

---

title

---

## Abstract

Nous vivons dans une société de consommation où les technologies évoluent sans cesse. La présence de systèmes embarqués dans le monde qui nous entoure ne choque plus personne. Chaque système est défini selon la ou les applications auxquelles il doit répondre. Certains systèmes ont pour objectif d'assurer la confidentialité et l'intégrité de données. C'est par exemple le cas des *smart cards* (cartes à puces), utilisées quotidiennement comme moyen de paiements (carte bancaire) ou comme moyen d'identification personnelle (carte d'identité). Ces systèmes sont appelés des *devices cryptographiques* car ils stockent et utilisent des algorithmes de chiffrement. Lorsqu'un nouvel algorithme de chiffrement se présente, certaines personnes tentent constamment d'y déceler des failles. Ceci, dans le but d'améliorer sa robustesse ou bien, dans des cas plus préoccupants, afin d'accéder à son contenu sensible. Devant cet engouement à casser les algorithmes, le *NIST (National Institute of Standards and Technology)* décida de développer un nouveau standard d'algorithme de chiffrement difficilement envisageable de casser : l'algorithme *AES (Advanced Encryption Standard)*. Cet algorithme est aujourd'hui mondialement connu et implémenté dans la majeure partie des systèmes embarqués comportant des applications en sécurité.

Cependant, au début des années 2000, un nouveau type d'attaque ciblant les algorithmes de chiffrement a vu le jour : les attaques par canaux auxiliaires (*side channel attacks*). Lorsqu'elles sont maîtrisées, ces attaques peuvent devenir extrêmement puissantes et casser un algorithme (notamment l'AES) en un rien de temps. Un exemple est l'attaque par *l'analyse de la consommation de puissance*. Cette attaque (il en existe plusieurs) est liée à la consommation de puissance du device cryptographique lorsqu'il chiffre des données. Ceci découle du fait que la puissance consommée par le circuit intégré reflète directement ses activités internes (instructions exécutées et données manipulées). Depuis ces découvertes, la sécurité matérielle a pris une tournure particulière. C'est désormais sur un nouvel axe de recherche, s'écartant des sentiers traditionnels, que se porte la problématique de protection de données sensibles. Imaginez qu'un algorithme utilisé pour chiffrer des données bancaires puisse être cassé par simple application d'une attaque par canaux auxiliaires ?

Étant un acteur majeur dans le domaine de la Défense, Thales collabore étroitement avec de nombreux gouvernements. La cybersécurité est au centre des préoccupations actuelles. Le besoin en implantations sécurisées se fait de plus en plus ressentir. Il est nécessaire de se prémunir contre des attaques classiques mais également contre des attaques plus bas niveau exploitant des caractéristiques physiques. L'attaque ciblée dans ce *Travail de Fin d'Étude* (TFE) concerne l'analyse de la consommation de puissance. Mon objectif est le suivant : Dans un premier temps, réaliser une série de démonstrateurs permettant de mettre en évidence l'impact des failles non traitées. Dans un second temps, développer une contre-mesure et y justifier son gain en sécurité.



# Remerciements

Je tiens à remercier toutes les personnes qui ont permis à ce travail de voir le jour, mais qui m'ont également soutenu tout au long de ces 5 années d'étude à l'ECAM.

Je remercie *Thales Belgium Communications & Security* de m'avoir permis de réaliser mon stage et mon TFE.

Je remercie tout particulièrement Monsieur Liran Lerman, mon promoteur, de m'avoir proposé ce projet très intéressant et qui fut très enrichissant. Je le remercie pour son support précieux, sa disponibilité mais également pour ses conseils et ses encouragements quotidiens.

Je remercie Monsieur François Durvaux, pour ses précieux conseils et ses connaissances avancées dans le domaine des attaques par canaux auxiliaires. Il m'a permis d'avancer rapidement dans mon travail.

Je remercie Monsieur Arnaud, pour son temps précieux consacré à m'apprendre de nouveaux concepts sur la programmation orientée hardware.

Je remercie également mademoiselle Clémence Flémal, ma tutrice, qui m'a accompagné dans la réalisation de ce travail et qui m'a consacré son temps et son attention durant la période de stage et de TFE.

## Cahier des charges relatif au travail de fin d'études de

Thomas ANIZET, inscrit en 2<sup>ème</sup> Master, orientation électronique

- Année académique : 2018-2019

- Titre provisoire : Contre-mesure pour les attaques par canaux cachés

- Objectifs à atteindre :

Étant un acteur majeur dans le domaine de la *Défense*, Thales collabore étroitement avec de nombreux gouvernements. La *cybersécurité* est au centre des préoccupations actuelles. Le besoin en implémentations sécurisées se fait donc de plus en plus ressentir. L'objectif est de se prémunir contre des attaques classiques et des attaques plus bas niveau exploitant des caractéristiques physiques. Afin de se familiariser avec ce domaine, l'étudiant devra réaliser une recherche bibliographique de règles de bonnes pratiques pour de la programmation sécurisée hardware. Après en avoir étudié les tenants et aboutissants, l'étudiant réalisera *(i) une série de démonstrateurs permettant de mettre en évidence l'impact des failles non traitées et (ii) le gain en sécurité dû aux contre-mesures.*

- Principales étapes :

- Recherches bibliographiques de règles de bonnes pratiques.
- Implémentation de l'algorithme AES sur FPGA.
- Réalisation d'une attaque CPA (*Correlation Power Analysis*).
- Étude et choix de métrique(s) pour l'analyse de contre-mesures.
- Développement d'une contre-mesure.
- Analyse et conclusion sur la contre-mesure développée.

Fait en trois exemplaires à Tubize, le 22 Novembre 2018

*L'étudiant*

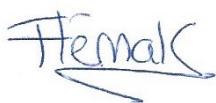
Nom – Prénom :  
ANIZET Thomas

Signature :



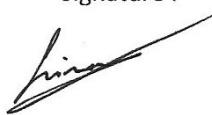
*Le tuteur*

Nom – Prénom :  
FLÉMAL CLÉMENCE  
Département/Unité :  
Électronique  
Signature :



*Le promoteur*

Nom – Prénom :  
LERMAN Liran  
Société :  
Thales  
Signature :



# Table des matières

<b>Abstract</b>	<b>II</b>
<b>Remerciements</b>	<b>IV</b>
<b>Cahier des charges</b>	<b>V</b>
<b>1 Introduction générale</b>	<b>1</b>
<b>I Contexte théorique</b>	<b>2</b>
<b>2 Cryptographie</b>	<b>3</b>
2.1 Concepts et définitions . . . . .	3
2.1.1 Chiffrement symétrique . . . . .	3
2.1.2 Chiffrement asymétrique . . . . .	3
2.2 Algorithme de chiffrement . . . . .	4
2.2.1 Principe . . . . .	4
2.2.2 <i>Device</i> cryptographique . . . . .	5
2.2.3 Algorithme <i>AES</i> ( <i>Advanced Encryption Standard</i> ) . . . . .	5
<b>3 Consommation de puissance</b>	<b>11</b>
3.1 Technologie CMOS . . . . .	11
3.1.1 Consommation de puissance des circuits en technologie CMOS . . . . .	11
3.2 Modèles de puissance . . . . .	11
3.2.1 Modèle de poids de Hamming . . . . .	11
3.2.2 Modèle de distance de Hamming . . . . .	11
3.2.3 Autres modèles . . . . .	11
<b>4 Attaques par canaux auxiliaires</b>	<b>12</b>
4.1 Analyse simple de la consommation . . . . .	12
4.2 Analyse différentielle de la consommation . . . . .	12

4.3 Analyse de la consommation par corrélation . . . . .	12
<b>5 Contre-mesures</b>	<b>13</b>
5.1 Contre-mesures Hiding . . . . .	13
5.2 Contre-mesures Masking . . . . .	13
5.3 Contre-mesures Faking . . . . .	13
<b>II Acquis pratiques</b>	<b>14</b>
5.3.1 Introduction aux <i>attaques par canal auxiliaire</i> . . . . .	15
5.3.2 Attaque CPA ( <i>Correlation Power Analysis</i> ) . . . . .	18
5.3.3 Simulations sur MATLAB . . . . .	25
5.3.4 Contre-mesures . . . . .	32
5.4 Conclusion . . . . .	38
Crédits . . . . .	39
Références . . . . .	39
Annexes . . . . .	42

# Table des figures

2.1	Chiffrement symétrique : Une seule clé est utilisée pour chiffrer et déchiffrer les messages.	3
2.2	Chiffrement asymétrique : Un clé publique est utilisée pour chiffrer le message et une clé privée est utilisée pour le déchiffrer.	4
2.3	L'algorithme de chiffrement, caractérisé par diverses opérations mathématiques, utilise une clé de chiffrement en entrée pour chiffrer un message clair. Cela produit un message chiffré, non compréhensible pour une personne ne connaissant pas la clé de chiffrement.	5
2.4	Les 3 matrices utilisées par l'algorithme AES.	6
2.5	Principe de fonctionnement de l'algorithme AES-128.	7
2.6	Opération <i>AddRoundKey</i> entre la matrice STATE et la matrice clé.	8
2.7	Opération <i>SubBytes</i> exécutée sur la matrice STATE.	8
2.8	Opération <i>ShiftRows</i> exécutée sur la matrice STATE.	8
2.9	Opération <i>MixColumns</i> exécutée sur la matrice STATE.	9
2.10	Exemple de l'opération <i>MixColumns</i> exécutée sur la deuxième colonne (i.e colonne 1) de la matrice STATE.	9
5.1	Les 2 grandes familles d'attaques physiques possibles. La suite de ce rapport se concentre essentiellement sur les attaques physiques dites passives.	15
5.2	Les différentes façons d'attaquer passivement un device cryptographique en vue de casser l'algorithme de chiffrement qu'il exploite.	16
5.3	Principe de mesure à l'oscilloscope.	17
5.4	Principe général d'une attaque CPA.	18
5.5	Table de vérité pour la fonction NON (inverseur CMOS).	18
5.6	Schéma de l'inverseur CMOS.	19
5.7	Type de puissance consommée par une cellule CMOS en fonction des 4 transitions d'état de sa sortie.	20
5.8	Schéma-bloc permettant de comprendre la simulation d'un point d'une trace.	25
5.9	Schéma-bloc permettant de comprendre la seconde phase de l'exercice 1.	25
5.10	Schéma-bloc permettant de visualiser la taille des différentes matrices employées pour la simulation.	26
5.11	Calcul du coefficient de corrélation entre un point d'une trace simulée et le poids de Hamming.	27

5.12 Coefficient de corrélation en fonction de la valeur de la clé lorsqu'on analyse <b>10</b> traces. . . . .	27
5.13 Coefficient de corrélation en fonction de la valeur de la clé lorsqu'on analyse <b>100</b> traces. . . . .	28
5.14 Coefficient de corrélation en fonction de la valeur de la clé lorsqu'on analyse <b>1000</b> traces. . . . .	28
5.15 Graphe présentant la valeur du coefficient de corrélation en fonction du nombre de traces. Plus le nombre de traces est élevé, plus la valeur de la clé secrète employée pour le chiffrement des données se distingue des autres clés. La vraie clé est 200. . . . .	29
5.16 Schéma-bloc permettant de comprendre le principe de fonctionnement du deuxième exercice. . . . .	30
5.17 Les contre-mesures de type hiding sont utilisées pour rendre aléatoire ou égale la consomma- tion de puissance du device cryptographique. . . . .	34
5.18 On voit qu'au plus le nombre de traces augmente au plus une clé se distingue des 255 autres. Il s'agit de la fausse clé (en rouge). La vraie clé (en vert) ne laisse fuiter aucune information. . . . .	37

# Liste des tableaux



Chapitre **1**

## Introduction générale

Première partie

Contexte théorique

# Chapitre 2

## Cryptographie

### 2.1 Concepts et définitions

Nous distinguons 2 types d'algorithmes de chiffrement :

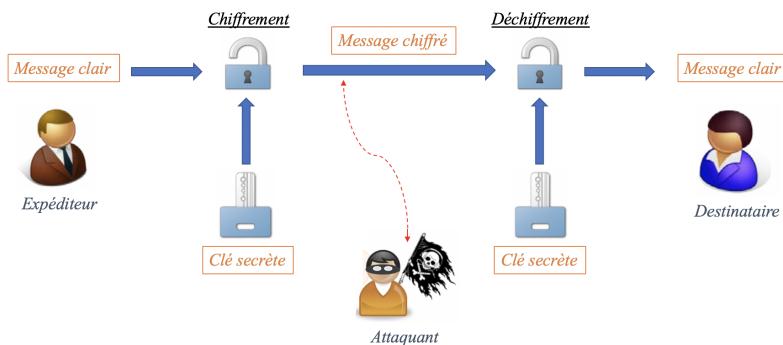
- *Chiffrement symétrique*
- *Chiffrement asymétrique*

#### 2.1.1 Chiffrement symétrique

*Chiffrement symétrique* : Le chiffrement est dit symétrique lorsque le procédé de chiffrement (algorithme) utilise une seule clé, appelée *clé secrète*. Par convention, ce type de chiffrement permet à la fois de chiffrer et de déchiffrer des messages à partir d'une seule et unique clé. Le désavantage de ce type de chiffrement est que si une personne parvient à subtiliser la clé, elle sera en mesure de déchiffrer tout message qu'elle intercepte.

*Exemple* : L'algorithme AES (*Advanced Encryption Standard*). Une explication plus détaillée de cet algorithme est reprise à la section ??.

La figure 2.1 ci-dessous présente le principe de fonctionnement du chiffrement symétrique.



**Figure 2.1** : Chiffrement symétrique : Une seule clé est utilisée pour chiffrer et déchiffrer les messages.

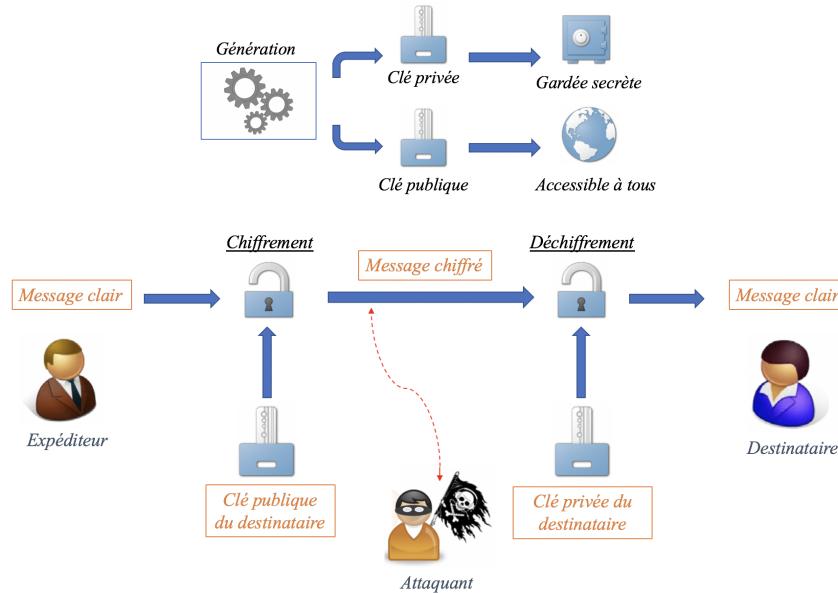
#### 2.1.2 Chiffrement asymétrique

*Chiffrement asymétrique* : Le chiffrement est dit asymétrique lorsque le procédé de chiffrement (algorithme) utilise 2 clés : une *clé publique* et une *clé privée*. Par convention, la clé publique est la clé de

chiffrement du message clair, elle peut être communiquée sans aucune restriction tandis que la clé privée est la clé de déchiffrement du message chiffré, elle ne doit être communiquée sous aucun prétexte. Le fonctionnement est le suivant : Avec une clé publique, l'expéditeur code, dans un algorithme de chiffrement donné, un message. Ce message, une fois transmis, ne pourra être déchiffré que par le destinataire, détenteur de la clé privée.

*Exemple : L'algorithme RSA (Rivest Shamir Adleman).*

La figure 2.2 ci-dessous présente le principe de fonctionnement du chiffrement symétrique.



**Figure 2.2 :** Chiffrement asymétrique : Un clé publique est utilisée pour chiffrer le message et une clé privée est utilisée pour le déchiffrer.

