : <https://www.openssh.com/>, notamment dans les distributions GNU/Linux.

Création d'un canal sécurisé

Lors du premier échange, le client ne connaît pas le serveur. Le serveur propose alors une clé hôte qui servira par la suite au client de moyen d'identification du serveur.

```
ssh monnerat@gatekeeper.iut-fbleau.fr
The authenticity of host 'gatekeeper.iut-fbleau.fr (37.58.131.227)' can't be established.
ECDSA key fingerprint is SHA256:WpU+1HEhy+um959+ivORbsRPuDPFX1Dpn854wsnBVSs.
Are you sure you want to continue connecting (yes/no)? yes
Warning: Permanently added 'gatekeeper.iut-fbleau.fr,37.58.131.227' (ECDSA)
to the list of known hosts.
monnerat@gatekeeper.iut-fbleau.fr's password:
```

Un hachage (ecdsa-sha2-nistp256) de la clé publique du serveur a été rajouté dans le fichier `.ssh/known_hosts`

```
gatekeeper.iut-fbleau.fr,37.58.131.227 ecdsa-sha2-nistp256 AAAAE2VjZHNhLXNoYTItbmlzdHAyNTY=
```

- Le client échange alors avec le serveur une clé secrète (chiffrement symétrique), chiffré avec la clé publique du serveur.
- Le client envoie au serveur son identifiant et son mot de passe pour vérification.

Authentification par clé

Exemple sur le serveur git de l'iut (dwarves.iut-fbleau.fr).

Lors de l'authentification, le serveur vérifie que vous êtes bien titulaire de la clé privée correspondant à la clé publique qu'il détient, en général dans `.ssh/authorized_keys`

Génération des clés sur le client `ssh-keygen`

```
ssh-keygen -t rsa
Generating public/private rsa key pair.
Enter file in which to save the key (/home/denis/.ssh/id_rsa): /home/denis/.ssh/key_dem
Enter passphrase (empty for no passphrase):
Enter same passphrase again:
Your identification has been saved in /home/denis/.ssh/key_dem.
Your public key has been saved in /home/denis/.ssh/key_dem.pub.
The key fingerprint is:
SHA256:KWBtisXrFtHNuiDM8pqiPrAirrGylXwk9d4dmMGU8pM denis@portable_denis
The key's randomart image is:
+---[RSA 2048]-----+
|  ....O..          |
|  ooooo+           |
|  o. *o +o.         |
|  . +o++. E=        |
|  o.o.oo.S..        |
|  ...+o..o . .      |
|  o++.. . . .       |
|  0= .              |
|  #+.               /
+----[SHA256]-----+
```

On communique alors au serveur sa clé publique. Sa clé privée doit être conservée précieusement.

-----BEGIN RSA PRIVATE KEY-----

Proc-Type: 4, ENCRYPTED

DEK-Info: AES-128-CBC, 2E052D339B053414BBDO3C692C176CD

ofKJty0n6EtIv6RRwxS6a9yqueFIRjWrECp89LfyzApeIy6gXpR/cwj9oxUwKU
5HD1Uerdw0zMjL0wT7+s4q3qeNFuF/ARNEW1rYH1APxG7a1FEAVjA+hH4ychNQmP
RTA8GXVF6JkKgnmg/QoyFBQ5kKX2j0ws9K1LF01IsfP4iwxPrxahDW016pRccbGI
WcSDHNN0ytwiEm8+C8fjQDY5czUr2GADeA518B89NeqfhrE6WnFMAyA7IgdH3x3H
9y0j6CaJj1j0v3sR7urSnCiR0AQjzMa0q/4n1Ptyk9uZ695CMKJPpCgSj1B4xBPP
elboJBHhQVgJdvQZUCLdPcZPuVcOzht7qfCJIaz4Hpe56EDhjrdiVw08NDgoHjHc
y7Ue+4CcrAFWx1pAa4pc2VmQvjxrYuyW74+jPhMN+RMycrHPfWjKHjJYyxMYUIE
WZiyKPCxC7dwLeQYwi3X+NhznHBKAKLHCKBbMCzsHwdQCfrviR937u/1XoW1o8E1
fo7QwEflnfA4PCDCwYBPte6QgMoN5WPaKyhdps077G25NvQitWyF2GjR4Nqq7AIj
u0U9SpkgesricuAKAb1AqRiX1ySgC09o8/e7vvBIbeU1GjUn5mZKtkjWjeOd/M1N
XLF4bXsvvPDZi9H6NNMgBYj0aafk2/pP+pcI79/ggezTVcjvguNmP+GPnrWiGaZh
Yy04rKW3Lw5Xz8cMGSQthq4rSQ8ohwiVNGHTEeIo1Gh8WrF4Fn1YyRLU46cMRBOY
C60tV6NWLpJ6BnqxxQZQ3h2vvt3SikGUUdrz0T54f6LgEgPt1bEyCpU7BmBLags
iidi6x5/sQCLQ9pGMMELtymPmvKG2coT3noHaPhJDL1EtZampHVe3guG8tNMhabg
kUezCTSG1wYwXG191/Znt4yUeAZGZ4+kDcFOUIMo1Vtgpml0vL6zrd7qk9eaut
YrtZVS7uYTRY4RCzDuZgxw62CarVkrMYaw1byzy9EtXBWEUQoZnBYJp12T82wSuu
G9YIELzrmC3G01w/Zf1kb6tHbsqbngeUj044g4CL1gEznEAX+aCVz7T0P/gJpZY/
E20z1UpzkXJBVYfRw4LctQ+Iz6RSZ1kVIOfQ20IaIfClto5frYIVfsne1Mfz7BS
j7js0ico21v38tCoUaU5m4BW63xaLHElbz5Y0qhiM8I2JATRrIkTevIs3syCYQB
YEX9nBGLuviBfiyGEPBF0IcGdFx8zMJMzC/T2geSJs4gm00t3bJiWW4Nn84RGg
mb2xMka2hVhjFkrRtk8UDQcrSP2t8tt1QEUFU4RMEysa/1R3jawRe978AM/dVHC2
IiYPZnndMrdrIkG4REN5umdhhXgDcsxv9PbdtLn4cucNz1A62oX7Tt4hjMuncjSK
aDF+Rq8Ypjw7qYB8oV1ra9MK3z5At014AqJ58qrOFnNbRe6HcxCUAaPwYGNEaJj
SQduRF4K4VrA1sVuRbM+763NdPZ6JtvQDsGJozK/s1F15K4EuS6TpsWldip9c9A
CoMBuHefY+viSrTyr7372x/nCorCvLM3xqV4/+ArgGU0mKppSMC3eVJlqd6f+yg+

-----END RSA PRIVATE KEY-----

- SCP
- SFTP
- Port Forwarding - Tunnel