

Rapport de stage

Vincent CAUJOLLE

Table des matières

1	AES	5
1.1	Permutation Π	6
1.2	Permutation $\hat{\Pi}$	7
1.3	Création des clefs k_i	8
2	AES CBC	8
2.1	Mon implémentation	10
2.2	Padding oracle attack	10
2.2.1	Déchiffrer un bloc	11
2.2.2	Généralisation à n blocs	12
3	AES GCM	13
3.1	CTR	13
3.2	GMAC	13
3.3	GCM	14
4	SoftHSM	15
5	Signature	18
5.1	RSA	18
5.1.1	Génération des clefs	18
5.1.2	Signer avec RSA	19
5.1.3	Vérifier l'intégrité des données	19
5.2	Courbes elliptiques avec Ed25519	19
5.2.1	Courbe elliptique	19
5.2.2	Courbe elliptique sur un espace à dimension finie	20
5.2.3	Ed25519	22
5.2.4	Génération des clefs	22
5.2.5	Signer avec Ed25519	23
5.2.6	Vérifier l'intégrité des données	23
6	Mise en place d'un programme de chiffrement/déchiffrement	24
6.1	Contexte	24
6.2	Mise en place	25
7	Wireguard	25
7.1	Configuration	26
7.1.1	Serveur	26
7.1.2	Clients	27
7.2	Mise en place	27

Table des figures

1	fonctionnement d'AES	5
2	Réorganisation du bloc	6
3	Effet de SubBytes sur le bloc, avec $\tilde{s} = S(s)$	6
4	Effet de ShiftRows sur le bloc	7
5	réorganisation des clefs en suite de mots de 32 bits	8
6	Fonctionnement d'AES ECB, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k	8
7	Fonctionnement d'AES CBC, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k	9
8	Déchiffrement d'un bloc, (en rouge : ce qui ne nous est pas accessible) .	11
9	Déchiffrement d'un bloc, (en rouge : ce qui ne nous est pas accessible) .	12
10	Déchiffrement d'AES CBC avec en rouge ce qui ne nous est pas accessible	13
11	Fonctionnement d'AES CTR, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k , Le $+1$ signifie qu'on incrémente de 1 l'IV généré aléatoirement.	14
12	Fonctionnement du GMAC, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k , et $\times H$ la multiplication dans $GF(2^{128})$ par $H = AES_k(0^{128})$	14
13	Fonctionnement d'AES GCM avec en vert CTR et en rouge GMAC	15
14	HSM de Thales	16
15	Courbe $y^2 = x^3 - x + 9$ sur \mathbb{R}	20
16	$P + Q$ sur $y^2 = x^3 - x + 9$ sur \mathbb{R} avec $P = (-1 - 3)$ et $Q = (1, 3)$. .	21
17	Courbe $y^2 = x^3 - 6x + 2$ sur $\mathbb{Z}/59\mathbb{Z}$	21

Liste des tableaux

1	table de vérité du XOR	4
2	Variantes d'AES	5

Glosaire

1. XOR (\oplus) :

a	b	$a \oplus b$
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

TABLE 1 – table de vérité du XOR

2. byte : 8 bits

1 AES

Toutes les informations qui m'ont permis d'écrire cette section sont directement tirées de [1].

Face au manque de standard de chiffrement par bloc, NIST (National Institute of Standards and Technology) a lancé un concours en 1997 pour créer un nouveau standard de chiffrement : AES (Advanced Encryption Standard).

De là naît un nouvel algorithme inspiré de la proposition des cryptographes belge Joan Daemen et Vincent Rijmen. Il permet de chiffrer des blocs de 128 bits et existe sous trois variantes :

nom	taille de la clef (bits)	taille des blocs (bits)	nombre de rounds
AES 128	128	128	10
AES 192	192	128	12
AES 256	256	128	14

TABLE 2 – Variantes d'AES

A partir de maintenant, pour fluidifier la lecture, AES 128 = AES)

Remarque : à l'origine cet algorithme pouvait supporter des blocs de 128, 192 et 256 bits. Cette fonctionnalité n'a malheureusement pas été conservé par la NIST. Cette fonction aurait permis à AES d'être post quantique.

AES permute successivement son entrée (un bloc de 128 bits) avec une même permutation Π (sauf au dernier round ou on utilise $\hat{\Pi}$). Cette permutation est inversible, ce qui permet de déchiffrer la sortie en remontant le processus d'AES.

On XOR la sortie de chaque round avec une clef k_i (calculé à partir de la clef secrète de 128 bits). L'avantage du XOR est que $\text{XOR}^2 = \text{id}$ (voir table 1). Donc il suffit de réutiliser XOR pour remonter AES.

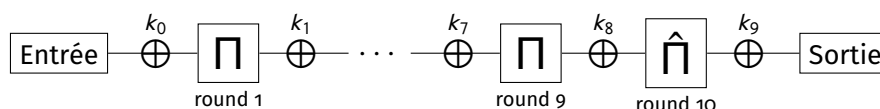


FIGURE 1 – fonctionnement d'AES

1.1 Permutation Π

Cette permutation est propre à AES (ne dépend pas de la clef secrète et peut être calculée à l'avance. Cela permet d'avoir un processus de chiffrement très efficace). Elle est le résultat de la composition de 3 sous-permutations (toutes inversible). Pour mieux comprendre comment ces 3 sous-permutations marchent, il faut réorganiser le bloc de 128 bits en une matrice de taille 4×4 où chaque cellule contient un byte.

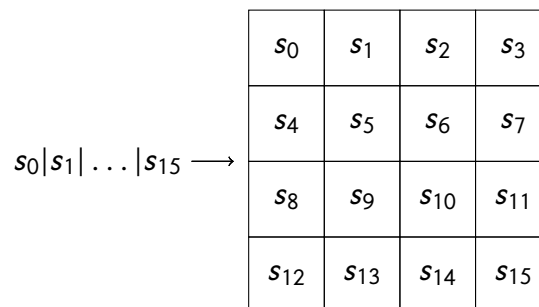


FIGURE 2 – Réorganisation du bloc

1. SubBytes :

On applique à chaque cellule du bloc une permutation $S : \{0, 1\}^8 \rightarrow \{0, 1\}^8$ (d'un byte vers un autre).