## 2.2 Algorithme de chiffrement

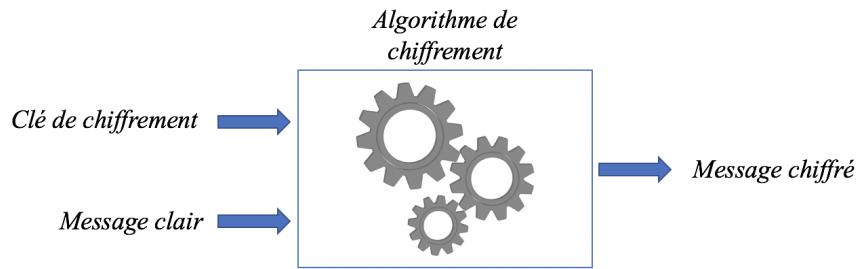
### 2.2.1 Principe

Les systèmes de sécurité modernes utilisent des algorithmes de chiffrement pour assurer la disponibilité, la confidentialité et l'intégrité de données. Ces algorithmes de chiffrement sont en réalité des fonctions mathématiques qui prennent typiquement :

- 2 paramètres en entrée : un **message clair** (nommé *plaintext* en anglais) et une **clé de chiffrement** (nommée *key* en anglais).
- 1 paramètre en sortie : le **message chiffré** (nommé *ciphertext* en anglais).

Le procédé transformant les données claires en entrée en données chiffrées en sortie est appelé le **chiffrement**. Ce procédé est réalisé grâce à un **algorithme de chiffrement** utilisant une clé de chiffrement et diverses opérations mathématiques. Il est important de préciser que tous les détails décrivant le fonctionnement d'un algorithme sont disponibles publiquement, seule la clé de chiffrement doit rester secrète. En effet, la sécurité offerte par un algorithme de chiffrement ne doit pas dépendre du secret de son implémentation. Un bon algorithme est un algorithme dont on ne parviendra pas à déchiffrer les données chiffrées. Lorsque la clé d'un algorithme est trouvée, le déchiffrement des données confidentielles peut être réalisé. On dit que l'algorithme de chiffrement est **cassé**.

La figure 2.3 ci-dessous présente le principe de fonctionnement d'un algorithme de chiffrement.



**Figure 2.3 :** L'algorithme de chiffrement, caractérisé par diverses opérations mathématiques, utilise une clé de chiffrement en entrée pour chiffrer un message clair. Cela produit un message chiffré, non compréhensible pour une personne ne connaissant pas la clé de chiffrement.

### 2.2.2 Device cryptographique

Que ce soit pour un algorithme de chiffrement symétrique ou asymétrique, la clé de chiffrement doit être stockée sur un support physique. Ce support, appelé *device cryptographique*, doit être suffisamment sécurisé que pour contenir la clé de manière protégée. Ainsi, un **device cryptographique** est un device qui implémente des algorithmes de chiffrement et qui stocke des clés de chiffrement (exemple : *FPGA*).

### 2.2.3 Algorithme AES (*Advanced Encryption Standard*)

En 1997, le NIST (*National Institute of Standards and Technology*) décida qu'il était temps de développer un nouveau standard d'algorithme de chiffrement. Ce nouveau standard, nommé **AES** (pour *Advanced Encryption Standard*), était appelé à remplacer l'ancien standard de chiffrement, l'algorithme DES (pour *Data Encryption Standard*). Pour ce faire, le NIST organisa un concours cryptographique, les chercheurs du monde entier furent invités à soumettre leurs propositions. En Octobre 2000, Le NIST annonça le vainqueur du concours : l'algorithme de Rijndael, du nom de ses concepteurs Joan Daemen et Vincent Rijmen, tous deux de nationalité belge.

L'algorithme de Rijndael, désormais plus connu sous le nom d'algorithme AES, est un **algorithme de chiffrement symétrique par blocs**. C'est-à-dire que les données sont traitées par blocs de 128 bits. La clé secrète peut posséder différentes tailles : 128 bits (AES-128), 192 bits (AES-192) ou encore 256 bits (AES-256). À noter qu'en théorie, plus la taille de la clé est élevée, moins il y a de chance de casser l'algorithme. Cependant, comme nous le verrons par la suite avec les attaques par canal auxiliaire (section 5.3.1), le problème peut vite être contourné. La description qui suit est basée sur l'algorithme AES-128 bits, c'est-à-dire que la clé de chiffrement a une taille de 128 bits.

L'AES-128 a donc pour rôle de chiffrer des blocs de données de 128 bits avec une clé de 128 bits. Les données et la clé sont représentées par une matrice où chaque élément de la matrice correspond à un byte (un octet, i.e 8 bits). Étant donné que 128 bits correspondent à 16 bytes, la matrice de données, au même titre que la matrice de clé, correspond à une matrice de 4 lignes et 4 colonnes (formant ainsi les 4x4 soit 16 bytes). Une matrice particulière (de taille 4x4 également) appelée STATE contient l'ensemble des résultats intermédiaires résultant des diverses opérations que subissent les données (depuis leur état initial).

La figure 2.4 présente les 3 matrices qui viennent d'être citées : la matrice de donnée (message clair initial de 128 bits), la matrice STATE (qui va contenir les résultats intermédiaires des données suite aux différentes opérations) et la matrice clé (clé de 128 bits).

*Remarque :* En pratique, la matrice de données est directement confondue avec la matrice STATE. Autrement dit, les premiers éléments à être placés dans la matrice STATE représentent les bytes de données. Ainsi, on n'utilise que deux matrices durant le fonctionnement de l'algorithme AES : la matrice STATE et la matrice clé.

Par ailleurs, l'algorithme AES est caractérisé par une série de tours (*rounds* en anglais) dépendant de la taille de la clé. Pour une clé dont la taille est 128 bits, on dénombre 10 tours (12 tours pour une clé de 192 bits et 14 tours pour une clé de 256 bits). Un tour est défini par 4 opérations appliquées succinctement sur

$d_0$	$d_4$	$d_8$	$d_{12}$
$d_1$	$d_5$	$d_9$	$d_{13}$
$d_2$	$d_6$	$d_{10}$	$d_{14}$
$d_3$	$d_7$	$d_{11}$	$d_{15}$

Matrice de données

$S_0$	$S_4$	$S_8$	$S_{12}$
$S_1$	$S_5$	$S_9$	$S_{13}$
$S_2$	$S_6$	$S_{10}$	$S_{14}$
$S_3$	$S_7$	$S_{11}$	$S_{15}$

Matrice STATE

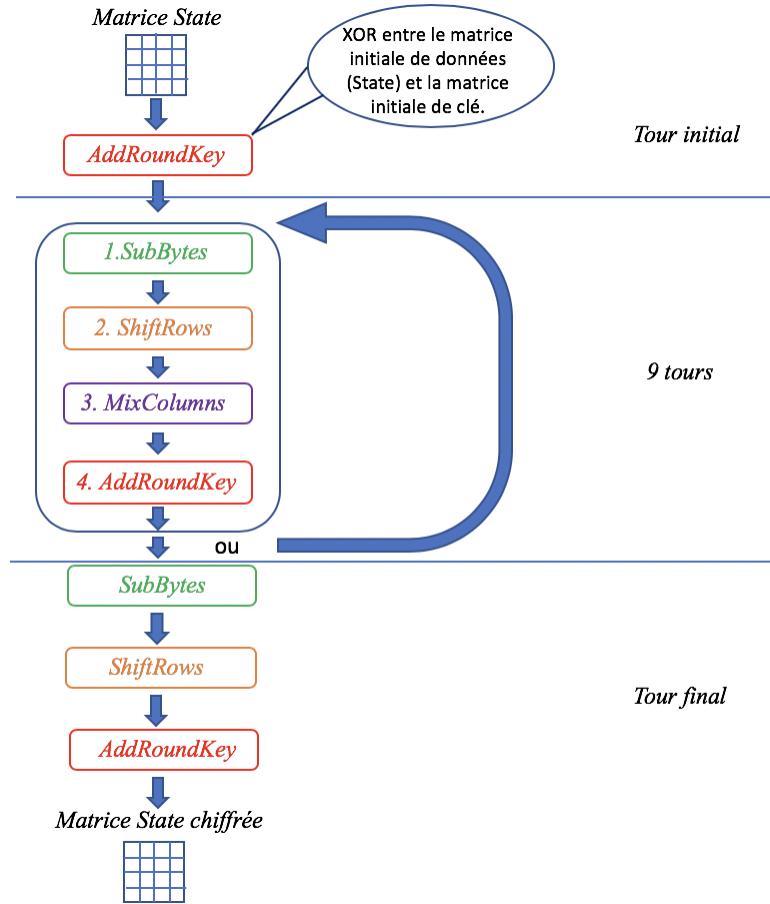
$k_0$	$k_4$	$k_8$	$k_{12}$
$k_1$	$k_5$	$k_9$	$k_{13}$
$k_2$	$k_6$	$k_{10}$	$k_{14}$
$k_3$	$k_7$	$k_{11}$	$k_{15}$

Matrice clé

**Figure 2.4 :** Les 3 matrices utilisées par l'algorithme AES.

la matrice STATE. Ces 4 opérations sont : *AddRoundKey*, *SubBytes*, *ShiftRows* et *MixColumns*. Elles sont appliquées à divers instants dans l'exécution de l'algorithme AES. La figure 2.5 (page suivante) permet de visualiser l'ordre d'exécution chronologique de ces 4 opérations. L'annexe .1 reprend quant à elle le code réalisé pour l'exécution de l'algorithme AES-128.

La figure 2.5 ci-dessous présente le principe de fonctionnement général de l'algorithme AES-128.



**Figure 2.5 :** Principe de fonctionnement de l'algorithme AES-128.

#### Fonctionnement :

Initialement, deux matrices vont être utilisées : la matrice STATE, contenant les données claires, et la matrice clé, contenant la clé secrète initiale. La première opération à être appliquée sur ces deux matrices est l'opération *AddRoundKey*. Cette opération réalise un XOR (symbole  $\oplus$ ) entre chaque élément de la matrice STATE et chaque élément respectif de la matrice clé. Le résultat est ré-écrit dans la matrice STATE. La figure 2.6 ci-dessous présente le principe de fonctionnement de cette première opération :

Ensuite, une série de quatre opérations se répétant neuf fois (9 tours cycliques) est exécutée. Ces quatres opérations sont appliquées dans l'ordre suivant : *SubBytes*, *ShiftRows*, *MixColumns*, *AddRoundKey*. Enfin, une fois les neufs tours exécutés, le neuvième et dernier *round* se lance exécutant trois opérations : *SubBytes*, *ShiftRows* et *AddRoundKey*. À la fin de ces trois dernières opérations, une matrice de taille 4x4 (la matrice STATE) présente le message chiffré de 128 bits.

#### Description des 4 opérations :

1. **SubBytes** : La figure 2.7 ci-dessous présente le principe de fonctionnement de l'opération *SubBytes*. Le principe de fonctionnement présenté dans ce cas-ci est simple : il repose sur une table de substitution, appelée Sbox et présentée en annexe .2. La matrice STATE avant l'exécution de l'opération contient 16 bytes. Chacun de ses 16 bytes (notés  $S_{i,j}$ ) va fournir une nouvelle valeur de byte (noté  $S'_{i,j}$ ) en fonction de la Sbox. Un exemple est donné afin de comprendre le principe : Si le byte  $S_{1,2}$  vaut 53 (hexa) alors, selon la Sbox, la valeur du byte résultant  $S'_{1,2}$  vaut ed (hexa).
2. **ShiftRows** : Comme son nom l'indique, cette opération concerne les lignes de la matrice STATE. Cette opération réalise une permutation cyclique des octets sur les lignes de la matrice STATE. Plus

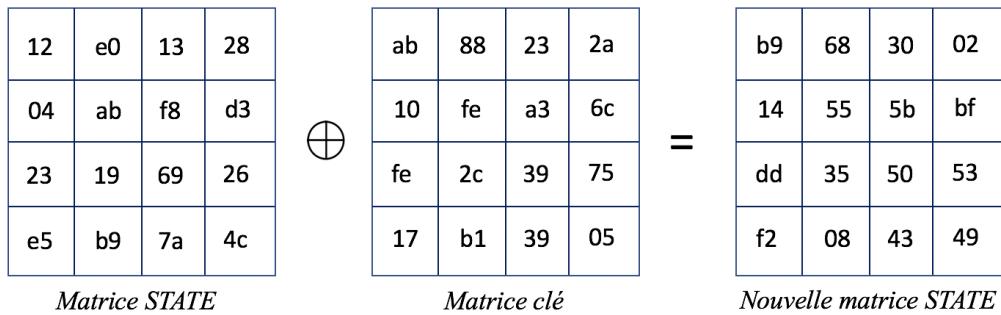


Figure 2.6 : Opération *AddRoundKey* entre la matrice STATE et la matrice clé.

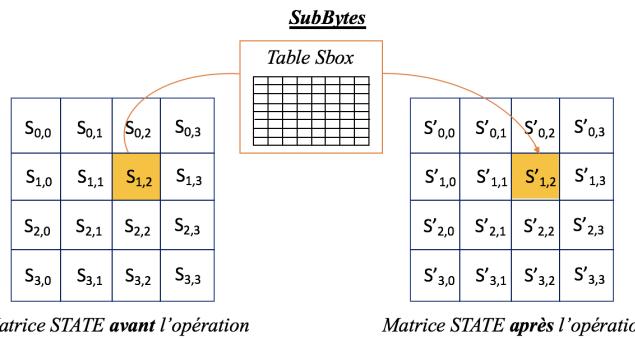


Figure 2.7 : Opération *SubBytes* exécutée sur la matrice STATE.

précisément, pour la *i*-ième ligne, on décalera chaque élément de la matrice STATE de *i* positions vers la gauche, en considérant que la première ligne a pour indice 0. La figure 2.8 ci-dessous présente le principe de fonctionnement de l'opération *ShiftRows* :

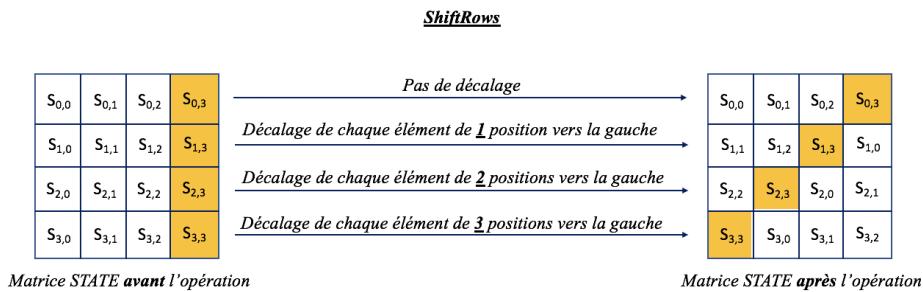
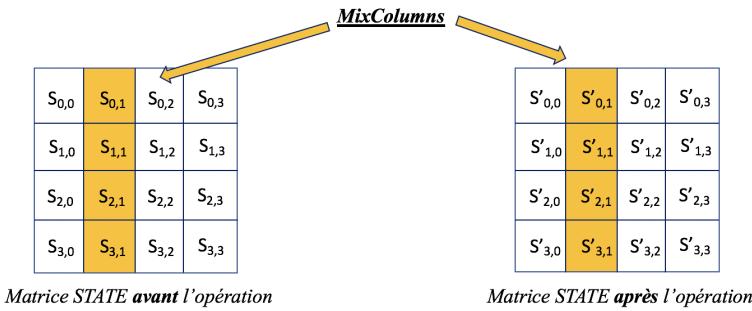


Figure 2.8 : Opération *ShiftRows* exécutée sur la matrice STATE.

**3. MixColumns** : Comme son nom nom l'indique, cette opération concerne les colonnes de la matrice STATE. Cette opération réalise un produit matriciel entre une matrice fixée (taille 4x4) définie ci-dessous (figure 2.10) et un vecteur colonne (taille 4x1) de la matrice STATE. Cela produit un nouveau vecteur colonne (taille 4x1) permettant de définir la nouvelle matrice STATE. La figure 2.9 ci-dessous présente le principe de fonctionnement de l'opération *MixColumns*. Un exemple est ensuite donné à la figure 2.10.

