Rapport de stage d'application - Thales

Vincent CAUJOLLE

Résumé

Ce document présente mon stage d'application (stage ayant eu lieu en fin de deuxième année du cursus ingénieur généraliste de l'École Centrale de Lyon) dans le groupe Thales. La première partie de ce document est consacrée à la présentation du groupe et de son fonctionnement. Ensuite, on aborde le travail que j'ai réalisé au cours des six mois de stage en détaillant les différentes missions qui m'ont été confiées. Enfin, on trouve en fin de rapport un bref passage sur l'impact de ce stage sur la construction de mon projet professionnel (cette partie peut être absente si vous n'êtes pas de l'ECL).

Abstract

This document presents my application internship (internship that took place at the end of the second year of the general engineering curriculum at École Centrale de Lyon) within the Thales group. The first part of this document is dedicated to the presentation of the group and its operation. Then, we discuss the work I carried out during the six months of internship, detailing the various missions given to me. Finally, a brief passage on the impact of this internship on the construction of my professional project can be found at the end of the report (this part might not be present if you are not from the ECL).

Table des matières

Table des figures

Liste des tableaux

Glosaire

1. **GBU** : Une Global Business Unit est une division du groupe Thales se concentrant sur un marché spécifique
2. **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

3. **Byte** : 8 bits
4. **Diffie Hellman (DH)** : L'échange Diffie-Hellman est un protocole qui permet à deux parties, Alice et Bob, de partager un secret commun K. Le protocole repose sur la difficulté de résoudre le problème du logarithme discret.

   Avec $p \in \mathbb{P}$ et $g \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$, Alice et Bob choisissent chacun un nombre qu'ils gardent secret et calculent de leur côté

   $$A = g^a[n], \quad B = g^b[n]$$

   Alice envoie A à bob et réciproquement, ensuite Alice (resp Bob) calcule $K = B^a[n]$ (resp $K = A^b[n]$)

   En effet on a bien $A^b = g^{ab} = B^a[n]$ et comme a (resp b) n'est connu que de Alice (resp Bob) il n'y a que Alice et/ou Bob qui peuvent retrouver ce secret K.

   On remarque que ce protocole à besoin de la présence des 2 parties pour permettre l'échange (échange synchrone)
5. **Keyed-Hash Message Authentication Code (HMAC)** : HMAC est un code d'authentification de message qui utilise une fonction de hachage
6. **Key Derivation Function (KDF)** : une KDF permet de générer une clef à partir d'une donnée arbitraire. En plus de ça, une KDF doit garantir que la sortie est indépendante de l'entrée et qu'elle est "difficile" à deviner.
7. **HMAC-based Key Derivation Function (HKDF)** : HKDF est une KDF qui utilise la fonction HMAC.

8. **Concaténation** (||) : On ajoute bout à bout les deux suites de bits
9. **Transmission Control Protocol (TCP)** : Le TCP est un protocole de communication qui permet de transmettre des données de manière fiable et ordonnée sur un réseau.
   Lors d'une communication TCP il y a un ping pong entre le client et le client

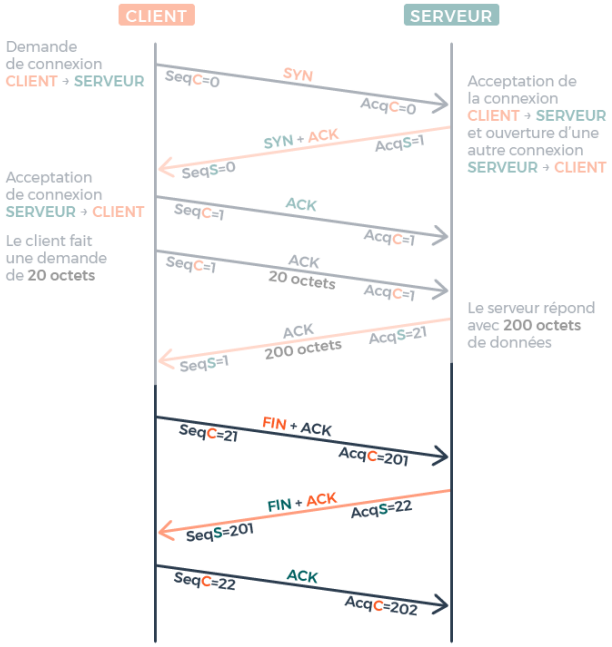


FIGURE 1 – Ping pong entre le client et le serveur avec un protocole TCP

10. **User Datagram Protocol (UDP)** : Comme pour TCP, UDP est un protocole de communication qui permet de transmettre des données mais cette fois ci de manière non fiable et sans connexion.
    Une caractéristique importante de l'UDP dans le cadre de mon stage est qu'il n'y a pas de détection d'erreur. Ainsi, un attaquant n'aura aucun retour sur les paquets qu'il envoie au serveur UDP.

1 Introduction

Dans le cadre de ma deuxième année d'études à l'Ecole Centrale de Lyon, j'ai eu l'opportunité de réaliser un stage d'application de six mois au sein de Thales, de mai à novembre 2024. Sous la tutelle de M. Mahmoud Chilali, j'ai occupé le poste de cryptographe/développeur cryptographique.

Au cours de ce stage, j'ai approfondi mes connaissances en cryptographie en apprenant à maîtriser divers algorithmes de chiffrement et de signature numérique, tels que AES, RSA ou encore Ed25519. J'ai également eu l'occasion de mettre certains algorithmes à l'épreuve, en démontrant notamment la vulnérabilité du chiffrement AES en mode CBC. Parallèlement, j'ai découvert d'autres aspects de la cryptographie, tels que la protection des données sensibles avec les modules de sécurité matériels (HSM) et d'autres sujets passionnants.

L'objectif principal de mon stage était de préparer le terrain pour une refonte du logiciel Sakyena en Rust, j'ai pu réécrire une grande partie de ces algorithmes dans ce nouveau langage passionnant.