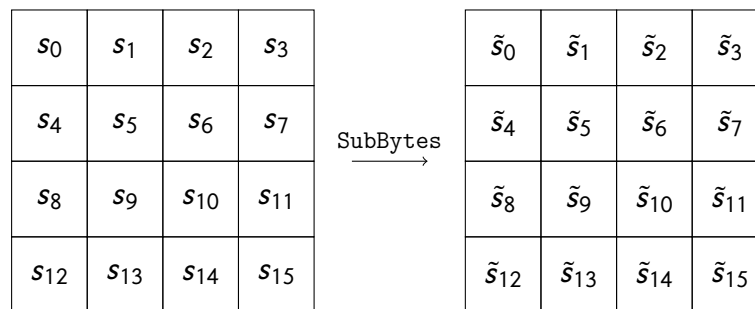


FIGURE 3 – Effet de SubBytes sur le bloc, avec $\tilde{s} = S(s)$

RAJOUTER DEF S

2. ShiftRows :

Cette permutation va pour chaque colonne déplacer de manière cyclique ses élément de tel manière que la colonne i subira le cycle

$$(0 \quad (1+i)\%4 \quad (2+i)\%4 \quad (3+i)\%4)$$

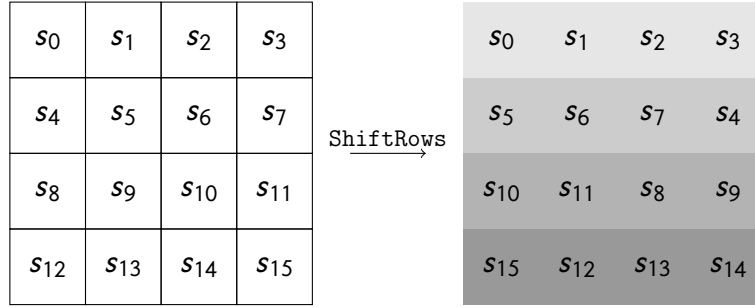


FIGURE 4 – Effet de ShiftRows sur le bloc

3. MixColumns :

Pour cette permutation, on calcule dans $GF(2^8)$ (muni du polynome irréductible $x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$ ie 100011011) le produit matriciel (à gauche) de notre bloc par :

$$\begin{bmatrix} 2 & 3 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 3 & 1 \\ 1 & 1 & 2 & 3 \\ 3 & 1 & 1 & 2 \end{bmatrix}$$

avec les éléments de cette matrices à comprendre comme des éléments de $GF(2^8)$

Donc, en résumé :

$$\begin{bmatrix} s_0 & s_1 & s_2 & s_3 \\ s_4 & s_5 & s_6 & s_7 \\ s_8 & s_9 & s_{10} & s_{11} \\ s_{12} & s_{13} & s_{14} & s_{15} \end{bmatrix} \xrightarrow{\Pi} \begin{bmatrix} 2 & 3 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 3 & 1 \\ 1 & 1 & 2 & 3 \\ 3 & 1 & 1 & 2 \end{bmatrix} \times \begin{bmatrix} \tilde{s}_0 & \tilde{s}_1 & \tilde{s}_2 & \tilde{s}_3 \\ \tilde{s}_5 & \tilde{s}_6 & \tilde{s}_7 & \tilde{s}_4 \\ \tilde{s}_{10} & \tilde{s}_{11} & \tilde{s}_8 & \tilde{s}_9 \\ \tilde{s}_{15} & \tilde{s}_{12} & \tilde{s}_{13} & \tilde{s}_{14} \end{bmatrix}$$

1.2 Permutation $\hat{\Pi}$

Généralement on préfère utiliser $\hat{\Pi}$ au lieu de Π au dernier round pour avoir un algorithme de déchiffrement quasiment identique que celui de chiffrement. Avec $\hat{\Pi}$ définie tel que :

$$\begin{bmatrix} s_0 & s_1 & s_2 & s_3 \\ s_4 & s_5 & s_6 & s_7 \\ s_8 & s_9 & s_{10} & s_{11} \\ s_{12} & s_{13} & s_{14} & s_{15} \end{bmatrix} \xrightarrow{\hat{\Pi}} \begin{bmatrix} \tilde{s}_0 & \tilde{s}_1 & \tilde{s}_2 & \tilde{s}_3 \\ \tilde{s}_5 & \tilde{s}_6 & \tilde{s}_7 & \tilde{s}_4 \\ \tilde{s}_{10} & \tilde{s}_{11} & \tilde{s}_8 & \tilde{s}_9 \\ \tilde{s}_{15} & \tilde{s}_{12} & \tilde{s}_{13} & \tilde{s}_{14} \end{bmatrix}$$

C'est exactement Π mais sans la permutation MixColumns.

1.3 Création des clefs k_i

A partir d'une clef secrète k (de 128 bits) il faut créer une série de clefs $k_0 \dots k_{10}$. Pour ça on sépare cette clef en 4 mots de 32 bits (4 byte) chacun.

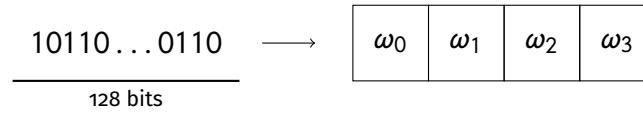


FIGURE 5 – réorganisation des clefs en suite de mots de 32 bits

On définit la première clef $k_0 = \boxed{\omega_{0,0}|\omega_{0,1}|\omega_{0,2}|\omega_{0,3}} = k$ (ie k_0 est égale à la clef secrète). Ensuite, on calcule $k_i = \boxed{\omega_{i,0}|\omega_{i,1}|\omega_{i,2}|\omega_{i,3}}$ en fonction de k_{i-1} tel que :

$$\forall i \in \{1, 2, 3\} \quad \begin{cases} \omega_{i,0} &= \omega_{i-1,0} \oplus g_i(\omega_{i-1,3}) \\ \omega_{i,j} &= \omega_{i-1,j} \oplus \omega_{i,j-1} \quad \forall j \in \{1, 2, 3\} \end{cases}$$

Avec $g : \{0, 1\}^{32} \rightarrow \{0, 1\}^{32}$ une fonction tirée des standards d'AES.

2 AES CBC

Toutes les informations qui m'ont permis d'écrire cette section sont directement tirées de [3].

A lui seul, AES ne permet de chiffrer que des blocs de 128 bits. On pourrait se dire qu'il suffit d'appliquer AES sur l'ensemble des blocs (c'est le mode ECB).

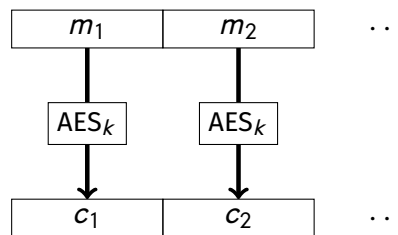


FIGURE 6 – Fonctionnement d'AES ECB, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k

Mais, si on utilise la même clef sur plusieurs blocs, le chiffré deviens est très facile à déchiffrer. Il faudrait donc autant de clefs que de blocs pour assurer un chiffrement sécurisé. Cela doublerai la taille du message chiffré et n'est donc pas utilisé.