**4. AddRoundKey** : La gestion des clés se fait au travers des fonctions *AddRoundKey* et *KeySchedule*. Comme précisé précédemment dans le fonctionnement initial, l'opération *AddRoundKey* réalise un XOR entre la matrice STATE et la matrice de clé. Le résultat de ce XOR est placé dans la nouvelle matrice STATE.

On sait que la matrice STATE est modifiée après chaque opération exécutée. Ce qu'on ne sait pas encore, c'est que la matrice clé est également modifiée à chaque round afin d'éviter d'utiliser toujours la même valeur de clé. Cela permet ainsi de complexifier le chiffrement des données. L'opération



**Figure 2.9 :** Opération *MixColumns* exécutée sur la matrice STATE.

$$\begin{array}{c}
 \left[ \begin{array}{c} S'_{0,1} \\ S'_{1,1} \\ S'_{2,1} \\ S'_{3,1} \end{array} \right] = \left[ \begin{array}{cccc} 02 & 03 & 01 & 01 \\ 01 & 02 & 03 & 01 \\ 01 & 01 & 02 & 03 \\ 03 & 01 & 01 & 02 \end{array} \right] \left[ \begin{array}{c} S_{0,1} \\ S_{1,1} \\ S_{2,1} \\ S_{3,1} \end{array} \right]
 \end{array}$$

Colonne 1 de la matrice STATE après opération      Matrice fixée      Colonne 1 de la matrice STATE avant opération

*Exemple :* 1<sup>er</sup> élément du vecteur colonne  
 $S'_{0,1} = (02 * S_{0,1}) + (03 * S_{1,1}) + (01 * S_{2,1}) + (01 * S_{3,1})$

**Figure 2.10 :** Exemple de l'opération *MixColumns* exécutée sur la deuxième colonne (i.e colonne 1) de la matrice STATE.

qui modifie la matrice clé initiale en une nouvelle matrice clé est appelée ***KeySchedule***. Cette opération génère une nouvelle clé sur base de la clé précédemment employée. Ainsi, pour générer la première nouvelle clé, l'opération *KeySchedule* emploiera la clé initialement donnée. Étant donné que pour l'AES-128, nous avons un total de dix rounds à exécuter, cela signifie que l'opération *KeySchedule* s'exécute dix fois afin de générer dix nouvelles clés de 128 bits. En rajoutant la clé initiale, nous avons alors onze clés de chiffrement différentes permettant d'exécuter les onze opérations *AddRoundKey* présentes dans l'algorithme AES-128. Ainsi, comme présenté à l'annexe .1, l'opération *KeySchedule* s'exécute en premier lieu dans le code afin de générer dix nouvelles clés. En comptant la clé initialement donnée, il y a donc onze clés. Chacune de ces onze clés sera utilisée lors de l'appel de la fonction *AddRoundKey*.

La figure 2.6 reste inchangée pour décrire le principe de fonctionnement de l'opération *AddRoundKey*. Nous rappelons toutefois que la matrice clé est bien modifiée lors de chaque exécution de cette opération.

L'annexe .3 permet quant à elle de comprendre le principe de fonctionnement de l'opération *KeySchedule*, utilisée afin de générer les nouvelles clés. Plus précisément, cette annexe présente un exemple pour générer la première nouvelle clé.

Le fonctionnement est le suivant : l'opération *KeySchedule* s'exécute colonne par colonne (sur la matrice clé de taille 4x4). On va d'abord générer la première colonne de la nouvelle clé, ensuite on générera les colonnes 2, 3 et 4. C'est la première colonne qui est la plus compliquée à générer. Les 3 autres colonnes réalisent simplement un XOR pour générer la nouvelle colonne. Ainsi, pour obtenir la 1<sup>re</sup> colonne de la nouvelle clé (soit les quatre 1ers bytes), on va prendre 3 vecteurs colonnes (taille 4x1), à savoir :

1. Prendre la 4<sup>ème</sup> colonne de la clé initiale.
- (a) Décaler chaque élément de cette colonne d'une position vers le haut.

- (b) Appliquer l'opération *SubBytes* sur chaque élément de la colonne.
- 2. Prendre la 1ère colonne de la clé initiale.
- 3. Prendre la 1ère colonne de la matrice RCON.

Une fois ces trois vecteurs colonnes obtenus, on réalise un XOR entre eux. Le résultat de ce XOR représente la 1ère colonne de la nouvelle matrice clé. Pour les colonnes 2, 3 et 4, le principe est le suivant : la colonne  $i$  de la nouvelle clé est obtenue en réalisant un XOR entre la colonne  $i$  de l'ancienne clé et la colonne  $i-1$  de la nouvelle clé (avec  $i \in \{2; 4\}$ ). L'annexe .3 donne un exemple concret et didactique de l'opération *KeySchedule*.

Chapitre **3**

# Consommation de puissance

## 3.1 Technologie CMOS

### 3.1.1 Consommation de puissance des circuits en technologie CMOS

## 3.2 Modèles de puissance

### 3.2.1 Modèle de poids de Hamming

### 3.2.2 Modèle de distance de Hamming

### 3.2.3 Autres modèles

Chapitre **4**

## Attaques par canaux auxiliaires

**4.1 Analyse simple de la consommation**

**4.2 Analyse différentielle de la consommation**

**4.3 Analyse de la consommation par corrélation**

Chapitre **5**

## Contre-mesures

**5.1 Contre-mesures Hiding**

**5.2 Contre-mesures Masking**

**5.3 Contre-mesures Faking**

**Deuxième partie**

**Acquis pratiques**

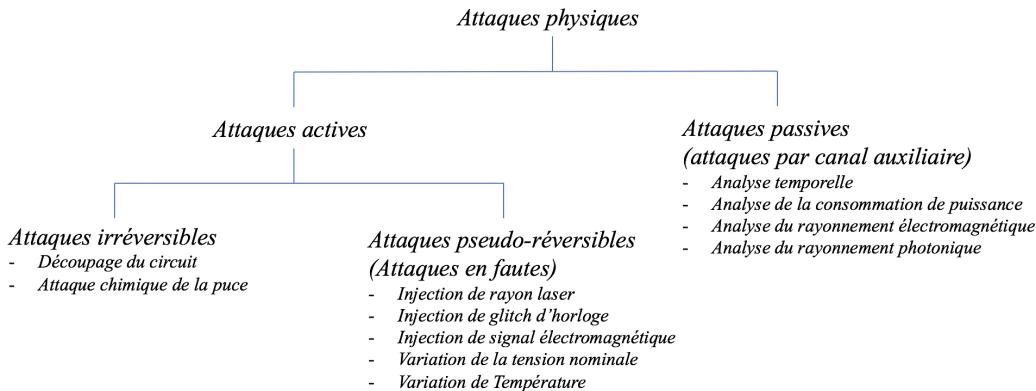
### 5.3.1 Introduction aux *attaques par canal auxiliaire*

#### Types d'attaques

A la fin des années 1990, une nouvelle contrainte pour la conception de systèmes informatiques a vu le jour : la sécurité matérielle. Bien souvent, la sécurité d'un système informatique s'appuie plus sur les concepts software que hardware. Cependant, un nouveau mode d'attaque s'est développé. Il s'agit d'attaques physiques, c'est-à-dire d'attaques réalisées sur le circuit électronique lui-même. En général, le but d'une attaque est de retrouver la clé de chiffrement utilisée par l'algorithme afin de déchiffrer des données sensibles. Deux grandes familles d'attaques sont recensées :

- **Attaques actives** : Une attaque est dite active lorsque les entrées et/ou l'environnement du device cryptographique sont manipulés par l'attaquant en vue de produire un comportement anormal du device. La clé secrète est révélée en exploitant les données issues de ce comportement anormal. Cela peut être une variation de la tension du device, une injection de glitch d'horloge, etc... On distingue deux types d'attaques actives :
  - Les attaques actives **irréversibles** qui conduisent à la destruction du device cryptographique. Ce type d'attaque est souvent réalisé pour connaître la conception physique d'un device. *Exemple :* Découpage laser d'un circuit intégré.
  - Les attaques actives **pseudo-réversibles** qui n'entraînent pas forcément la destruction du device cryptographique, mais qui sont souvent tout de même invasives puisqu'elles nécessitent la préparation du circuit (découpe partielle du boîtier du circuit intégré par exemple). Un exemple typique de ce type d'attaque est ce qu'on appelle les *attaques en fautes*. Le principe est d'introduire volontairement des fautes dans le circuit (exemple : Injection de rayon laser, injection de glitch d'horloge, etc.). Les fautes ainsi créées peuvent entraîner le circuit dans des modes de fonctionnement conduisant à des erreurs. Ces erreurs peuvent ensuite être exploitées pour déterminer la clé.
- **Attaques passives** : Une attaque est dite passive lorsque l'attaquant exploite l'analyse, en fonctionnement normal, d'informations s'échappant d'un device cryptographique. Cela peut être l'analyse de la consommation de puissance, l'analyse temporelle, l'analyse par rayonnement électromagnétique, etc... C'est ce type d'attaque qui sera détaillé tout au long de ce stage et durant la réalisation du TFE.

La figure 5.1 ci-dessous résume les différents types d'attaques physiques possibles.

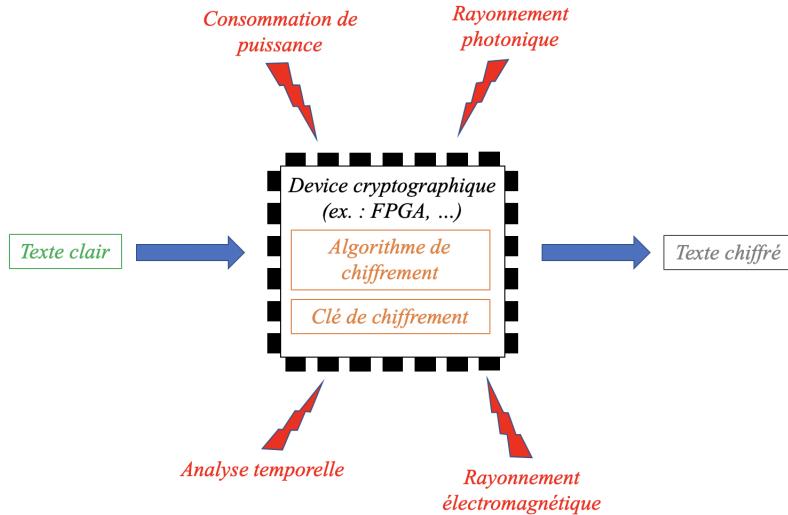


**Figure 5.1** : Les 2 grandes familles d'attaques physiques possibles. La suite de ce rapport se concentre essentiellement sur les attaques physiques dites passives.

Les attaques passives sont globalement beaucoup plus simples à mettre en œuvre que les attaques actives. Comme définit précédemment, ces attaques consistent à analyser des données issues de canaux auxiliaires au device cryptographique (lorsque ce dernier est en état de fonctionnement normal). Ces canaux auxiliaires sont des canaux présents physiquement sur le circuit attaqué et le long desquels de l'information s'échappe (sous différentes formes : rayonnement électromagnétique, rayonnement photonique, consommation de puissance, etc.). C'est là qu'intervient la notion de *side-channel attacks* ou en français *l'attaque par canal auxiliaire*. En effet, les fonctions cryptographiques, bien que pouvant être extrêmement

robustes théoriquement (c'est-à-dire mathématiquement) sont très sensibles aux fuites d'informations. C'est-à-dire qu'une quantité très faible d'informations peut être exploitée pour casser un algorithme cryptographique très fort. C'est ce que les attaques par canaux auxiliaires exploitent.

La figure 5.2 ci-dessous présente les différentes façons possibles d'attaquer **passivement** un device.



**Figure 5.2 :** Les différentes façons d'attaquer passivement un device cryptographique en vue de casser l'algorithme de chiffrement qu'il exploite.

Dans la suite de cet ouvrage, on se concentrera sur un type précis d'attaque passive : l'attaque sur **l'analyse de la consommation de puissance**. Les sections suivantes décrivent le principe de fonctionnement de ce type d'attaque.

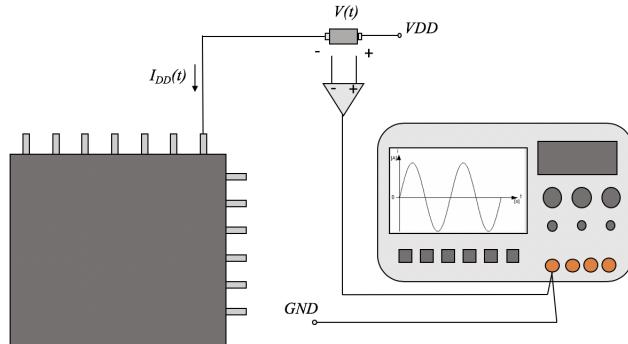
### Introduction aux attaques par analyse de la consommation de puissance

Nous allons donc étudier un cas précis d'attaque passive : l'attaque par **l'analyse de la consommation de puissance**. Comme son nom l'indique, ce type d'attaque analyse la consommation de puissance du device cryptographique attaqué pour retrouver des informations sensibles. En effet, la consommation de courant d'un circuit électrique dépend de deux facteurs :

- Les opérations qui sont exécutées.
- Les données qui sont manipulées.

Ainsi, en mesurant un certain nombre de fois la consommation de puissance d'un circuit, il est possible de retrouver certaines informations telles que les opérations exécutées (afin d'identifier un algorithme par exemple) ou les informations secrètes (clé de chiffrement). Pour ce faire, un oscilloscope est utilisé afin de capturer et d'enregistrer des données, appelées **traces**, mesurées à partir des canaux auxiliaires du circuit électrique (dans notre cas, un FPGA). Pour réaliser la mesure, une résistance est placée en série avec le canal (la PIN) connecté à la tension d'alimentation du device cryptographique ( $V_{DD}$ ). L'oscilloscope est alors en mesure d'enregistrer une différence de potentiel (notée  $V(t)$ ) aux bornes de la résistance. Étant donné que les courants circulant dans le device cryptographique sont de valeurs très faibles ( $\mu\text{A}$ ), la tension  $V(t)$  est également très faible. Ainsi, un amplificateur est utilisé afin d'amplifier cette différence de potentiel. La figure 5.3 ci-dessous présente le principe de mesure à l'oscilloscope.

On parle d'attaque par analyse de la consommation de puissance or avec un oscilloscope, on mesure une tension et non une puissance. Cependant, comme le démontre l'équation 5.2, la puissance consommée ( $p(t)$ ) est proportionnelle à la tension consommée ( $V(t)$ ). Il ne s'agit donc pas d'une erreur de parler de consommation de puissance. En effet, en supposant que la tension d'alimentation  $V_{DD}$  est constante et par



**Figure 5.3 :** Principe de mesure à l'oscilloscope.

simple application de la loi d'Ohm, on a :

$$\begin{cases} u(t) = V_{DD} \\ i(t) = \frac{V(t)}{R} \end{cases} \quad (5.1)$$

En reprenant la définition de la puissance consommée et en y remplaçant les termes  $u(t)$  et  $i(t)$ , on a :

$$p(t) = u(t).i(t) = V_{DD} \cdot \frac{V(t)}{R} \quad (5.2)$$

En pratique, il existe différents types d'attaques par analyse de la consommation de puissance : Les attaques SPA (*Simple Power Analysis*), les attaques DPA (*Differential Power Analysis*), les attaques CPA (*Correlation Power Analysis*), les attaques par template, etc.

Nous allons en définir une plus précisément, l'attaque CPA. C'est ce type d'attaque qui a été mis en place durant le stage afin de tenter de casser l'algorithme AES. Ainsi, en considérant les attaques par analyse de la consommation de puissance et en prenant le cas particulier d'une attaque dite CPA, nous pouvons énoncer le problème étudié de la façon suivante :

En supposant connus les messages clairs envoyés au device cryptographique et en supposant que ce dernier implémente l'algorithme AES, nous simulerons sur ordinateur le poids de Hamming de chaque donnée binaire obtenue en sortie de l'opération *SubBytes*. Ensuite, nous calculerons les différentes valeurs des coefficients de corrélation entre les traces de puissance capturées à l'oscilloscope et le poids de Hamming obtenu par simulation (sur ordinateur). Sur base de cette étude de la corrélation, nous serons (en principe) capable de déterminer la clé secrète, c'est-à-dire casser l'algorithme AES et ainsi exploiter les données confidentielles. La figure 5.4 présente de façon synthétique le principe général d'une attaque CPA.