Ce rapport présente l'entreprise qui m'a accueilli et le contexte dans lequel j'ai effectué mon stage. Ensuite, je détaille les résultats de mes travaux et les connaissances que j'ai acquises au cours de ce stage, en mettant l'accent sur les algorithmes que j'ai étudiés et programmé en Rust. Enfin, je montre l'impact de ce stage sur la construction de mon projet professionnel

2 Contexte du stage et organisation de l'entreprise

Dans le cadre de ma deuxième année du cycle ingénieur de l'ECL, j'ai pu faire mon stage d'application du 27/05/24 au 27/11/24 à Thales.

2.1 Groupe Thales

Les informations qui m'ont permis d'écrire cette sous section sont tirées de [4].

« *Construisons ensemble un avenir de confiance* » est la devise de Thales. Créé en 1893, Thales, sous la direction de Patrice Caine est présent dans 68 pays, compte près de 81000 collaborateurs et affiche un chiffre d'affaire de plus de 16 milliards d'euros.

Les clients de Thales sont de grandes organisations - États, administrations, entreprises, etc. Ses clients sont responsables des opérations, des services et des in-

FIGURE 2 – Chiffres clés de 2023 du groupe Thales

frastructures critiques de la société telles que : la défense, la sécurité, le transport aérien et ferroviaire, la banque, les télécommunications et bien d'autres. Pour gagner la confiance des ses clients Thales opère selon 3 points clés

FIGURE 3 – Axes majeurs du développement à Thales

Au sein de Thales existent 7 GBUs :

- Avionics (AVS)
- Digital Identity & Security (DIS)
- Secure Communications & Information Systems (SIX)
- Defence Mission Systems (DMS)
- Ground Transportation Systems (GTS)
- Land & Air Systems (LAS)
- Thales Alenia Space (TAS)

Mon stage se déroulait au sein de Thales Services Numériques dans la GBU SIX.

2.2 Thales Service Numérique (TSN)

Thales Services Numériques (TSN), dirigé par Walter Cappilati, est l'ESN du groupe Thales et a pour mission d'assurer la performance, la résilience et la sécurité des systèmes d'information de ses clients. TSN compte plus de 4 300 collaborateurs et

propose des solutions pour de nombreux marchés : défense, transport, finances, aéronautique...

TSN travail à 30% pour le groupe et à 70% chez des clients hors Thales. TSN s'est fixé les objectifs suivants :

- Être une entreprise de services numériques faisant preuve d'une croissance rentable plus rapide que le marché, et être reconnue comme une référence dans ses secteurs clés.
- Accentuer l'innovation, la capacité à accompagner la transformation numérique des clients, la maîtrise du développement de solutions sur mesure, la gestion des systèmes d'information les pluscritiques et la cybersécurité.
- Être un partenaire de confiance au sein du groupe Thales et auprès des clients privés et publics les plus exigeants, leur garantir la maîtrise d'un bout à l'autre des technologies numériques, au service de leurs enjeux de sécurité et de performance économique et opérationnelle.

Au sein de TSN existent 4 directions d'excellence technique : la direction du conseil numérique sécurisé (DCNS), la direction de l'ingénierie logicielle (DIL), la direction de l'ingénierie IT outsourcing (DIO) et la direction technique (DT). Ma place était au sein de la direction technique, entouré d'architectes sécurité.

2.3 Direction Technique (DT)

La fonction première de la Direction Technique consiste à garantir l'alignement technique nécessaire pour répondre aux enjeux de compétitivité des solutions, de bonne exécution technique des projets et de l'approche globale de la cybersécurité sur le périmètre de Thales Services Numériques La direction technique assure ses fonctions centrées sur le développement et l'animation de l'expertise technique, du domaine de l'infrastructure à celui du développement d'applications logicielles, aussi bien dans les phases de construction que d'opération. Pour assurer ses responsabilités, la direction technique s'appuie sur :

- Une politique technique qui concerne les méthodes, les technologies et les outils à utiliser sur les projets. Elle définit le cadre d'application. La direction technique est donc garante du maintien de la politique technique.
- Une direction de l'innovation qui se charge de développer la partie recherche et développement nommée « Self-Funding Research & Development » (SFRD).
- Une filière expertise comptant plus de 300 personnes. Cette filière a pour objectif d'intervenir en support stratégique et technique pour des équipes projets. Elle est composée d'architectes et experts, de « Strategic Technical Authority » (STA), de « Project Design Authority » (PDA) et de « Design Authority » (DA).

— Une forte synergie avec les autres directions pour identifier les partenariats techniques afin d'assurer la pérennité des solutions déployées.

2.4 Le positionnement du stage dans les traveaux de l'entreprise

L'équipe de sécurité de la Direction technique de Thales Services Numérique a pour objectif de garantir des solutions de haute sécurité pour les systèmes fournis en interne ou en externe (qu'ils soient à destination d'administrations Françaises ou de grandes entreprises). Dans ce contexte, un thème d'importance capitale est la protection des données, et notamment la confidentialité et le respect de la vie privée (RGPD).

Sakeyna est une suite de composants développés par Thales Services Numériques pour fournir des solutions de chiffrement de données et de signature électronique. Ces composants permettent de « cacher » la complexité des mécanismes cryptographiques en fournissant des interfaces de haut niveau, qui peuvent être facilement intégrées sans nécessiter une expertise cryptographique (qui reste une compétence rare), et qui évite des erreurs que ce soit dans le choix des mécanismes ou dans leur utilisation et implémentation.

Sakeyna a été initialement développé en Java, mais mon Tuteur, Mahmoud Chilali, souhaite porter cette application en Rust au vu des performances et du futur prometteur de ce relativement nouveau langage. Ma mission sera donc d'expérimenter avec ce nouveau langage pour fournir des applications pouvant servir de preuve de fonctionnement et simplifier la migration de Sakeyna.