Il faut donc rajouter une couche supplémentaire pour pouvoir utiliser AES afin de chiffrer ce que l'on veut. On s'intéresse ici au mode CBC (Cipher Block Chaining). Son fonctionnement est décrit sur la figure 7

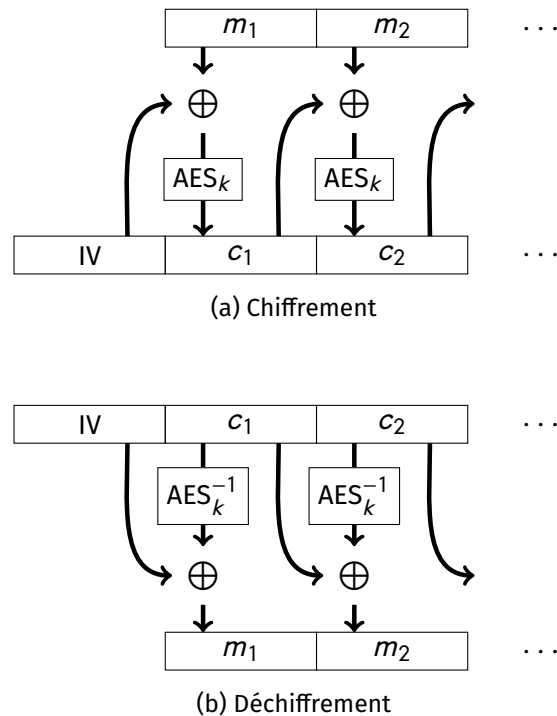


FIGURE 7 – Fonctionnement d'AES CBC, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k

On remarque que le premier bloc du chiffré est un Initialization Vector (IV). C'est un bloc choisit aléatoirement. Ensuite, un deuxième point important de ce mode d'utilisation d'AES (ou de tout autre méthode de chiffrement par bloc) est qu'il faut que la taille du message en clair soit exactement un multiple de 128 bits. La solution est de rajouter un padding. C'est à dire que l'on complète le message pour que sa taille soit exactement égale au prochain multiple de 128 bits (si le message est déjà un multiple de 128 bits on rajoute 16 byte de padding). Il peut prendre plein de forme différente, on peut compléter avec des 0, des bits aléatoires... La seule règle importante est que le dernier byte du bloc doit contenir le nombre de byte de padding qui ont été rajouté (entre 0 et 15).

Pour ma part mon padding suivra la règle suivante : tous les bytes du padding ont la même valeurs (donc celle du dernier byte). Par exemple s'il manque 3 bytes à mon message pour être un multiple de 16 byte (i.e 128 bites) alors je rajoute à la fin du message `02|02|02`. Si c'est déjà un multiple de 16 byte je rajoute à la fin

2.2.1 Déchiffrer un bloc

En reprenant la figure 7 et en l'adaptant pour un bloc c on obtien la figure 8.

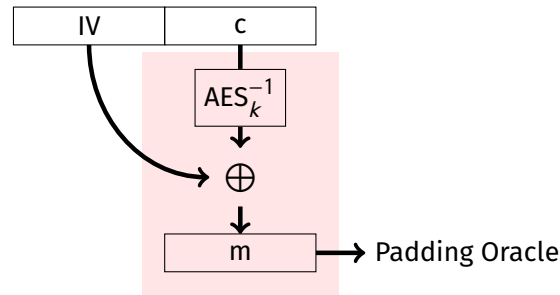


FIGURE 8 – Déchiffrement d'un bloc, (en rouge : ce qui ne nous est pas accessible)

Le but de l'attaque est de trouver un IV tel que le padding du bloc déchiffré m est valide. En effet, si on arrive à trouver un IV tel que $m = \boxed{15|\dots|15}$ alors

$$IV \oplus \boxed{15|\dots|15} = \text{AES}_k^{-1}(c)$$

On aura donc réussi à déchiffrer c! Pour arriver à trouver cet IV on procède de la manière suivante :

On pose $IV = \boxed{00|00|00|00|00|00|00|00|00|00|00|00|00|b}$ avec b un byte quelconque. On fait varier b (256 possibilités) jusqu'à obtenir une réponse positive du padding oracle. Une fois arrivé à cette étape il existe 2 situation dans lesquelles on peut se trouver :

1. Dans le cas le plus courant on aura $m = \boxed{??|??|\dots|??|00}$. C'est ce qu'on cherche!
2. Mais il se peut aussi que l'avant dernier byte permette à plus d'un padding d'être correcte. En effet, si ce byte vaut 01 alors il existe un byte b tel que l'IV produise un $m = \boxed{??|??|\dots|??|01|01}$.

Ce deuxième cas est gênant mais il est facile de vérifier dans quel cas on se trouve en modifiant l'avant dernier byte de l'IV. En effet si en modifiant l'avant dernier byte de l'IV produit une réponse favorable du padding oracle cela signifie qu'on est dans le premier cas sinon on est dans le deuxième.

$$\boxed{??|??|\dots|42|00} \rightarrow \text{padding valide}$$

$$\boxed{??|??|\dots|42|01} \rightarrow \text{padding invalide}$$

Une fois à cette étape on peut créer un IV qu'on appelle ZIV (zeroing IV). Cet IV permet de mettre à 0 les bytes que l'on change dans m. Dans notre cas on a directement

IV = ZIV.

On sait maintenant comment créer le premier ZIV, supposons que l'on soit capable de créer le n-ième ZIV : ZIV_n (cet IV assure que les n derniers bytes de m valent o). Essayons de trouver ZIV_{n+1} .

On pose $IV = ZIV_n + \boxed{oo \dots oo | b | n \dots n}$ avec n bytes \boxed{n} et b, un byte quelconque. Cet IV permet d'avoir $m = \boxed{?? | ?? \dots ?? | n \dots n}$ car o est l'élément neutre de \oplus dans $\mathbb{Z}/2\mathbb{Z}$.

Comme à la première étape (celle qui sert à trouver le premier ZIV), on fait varier b (256 possibilités) jusqu'à avoir une réponse positive du padding oracle. En effectuant la même vérification qu'à la première étape, on est en mesure de trouver b tel que $m = \boxed{?? | ?? \dots ?? | n \dots n}$ avec cette fois ci n+1 byte \boxed{n} . Alors on remarque que $ZIV_{n+1} = IV \oplus \boxed{oo \dots oo | n \dots n}$ car $m \oplus \boxed{oo \dots oo | n \dots n} = \boxed{?? \dots ?? | ?? | oo \dots oo}$.

Ainsi, on est en mesure de trouver un IV (ZIV_{16}) tel que $m = \boxed{oo \dots oo}$ et donc comme on l'a dit en début de section et comme on peut le voir sur la figure 9 on peut déchiffrer le bloc c car si $a \oplus b = 0$ alors $a = b$ donc $AES_k^{-1}(c) = ZIV_{16}$.