Le principe d'une attaque par consommation de puissance et plus particulièrement d'une attaque CPA, ayant été introduit de manière générale, nous allons maintenant revenir sur différentes notions citées ci-dessus afin de mieux les définir et ainsi mieux comprendre le raisonnement qui se cache derrière une attaque par calcul de corrélation (CPA). La section 5.3.2 définit toutes les notions élémentaires pour réaliser une attaque CPA.

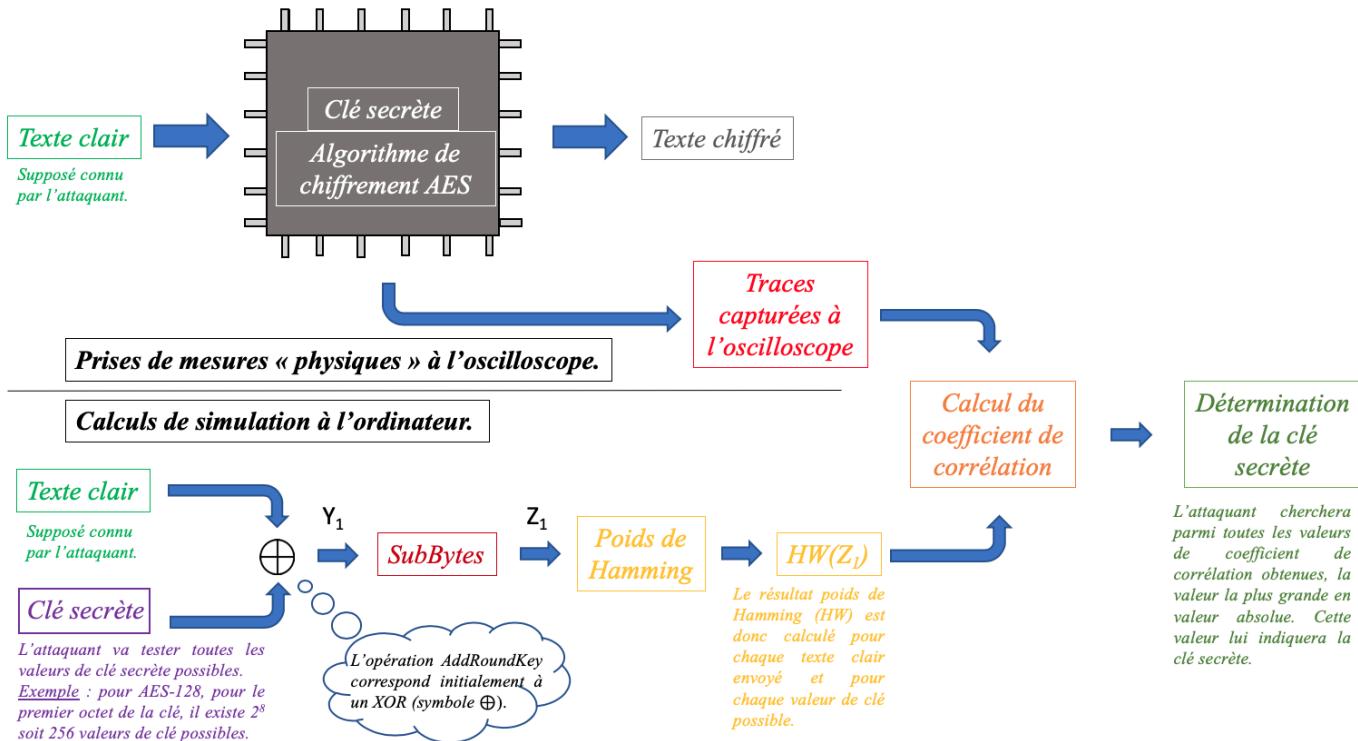


Figure 5.4 : Principe général d'une attaque CPA.

### 5.3.2 Attaque CPA (*Correlation Power Analysis*)

#### Technologie CMOS

La **technologie CMOS** (pour *Complementary MOS*) est la technologie la plus répandue parmi toutes les technologies de semi-conducteurs. En effet, on la retrouve dans la majorité des systèmes informatiques modernes. En 2001, elle englobait 86% de la production mondiale des circuits intégrés. Pour cette raison, nous nous intéressons à leur conception afin de détecter des anomalies qui pourraient se révéler être utiles pour la cryptanalyse. Le nom de cette technologie vient du fait que toutes les fonctions logiques (portes OR, NAND, etc.) peuvent être réalisées moyennant l'utilisation d'une paire de transistors MOS complémentaires (N-MOS et P-MOS) associés symétriquement et fonctionnant en régime de commutation. Ainsi lorsqu'un des deux transistors MOS conduit, l'autre est par conséquent fermé. Grâce à ce principe, une porte logique CMOS ne consomme de l'énergie qu'au moment de la commutation. Cette caractéristique permet de distinguer le CMOS de toutes les autres technologies.

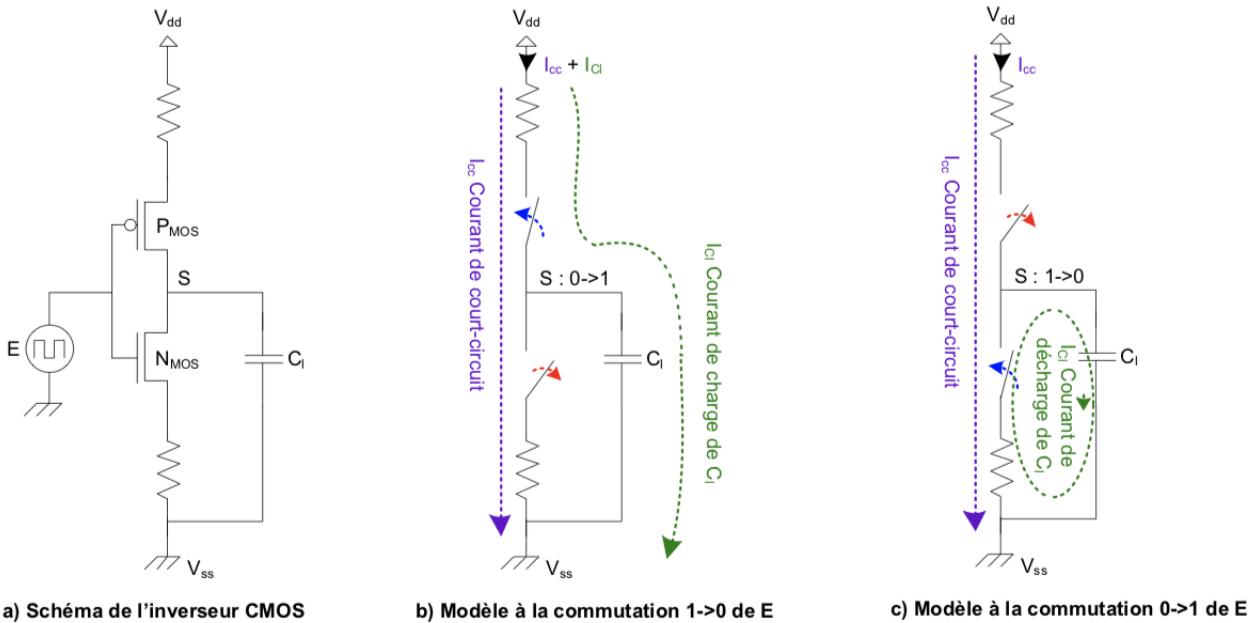
Pour expliquer le fonctionnement de cette technologie, on peut prendre un exemple simple : *l'inverseur CMOS*. Un inverseur CMOS est une fonction "NON". Voici donc sa table de vérité :

Entrée	Sortie
0	1
1	0

Figure 5.5 : Table de vérité pour la fonction NON (inverseur CMOS).

La figure 5.6 ci-dessous (schéma a) présente le schéma de l'inverseur CMOS :

Si on applique à l'entrée (E) un état bas, le transistor N est bloqué et le P est passant (schéma b). On place ainsi la sortie au potentiel Vdd (la tension d'alimentation), c'est-à-dire à l'état haut. Inversement,



**Figure 5.6 :** Schéma de l'inverseur CMOS.

quand on met l'entrée à l'état haut, le transistor P est bloqué et le N est passant (schéma c). La sortie est donc à l'état bas. On a donc bien réalisé une fonction inversion. Dans la suite de cet ouvrage, on considérera toujours que les circuits attaqués sont réalisés en technologie CMOS.

### Puissances statique et dynamique

Il est évident que les circuits digitaux modernes consomment de la puissance lorsqu'ils exécutent des instructions (opérations) sur des données. Dans le domaine de la cryptanalyse, cette puissance va être mesurée et analysée afin de déterminer si le device cryptographique est attaquant ou non. Dans cette section, nous allons étudier plus particulièrement la consommation de puissance d'un type précis de circuit : les circuits utilisant la technologie CMOS (voir section 5.3.2 pour plus de précision). Cette technologie est très répandue et couvre la plupart des circuits digitaux modernes.

La consommation totale de puissance d'un circuit CMOS peut être obtenue en sommant les consommations de puissance respectives de chaque cellule logique du circuit CMOS. De cette façon, la consommation de puissance totale dépend essentiellement du nombre de cellules logiques dans le circuit CMOS.

En prenant comme exemple de cellule logique CMOS, l'inverseur CMOS (expliqué à la section 5.3.2), nous allons tenter de comprendre quand et pour quelles raisons ces cellules CMOS dissipent de la puissance. Pour ce faire, il faut savoir que la consommation de puissance est essentiellement divisée en deux parties :

- La puissance statique (notée  $P_{stat}$ ) : C'est la puissance qui est consommée lorsqu'il n'y a pas de commutation dans une cellule (c'est-à-dire dans l'inverseur). Autrement dit, c'est la puissance qui est consommée lorsque l'inverseur est en fonctionnement normal mais ne commute pas.
- La puissance dynamique (notée  $P_{dyn}$ ) : C'est la puissance qui est consommée par une cellule si la sortie de cette cellule commute.

Ainsi, la puissance totale consommée par une cellule vaut la somme de ces deux composantes, soit :

$$P_{total} = P_{stat} + P_{dyn} \quad (5.3)$$

Mais de façon plus précise, que vaut la puissance statique ? De même, comment pourrait-on exprimer la puissance dynamique ?

#### Puissance statique :

Les cellules CMOS sont toujours construites de façon à ce que les deux transistors complémentaires ne

soient jamais passants au même moment. En effet, si on reprend l'exemple de l'inverseur CMOS (5.3.2), lorsqu'on met le signal d'entrée à  $GND$  alors le transistor P1 est passant et N1 est bloqué. Par contre, lorsqu'on met le signal d'entrée à  $V_{DD}$ , le transistor P1 devient bloqué tandis que le transistor N1 devient passant. Ainsi, en théorie, un seul transistor fonctionne et laisse passer du courant. Cependant, en pratique, lorsqu'un transistor MOS est bloqué, le courant qui le traverse n'est pas totalement nul. En effet, une très petite valeur de courant circule dans le canal du transistor. Ce courant, que l'on appelle *courant de fuite* et que l'on note  $I_{fuite}$ , produit une consommation de puissance **statique** pouvant être calculée de la façon suivante :

$$P_{stat} = I_{fuite} \cdot V_{DD} \quad (5.4)$$

Ainsi, on peut conclure que la consommation de puissance statique des circuits CMOS correspond à la puissance qui est consommée par le circuit lorsqu'il n'y a pas de commutation dans une cellule. Cette puissance est typiquement très faible et sera, en pratique, négligée.

#### Puissance dynamique :

La consommation de puissance dynamique apparaît typiquement lors d'une commutation des transistors. Une commutation est le passage d'un état haut à un état bas ou d'un état bas à un état haut. En réalité, il existe 4 transitions d'état possibles. Ces 4 possibilités sont reprises dans le tableau 5.7 ci-dessous.

Transitions	Type de puissance consommée
$0 \rightarrow 0$	Statique
$0 \rightarrow 1$	Statique + Dynamique
$1 \rightarrow 0$	Statique + Dynamique
$1 \rightarrow 1$	Statique

**Figure 5.7 :** Type de puissance consommée par une cellule CMOS en fonction des 4 transitions d'état de sa sortie.

On constate que pour chaque transition possible, il y a présence de puissance statique. Cependant, il n'y a présence de puissance dynamique que dans le cas d'une commutation, c'est-à-dire dans les deux transitions suivantes : 0-1 et 1-0. En toute logique, la consommation de puissance totale dépend du type de cellule et de la technologie employée. Cependant, en général, on constate que :

- **Lorsqu'il n'y a pas de commutation** (transitions 0-0 et 1-1), la puissance totale reste plus ou moins constante. En effet, la puissance dynamique étant nulle, on ne retrouve dans le calcul de puissance totale que la puissance statique. Autrement dit :  $P_{total} = P_{stat}$ .
- **Lorsqu'il y a une commutation** (transitions 0-1 et 1-0), la puissance totale augmente. En effet, en plus de la puissance statique, vient s'ajouter la puissance dynamique. Autrement dit :  $P_{total} = P_{stat} + P_{dyn}$ .

Ainsi, on peut conclure que la consommation de puissance dynamique des circuits CMOS correspond à la puissance qui est consommée par le circuit lorsqu'il y a une commutation dans la cellule. Cette puissance constitue un facteur dominant dans la consommation de puissance totale. Il est donc primordial de pouvoir la calculer.

Le calcul de la consommation de puissance dynamique se divise en deux parties. Pour mieux comprendre pourquoi, reprenons l'exemple de l'inverseur CMOS.

1. **Puissance moyenne de chargement de la capacité** : La figure 5.6 présente le schéma de l'inverseur CMOS lorsqu'il y a une commutation de sa sortie de l'état 0 à l'état 1 (schéma b) et lorsqu'il y a une commutation de sa sortie de l'état 1 à l'état 0 (schéma c). Pour rappel, le fonctionnement de l'inverseur est le suivant : Lorsque le signal d'entrée est à 1 (ou 0), le transistor du dessous est passant (ou bloqué) alors que celui du haut est bloqué (ou passant), la sortie est donc à 0 (ou 1). Maintenant, il faut regarder dans le cas d'une commutation à la sortie de l'inverseur

CMOS. Si il y a une commutation de l'état 0 à l'état 1 en sortie, l'inverseur dessine un courant provenant de l'alimentation ( $V_{DD}$ ) et venant charger le condensateur  $C_L$ . Ce courant est appelé *courant de charge*. À contrario, lors d'une commutation de l'état 1 à l'état 0, l'inverseur décharge le courant du condensateur  $C_L$  vers la masse ( $GND$ ). Ainsi, on constate bien que la commutation à la sortie de l'inverseur génère un courant qui produira une partie de la consommation de puissance dynamique. La consommation de puissance moyenne de chargement de la capacité durant un temps T peut être calculée de la façon suivante (5.5) :

$$P_{chrg} = \frac{1}{T} \int_0^T p_{chrg}(t) dt = \alpha \cdot f \cdot C_L \cdot V_{DD}^2 \quad (5.5)$$

Où :

- $p_{chrg}(t)$  représente la consommation de puissance de chargement instantanée de la cellule.
- $\alpha$  est le facteur d'activité. Il correspond au nombre moyen de transitions (0-1) en sortie de la cellule à chaque coup de clock.
- $f$  représente la fréquence de clock.
- $C_L$  représente la valeur de capacité du condensateur.
- $V_{DD}$  représente la tension positive de l'alimentation.

2. **Puissance moyenne causée par les courants de court-circuit** : En plus de la puissance moyenne de chargement de la capacité, il existe lors d'une commutation un bref instant, durant lequel les deux transistors conduisent le courant. Cela a pour effet de créer un court-circuit entre  $V_{DD}$  en  $GND$ . Ce court-circuit va dissiper, le temps de son passage, de la puissance. La consommation de puissance moyenne qui est causée par les courants de court-circuit dans une cellule durant un temps T peut être calculée de la façon suivante (5.5) :

$$P_{cc} = \frac{1}{T} \int_0^T p_{cc}(t) dt = \alpha \cdot f \cdot C_L \cdot V_{DD} \cdot I_{fuite} \cdot t_{cc} \quad (5.6)$$

Où :

- $p_{cc}(t)$  représente la puissance de court-circuit consommée par la cellule.
- $\alpha$  est le facteur d'activité. Il correspond au nombre moyen de transitions (0-1) en sortie de la cellule à chaque coup de clock.
- $f$  représente la fréquence de clock.
- $V_{DD}$  représente la tension positive de l'alimentation.
- $I_{fuite}$  représente le courant de fuite causé par le court-circuit.
- $t_{cc}$  représente le temps durant lequel le court-circuit se produit.