3 Travaux réalisé

3.1 Chiffrement

3.1.1 AES

Toutes les informations qui m'ont permis d'écrire cette sous sous 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 :
A partir de maintenant, pour fluidifier la lecture, AES 128 = AES)

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

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 $\text{XOR}^2 = \text{id}$. Donc il suffit de réutiliser XOR pour remonter AES.

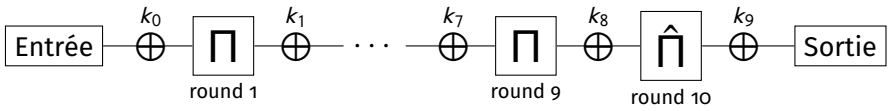


FIGURE 4 – fonctionnement d'AES

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.

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

   RAJOUTER DEF S

2. `ShiftRows` :
   Cette permutation va pour chaque colonne déplacer de manière cyclique ses

$s_0|s_1|\ldots|s_{15} \longrightarrow$

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}

FIGURE 5 – Réorganisation du bloc

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}

$\xrightarrow{\texttt{SubBytes}}$

$\tilde{s}_0$	$\tilde{s}_1$	$\tilde{s}_2$	$\tilde{s}_3$
$\tilde{s}_4$	$\tilde{s}_5$	$\tilde{s}_6$	$\tilde{s}_7$
$\tilde{s}_8$	$\tilde{s}_9$	$\tilde{s}_{10}$	$\tilde{s}_{11}$
$\tilde{s}_{12}$	$\tilde{s}_{13}$	$\tilde{s}_{14}$	$\tilde{s}_{15}$

FIGURE 6 – Effet de `SubBytes` sur le bloc, avec $\tilde{s} = S(s)$

élément de tel manière que la colonne i subira le cycle

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

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}

$\xrightarrow{\texttt{ShiftRows}}$

s_0	s_1	s_2	s_3
s_5	s_6	s_7	s_4
s_{10}	s_{11}	s_8	s_9
s_{15}	s_{12}	s_{13}	s_{14}

FIGURE 7 – Effet de `ShiftRows` sur le bloc

3. `MixColumns` :
   Pour cette permutation, on calcule dans $GF\left(2^8\right)$ (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 $GF\left(2^8\right)$

Donc, en résumé :

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

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`.

Création des clefs k_i

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

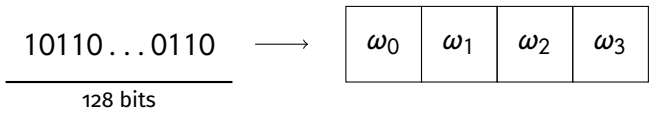


FIGURE 8 – réorganisation des clefs en suite de mots de 32 bits

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

3.1.2 AES CBC

Toutes les informations qui m'ont permis d'écrire cette sous section sont directement tirées de [5].

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).

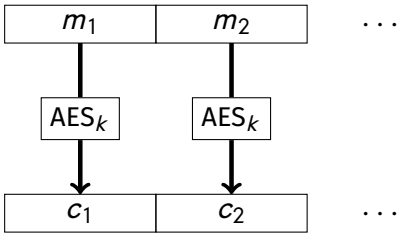
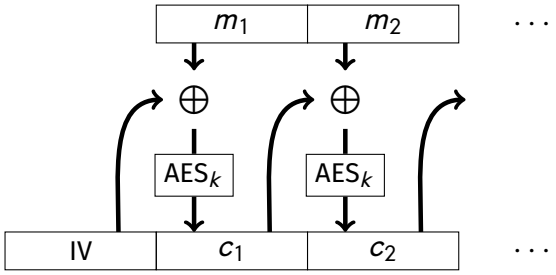


FIGURE 9 – Fonctionement d'AES ECB, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k

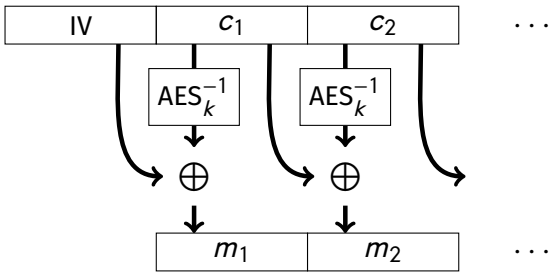
Mais, si on utilise la même clef sur plusieurs blocs, le chiffré deviens est très facile à déchiffrer. Il faudrait donc autant de clefs que de blocs pour assurer un chiffrement sécurisé. Cela doublerai la taille du message chiffré et n'est donc pas utilisé.

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 10.

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 seul règle importante est que le dernier byte du bloc doit contenir le nombre de byte de padding qui ont été rajouté



(a) Chiffrement



(b) Déchiffrement

FIGURE 10 – Fonctionement d'AES CBC, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k

(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 15|15|15|15|15|15|15|15|15|15|15|15|15|15|15|15.

J'avais essayé d'implémenter la padding classique (remplir de 0, par exemple pour un padding de 3 bytes cela donne 00|00|02) mais je devais mal implémenter quelque chose car je n'arrivais pas à me munir d'un padding oracle (voir 3.1.2) alors que la théorie veux que ça ne change rien.

Mon implémentation

Dans le cade de ma mission je dois implémenter AES CBC en RUST. J'ai choisit de ne pas réimplémenter AES car j'avais du mal à implémenter des éléments relatif à g (voir 3.1.1) mais aussi car une implémentation d'AES est très régulièrement inutilisable

en réalité car trop facile à attaquer. Rien que des informations tels que la consommation électrique de l'ordinateur, le temps qu'il met à répondre ou encore le champ électromagnétique qu'il émet sont suffisant pour casser mon implémentation.