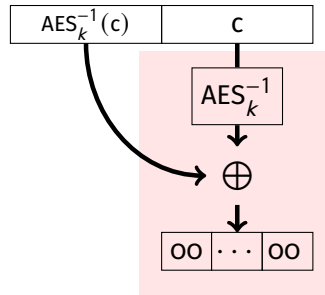


FIGURE 9 – Déchiffrement d'un bloc, (en rouge : ce qui ne nous est pas accessible)

2.2.2 Généralisation à n blocs

On rappelle le schéma de déchiffrement d'AES CBC sur la figure 10. On remarque alors que si on est en mesure de trouver $AES_k^{-1}(c_i)$ alors on est capable de trouver $m_i \forall i$. En effet $AES_k^{-1}(c_i) \oplus c_{i-1} = m_i$. Donc en déchiffrant chaque bloc avec une attack par padding oracle on peut déchiffrer l'entièreté du chiffré.

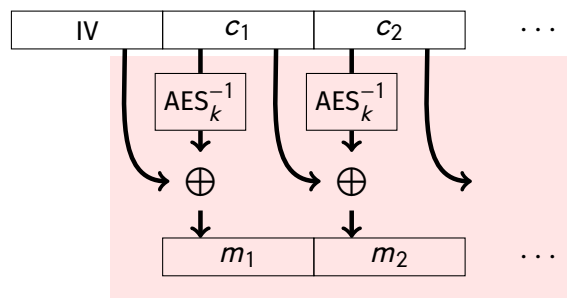


FIGURE 10 – Déchiffrement d'AES CBC avec en rouge ce qui ne nous est pas accessible

3 AES GCM

Toutes les informations qui m'ont permis d'écrire cette section sont directement tirées de [3].

On s'est intéressé dans la section précédente au mode CBC en montrant qu'AES CBC était facilement attaquable et donc pas fiable. On s'intéresse ici au mode GCM (Galois Counter Mode), le mode d'utilisation le plus courant d'AES. Comme pour AES CBC, AES GCM fait des opérations sur des blocs de 128 bits pour permettre de chiffrer de grands fichiers. Mais, à la différence d'AES CBC, AES GCM utilise un algorithme d'authentification en parallèle du chiffrement ce qui permet d'assurer que le chiffré n'a pas été changé. Cette deuxième partie est essentielle car il a été montré qu'un algorithme de chiffrement non authentifié est quasiment systématiquement attaquable.

3.1 CTR

Comme CBC, CTR (Counter) est un mode de manipulation des blocs qui permet de chiffrer des données avec des algorithmes de chiffrement par blocs (comme AES) tout en garantissant un certain niveau de sécurité. CTR est le mode utilisé dans GCM mais sans l'authentification. Il est assez similaire à CBC mais a comme gros avantage de ne pas obliger de rajouter un padding à la fin des données claires.

Son fonctionnement est décrit sur la figure 11.

3.2 GMAC

Pour obtenir GCM il faut rajouter une étape d'authentification. Elle est faite par un algorithme incrémental GMAC (Galois Message Authentication Code). Cet algorithme produit au cours du chiffrement des blocs un Tag qui résume de manière sécurisée toutes les informations sur la donnée à chiffrer. L'intérêt de cela est que chaque entrée produira un Tag unique. Donc si quelqu'un a modifié le chiffré, alors il y aura une erreur

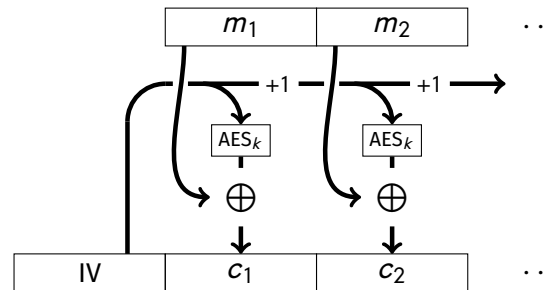


FIGURE 11 – Fonctionnement d'AES CTR, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k , Le +1 signifie qu'on incrémente de 1 l'IV généré aléatoirement.

lors du déchiffrement. Cela permet de garantir que la donnée que vous déchiffrez est bien celle que l'on souhaite récupérer.

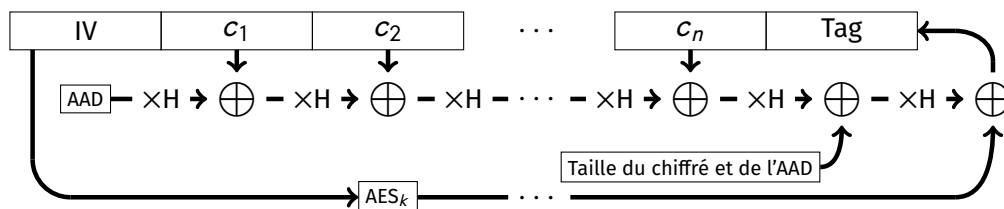


FIGURE 12 – Fonctionnement du GMAC, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k , et $\times H$ la multiplication dans $GF(2^{128})$ par $H = AES_k(0^{128})$.

Dans la figure 12, une nouvelle entrée, appelée AAD (Additional Authenticated Data), est introduite. L'AAD est une donnée que l'on souhaite authentifier, mais pas nécessairement chiffrer. Par exemple, imaginons que vous envoyez un mot de passe accompagné d'une adresse web. Vous voudriez chiffrer le mot de passe pour le protéger, tout en laissant l'adresse en clair. Cependant, si l'adresse n'est pas authentifiée, un attaquant pourrait la modifier, et vous ne le sauriez pas lors du déchiffrement. L'AAD permet de protéger contre ce risque en garantissant que l'adresse n'a pas été altérée."

3.3 GCM

GCM est la combinaison du mode CTR (voir 3.1) et de la création d'un Tag avec GMAC (voir 3.2). Combiné à AES, cela nous donne l'algorithme de chiffrement authentifié le plus largement utilisé. Son fonctionnement est décrit sur la figure 13.

Pour résumer, AES GCM prend 4 entrées :

1. un nonce (ou IV) généré aléatoirement (que l'on choisit de mettre au début du chiffré pour réduire le nombre d'objets à stocker).

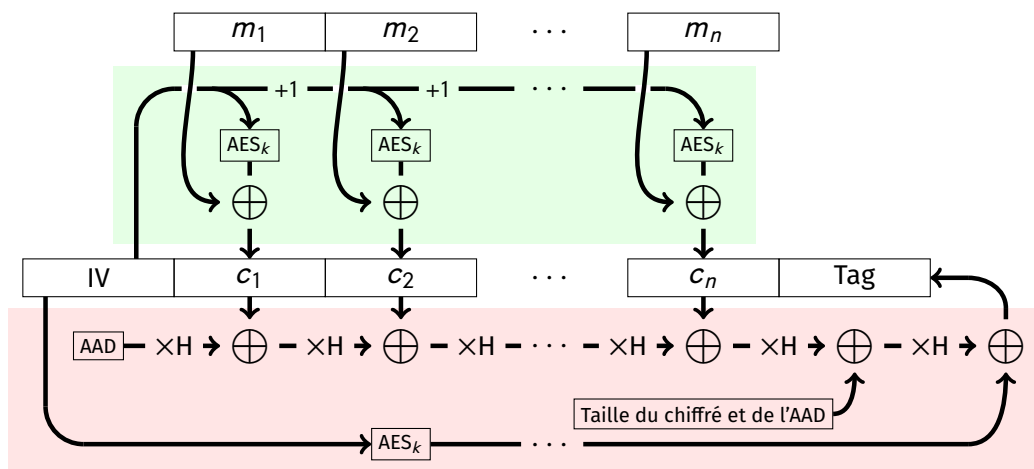


FIGURE 13 – Fonctionnement d’AES GCM avec en vert CTR et en rouge GMAC

2. une clef (de préférence générée aléatoirement)
3. des données à chiffrer et authentifier
4. des données à authentifier (on peut aussi ne pas en fournir)

et fournit 2 sorties :