En conclusion, les systèmes informatiques modernes (comme le FPGA) possèdent deux composantes en puissance :

- Une **puissance statique** de faible valeur, requise pour garder le device en fonctionnement continu. Elle dépend du nombre de transistors dans la cellule. Elle est **négligée**.
- Une **puissance dynamique** de haute valeur, qui apparaît lors d'une commutation. Elle dépend des opérations exécutées et des données manipulées. Elle n'est **pas négligée**.

Ceci nous conduit donc à l'équation suivante (5.7) :

$$P_{total} = P_{stat} + P_{dyn} \cong P_{dyn} = P_{chrg} + P_{cc} \quad (5.7)$$

### Composition des traces de puissance

Les attaques basées sur l'analyse de la consommation de puissance exploitent le fait que la consommation de puissance d'un device cryptographique dépend des **opérations qu'il exécute** et des **données qu'il manipule**. Ces deux informations vont ainsi permettre de définir différentes propriétés intéressantes. Pour chaque point analysé dans une trace de puissance, on notera :

- $P_{op}$  la **composante dépendante de l'opération exécutée** ;
- $P_{data}$  la **composante dépendante de la donnée manipulée**.

---

De plus, une troisième composante doit également être prise en compte. Cette composante fait référence au **bruit électrique** (aussi appelé bruit de fond) et sera notée  $P_{noise}$ . En effet, un signal est toujours affecté de petites fluctuations plus ou moins importantes. Ces fluctuations, dont les origines peuvent être diverses, sont appelées "bruit électrique" (ou simplement bruit). Le bruit est considéré comme un élément parasite aléatoire, c'est-à-dire qu'on ne sait pas le déterminer à l'avance. Au plus cette composante sera élevée et au plus l'analyse de la consommation de puissance sera difficile.

Ainsi, chaque point d'une trace de puissance peut être modélisé comme la somme des 3 composantes définies ci-dessus, soit :  $P_{total} = P_{op} + P_{data} + P_{noise}$ . De plus, en reprenant l'équation (5.7) définie dans la section 5.3.2, nous pouvons conclure que (équation 5.8) :

$$P_{total} = P_{op} + P_{data} + P_{noise} = P_{stat} + P_{dyn} \cong P_{dyn} = P_{chrg} + P_{cc} \quad (5.8)$$

## Modèles de puissance

Dans une attaque CPA, l'attaquant doit utiliser ce qu'on appelle un **modèle de puissance** afin de prédire la consommation de puissance du device cryptographique attaqué. Une fois ces prédictions obtenues, celles-ci sont comparées aux mesures réelles de consommation de puissance du device (prises à l'oscilloscope). Plus précisément, comme nous le verrons à la section 5.3.2, on calcule la corrélation entre les prédictions et les mesures réelles afin de déterminer la valeur de la clé secrète. La qualité du modèle employé a un impact important sur l'efficacité de l'attaque. Deux modèles sont généralement définis et utilisés : Il s'agit des modèles de *Poids de Hamming* (*Hamming Weight* - HW) et de *Distance de Hamming* (*Hamming Distance* - HD).

**Poids de Hamming (HW)** : Le poids de Hamming est le modèle de consommation de puissance le plus élémentaire. C'est celui le plus utilisé par un attaquant lorsqu'il s'agit d'estimer la consommation de puissance d'un circuit dont on ne connaît pas certaines valeurs intermédiaires consécutives calculées durant l'exécution de l'algorithme. Ce modèle considère qu'un 0 ne mène à aucune quantité significative de consommation de puissance tandis qu'un 1 implique une quantité significative de puissance consommée. Ainsi, pour ce modèle, on assume que la consommation de puissance prédictive est proportionnelle au nombre de bits à 1 d'une donnée traitée. Dit vulgairement, le HW calcule le nombre de bits à 1 présents dans un nombre binaire. Exemple :  $HW(100110) = 3$ .

**Distance de Hamming (HD)** : La distance de Hamming est un modèle de consommation de puissance proposé par Brier et Al. Il est basé sur la relation entre la consommation de puissance et l'activité de commutation dans les circuits en technologie CMOS. En effet, comme indiqué en conclusion de la section 5.3.2, la consommation de puissance d'un device en technologie CMOS est principalement d'ordre dynamique, c'est-à-dire due aux activités de commutation des cellules dans le circuit. Ainsi, ce modèle assume que la puissance totale consommée par un circuit CMOS (définie selon l'équation 5.7) est équivalente à la consommation de puissance lors de commutations (transitions 0-1 et 1-0). Ce modèle est donc proportionnel au nombre de transitions 0-1 et 1-0. La HD entre 2 nombres binaires se calcule en comptant le nombre de transitions (0-1 et 1-0) entre ces 2 nombres. Exemple :  $HD(110110 ; 100100) = 2$ .

## Fonctions linéaires et non-linéaires

Les algorithmes de chiffrement utilisent des fonctions dites linéaires mais également des fonctions non-linéaires. **Une fonction est dite linéaire si elle respecte la propriété suivante :**

$$f(x * y) = f(x) * f(y) \quad (5.9)$$

À l'inverse, une fonction est dite *non-linéaire* si elle ne respecte pas cette propriété (équation (5.9)).

**Exemple** : Dans l'algorithme AES, on retrouve l'opération *AddRoundKey* qui correspond à un XOR. Cette opération est dite linéaire car la propriété  $f(x \oplus m) = f(x) \oplus f(m)$  est respectée. On notera que les opérations *ShiftRows* et *MixColumns* sont également linéaires.

**Contre-exemple** : L'opération *SubBytes* dans l'algorithme AES. Il s'agit d'une opération non-linéaire car  $Sbox(x \oplus m) \neq Sbox(x) \oplus Sbox(m)$ .

---

## Coefficient de corrélation

Par définition, le *coefficient de corrélation* est un coefficient statistique permettant de mettre en évidence une liaison entre deux types de séries de données statistiques. La valeur du coefficient de corrélation est comprise entre -1 et 1. Le coefficient de corrélation se calcule de la façon suivante (5.10) :

$$r(X; Y) = \frac{\sum(X - \bar{X}).(Y - \bar{Y})}{\sqrt{\sum(X - \bar{X})^2} \cdot \sqrt{\sum(Y - \bar{Y})^2}} \quad (5.10)$$

Où

- $X$  et  $Y$  sont deux séries de données statistiques.
- $\bar{X}$  et  $\bar{Y}$  sont les moyennes respectives des variables  $X$  et  $Y$ .

Sur base de la valeur du coefficient de corrélation, on peut conclure que :

- Si la valeur absolue du coefficient de corrélation est élevée (proche de 1) alors c'est qu'il y a une forte liaison entre les deux séries analysées.
- Si la valeur absolue du coefficient de corrélation est faible (proche de 0) alors c'est qu'il y a une très faible liaison, voire aucun lien entre les deux séries analysées.

## L'attaque CPA en concret

En 1999, Paul Kocher a révolutionné le monde de la sécurité matérielle en publiant une nouvelle attaque sur canaux cachés exploitant la mesure de la consommation de puissance d'un circuit en cours de chiffrement. La faille utilisée est la corrélation, dans les circuits électroniques de technologie CMOS, entre la consommation de puissance dynamique et le nombre de transistors qui commutent (de 0-1 et de 1-0). Comme précisé dans la section 5.3.1, il existe différents types d'attaques par analyse de la consommation de puissance. Celle définie par Kocher en 1999 est une attaque de type DPA (elle ne sera pas abordée dans cet ouvrage). En 2004, cette attaque DPA fut améliorée par des chercheurs qui décidèrent de lui donner un nouveau nom : *Attaque CPA* pour *Correlation Power Analysis*. Ce nom se justifie par le fait que cette attaque calcule la corrélation entre la consommation de puissance mesurée à l'oscilloscope et la consommation de puissance simulée par logiciels informatiques (et plus précisément pas des modèles de puissance, comme définit à la section 5.3.2). L'annexe .4 présente le principe de fonctionnement d'une attaque CPA.

Pour réaliser une attaque CPA, nous avons principalement besoin de deux éléments :

**Un oscilloscope** : L'oscilloscope est utilisé pour enregistrer des traces de puissance. C'est-à-dire des mesures de tension en fonction du temps représentant la consommation de puissance du device cryptographique lorsqu'il chiffre une donnée (un *plaintext*). Plusieurs plaintexts mènent donc à plusieurs traces.

**Un ordinateur** : L'ordinateur est utilisé pour réaliser toute une série de calculs. Plus précisément, il réalise 3 grands types de calculs : calculs de simulation de l'algorithme de chiffrement, calculs de simulation du modèle de puissance et calculs des coefficients de corrélation.

Pour la suite de la description, on utilisera l'algorithme AES-128 comme algorithme de chiffrement et le modèle poids de Hamming comme modèle de puissance.

Principe de fonctionnement :

Comme le montre l'annexe .4, avant de pouvoir calculer la corrélation, deux études doivent être réalisées :

1. Bloc 1 = oscilloscope : Une étude qui concerne la prise de mesures afin d'analyser la consommation de puissance du device cryptographique lorsqu'il chiffre différents plaintexts.
2. Bloc 2 = ordinateur : Une étude qui concerne la simulation de l'algorithme AES ainsi que la simulation de la puissance consommée.

Le bloc 1 est simple à réaliser. À l'aide d'un oscilloscope, on va enregistrer différentes traces représentant la consommation de puissance du device lorsqu'il chiffre différents plaintexts. Ainsi, pour  $N$  plaintexts, on enregistre  $N$  traces de puissance.

---

Le bloc 2 est plus complexe. Il est composé de deux parties importantes :

1. Simulation de l'algorithme AES : Comme vu à la section ??, l'algorithme AES-128 exécute quatre opérations, à savoir *AddRoundKey*, *SubBytes*, *ShiftRows* et *MixColumns*, répétées dix fois en raison des dix rounds. Parmi ces quatre opérations, trois sont des fonctions linéaires (*AddRoundKey*, *ShiftRows* et *MixColumns*) et une est une fonction non-linéaire (*SubBytes*). Comme le montre l'annexe .4, l'attaque CPA exploite les valeurs intermédiaires en sortie de l'opération *SubBytes* lors du premier round. En pratique, l'attaque CPA peut exploiter les valeurs intermédiaires en sortie des trois autres opérations. Cependant, de part sa propriété de fonction non-linéaire, l'opération *SubBytes* nécessite moins de traces pour retrouver la valeur de la clé. C'est pourquoi, il ne faut simuler que les deux premières opérations de l'algorithme AES-128 (*AddRoundKey* - *SubBytes*) pour réaliser une attaque CPA.

Rappelons que les opérations de l'AES-128 s'exécutent byte par byte sur les 16 bytes (128 bits) de la matrice STATE et de la matrice clé. Ainsi, on peut étudier chaque byte de façon séparée. Prenons le cas simple de l'étude du premier byte, i.e que l'on ne considère que le premier byte de notre plaintext et que le premier byte de notre clé. La problématique consiste alors à retrouver la valeur du premier byte de la clé connaissant la valeur du premier byte des différents plaintexts. Étant donné qu'un byte correspond à 8 bits, il existe  $2^8$  soit 256 valeurs possibles pour le premier byte de la clé. De cette façon, lors de la simulation, si l'on souhaite retrouver le premier byte de la clé, on va devoir simuler pour chaque plaintext, 256 valeurs de clé.

2. Simulation de la puissance consommée : Comme vu à la section 5.3.2, l'attaquant doit utiliser ce qu'on appelle un modèle de puissance afin de prédire la consommation de puissance du device cryptographique attaqué. Pour une attaque CPA, le modèle de puissance privilégié est le poids de Hamming. Ainsi, comme le montre l'annexe .4, on calcule le poids de Hamming des valeurs intermédiaires obtenues en sortie de l'opération *SubBytes*. Ce poids de Hamming représente la puissance consommée par le device lorsqu'il chiffre un plaintext. Il sera ensuite comparé (par calcul de corrélation) à la puissance réellement consommée et mesurée à l'aide de l'oscilloscope.

Une fois les traces de puissance sauvegardées et les calculs de simulation du bloc 2 obtenus, nous pouvons calculer la corrélation (bloc 3) entre les données résultantes du bloc 1 et les données résultantes du bloc 2. Plus précisément, ce calcul de coefficient de corrélation va permettre de mettre en évidence la liaison qui existe entre les traces de puissance et les poids de Hamming.

Reprendons le cas simple où l'on cherche uniquement à retrouver le premier byte de la clé. Pour un plaintext donné, nous allons obtenir une trace de puissance d'une part et un calcul de poids de Hamming d'autre part. En pratique, la trace de puissance est présentée sous forme d'une matrice de taille NxS où N représente le nombre de plaintexts et S représente le nombre d'échantillons dans la trace (voir annexe .5 pour visualiser la situation). Parallèlement, le résultat du calcul du poids de Hamming est présenté sous forme d'une matrice de taille 1x256 où '1' représente le premier byte du 'premier' plaintext et '256' représente les '256' valeurs de clé possibles à tester. Ainsi, pour N plaintexts, le résultat HW sera une matrice de taille Nx256. Le calcul du coefficient de corrélation va alors être réalisé pour chaque résultat du poids de Hamming (256 résultats différents) avec chaque trace enregistrée. Le résultat de cette corrélation sera représenté sous forme d'une matrice de taille Sx256. En effet, Si on a 500 échantillons dans une trace alors le résultat de la corrélation sera de taille 500x256. On peut voir ce résultat comme la corrélation entre les 256 valeurs de clé testées pour chacune des traces caractérisées par 500 points (échantillons).

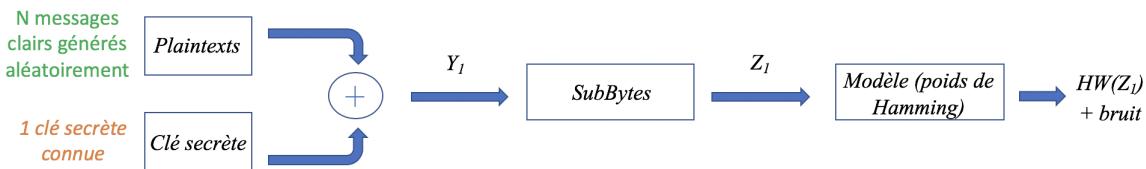
Afin de mieux appréhender le fonctionnement d'une attaque CPA, la section 5.3.3 présente deux exemples de simulation sur MATLAB.

### 5.3.3 Simulations sur MATLAB

Afin de bien assimiler une attaque par canal auxiliaire, il m'a été demandé de tester, par des simulations sur le logiciel MATLAB, les notions théoriques développées précédemment. Deux exercices différents ont ainsi été réalisés.

- Simuler un point d'une trace et ensuite réaliser une attaque CPA sur ce point.** La première phase de la simulation a pour objectif de générer un point particulier d'une trace sur base de l'algorithme AES-128. La seconde phase de la simulation a pour but de réaliser une attaque par canal auxiliaire. Plus précisément, il s'agit d'une attaque CPA. Pour cette raison, seules les 2 premières étapes de l'algorithme AES-128 sont nécessaires et seront donc simulées (*AddRoundKey*, *SubBytes*). À noter que, pour simplifier, cette attaque n'est réalisée que sur un seul byte de données et donc aussi un seul byte de clé.
- Réaliser une attaque CPA à partir de traces réelles.** Dans ce cas de figure, on connaît 4 paramètres : les messages clairs envoyés (plaintexts), les traces capturées à l'oscilloscope, le nombre de traces ainsi que le nombre d'échantillons. Ainsi, sur base des traces qui nous sont fournies, l'objectif est de tenter de retrouver la clé secrète en réalisant une attaque CPA. La différence majeure avec l'exercice précédent est que l'on étudie une trace selon l'ensemble de points (les échantillons) qui la caractérise. Cet ensemble de traces étant par ailleurs fourni sur base de mesures réalisées à l'oscilloscope.