J'ai donc implémenté le mode CBC avec le padding énoncé à la fin de 3.1.2. J'ai choisit pour simplifier la tâche de me restreindre à chiffrer des chaînes de caractères. De là est apparu un pseudo problème, le type Char en RUST peut faire de 1 à 4 byte. Mais,au déchiffrement, ne connaissant pas le nombre de byte associé à chaque caractères, j'ai été dans l'obligation de faire comme si chaque charactère ne faisait qu'un byte. Donc si mon message n'est pas uniquement écris avec des caractères ASCI (1 byte) alors j'aurais de la perte d'information.
Par exemple si je chiffre et déchiffre le message : "Je vais à l'école" j'obtiendrai un message du type "Je vais $£ l'&ùcole". J'ai choisit d'ignorer ce problème étant donné qu'il n'est du qu'au format de l'entrée.

Padding oracle attack

Dans cette sous sous section, j'explique comment j'ai attaqué AES CBC et de manière équivalente tout les modes de chiffrement non autentifié (qui ne fournissent pas une preuve d'authenticité du chiffré) et qui utilisent un padding.

L'attaque que j'ai mené repose sur un principe simple. Pour chaque algorithme de chiffrement qui utillisent un padding, n'importe qui pourra toujours avoir accès à un padding oracle (On n'a encore jamais trouvé de contre exemple).

Avoir accès à un padding oracle c'est pouvoir déduire du comportement du serveur si le padding du message que je lui demande de déchiffrer est correct (on peut par exemple déduire cette information du temps que mets le serveur à nous répondre). Je vais montré ci dessous qu'à partir du moment ou on a accès à ce genre d'information on peut casser le chiffré.

Déchiffrer un bloc

En reprenant la figure 10 et en l'adaptant pour un bloc c on obtien la figure 11.

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 $m = \boxed{15|\ldots|15}$ alors

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

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

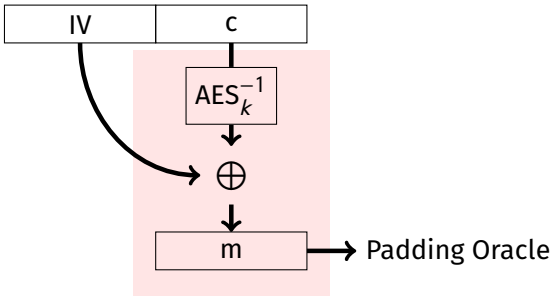


FIGURE 11 – Déchiffrement d'un bloc, (en rouge : ce qui ne nous est pas accessible)

On pose IV = |00|00|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 = |??|??|...|??|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 = |??|??|...|??|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.

|??|??|...|42|00| ⟶ padding valide
|??|??|...|42|01| ⟶ 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 0). Essayons de trouver ZIV_{n+1}.

On pose IV = ZIV_n + |00|...|00|b|n|...|n| avec n bytes |n| et b, un byte quelconque. Cet IV permet d'avoir m = |??|??|...|??|n|...|n| car 0 est l'élément neutre de ⊕ dans $\mathbb{Z}/2\mathbb{Z}$.
Comme à la première étape (celle qui sert à trouver le premier ZIV), on fait varier

b (256 possiblités) 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 = $\boxed{??|??|\ldots|??|n|\ldots|n|}$ avec cette fois ci n+1 byte $\boxed{n}$. Alors on remarque que ZIV_{n+1} = IV $\oplus$ $\boxed{oo|\ldots|oo|n|\ldots|n}$ car $m \oplus \boxed{oo|\ldots|oo|n|\ldots|n}$ = $\boxed{??|\ldots|??|oo|\ldots|oo}$.

Ainsi, on est en mesure de trouver un IV (ZIV_{16}) tel que $m = \boxed{oo|\ldots|oo}$ et donc comme on l'a dit en début de section et comme on peut le voir sur la figure 12 on peut déchiffrer le bloc c car si $a \oplus b = 0$ alors $a = b$ donc $\text{AES}_k^{-1}(c) = \text{ZIV}_{16}$.

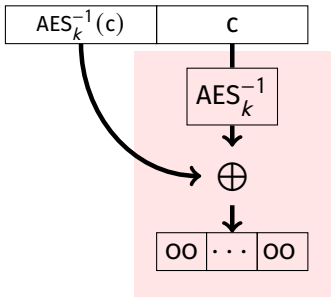


FIGURE 12 – Déchiffrement d'un bloc, (en rouge : ce qui ne nous est pas accessible)

Généralisation à n blocs

On rappelle le shéma de déchifrement d'AES CBC sur la figure 13. On remarque alors que si on est en mesure de trouver $\text{AES}_k^{-1}(c_i)$ alors on est cappable de trouver m_i $\forall i$. En effet $\text{AES}_k^{-1}(c_i) \oplus c_{i-1} = m_i$. Donc en déchiffran chaque bloc avec une attack par padding oracle on peut déchiffrer l'entierté du chiffré.

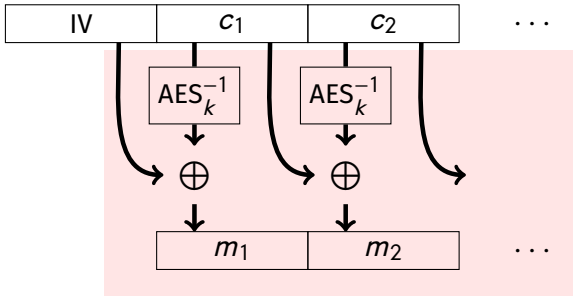


FIGURE 13 – Déchiffrement d'AES CBC avec en rouge ce qui ne nous est pas accessible

3.1.3 AES GCM

Toutes les informations qui m'ont permis d'écrire cette sous section sont directement tirées de [5].

On s'est intéressé dans la sous 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 parallle 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.

CTR

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

Son fonctionnement est décrit sur la figure 14.