1. Le chiffré de la donnée à chiffrer
2. Le tag associé aux entrées (mis à la fin du chiffré)

4 SoftHSM

Le but des cryptographe est de créer des problèmes facile à résoudre quand on a la clefs mais beaucoup trop long à casser le cas inverse. Donc, dans beaucoup de cas trouver un moyen de récupérer cette clef est beaucoup plus raisonnable que de chercher une faille dans le cryptosystème. Il faut donc trouver un moyen sécuriser de garder nos clefs, i.e il faut un coffre fort moderne.

Pour ça, il existe les HSM (Hardware Securty Module) qui sont des dispositif physique dédié à la gestion, au stockage et à la protection des clefs cryptographique. Il est conçu pour exécuter des opérations cryptographiques, telles que le chiffrement, le déchiffrement, la signature numérique et la gestion de clés, de manière sécurisée.

Ici on ne s’intéressera pas réellement aux HSM mais plutôt aux SoftHSM, une implémentation logicielle d’un HSM. Il permettent de développer des programmes, faire des tests en amont d’une utilisation d’un HSM.



FIGURE 14 – HSM de Thales

Dans un premier temps j'ai du me familiariser avec ce nouvel objet, puis, j'ai du regarder les solutions en rust qui nous permettent de communiquer avec des HSM, les documenter et les tester (via un SoftHSM).

Pour communiquer avec un SoftHSM j'ai du me plonger dans la doc du logiciel. Avant de pouvoir entamer des opérations cryptographiques il faut créer un environnement dédié dans le SoftHSM.

Pour le créer la commande est la suivante :

```
sudo softhsm2-util --init-token  
  --slot <slot-num>  
  --token <token-label>
```

et pour le supprimer :

```
sudo softhsm2-util --delete-token --label <token-label>
```

Ici il faut bien comprendre qu'un token est une émulation d'un HSM (on peut émuler plusieurs HSM sur un SoftHSM), le slot est un point d'entrée d'un HSM, il simule l'endroit où l'on insère nos informations dans un HSM).

Après avoir initialiser mon softHSM, je peux communiquer avec lui en utilisant le standard pkcs11. C'est cette partie plus tard que je devrais programmer en rust. Pour le moment, j'utilise openssl, un logiciel qui me permet directement de communiquer avec le SoftHSM. Après avoir étudié la documentation, j'en ai tiré les informations suivantes : Pour créer une clef je dois utiliser :

```
sudo pkcs11-tool --module /usr/lib/softhsm/libsofthsm2.so  
  -l -p <usr-PIN>  
  --keygen --key-type <enc-mech>  
  --id <clef-id>  
  --label <clef-label>
```


Avec <enc-mech> qui prend la forme AES :16, AES :32, ect. Pour la supprimer on utilise la commande :

```
sudo pkcs11-tool --module /usr/lib/softhsm/libsofthsm2.so
-l -p <usr-PIN>
-b --type secrkey
--id <clef-ID>
```

Maintenant qu'on a réussi à créer des clefs, on peut les utiliser pour chiffrer et déchiffrer des données. Pour le faire, il faut utiliser :

```
sudo pkcs11-tool --module /usr/lib/softhsm/libsofthsm2.so
--login -p <usr-PIN>
--encrypt
--id <key-ID>
-m AES-CBC-PAD
--iv <iv-value>
-i <input file>
-o <output file>
```

```
sudo pkcs11-tool --module /usr/lib/softhsm/libsofthsm2.so
--login -p <usr-PIN>
--decrypt
--id <key-ID>
-m AES-CBC-PAD
--iv <iv-value>
-i <input file>
-o <output file>
```

Pour la suite, j'utilise la crate cryptoki de Rust que j'ai trouvée grâce à [4], ce qui me permet de garantir sa fiabilité. La documentation de cette crate n'étant pas encore faite, j'ai créé un fichiers tuto dans lequel je réalise toutes les opérations que je pourrais être amené à faire sur le SoftHSM, c'est-à-dire créer et supprimer des clés ainsi que chiffrer et déchiffrer des données. Pour y arriver, j'ai parcouru le code source de la documentation et je me suis aidé d'outils tels que ChatGPT. Après beaucoup d'essais, j'ai fini par obtenir un tutoriel fonctionnel.

La dernière étape consistait à vérifier que les résultats produits par mon programme correspondaient bien aux attentes. Pour cela, il est nécessaire de tester le programme avec des vecteurs de test. Chaque vecteur de test fournit une clé, un IV (Initialisation Vector), des données à chiffrer, le résultat chiffré attendu, et, si le programme le permet, des données à authentifier ainsi que le TAG correspondant. L'objectif de ces vecteurs est de comparer les sorties théoriques avec celles produites par

notre algorithme. Pour que les tests soient validés, il faut que ces dernières soient identiques.

Pour faire ces test j'ai eu une grosse difficulté : je ne peux pas imposer la valeur d'une clef via mon programme (c'est une donnée protégé donc le softhsm me l'interdit). Pour contourner ce problème, je lance un script bash dans mon code rust qui crée la clef avec openssl. Ce script est le suivant :

```
echo -n <key-value> > aes_key.txt
xxd -r -p aes_key.txt > aes_key.bin
sudo pkcs11-tool --module /usr/lib/softhsm/libsofthsm2.so
-l -p <usr-PIN> --write-object
aes_key.bin
--type secrkey --key-type <enc-mech>
--id <clef-id>
--label <clef-label>
```

Mon programme à passé tout les test, et donc, grâce à mon tutoriel je suis maintenant capable de remplacer openssl par un programme "maison" en rust.

5 Signature

Ensuite, pour compléter mes connaissance en cryptographie, j'ai eu à implémenter 2 algorithme de signature. Comme pour le TAG qu'on créer dans AES GCM (voir 3.2), une signature électronique permet d'authentifier une donnée et de garantir son intégrité. Mais, contrairement au Tag, elle peut aussi servir comme une preuve dans un context légal. Avec une signature numérique, l'expéditeur ne peut pas nier avoir signé la donnée. En effet on verra plus tard que les algorithme utilisés nécessitent des clefs assymétrique : une clef publique et une clef privée. Comme seul l'expéditeur connaît la clef privée, il est le seul pouvoir signer le document.