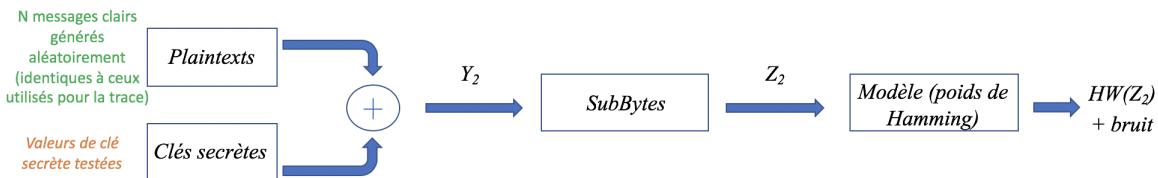
**Exercice 1 :** La figure 5.8 ci-dessous représente le schéma-bloc de la première phase de l'exercice 1, c'est-à-dire qu'elle présente les différentes étapes à réaliser pour simuler un point d'une trace.



**Figure 5.8 :** Schéma-bloc permettant de comprendre la simulation d'un point d'une trace.

Sur le schéma-bloc, nous percevons deux entrées : la clé secrète (connue) utilisée pour le chiffrement ainsi que les  $N$  messages clairs devant être chiffrés. Nous réalisons ensuite les deux premières étapes de l'algorithme AES, à savoir les opérations *AddRoundKey* (correspondant à un *XOR*) et *SubBytes* respectivement. Le résultat obtenu à la sortie de l'opération *AddRoundKey* est noté  $Y_1$  alors que celui obtenu à la sortie de l'opération *SubBytes* est noté  $Z_1$ . Ensuite, un modèle de puissance est utilisé afin d'imiter au mieux la consommation de puissance du circuit. Ce modèle de puissance est le *poids de Hamming*. Le but est donc de compter le nombre de bits à '1' pour chaque octet de données  $Z_1$ . Le résultat obtenu est noté  $HW(Z_1)$ . Enfin, une fois que le poids de Hamming a été calculé, on ajoute du bruit afin de rendre la simulation plus réelle. En effet, lors d'une prise de mesure en situation réelle, un élément parasite vient toujours s'additionner au signal que l'on étudie, il s'agit de bruit électronique.

La figure 5.9 ci-dessous représente le schéma-bloc de la seconde phase de l'exercice 1. Il présente ainsi les différentes étapes à réaliser qui serviront *in fine* à réaliser l'attaque CPA.

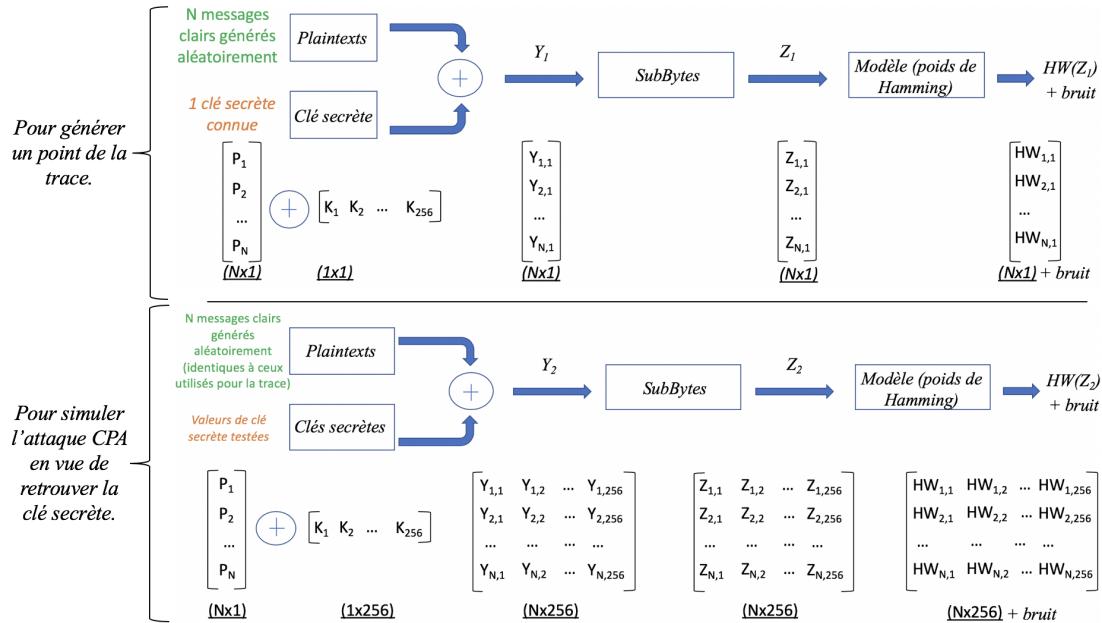


**Figure 5.9 :** Schéma-bloc permettant de comprendre la seconde phase de l'exercice 1.

La figure 5.9 est quasi identique à la figure 5.8. La seule différence concerne l'une des deux entrées. En effet, le but de l'attaque CPA est de retrouver la clé secrète utilisée dans la figure 5.8 pour chiffrer nos  $N$  messages. Ainsi, si on ne s'intéresse qu'à un seul octet de données et donc à un seul octet de clé, on

va tester les 256 ( $2^8$ ) valeurs de clé possibles. En notant respectivement  $Y_2$  et  $Z_2$  les résultats obtenus en sortie des opérations *AddRoundKey* et *SubBytes*, il ne nous restera plus qu'à calculer le poids de Hamming et à ajouter du bruit pour ensuite tenter de retrouver la clé secrète par calcul du coefficient de corrélation.

Concrètement, sur MATLAB, tous ces calculs vont être opérés sur des matrices. La figure 5.10 présente les différentes tailles de matrices utilisées pour réaliser la simulation.



**Figure 5.10 :** Schéma-bloc permettant de visualiser la taille des différentes matrices employées pour la simulation.

Comme vu à la section ??, l'algorithme AES implémente deux matrices en entrée : la matrice STATE et la matrice clé. Ces deux matrices contiennent 16 éléments correspondants aux 16 octet de données (pour la matrice STATE) et aux 16 octets de clé (pour la matrice clé). Autrement dit, ces deux matrices sont de taille 4x4. Pour le test, nous allons simplifier le procédé. En effet, en pratique les opérations s'exécutent octet par octet. Dans notre cas, on ne va s'intéresser qu'au premier octet de la matrice STATE et donc, par la même occasion, au premier octet de la matrice clé. **Le but final de la simulation sera donc de retrouver le premier octet de la clé connaissant le premier octet des  $N$  messages clairs devant être chiffrés.** Ainsi :

- La matrice STATE est représentée par une matrice de taille  $N \times 1$ .  $N$  représente le nombre de messages clairs envoyés et "1" représente le nombre d'octets analysés, i.e 1 octet (sur les 16).
- La matrice clé, dans le cas de la génération d'un point de la trace, est représentée par une matrice de taille  $1 \times 1$ . Un seul octet de l'unique clé secrète est en effet utilisé.
- La matrice clé, dans le cas de la simulation par ordinateur, est représentée par une matrice de taille  $1 \times 256$ . En effet, le but étant de retrouver la valeur du premier octet de la clé secrète, il existe  $2^8$  soit 256 valeurs possibles.
- $Y_1$  et  $Y_2$  sont des matrices de taille  $N \times 1$  et  $N \times 256$  respectivement. En effet, pour  $Y_1$ , une seule clé est utilisée alors que pour  $Y_2$ , 256 valeurs de clé sont utilisées.
- $Z_1$  et  $Z_2$  sont des matrices de taille  $N \times 1$  et  $N \times 256$  respectivement. En effet, l'opération *SubBytes* ne modifie pas la taille des données obtenues précédemment ( $Y_1$  et  $Y_2$ ).
- Enfin,  $HW(Z_1)$  et  $HW(Z_2)$  sont des matrices de taille  $N \times 1$  et  $N \times 256$  pour les mêmes raisons que celles évoquées précédemment.

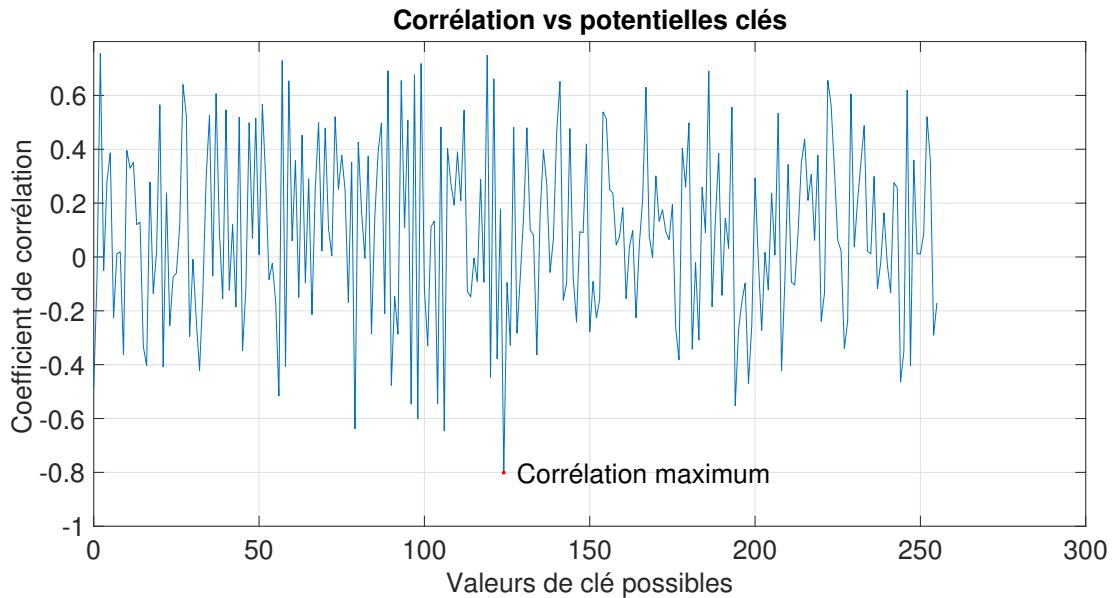
Pour rappel, le but final de la simulation est de retrouver le premier octet de la clé connaissant un point de la trace (obtenu par simulation) et connaissant les  $N$  messages clairs envoyés. Cela est rendu possible en calculant le coefficient de corrélation pour chaque valeur de clé possible. Le figure 5.11 ci-dessous présente le calcul final qui permettra de retrouver le premier octet de la clé secrète.

$$\text{corrélation} \begin{bmatrix} \text{HW}_{1,1} & \text{HW}_{1,1} \text{ HW}_{1,2} \dots \text{HW}_{1,256} \\ \text{HW}_{2,1} & ; \quad \text{HW}_{2,1} \text{ HW}_{2,2} \dots \text{HW}_{2,256} \\ \dots & \dots \quad \dots \quad \dots \quad \dots \\ \text{HW}_{N,1} & \text{HW}_{N,1} \text{ HW}_{N,2} \dots \text{HW}_{N,256} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \text{Corr}_{1,1} \text{ Corr}_{1,2} \dots \text{Corr}_{1,256} \\ \text{Corr}_{2,1} \text{ Corr}_{2,2} \dots \text{Corr}_{2,256} \\ \dots \quad \dots \quad \dots \quad \dots \\ \text{Corr}_{N,1} \text{ Corr}_{N,2} \dots \text{Corr}_{N,256} \end{bmatrix}$$

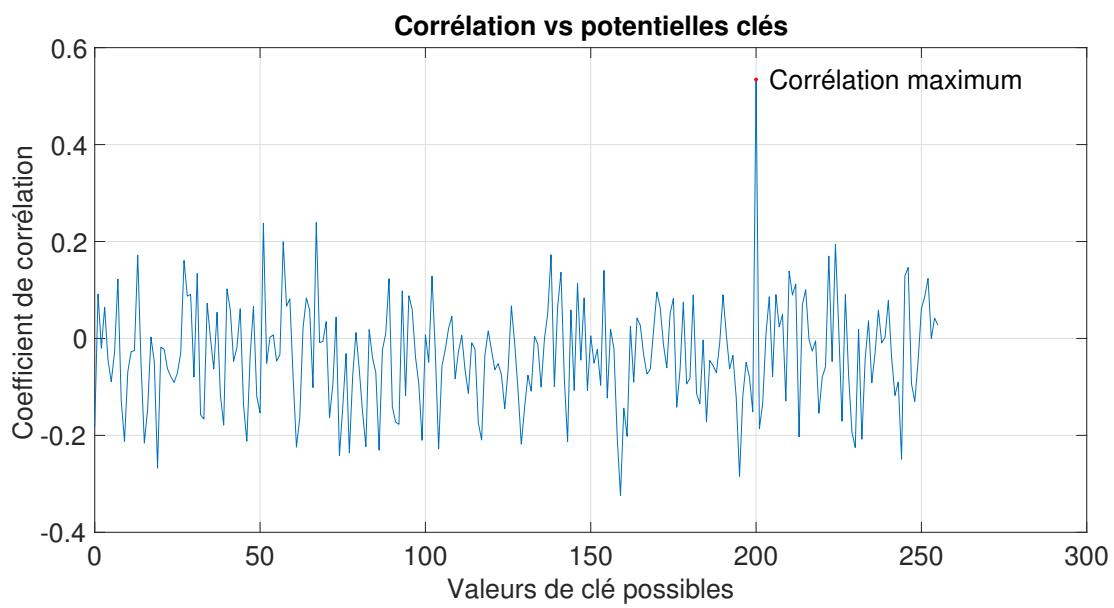
(Nx1)                    (Nx256)                    (Nx256)

**Figure 5.11 :** Calcul du coefficient de corrélation entre un point d'une trace simulée et le poids de Hamming.

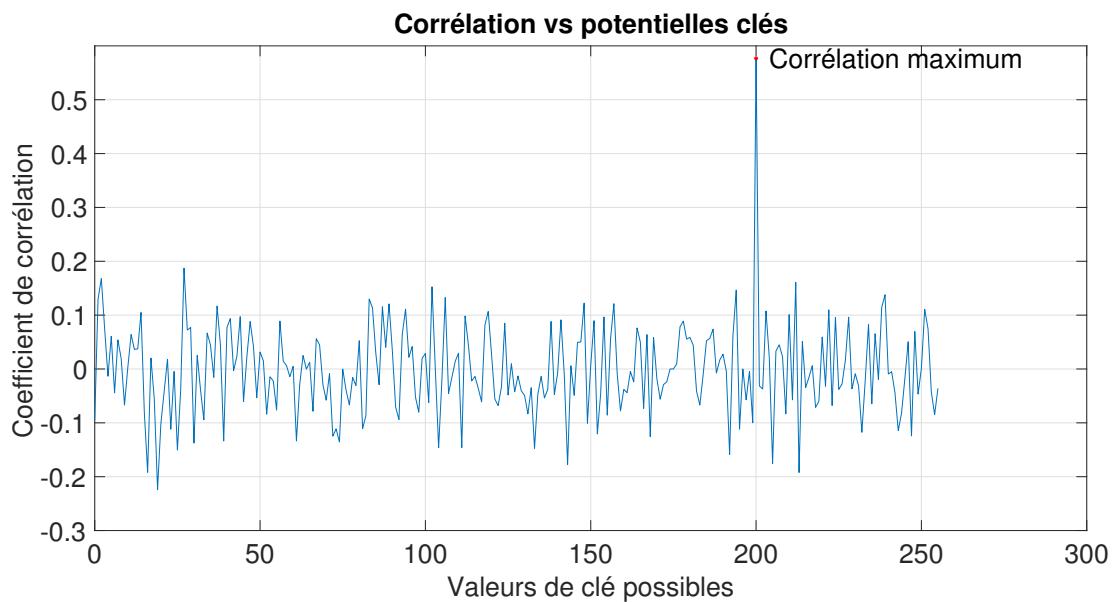
Les graphes 5.12, 5.13 et 5.14 ci-dessous présentent les résultats obtenus. Il s'agit de graphes indiquant les valeurs des coefficients de corrélation pour chacune des 256 valeurs de clé testées. À noter que la clé secrète utilisée pour chiffrer les données lors de la simulation vaut 200 (en décimal). Comme vu à la section 5.3.2, en toute logique, le coefficient de corrélation est maximum (en valeur absolue) pour la clé réellement utilisée pour le chiffrement des données. Cependant, on sait qu'en fonction du nombre de traces analysées, les valeurs du facteur de corrélation fluctuent dans un intervalle plus ou moins grand. Ainsi, au plus le nombre de traces sera élevé, au plus l'intervalle des valeurs de corrélation sera faible et au plus ce sera facile de repérer la clé de chiffrement. En effet, si on observe les trois graphes ci-dessous, on peut remarquer que pour 10 traces, le coefficient de corrélation varie entre -0,66 et 0,73 ; pour 100 traces, le coefficient de corrélation varie entre -0,33 et 0,24 ; pour 1000 traces, le coefficient de corrélation varie entre -0,22 et 0,18. En observant ces 3 figures, on remarque que 10 traces ne suffisent pas à retrouver la valeur exacte de la clé secrète (indiquée à 125). Par contre, avec 100 traces et 1000 traces, la valeur du coefficient de corrélation maximum culmine à 0,54 et à 0,58 respectivement et permet de retrouver la bonne clé secrète utilisée pour le chiffrement (200).