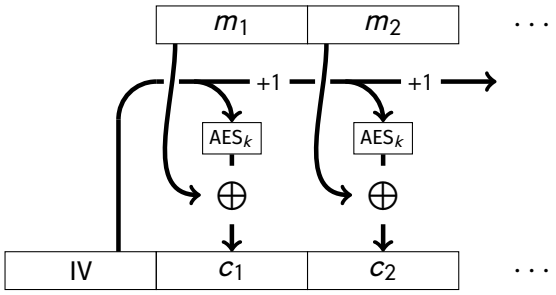


FIGURE 14 – Fonctionnement d'AES CTR, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k, *Le +1 signifie qu'on incrémente de 1 l'IV généré aléatoirement.*

GMAC

Pour obtenir GCM il faut rajouter une étape d'authentification. Elle est fait par un algorithme incrémental GMAC (Galois Message Authentification Code). Cet algorithme produit au cours du chiffrement des blocs un Tag qui résume de manière sécurisé toutes les informations sur la donné à chiffré. 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

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

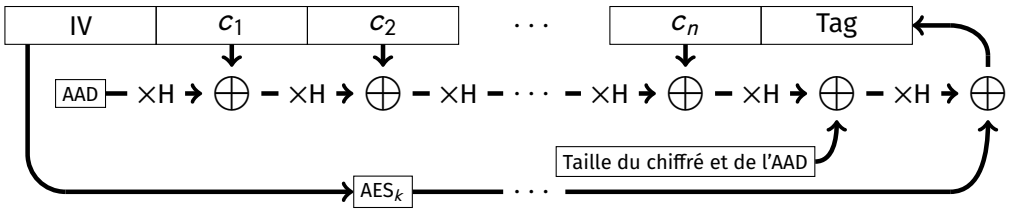


FIGURE 15 – Fonctionnement du GMAC, avec AES_k le chiffrement d'un bloc par AES avec la clef secrète k, et ×H la multiplication dans $GF\left(2^{128}\right)$ par $H = AES_k\left(0^{128}\right)$.

Dans la figure 15, 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."

GCM

GCM est la combinaison du mode CTR (voir 3.1.3) et de la création d'un Tag avec GMAC (voir 3.1.3). Combiné à AES, cela nous donne l'algorithme de chiffrement authentifié le plus largement utilisé. Son fonctionnement est décrit sur la figure 16.

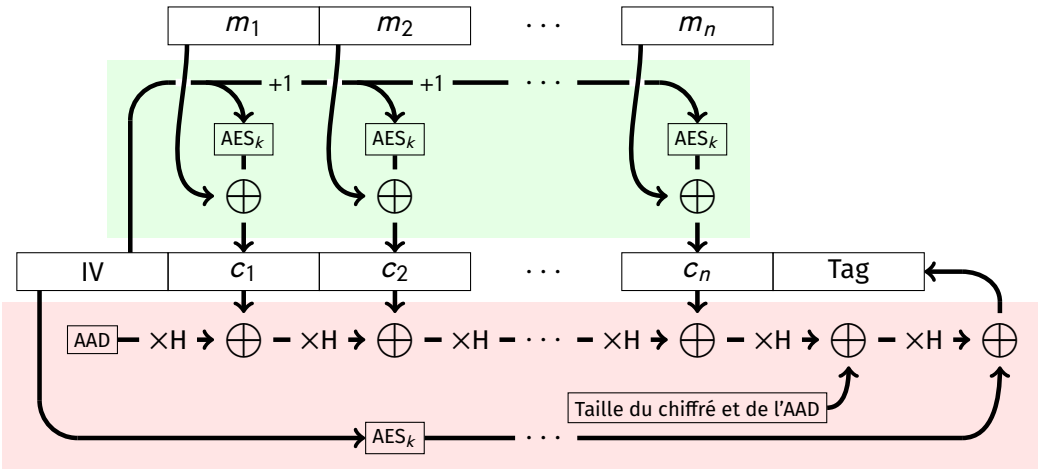


FIGURE 16 – Fonctionnement d'AES GCM avec en vert CTR et en rouge GMAC

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 réduir le nombre d'objets à stocker).
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 donné à chiffrer
2. Le tag associé aux entrées (mis à la fin du chiffré)

3.1.4 Programme de chiffrement/déchiffrement

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 fichierss. 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 fichiers en mémoire avant de le chiffrer.