5.1 RSA

5.1.1 Génération des clefs

Pour créer la clef publique et la clef privée il faut :

1. Poser $n = pq$ avec p et q deux nombres premiers
2. Calculer $\varphi(n)$ (l'indicatrice d'euler), le nombre d'élément inversible de $\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}$ i.e $\varphi(n) = (p-1)(q-1)$
3. Choisir e , un entier premier avec $\varphi(n)$
4. Calculer $d = e^{-1}$ dans $\mathbb{Z}/\varphi(n)\mathbb{Z}$ (existe car $e \wedge \varphi(n) = 1$)

On a alors une clef privée = (n, d) et une clef publique = (n, e) . Pour des raison de sécurité, il faut choisir n et d grand (au moins 3072 bits) mais e peut être petit. On remarque alors le grand défaut de RSA : les clefs sont extrêmement grande. C'est la principale raison pour laquelle on essaye d'éviter d'utiliser RSA quand il faut générer plusieurs clefs. Ce problème ne fera que devenir de plus en plus important avec le temps car il faut constamment adapter la taille des clefs avec l'apparition des nouveaux composants.

5.1.2 Signer avec RSA

Pour une donnée quelconque m on calcule $h = \text{hash}(m)$ avec hash une fonction de hashage tel que

$$\forall m, \text{hash}(m) < n$$

Si cette condition n'est pas vérifié rien ne garanti que la signature pourra être vérifié. Enfin pour calculer la signature s associé à m , on chiffre h en calculant

$$s = h^d [n]$$

On remarque bien qu'on utilise la clef privé pour créer la signature.

5.1.3 Vérifier l'intégrité des données

N'importe qui en possession de la clef publique (n, e) est en mesure de dire si le message \tilde{m} qu'il a reçu avec la signature s est authentique (i.e $\tilde{m} = m$).

Pour ça il doit calculer $\tilde{h} = \text{hash}(\tilde{m})$ et déchiffrer la signature en calculant $s^e [n]$. Son message est authentique si et seulement si

$$\tilde{h} = s^e [n]$$

Car $s^e = h^{ed} = h [n]$, donc $\tilde{h} = s^e [n] \Leftrightarrow \tilde{h} = h [n]$. Cette dernière égalité modulaire souligne bien l'importance de la condition sur le hash.

5.2 Courbes elliptiques avec Ed25519

Nous avons vu qu'il était possible de faire de la signature numérique avec RSA mais que ce cryptosystème n'a qu'un intérêt très limité à la vu de la taille gigantesque des clefs. Une alternative présenté ici permet est bien plus performante que RSA.

5.2.1 Courbe elliptique

Pour un corp K , on peut définir une courbe elliptique par une équation de la forme

$$y^2 + a_1xy + a_3y = x^3 + a_2x^2 + a_4x + a_6$$

avec $(a_1, \dots, a_6) \in K^6$. On sait que ces courbes sont symétrique par rapport à l'axe des abscisses (donc si P est sur la courbe alors $-P$ aussi).

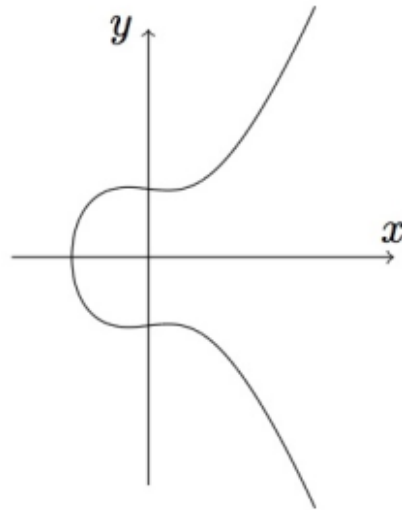


FIGURE 15 – Courbe $y^2 = x^3 - x + 9$ sur \mathbb{R}

Un problème compliqué à résoudre sur ces courbes est de trouver les points rationnels de la courbe. Par contre, on sait qu'avec deux points (U, V) rationnels tels que $U \neq -V$, on peut facilement en trouver deux autres. En effet, la droite qui passe par U et V coupera la courbe en un nouveau point W rationnel (on a le quatrième point par symétrie). De là on définit l'addition sur une courbe elliptique par

$$U + V = -W$$

On peut étendre cette définition en partant d'un point rationnel P de la courbe elliptique avec une ordonnée non nulle. Cette fois ci on prend sa tangente (on fait tendre U et V vers P , la droite qui passait par U et V tend bien vers la tangente passant par P). Alors cette tangente va bien couper la courbe en un deuxième point rationnel. Cette extension nous permet de définir $P + P$.

On appelle respectivement ces méthodes la méthode de la corde et de la tangente.

5.2.2 Courbe elliptique sur un espace à dimension finie

En cryptographie, on définit les courbes elliptiques sur des espaces à dimension finie de dimension $p : \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$. Avec p un premier supérieur à 3.

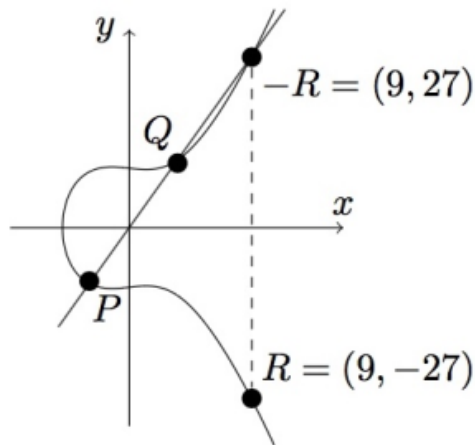


FIGURE 16 – $P + Q$ sur $y^2 = x^3 - x + 9$ sur \mathbb{R} avec $P = (-1, -3)$ et $Q = (1, 3)$

la courbe elliptique (E) sur $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ vérifiera

$$y^2 = x^3 + ax + b$$

avec $(a, b) \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^2$ et $4a^3 + 27b^2 \neq 0$, cette condition permet d'éviter les singularités.