**Figure 5.12 :** Coefficient de corrélation en fonction de la valeur de la clé lorsqu'on analyse **10** traces.



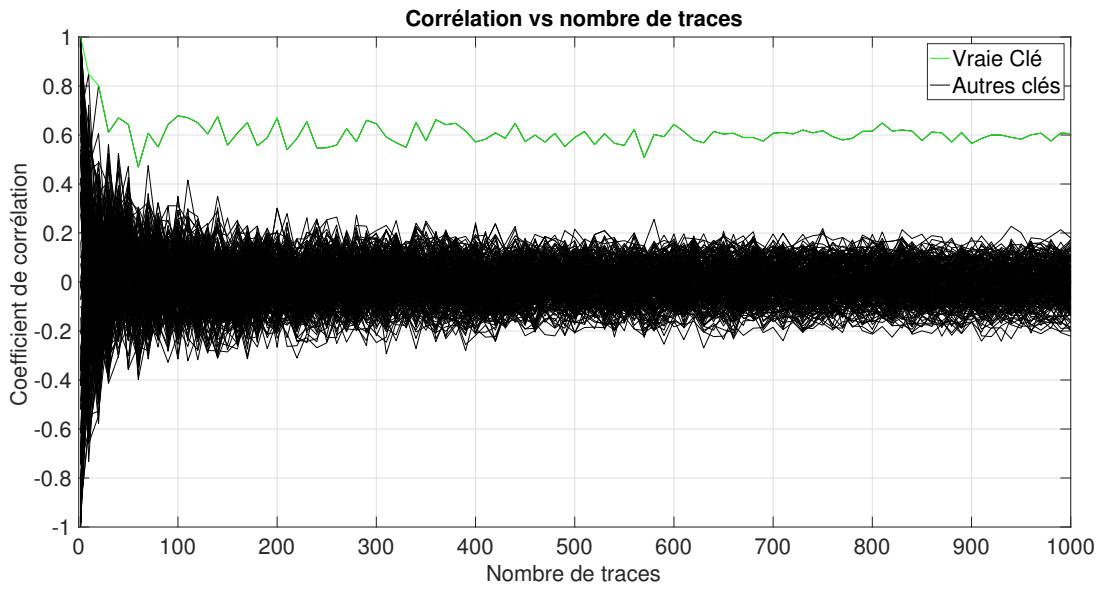
**Figure 5.13 :** Coefficient de corrélation en fonction de la valeur de la clé lorsqu'on analyse **100** traces.



**Figure 5.14 :** Coefficient de corrélation en fonction de la valeur de la clé lorsqu'on analyse **1000** traces.

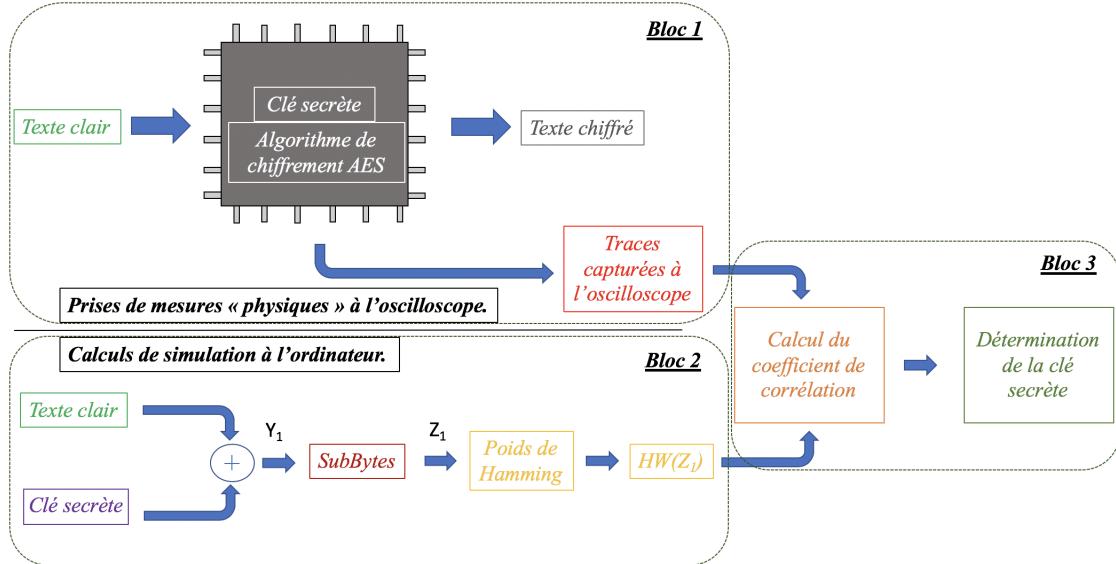
---

En général, pour montrer que l'augmentation du nombre de traces permet de trouver plus facilement la valeur de la clé secrète, on utilise un graphe comme celui présenté ci-dessous (figure 5.15).



**Figure 5.15 :** Graphe présentant la valeur du coefficient de corrélation en fonction du nombre de traces. Plus le nombre de traces est élevé, plus la valeur de la clé secrète employée pour le chiffrement des données se distingue des autres clés. La vraie clé est 200.

**Exercice 2 :** La figure 5.16 ci-dessous représente le schéma-bloc de l'exercice 2. Dans cet exercice, on confronte les mesures obtenues à l'oscilloscope avec le poids de Hamming calculé à partir des messages clairs et pour chaque valeur de clé. À noter que dans cet exercice, on opère toujours sur le premier octet de données et le premier octet de la clé.



**Figure 5.16 :** Schéma-bloc permettant de comprendre le principe de fonctionnement du deuxième exercice.

On distingue 3 grands blocs sur le schéma ci-dessus :

- Premièrement, la prise de mesures à l'oscilloscope. Cette prise de mesures nous fournit un ensemble de traces. Plus précisément, l'oscilloscope a enregistré N traces différentes.
- Deuxièmement, des calculs de simulation de la consommation de puissance à partir du modèle du *poids de Hamming*. Pour chaque texte clair envoyé et pour chaque clé possible, on va calculer le poids de Hamming du résultat obtenu en sortie de l'opération *SubBytes*. Ce bloc est identique à la figure 5.9.
- Troisièmement, le calcul du coefficient de corrélation. Cette corrélation est effectuée pour chaque trace capturée avec chaque résultat du poids de Hamming.

Voici les données dont nous disposons pour l'exercice :

- On connaît le nombre de traces (N) enregistrées à l'oscilloscope. Il y en a 2380.
- On connaît le nombre d'échantillons pris dans une seule trace, i.e le nombre de points présents dans une trace. Il y en a 16384.
- On connaît tous les textes clairs envoyés au device cryptographique en vue d'être chiffrés. On a donc 2380 textes clairs connus. Chaque texte possédant une taille de 128 bits, soit 16 octets. Néanmoins, comme précisé précédemment, on ne s'intéresse qu'au premier octet.
- On connaît toutes les traces mesurées à l'oscilloscope. 2380 traces ont été enregistrées. Chaque trace contient 16384 points (échantillons).

Les 4 figures suivantes permettent de mieux comprendre, en pratique, l'objectif de l'exercice :

1. L'annexe .6 présente les quatre premières traces, parmi les 2380, mesurées à l'oscilloscope.
2. L'annexe .7 présente les valeurs des coefficients de corrélation obtenues pour quatre clés possibles, à savoir les clés 128, 129, 130 et 131. Chaque valeur de corrélation est calculée pour chacun des 16384 points (échantillons) des 2380 traces.
3. L'annexe .8 présente en trois dimensions les valeurs des coefficients de corrélation obtenues pour les 256 valeurs de clé possibles. On remarque qu'il existe un coefficient de corrélation maximum, marqué par une étoile rouge sur la figure. Ce coefficient correspond à la clé 8 (en décimal). Cela signifie que le premier octet de la clé secrète vaut 8.

- 
4. L'annexe .9 présente les valeurs des coefficients de corrélation obtenues pour une valeur de clé correspondant à 8. Cette valeur présente le plus grand coefficient de corrélation et correspond donc au premier octet de la clé secrète. Le coefficient de corrélation maximum vaut effectivement 0,5099.

### 5.3.4 Contre-mesures

Une fois que les attaques par analyse de la consommation de puissance ont été reconnues comme fonctionnelles, certaines entreprises (comme les banques par exemple) se devaient de trouver des moyens de contrer ces attaques afin d'assurer la confidentialité des données sensibles qu'elles manipulaient. Par conséquent, une série de contre-mesures a été développée à partir du début du deuxième millénaire. Cette section a pour objectif de présenter ces contre-mesures.

Pour rappel, les attaques par analyse de la consommation de puissance étudient des traces dont l'allure dépend essentiellement de deux facteurs : les opérations exécutées et les données manipulées. Pour protéger un appareil cryptographique de telles attaques, il faut donc casser les relations entre la consommation de puissance et les données sensibles manipulées et entre la consommation de puissance et les opérations exécutées. Les contre-mesures existantes sont divisées en deux catégories différentes :

1. **Les contre-mesures de type *Hiding*** : Le principe des contre-mesures de type Hiding est de rendre la consommation de puissance du device cryptographique indépendante des opérations exécutées et des données manipulées. Pour ce faire, on verra (section 5.3.4) qu'il existe deux approches différentes possibles.
2. **Les contre-mesures de type *Masking*** : Le principe des contre-mesures de type Masking est de générer des valeurs intermédiaires aléatoires. Ainsi, on accepte que la consommation de puissance du device cryptographique dépende des données manipulées. Cependant, on modifie (on masque) ces valeurs intermédiaires afin de fausser les traces de puissance obtenues à l'oscilloscope. On va donc construire des devices cryptographiques dont la consommation de puissance est liée aux données manipulées mais ces données sont faussées (modifiées) volontairement.

Il faut noter que les traces de puissance sont en pratique caractérisées par des traces en tension (voir section 5.3.1). Ainsi, sur un graphe, une trace de puissance est représentée par une courbe indiquant la tension mesurée en fonction du temps. Les contre-mesures développées pour les attaques par analyse de la consommation de puissance ont donc pour objectif de modifier l'allure de ces traces de puissances afin de compliquer la tâche de l'attaquant. Il existe deux façons de modifier une trace de puissance :

- En agissant sur *l'amplitude* de la trace, on parlera *d'intensité du leakage*.
- En agissant sur *la position dans le temps* de la trace, on parlera *d'instant du leakage*.

Avant de détailler chacune des deux catégories de contre-mesures, rappelons la définition de rapport signal à bruit (SNR : *Signal to Noise Ratio* en anglais). Le rapport signal à bruit ou SNR est un indicateur de performance. Plus précisément, son objectif est de mesurer la qualité de la transmission d'une information. Sa formulation mathématique est reprise à l'équation (5.11). Elle peut également être exprimée en dB (5.12) :

$$SNR = \frac{P_{signal}}{P_{noise}} \quad (5.11) \quad SNR_{dB} = 10 \cdot \log_{10} \frac{P_{signal}}{P_{noise}} \quad (5.12)$$

Où :

- $SNR$  représente l'indicateur de performance de la transmission de l'information (sans unité/dB).
- $P_{signal}$  représente la puissance du signal (en Watt).
- $P_{noise}$  représente la puissance du bruit (en Watt).

Ainsi, le calcul du SNR permet d'évaluer si le signal de transmission que l'on étudie est fortement bruité ou non. Selon l'équation (5.11), cet indicateur SNR est d'autant plus élevé que la puissance du signal est élevée ou est d'autant plus élevé que la puissance du bruit est faible. Dans une transmission idéale, on désirera toujours un SNR très grand, signifiant que la trace obtenue représente majoritairement le signal et minoritairement le bruit (qui pour rappel est un élément parasite aléatoire).

Pour une trace de puissance, si le SNR d'une opération est élevé, cela signifie que la puissance du signal est plus élevée que la puissance du bruit, c'est-à-dire qu'il est plus facile de détecter des fuites d'information. Idéalement, il faut donc que le SNR soit proche de 0. De cette façon, le bruit recouvre tellement le signal qu'il est impossible de détecter du *leakage* (fuite). En pratique, cela peut être réalisé en diminuant la variance du signal vers 0 ou en augmentant la variance du bruit vers l'infini.

- Pour réduire la variance du signal, la consommation de puissance a besoin d'être exactement égale pour toutes les opérations exécutées et données manipulées. En pratique, cela se traduira par de petites valeurs de variances pour le signal.

- 
- Pour augmenter la variance du bruit, l'amplitude du bruit a besoin d'être augmentée de façon significative laissant croire à l'attaquant l'existence de commutations sur les cellules du device. En pratique, cela se traduira par de grandes valeurs de variances pour le bruit.

---

## Contre-mesures *Hiding*

Comme précisé ci-avant, le principe des contre-mesures de type Hiding est de rendre la consommation de puissance du device cryptographique indépendante des opérations exécutées et des données manipulées. De cette façon, deux approches sont possibles :

1. Faire en sorte que la consommation de puissance du device cryptographique soit **aléatoire**. Cela signifie qu'à chaque coup de clock, une certaine quantité aléatoire de puissance est consommée. Le but est donc de **modifier l'instant du leakage** ou bien de **modifier l'intensité du leakage** dans la trace de puissance.
  - *La modification de l'instant du leakage peut être réalisée par un désalignement des traces.* Cela va compliquer la tâche de l'attaquant. En effet, celui-ci doit, dans un premier temps, procéder à l'alignement de ses traces pour pouvoir les analyser correctement. Si celles-ci ne sont pas alignées, il ne pourra rien en tirer de concret. Ce désalignement des traces peut s'obtenir de différentes façons : utiliser des horloges de fréquences différentes, utiliser des interruptions aléatoires lors de l'exécution du programme, changer l'ordre des instructions, etc.
  - *La modification de l'intensité du leakage peut être réalisée par une modification du rapport signal à bruit.* Nous avons vu que pour modifier le SNR, il suffisait d'augmenter le bruit ou de diminuer le signal. Dans ce cas-ci, nous allons augmenter la variance du bruit. En effet, en ajoutant du bruit de façon indépendante à l'exécution de l'algorithme, on va diminuer le SNR, ce qui va avoir pour conséquence de diminuer le leakage d'une opération : L'attaquant aura dès lors plus de difficultés à retrouver la clé secrète. On peut, pour ce faire, utiliser un filtre afin de ne laisser passer que certaines composantes de puissance ou encore utiliser ce qu'on appelle des "*noise engines*", systèmes fonctionnant en parallèle du device cryptographique et ayant pour but de générer du bruit.
2. Faire en sorte que la consommation de puissance du device cryptographique soit **identique**. Cela signifie qu'à chaque coup de clock, une quantité égale de puissance est consommée pour toutes les opérations exécutées et pour toutes les données manipulées. Le but est donc de **modifier l'intensité du leakage**. Autrement dit, on souhaite uniformiser l'amplitude de la trace. *Pour ce faire, on va à nouveau modifier le rapport signal à bruit.* L'idéal étant d'avoir un SNR proche de 0, si on n'augmente pas la variance du bruit, la deuxième approche consiste à diminuer la variance du signal. Pour ce faire, on va modifier de façon physique les cellules CMOS. En effet, le but est de faire en sorte que chaque cellule logique consomme la même consommation de puissance pour toute opération demandée.