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

```
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 chifrement s'appelle rucrypt et celui de déchifrement rudecrypt

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 [6]. 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 fichierss, 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) $\longrightarrow$ | RSA(clef symétrique) \| nonce \| data chiffré |

3.2 HSM

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 n'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 ammont d'une utilisation d'un HSM.

Dans un premier temps j'ai du me familiariser avec ce nouvel object, puis, j'ai du regarder les solutions en rust qui nous permettent de communiquer avec des HSM,

FIGURE 17 – HSM de Thales

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 entammer des opérations cryptographiques il faut créer un envronement 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 plusieur HSM sur un SoftHSM), le slot est un point d'entrée d'un HSM, il simule l'endroit ou 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 étudier 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 réussit 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 [6], 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.

3.3 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 3.1.3), 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 connait la clef privée, il est le seul pouvoir signer le document.

3.3.1 RSA

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 défault de RSA : les clefs sont extrèmement 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 addapter la taille des clefs avec l'apparition des nouveaux composants.

Signer avec RSA

Pour une donnée quelquonque 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 poura 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.

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.

3.3.2 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 intéret très limité à la vu de la taille gigantesque des clefs. Une alternative présenté ici permet est bien plus performante que RSA.

Courbe elliptique

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

$$y^2 + a_1 x y + a_3 y = x^3 + a_2 x^2 + a_4 x + a_6$$

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

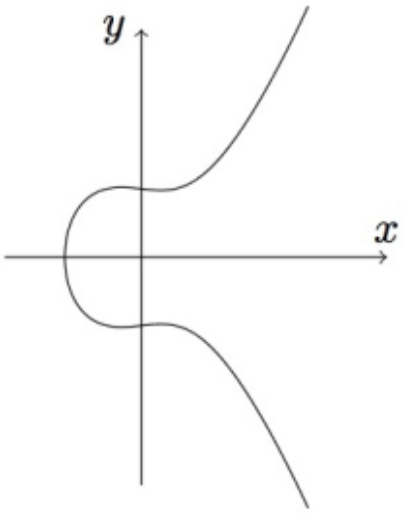


FIGURE 18 – Courbe $y^2 = x^3 - x + 9$ sur $\mathbb{R}$

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 qatrième point par symétrie). De là on définit l'addition sur une coube elliptique par

$$U + V = -W$$

On peut étendre cette définition en partant d'un point rationnel P de la croube 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 extention nous permet de définir $P + P$.

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

Courbe elliptique sur un espace à dimension finie

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

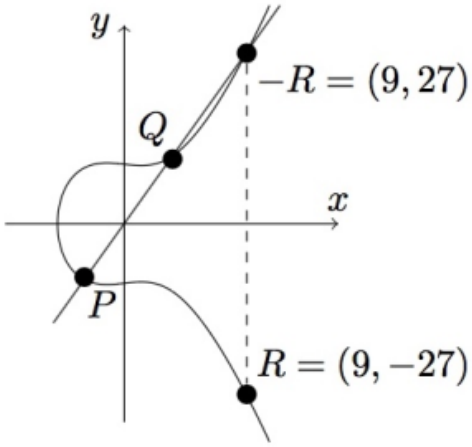


FIGURE 19 – $P + Q$ sur $y^2 = x^3 - x + 9$ sur $\mathbb{R}$ avec $P = (-1 - 3)$ et $Q = (1, 3)$

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.

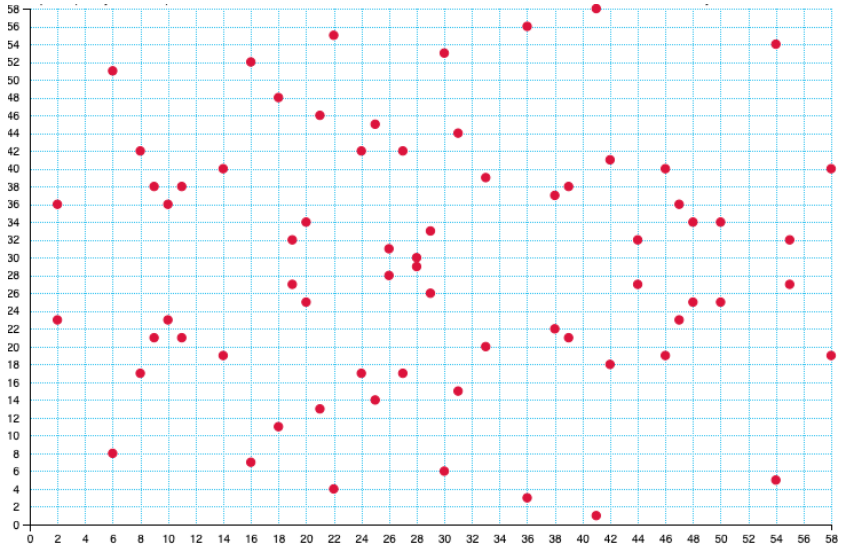


FIGURE 20 – Courbe $y^2 = x^3 - 6x + 2$ sur $\mathbb{Z}/59\mathbb{Z}$

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

— $E(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})$ l'ensembles des points rationnels de la courbes E définit sur $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$

— $\mathcal{O}$ l'élément neutre pour l'addition définit comme le point de la courbe à l'infinit. Alors

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

— 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 3.3.2)
2. Sinon si $P = Q$ on utilise la méthode de la tangente (voir 3.3.2)
3. Sinon ($P = -Q$) alors on pose

$$P + Q = \mathcal{O}$$

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

Ed25519

On s'intéresse maintenat 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 $\forall (P, Q) = ((x_1, y_1), (x_2, y_2)) \in (E\left(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}\right))^2$

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

Cette simplicité d'implémentation permet de limiter certaines attaques.

A partir de maintenant, on se concentre sur la courbe d'Edward avec $d = 3709570$ $59346694393431380835087545651895421138798432190163887855330859402$ 83555 définit sur $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ avec $p = 2^{255} - 19$.

Génération des clefs

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

1. choisir un algorithme de hashage produisant un résultat sur 512 bits (généralement Sha512)
2. créer une chaine k de 256 bits (de préférence généré aléatoirement).
3. calculer $h = hash(k)$ 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 compress(A) [2]. On remarque bien que contrairement à RSA EdDSA permet d'avoir des clefs bien plus petite (256 bits chacune)

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 généreaux 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 $h = hash(k)$ concaténé à la donnée m à signer.

$$r = \text{hash}\left(h[32..64] \,||\, m\right) \ [L]$$

Ensuite on calcule $\tilde{h}$ tel que

$$\tilde{h} = \text{hash}\left(\text{compress}(R) \,||\, \text{compress}(A) \,||\, m\right) \ [L]$$

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

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

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.

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 3.3.2 mais elle est détaillé dans [2]

2. compresse() 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 coordonée 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

Pour ça il doit décompresser[4] 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

$$\tilde{\tilde{h}} = \text{hash}\left(\text{compress}(R) \,\|\, \text{compress}(A) \,\|\, \tilde{m}\right) \; [L]$$

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

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

Car

$$\begin{aligned} xB = R + \tilde{\tilde{h}}A &\Rightarrow rB + \tilde{h}sB = R + \tilde{\tilde{h}}A \\ &\Rightarrow R + \tilde{h}A = R + \tilde{\tilde{h}}A \\ &\Rightarrow \left(\tilde{h} - \tilde{\tilde{h}}\right)A = 0 \\ &\overset{5}{\Rightarrow} \tilde{h} = \tilde{\tilde{h}} \\ &\Rightarrow m = \tilde{m} \end{aligned}$$

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

3.3.3 Serveur signature

Pour proposer ces services de signature, il est nécessaire de déployer un serveur qui recevra des données et renverra leurs signatures correspondantes. En pratique, c'est ainsi que les algorithmes de signature sont utilisés pour permettre aux entreprises de contrôler l'accès aux clés sensibles. De plus, j'ai intégré à ce serveur la possibilité de connexion à un HSM (cf 3.2) si nous en disposons, afin de renforcer la sécurité. Conformément à la demande de mon responsable, les données doivent être au format JSON et présenter le format suivant :