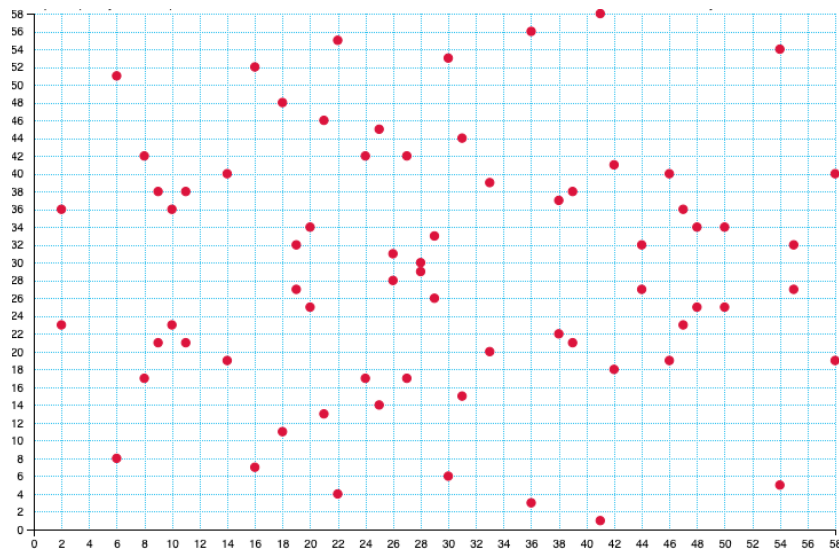


FIGURE 17 – Courbe $y^2 = x^3 - 6x + 2$ sur $\mathbb{Z}/59\mathbb{Z}$

On définit le groupe $(E(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}), +)$ par :

- $E(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})$ l'ensemble des points rationnels de la courbe E définie sur $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$

- O l'élément neutre pour l'addition définit comme le point de la courbe à l'infini. Alors

$$\forall P \in E(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}), P + O = O + P = P$$

- Posant $P = (x_1, y_1)$ et $Q = (x_2, y_2)$, on définit l'addition par ces trois règles pour calculer $P + Q$:
 1. Si $x_1 \neq x_2$ on utilise la méthode de la corde (voir 5.2.1)
 2. Sinon si $P = Q$ on utilise la méthode de la tangente (voir 5.2.1)
 3. Sinon ($P = -Q$) alors on pose

$$P + Q = O$$

Voir [1] si vous voulez voir les formules complètes.

5.2.3 Ed25519

On s'intéresse maintenant à un cas particulier des courbes elliptiques (toujours sur $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$). On définit les courbes d'Edward comme des courbes elliptiques pouvant se mettre sous la forme

$$x^2 + y^2 = 1 + dx^2y^2$$

avec $d \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ et $d \neq 0, 1$. On peut alors définir $+$ par $\forall (P, Q) = ((x_1, y_1), (x_2, y_2)) \in (E(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}))^2$

$$P + Q = \left(\frac{x_1y_2 + x_2y_1}{1 + dx_1x_2y_1y_2}, \frac{y_1y_2 - x_1x_2}{1 - dx_1x_2y_1y_2} \right), \quad O = (0, 1)$$

Cette simplicité d'implémentation permet de limiter certaines attaques.

A partir de maintenant, on se concentre sur la courbe d'Edward avec $d = 37095705934669439343138083508754565189542113879843219016388785533085940283555$ définie sur $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ avec $p = 2^{255} - 19$.

5.2.4 Génération des clefs

Pour créer la clef publique et la clef privée il faut :

1. choisir un algorithme de hachage produisant un résultat sur 512 bits (généralement Sha512)
2. créer une chaîne k de 256 bits (de préférence générée aléatoirement).
3. calculer $h = \text{hash}(k)$ et puis s à partir des 256 premiers bits de h avec la convention "little endians".

4. calculer $A = sB$ avec B^1 un point de Ed25519 donné dans [2]

On a alors la clef privée k et la clef publique $\text{compress}(A)$ ². On remarque bien que contrairement à RSA EdDSA permet d'avoir des clefs bien plus petite (256 bits chacune)

5.2.5 Signer avec Ed25519

Pour signer des données avec les courbes d'Edward on utilise l'algorithme EdDSA décrit plus précisément dans [2]. Il y a de paramètre généraux propre à l'agorithme EdDSA sur Ed25519 mais je ne les présentes pas. Pour les voir, je vous invite à lire la Section 5.1 de [2].

L'idée principale de cet algorithme est de générer à partir et du message et de la clef privée un point $R = rB$. Pour calculer r , il faut calculer le hash modulo L ³ des 256 derniers bits de du hash de la clef privé $h = \text{hash}(k)$ concaténé⁴ à la donnée m à signer.

$$r = \text{hash}(h[32..64] \parallel m) [L]$$

Ensuite on calcule \tilde{h} tel que

$$\tilde{h} = \text{hash}(\text{compress}(R) \parallel \text{compress}(A) \parallel m) [L]$$

Enfin, notant $x = r + \tilde{h}s[L]$ en représentation "little endians" alors la signature est donnée par :

$$\text{signature}_{\text{Ed25519}} = \text{compress}(R) \parallel x$$

On remarque que la signature fait 512 bits et à besoins de la clef privée et de la clef publique (dérive dirrectement de la clef privée) pour la générer.

5.2.6 Vérifier l'intégrité des données

N'importe qui en possession de la clef publique A est en mesure de dire si le message \tilde{m} qu'il a reçu avec la signature est authentique (i.e $\tilde{m} = m$).

1. Pour des raisons de simplicité, caclulatoire, on utilise une convention différente que celle présentée dans ici 5.2.3 mais elle est détaillé dans [2]

2. $\text{compress}()$ est l'algorithme de compression de EdDSA. Dans notre cas, c'est une chaine de 256 bits. les 255 premiers bits sont les 255 premiers bits de la coordonnée y du point en convention "little endians" (comme $y < p$, son bit de poids fort est tout le temps nul). Le dernier bit de la chaine vaut 1 si le point est négatif, 0 sinon

3. L est une constante introduite dans [2] et vaut $2^{252} + 27742317777372353535851937790883648493$

4. symbolisé par \parallel

Pour ça il doit décompresser⁵ le point R en récupérant les 256 premiers bits de la signature. Ensuite il faut récupérer l'entier x écrit en convention "little endian" dans les 256 derniers bits de la signature et calculer

$$\tilde{h} = \text{hash}(\text{compress}(R) \parallel \text{compress}(A) \parallel \tilde{m}) [L]$$

Enfin, le message sera authentique si et seulement si on a l'égalité dans le groupe $(E(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}), +)$

$$xB = R + \tilde{h}A$$

Car

$$\begin{aligned} xB = R + \tilde{h}A &\Rightarrow rB + \tilde{h}sB = R + \tilde{h}A \\ &\Rightarrow R + \tilde{h}A = R + \tilde{h}A \\ &\Rightarrow (\tilde{h} - \tilde{h})A = 0 \\ &\stackrel{6}{\Rightarrow} \tilde{h} = \tilde{h} \\ &\Rightarrow m = \tilde{m} \end{aligned}$$

On remarque qu'on a bien besoin de la clef publique A pour vérifier la signature.

6 Mise en place d'un programme de chiffrement/déchiffrement

6.1 Contexte

Maintenant que j'ai pris connaissance des algorithmes pour chiffrer et signer des données, je dois mettre en place une solution écrite en Rust qui permettra de chiffrer et de déchiffrer des fichiers. Cette solution devra permettre d'utiliser soit AES-GCM, soit ChaCha20-Poly1305 (un autre algorithme de chiffrement non détaillé précédemment). Une optimisation que je pourrais envisager serait de proposer une version qui chiffrerait "au fil de l'eau", c'est-à-dire de manière progressive, bloc par bloc, à mesure que les données sont lues ou écrites. Cette méthode présente l'avantage de maintenir un coût constant en espace mémoire, car elle ne nécessite pas de charger l'intégralité du fichier en mémoire avant de le chiffrer.