```
{
 "id": "Vincent",
 "hash": "b16ed7d24b3ecb...",
 "methode": "sha512"
}
```

4. 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 coordonée appartenant à la courbe, puis choisir le bon point graçe au signe

Afin de simplifier l'utilisation et de réduire le nombre de signatures nécessaires auprès du serveur (ce qui peut être lent avec un HSM), nous envoyons au serveur une liste ordonnée de données (l'ordre permet de garantir l'unicité de la signature pour chaque liste). Cela permet d'éviter la signature individuelle de chaque donnée tout en garantissant l'authenticité de l'ensemble des données de la liste.

```
{
 "obj": [
  {
   "id": "Vincent",
   "hash":
      ↪ "b16ed7d24b3ecb...",
   "methode": "sha512"
  },
  {
   "id": "Alice",
   "hash":
      ↪ "6d201beeefb589...",
   "methode": "sha512"
  },
  {
   "id": "Bob",
   "hash":
      ↪ "cb872de2b8d250...",
   "methode": "sha512"
  }
 ]
}
```

En réalité, les données seront transmises à un client tiers, qui les hachera avant de les relayer au serveur. Cette approche offre une grande flexibilité, permettant ainsi à chaque partie prenante de configurer et d'utiliser son client de manière autonome.

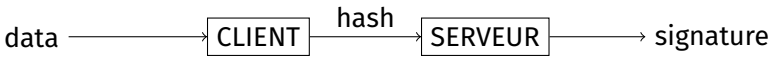


FIGURE 21 – architecture du serveur signature

3.4 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.

3.4.1 Configuration

Pour le serveur et les clients il faut créer un fichier de configuration dans `\ect\wireguard\wg0.conf` (On n'est pas obligé de l'appeller `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 authorisées) 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
```

Serveur

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

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

[Peer]
PublicKey = 4N2H/21U4kYpS5KZlQfjOjddlvs7bgr0Z3ZHHBqF8lU=
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 àctiver 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`.

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 = GigedMPFFe+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.

3.4.2 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 besoijns 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
```

3.5 Port knocking

3.5.1 Problème et solution

Un des problèmes avec un canal comme on les utilise avec WireGuard est qu'ils sont ouverts en permanence. Ainsi, une personne qui a accès à un canal l'aura toujours. Une solution à ce problème peut être le port knocking.
En effet, le port knocking est une manière d'ouvrir temporairement un canal. Son fonctionnement est le suivant :

1. Le port de communication est fermé par défaut pour empêcher les accès non autorisés.

2. L'utilisateur envoie un paquet à un serveur UDP contenant une liste d'informations. Si le serveur arrive à identifier un utilisateur qui a le droit d'accéder au canal grâce à cette liste d'informations, alors il ouvre le port de communication.
3. Le port se referme automatiquement après un laps de temps défini.

3.5.2 Mon implémentation

J'ai du mettre en place le port knocking sur un canal WireGuard. Pour faire ça, j'ouvre un canal sans aucun Peer (personne ne peut communiquer sur ce canal). Le fichier de configuration de ce canal ressemble donc à ça

```
[Interface]
PrivateKey = 6GK6HC9adKr0OwGxU8jlidcTTh+A29clxBB+D1vUzXU=
Address = 10.0.0.0/24
ListenPort = 51820
```

Ensuite sur un serveur UDP je regarde si les paquets que je reçoit contienent une clef publique qui fait partie de la liste des clefs publique authorisées (C'est comme ça que j'identifie un utilisateur). Si c'est le cas j'édite le fichier de configuration pour rajouter le peer qui correspond à la clef publique et je met à jour le canal. La configuration devient alors temporairement la suivante [6]

```
[Interface]
PrivateKey = 6GK6HC9adKr0OwGxU8jlidcTTh+A29clxBB+D1vUzXU=
Address = 10.0.0.0/24
ListenPort = 51820

[Peer]
PublicKey = 4N2H/21U4kYpS5KZlQfjOjddlvs7bgr0Z3ZHHBqF8lU=
AllowedIPs = 10.0.0.1/32
```

Ensuite, j'ai rajouté un compteur qui supprime automatiquement le nouveau peer au bout d'un moment.

Dans la pratique, pour envoyer un paquet au serveur je dois rentrer

```
nc -u -w 1 localhost 3000 < input.json
```

avec un paquet au format json selon le standard suivant [7]

6. Par contre le fichier de configuration lui est toujours le même et si je redémarre le canal alors on retourne à la configuration initiale.

7. Comme c'est un serveur UDP, on peut envoyer ce que l'on veut mais on ne saura jamais s'il y a eu une erreur, c'est l'avantage de ce type de serveur.

```
{
  "allowed_ip":
     ↪ "10.0.0.0/24",
  "key_pub": "GigedMPFFe+..."
}
```

3.6 Signal

Dans l'idée de se débarasser définitivement de RSA [8], mon tuteur m'a chargé d'étudier et de recréer le protocole d'échange des clés de l'application signal. Ce protocole à pour énorme avantage de permettre d'échanger les clefs sans avoir besoins au même moment des 2 parties. On le qualifie de protocole d'échange asynchrone [9].

3.6.1 Extended Triple Diffie-Hellman (X3DH)

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

X3DH est un protocole d'échange de clef asynchrone qui met en jeux 3 parties : Alice, Bob et un serveur.
Dans notre exemple, Alice (A) veut discuter avec Bob (B). Pour faire ça ils doivent avoir un secret commun. Notre problème est que Bob n'est pas forcément là quand Alice veut générer ce secret. Pour tenter de résoudre ce problème, le serveur servira à Alice et Bob d'intermédiaire.

Clefs

Pour permettre cet échange, le serveur gardera pour chaque utilisateur un lot de clefs publiques [10] [11]. Pour l'utilisateur X (dans notre cas X = A (resp B) pour Alice (resp Bob))

- $IK_{X,\,pub}$ la clef d'identité de X. cette clef à un longue durée de vie (n'a pas besoin d'être changé souvent)
- $EK_{X,\,pub}$ une clef éphémère que X regénère à chaque fois qu'il utilise X3DH.

8. On est capable de rendre RSA robuste à toute sorte d'attaque mais cette robustesse à un prix énorme. Comme remarqué ici 3.3.1. En effet la taille des clefs ne cessant d'augmenter, son utilisation est de plus en plus contraignante.
9. En plus d'être asynchrone, ce protocole n'utilise pas RSA qui était à peut près la seul solution pour faire de l'asynchrone avant
10. Des clefs pour courbes elliptiques comme ed25519 3.3.2
11. les clefs secrète correspondant sont gardé sur la machine de l'utilisateur

— $SPK_{X,\,pub}$ une clef signé (avec $IK_{X,\,priv}$) qui peut changer de temps en temps. La signature est aussi sur le serveur. Cette clef est surtout importante dans 3.6.2.
— $OPK_{X,\,pub}$ une clef à utilisation unique. Dans la pratique X3DH n'a pas réellement besoin d'OPK mais cela rajoute une couche de sécurité. Chaque utilisateur envoie au serveur une grande liste d'OPK la renouvelle assez souvent.

A tout moment, n'importe qui peut demander au serveur de lui donner ce lot de clefs.

Pour notre exemple (ou Alice commence l'échange), on utilisera les clefs IK_A, EK_A, IK_B, SPK_B et OPK_B

Premier message

Pour faire un échange de clefs avec X3DH, Alice demande au serveur les clefs publics de Bob. Ensuite elle vérifie que $SPK_{B,\,pub}$ correspond bien à la signature reçue. Si la vérification réussi elle calcule

$$\begin{aligned}
DH_1 &= DH\left(IK_{A,\,priv},\ SPK_{B,\,pub}\right)\\
DH_2 &= DH\left(EK_{A,\,priv},\ IK_{B,\,pub}\right)\\
DH_3 &= DH\left(EK_{A,\,priv},\ SPK_{B,\,pub}\right)\\
DH_4 &= \begin{cases} \varnothing & \text{si Alice n'a pas } OPK_{B,\,pub}\\ DH\left(EK_{A,\,priv},\ OPK_{B,\,pub}\right) & \text{sinon}\end{cases}
\end{aligned}$$

et puis elle calcule le secret commun

$$SK = HKDF\left(DH_1 \| DH_2 \| DH_3 \| DH_4\right)$$

Enfin elle envoie à Bob le premier message qui contient :

— $IK_{A,\,pub}$
— $EK_{A,\,pub}$
— l'identifiant de $SPK_{B,\,pub}$ (et de $OPK_{B,\,pub}$ si elle en a utilisé une)
— le message chiffré [12] avec SK et avec pour associated data [13]

$$AD = \text{compress}(IK_{A,\,pub}) \| \text{compress}(IK_{B,\,pub})$$

12. typiquement avec AES GCM
13. la fonction compress est la même que celle utilisé dans 3.3.2

Réception du premier message

A l'aide des clefs dans le premier message et de ses propres clefs Bob peut calculer SK. En effet, en calculant

$$\begin{aligned}
DH_1 &= DH\left(SPK_{B,\,priv},\ IK_{A,\,pub}\right)\\
DH_2 &= DH\left(IK_{B,\,priv},\ EK_{A,\,pub}\right)\\
DH_3 &= DH\left(SPK_{B,\,priv},\ EK_{A,\,pub}\right)\\
DH_4 &= \begin{cases} \varnothing & \text{si Alice n'a pas utilisé } OPK_{B,\,pub}\\ DH\left(OPK_{B,\,priv},\ EK_{A,\,pub}\right) & \text{sinon}\end{cases}
\end{aligned}$$

On retrouve bien

$$SK = HKDF\left(DH_1 \| DH_2 \| DH_3 \| DH_4\right)$$

3.6.2 Double ratchet

Maintenant que Alice et Bob partagent un secret ils peuvent communiquer de manière sécurisé. Pour garantir cette sécurité l'application Signal utilise l'algorithme du double ratchet. [14]. J'ai aussi programmé cet algorithme [15] mais il n'a pas énormément d'intéret dans le cadre du stage. Je me passe donc de l'expliquer mais tout est très bien expliqué ici [7]

3.7 Algo post quantique

4 Le stage d'application dans la construction de mon projet professionel

5 Conclusion

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] Trevor Perrin (editor) Moxie Marlinspike. *The X3DH Key Agreement Protocol*. 2016. URL : https://signal.org/docs/specifications/x3dh/.

14. Cela permet de ne pas compromettre toute la conversation et la conversation future si une clef a été récupéré par un attaquant malveillant

15. pas totalement fini

[4] *Présentation du Groupe*. 2024. URL : https://www.thalesgroup.com/sites/default/files/2024-09/20240930%20Thales%20Group%20Overview%202024%20-%20FR.pdf.

[5] Mike ROSULEK. *The Joy of Cryptography*. 2021.

[6] *Showcase of notable cryptography libraries developed in Rust*. URL : cryptography.rs.

[7] Moxie Marlinspike TREVOR PERRIN (EDITOR). *The Double Ratchet Algorithm*. 2016. URL : https://signal.org/docs/specifications/doubleratchet/.