Pour exécuter ce programme de chiffrement, il suffira d'utiliser les commandes suivantes :

5. Algorithme assez intuitif mais avec des astuces de calcul détaillé dans [2]. Il consiste à récupérer la coordonnée y , vérifier qu'il existe bien des points avec cette coordonnée appartenant à la courbe, puis choisir le bon point grâce au signe


```
cat clair.data | ./rucrypt options > enc.data
cat enc.data | ./rudecrypt options > dec.data
```

Les options permettront de choisir l'algorithme utilisé. Pour le moment peuvent soit valoir "aes" pour AES-GCM, ou bien "cha" pour ChaCha20-Poly1305 ou encore "aes_stream" pour la version au fil de l'eau d'AES-GCM.

le programme de chiffrement s'appelle rucrypt et celui de déchiffrement rudecrypt

6.2 Mise en place

Cette fois-ci, contrairement à Ed25519, je n'ai pas tout reprogrammé. J'ai décidé d'utiliser des crates de confiance, largement éprouvées. Pour les identifier, je me suis aidé d'un site qui référence toutes les solutions couramment utilisées pour la cryptographie en Rust [4]. J'utilise AES 256 (voir le tableau 2). Pour chaque algorithme, je dois donc générer, avant le chiffrement, une clé de 32 octets (256 bits) et un nonce (vecteur d'initialisation) de 12 octets (96 bits). Il est démontré que cacher le nonce n'a aucun intérêt en termes de sécurité. Je place donc le nonce en clair avant le texte chiffré.

On pourrait s'arrêter là, mais il est possible d'ajouter un niveau de sécurité supplémentaire. Actuellement, le chiffrement et le déchiffrement se font avec une seule clé (c'est-à-dire une clé symétrique). Le problème de cette symétrie est que toute personne ayant accès à cette clé peut lire le message en clair. Dans le cadre de ma mission, cela représente une potentielle faille. En effet, le but final de ce programme est de permettre la création de sauvegardes chiffrées de données. Il est donc préférable d'utiliser une clé asymétrique (une pour le chiffrement et une pour le déchiffrement). Dans ce cas de figure, tout le monde peut effectuer une sauvegarde de ses fichiers, mais seules les personnes autorisées pourront les récupérer, cela permet de garder le contrôle sur les flux. Pour cette raison, je génère une clé privée et une clé publique RSA, avec laquelle je chiffre ma clé symétrique. Ainsi, seule la personne en possession de la clé privée pourra déchiffrer le document. Pour plus de simplicité, je place la clé symétrique chiffrée avant le nonce.

`rucrypt(data) →` `RSA(clef symétrique) | nonce | data chiffré`

7 Wireguard

Le but ici est de créer à l'aide de Wireguard un flux chiffré entre plusieurs machines pour permettre à ces machines de communiquer de manière simple et sécurisé.

7.1 Configuration

Pour le serveur et les clients il faut créer un fichier de configuration dans `/etc/wireguard/wg0.conf` (On n'est pas obligé de l'appeler `wg0`). A l'intérieur, le fichier est séparé en au moins 2 sections :

- une qui commence par `[Interface]`, elle contient les informations de la machine, comme la clef privée et adresse.
- une autre (ou plus) qui commence par `[Peer]` et qui contient les informations des machines (comme la clef publique et les adresses autorisées) avec lesquelles on va communiquer.

Pour chaque machine, il faudra générer une paire de clefs. Pour cela, WireGuard nous fournit un outil. Il permet de créer une clé privée et de dériver la clé publique à partir de celle là.

```
wg genkey > privatekey
wg pubkey < privatekey > publickey
```

7.1.1 Serveur

Pour la configuration du serveur, il faut rajouter le port utilisé pour communiquer (typiquement 51820). Une configuration complète côté serveur pourra ressembler par exemple à

```
[Interface]
PrivateKey = uKlFiRw6goZdHuPNeThISu7sGqr8JH3U+LrQ3VbaBXk=
Address = 10.8.8.254/24
ListenPort = 51820
```

```
[Peer]
PublicKey = 4N2H/21U4kYpS5KZlQfj0jddlvs7bgr0Z3ZHHBqF81U=
AllowedIPs = 10.8.8.1/32
```

```
[Peer]
PublicKey = NIeEDlBPTJrM7389yaRKzXWJeAEicmrFm0zkfhnDVCo=
AllowedIPs = 10.8.8.2/32
```

Chaque peer est un client avec lequel peut communiquer le serveur. Attention, il faut bien penser à activer l'IP forwarding du serveur pour lui permettre aux clients de communiquer entre eux (en pas uniquement au serveur).

Pour l'activer il faut décommenter la ligne `net.ipv4.ip_forward=1` du fichier `/etc/sysctl.conf`.

7.1.2 Clients

La configuration d'un client est quasiment identique à celle d'un serveur à la différence qu'il n'y a qu'un peer : le serveur. Elle ressemblera typiquement à

```
[Interface]
PrivateKey = uBl+tmfka8ukXcEV3vz5wtYinhZpLOEiAOe+gwhke28=
Address = 10.8.8.1

[Peer]
PublicKey = GignedMPFFe+r7SB4s48vnEnPREiAXX/TLB07hBuAGm4=
Endpoint = 192.168.218.180:51820
AllowedIPs = 10.8.8.0/24
PersistentKeepalive = 25
```

La dernière ligne permet d'éviter d'avoir des problèmes mais n'est pas obligatoire.

7.2 Mise en place

Pour activer la configuration il suffit de lancer `wg-quick up wg0` et pour la désactiver `wg-quick down wg0`. Maintenant, si on veut qu'elle s'active automatiquement quand la machine s'allume il faut lancer `sudo systemctl start wg-quick@wg0` (et `sudo systemctl stop wg-quick@wg0` pour que ça ne soit plus le cas).

Attention, pour l'instant les clefs et les fichiers de configuration sont accessibles à tout le monde. Il faut veiller à supprimer les clefs (on en a plus besoins une fois qu'elles sont dans les fichiers de configurations) et à restreindre l'accès aux fichiers de configuration.

```
sudo mkdir -p /etc/wireguard/
sudo chmod 700 /etc/wireguard
```

Références

- [1] Dan BONEH et Victor SHOUP. *A Graduate Course In Applied Cryptography*. 2023.
- [2] S. JOSEFSSON et I. LIUSVAARA. "Edwards-Curve Digital Signature Algorithm (EdDSA)". In : (2017).
- [3] Mike ROSULEK. *The Joy of Cryptography*. 2021.
- [4] *Showcase of notable cryptography libraries developed in Rust*. URL : [cryptography.rs](https://crates.io/crates/rust-crypto).