La figure 5.17 ci-dessous présente les possibilités de contre-mesures mises en oeuvre selon le type d'approche suivi tandis que l'annexe .10 reprend l'ensemble des contre-mesures de type hiding.

<i>Consommation de puissance équivalente</i>	<i>Consommation de puissance aléatoire</i>
<i>Intensité du leakage</i>	<i>Instant du leakage</i>
	<i>Intensité du leakage</i>

**Figure 5.17 :** Les contre-mesures de type hiding sont utilisées pour rendre aléatoire ou égale la consommation de puissance du device cryptographique.

Sur base de l'annexe .10, nous pouvons expliquer le principe de certains exemples de contre-mesures :

- Concernant la manipulation d'horloge, nous pouvons :
  - Ignorer certains coups de clock : ce qui aura pour effet de retarder l'exécution du prochain cycle, ce qui engendrera donc un désalignement des traces.
  - Changer aléatoirement la fréquence de clock : À l'aide d'un oscillateur et de nombres aléatoires, la fréquence d'horloge est changée à intervalles fréquents, provoquant des vitesses d'exécution différentes et par conséquent un désalignement des traces.
- Concernant les interruptions : on va générer aléatoirement certaines interruptions lors de l'exécution de l'algorithme, ce qui va *casser* (couper) les traces provoquant ainsi un désalignement.
- Concernant la manipulation d'instructions :

- 
- Le mélange des instructions : on va mélanger l'ordre des opérations (seules les opérations qui peuvent être déplacées ou interverties). Ainsi, pour AES par exemple, il est possible de réaliser l'opération de subBytes sur les 16 bytes de la matrice, dans n'importe quel ordre, sans nuire au déroulement de l'algorithme.
  - Les instructions inutiles : en insérant des opérations inutiles, on va injecter des quantités d'informations inutiles dans chaque trace. Cela provoquera un désalignement des traces.
  - Le choix des instructions : toutes les instructions ne "fuitent" pas la même quantité d'information sur les opérandes. Il pourrait être bon de choisir les instructions qui révèlent le moins d'informations utiles à un attaquant ou de remplacer certaines instructions par d'autres instructions équivalentes pour que la fuite d'information ne soit pas toujours la même.
  - Concernant la diminution du SNR :
    - On peut diminuer le SNR en augmentant la variance du bruit à l'aide de *noise engines*. Il s'agit de composants hardware qui travaillent en parallèle à l'exécution cryptographique. Autrement dit, ces composants hardware vont générer du bruit, ce qui va avoir pour conséquence de diminuer le SNR. En effet, la consommation mesurée sera la somme de la consommation de l'exécution de l'algorithme cryptographique et des composants hardware.
    - On peut diminuer le SNR en diminuant la variance du signal. En pratique, il existe deux possibilités pour diminuer la variance du signal :
      - Une première approche pourrait concerner la cellule logique CMOS en elle-même. On sait (section 5.3.2) que la consommation de puissance totale d'un device cryptographique est la somme des puissances consommées par chaque cellule. Ainsi, si chaque cellule consomme une puissance constante, la puissance totale est constante. Il faut donc construire des cellules qui consomment des quantités de puissance constantes.
      - Une seconde approche plus complexe concerne le filtrage. Il s'agit de filtrer la puissance consommée par le device cryptographique. Le but est alors de supprimer, via ce filtre, toutes les composantes de la trace de puissance qui dépendent des données manipulées et des opérations exécutées.

### Contre-mesures *Masking*

Le principe des contre-mesures de type masking est de générer des valeurs intermédiaires aléatoires. Autrement dit, lors de l'exécution d'un algorithme, différentes opérations sont exécutées conduisant à différentes valeurs intermédiaires calculées. Si aucune protection n'est mise en place, la consommation de puissance du device cryptographique dépendra des données intermédiaires qui sont manipulées par le device cryptographique (par l'algorithme précisément). L'attaquant peut alors potentiellement retrouver la clé secrète en analysant la consommation de puissance du device cryptographique. Par contre, si chaque valeur intermédiaire est dissimulée sous une nouvelle valeur intermédiaire aléatoire dite **masquée**, alors l'attaquant pourra toujours analyser la consommation de puissance, les traces qu'il obtiendra fourniront des informations faussées (par le masque). En d'autres mots, ce type de contre-mesure accepte que la consommation de puissance du device cryptographique dépend des données manipulées et des opérations exécutées. Cependant, on va modifier les valeurs intermédiaires de façon aléatoire pour que les traces mesurées à l'oscilloscope n'aient plus de sens. Un avantage de cette approche est qu'elle peut être implémentée au niveau de l'algorithme, c'est-à-dire sans changer les caractéristiques de consommation de puissance du device cryptographique (ce qui est plus complexe) comme c'est le cas pour les contre-mesures de type *Hiding*.

Définition du masque : Une valeur intermédiaire masquée  $v_m$  est une valeur intermédiaire  $v$  cachée par une valeur aléatoire  $m$ . On obtient donc la relation suivante (5.13) :

$$v_m = v * m \tag{5.13}$$

Ne connaissant pas la valeur aléatoire  $m$ , l'attaquant ne peut pas retrouver la valeur intermédiaire  $v$ . Ainsi, la consommation de puissance du device cryptographique dépend des valeurs intermédiaires masquées  $v_m$  qui ne fournissent aucune information sur les valeurs intermédiaires  $v$ . Autrement dit, un masque cache les valeurs intermédiaires et il n'est donc plus possible de retrouver la clé de chiffrement. Bien évidemment, les masques ont besoin d'être supprimés à la fin des opérations algorithmiques afin d'obtenir *in fine* le *vrai* message chiffré.

---

L'opération  $*$  (dans (5.13)) représente le type d'opération réalisé pour appliquer le masque (sur les valeurs intermédiaires). Il peut s'agir d'une fonction booléenne ou d'une fonction arithmétique. Ainsi, on définit :

1. ***Un masque booléen*** : l'opération  $*$  est alors remplacée par la fonction booléenne XOR ( $\oplus$ ). Dans ce cas, le masque devient :  $v_m = v \oplus m$ .
2. ***Un masque arithmétique*** : l'opération  $*$  est alors remplacée par une addition modulaire ( $+$ ) ou par une multiplication modulaire ( $\times$ ). Dans ce cas, le masque devient :  $v_m = v + m \text{ (mod } n\text{)}$  ou  $v_m = v \times m \text{ (mod } n\text{)}$  où *modulo n* est défini en fonction de l'algorithme de chiffrement.

## Contre-mesures *Faking*

Après diverses recherches sur *Internet*, j'ai constaté qu'un nouveau type de contre-mesure a vu le jour : les contre-mesures de type ***Faking***. Les articles définissant ce type de contre-mesure ont été rédigés fin 2016 au plus tôt, il s'agit donc d'une contre-mesure assez récente. Cette contre-mesure s'appuie sur une partie du concept de contre-mesure par *Masking*.

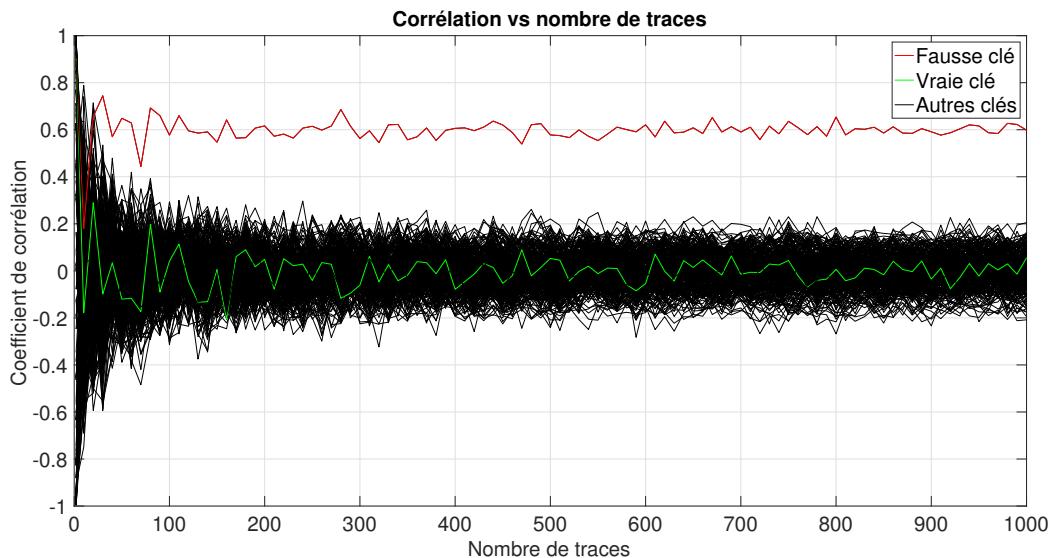
L'objectif de la contre-mesure est le suivant : Dès le départ, on va venir masquer la vraie valeur de clé ( $Key_{Real}$ ) en réalisant un XOR avec un masque ( $Key_{Mask}$ ) produisant ainsi une fausse clé ( $Key_{Fake}$ ). On a donc la relation (5.14) :

$$Key_{Fake} = Key_{Real} \oplus Key_{Mask} \quad (5.14)$$

À partir de cette fausse clé, on va exécuter l'algorithme AES de façon normale (tel que décrit à la section ??) : C'est-à-dire qu'on va tout d'abord appliquer l'opération *KeySchedule* générant ainsi d'autres fausses clés et ensuite on va exécuter les quatre opérations élémentaires (*AddRoundKey*, *SubBytes*, *ShiftRows*, *MixColumns*) afin de chiffrer les données. On constate ainsi que c'est la fausse clé qui est utilisée pour chiffrer les données et non la vraie clé. De cette manière, si un attaquant opère une attaque de type CPA (ou autre), en supposant qu'il ne connaisse pas la valeur du masque ( $Key_{Mask}$ ) appliqué sur la vraie clé, il sera capable de retrouver une valeur de clé cependant, il s'agira de la fausse clé générée au départ. En conclusion, l'attaquant ne pourra, à partir de la fausse clé, déchiffrer les données.

Dans les contre-mesures de type *Masking*, lorsqu'on applique un masque sur les données intermédiaires, il faut ensuite le retirer de façon à obtenir *in fine* le *vrai* texte chiffré. Pour le cas des contre-mesures de type *Faking*, le principe est identique. Pour ce faire, on va utiliser un co-processeur dont le rôle est d'annuler l'emploi du masque afin d'obtenir les vraies données intermédiaires à chaque fin de round et donc *in fine* les vraies données chiffrées. L'annexe .11 présente le principe de fonctionnement d'une contre-mesure de type Faking. On y retrouve les opérations élémentaires de l'algorithme AES (*AddRoundKey*, *SubBytes*, *ShiftRows*, *MixColumns*) ainsi que deux opérations spéciales exécutées par le co-processeur (*SubBytesTrans*, *MixCol*). *SubBytesTrans* est définie de façon à annuler l'utilisation de la fausse clé sur les données alors que *MixCol* réalise la même opération que *MixColumns*.

À l'aide de MATLAB, j'ai réalisé une simulation dans laquelle le device cryptographique est protégé par une contre-mesure de type *Faking*. Ensuite, j'ai simulé une attaque de type CPA sur ce device. Le résultat, observable à la figure 5.18, montre clairement qu'un attaquant est capable de retrouver la clé de chiffrement. Néanmoins, il s'agit de la fausse clé ! La vraie clé quant à elle ne laisse fuiter aucune information !



**Figure 5.18 :** On voit qu'au plus le nombre de traces augmente au plus une clé se distingue des 255 autres. Il s'agit de la fausse clé (en rouge). La vraie clé (en vert) ne laisse fuiter aucune information.

## 5.4 Conclusion

Nous vivons dans une société de consommation où les technologies évoluent sans cesse. Il y a 40 ans, la gestion des signaux relevait de la science-fiction. Il y a 25 ans, les GSM constituaient une innovation majeure. Aujourd’hui, tout le monde se demande comment il était possible de vivre à cette époque sans toutes ces nouvelles technologies ! Le sujet qu’il m’a été proposé d’étudier durant ces 6 semaines de stage en immersion fut, à première vue, aussi complexe qu’inconnu. En effet, ce sujet, les attaques par canaux cachés, est encore assez méconnu à ce jour dans le domaine de l’ingénierie. Tenter d’expliquer à quiconque qu’il est possible de subtiliser des données sensibles précautionneusement chiffrées par divers algorithmes, à partir de moyens simples (oscilloscope, ordinateurs, ...) et de calculs élémentaires, semble au premier abord, difficilement concevable.

Depuis ces découvertes à la fin des années 90, la sécurité matérielle a pris une tournure particulière pour les grandes industries telles que Thales. C’est désormais sur un nouvel axe de recherche, s’écartant des sentiers traditionnels, que se porte la problématique de protection de données sensibles. Imaginez qu’un algorithme utilisé pour chiffrer des données bancaires puisse être cassé par simple application d’une attaque par canaux cachés ? Il n’est donc pas anormal de voir certaines industries développer leurs propres contre-mesures pour s’affranchir contre ce type d’attaque. Certes, avant de développer des contre-mesures, il est nécessaire, dans un premier temps, de bien comprendre les fondements des attaques par canaux cachés. Certes, la compréhension des notions théoriques et leurs mises en pratique est une tâche ardue qui nécessite la compréhension et l’intégration de concepts très spécifiques. Néanmoins, je suis convaincu que ce type d’attaque va, au fil des années, devenir une piste d’enseignement sérieuse et nécessaire aux futurs ingénieurs en électronique.

À titre personnel, je tire un bilan très positif de ce stage d’immersion. Il fut très enrichissant. Ces 6 semaines de stage sont passées à la vitesse de l’éclair : plongeant à certains moments dans les articles scientifiques et livres de références rédigés sur le sujet ; à d’autres dans les simulations MATLAB afin de mieux assimiler les concepts ; ou encore à discuter avec les étudiants stagiaires afin de partager notre expérience de stage. 6 semaines, c’est assez court mais déjà suffisant pour une première introduction sur les attaques par canaux cachés et les contre-mesures qu’il est possible d’implémenter. L’ensemble des objectifs fixés avant le début de stage (énoncés à la section ??) a pu être traité et atteint. Étant désormais convaincu de la puissance de ce type d’attaque, développer des contre-mesures me paraît constituer un challenge intéressant et très utile dans le cadre de la protection des données sensibles. Je vais donc désormais pouvoir m’attaquer à la phase suivante, consécutive à ce stage, mon Travail de Fin d’Étude. Ce TFE consistera à développer une contre-mesure contre les attaques par canaux cachés.

## Crédits

- Figure ?? provenant du site internet : <http://monipag.com/victoria-petitier/wp-content/uploads/sites/1363/Thales-Group-1.png>
- Figure 5.6 provenant du site internet : <https://hal.archives-ouvertes.fr/hal-00753215/document>
- Annexe .2 provenant du site internet de J.M. Dutertre "*Synthèse AES 128*" : [https://www.emse.fr/~dutertre/documents/synth\\_AES128.pdf](https://www.emse.fr/~dutertre/documents/synth_AES128.pdf)
- Annexe .11 provenant du site internet UPCCommons "*Faking Countermeasure Against Side-Channel Attacks*" : [https://upcommons.upc.edu/bitstream/handle/2117/112973/Advances\\_in\\_Microelectronics\\_V\\_1\\_chapter19.pdf?sequence=1](https://upcommons.upc.edu/bitstream/handle/2117/112973/Advances_in_Microelectronics_V_1_chapter19.pdf?sequence=1)

# Bibliographie

- [1] Thomas Popp Stefan Mangard, Elisabeth Oswald. *Power Analysis Attacks*. Springer, 2007.
- [2] Sri Parameswaran Jude Ambrose, Alexandar Ignjatovic. *Power Analysis Side Channel Attacks*. VDM Verlag Dr. Müller, 2010.
- [3] Eric Peeters. *Advanced DPA Theory and Practise*. Springer, Septembre 2012.
- [4] J.M. Dutertre. *Synthèse AES 128*. [https://www.emse.fr/~dutertre/documents/synth\\_AES128.pdf](https://www.emse.fr/~dutertre/documents/synth_AES128.pdf), 2011.
- [5] Lilian BOSSUET. *Approche didactique pour l'enseignement de l'attaque DPA ciblant l'algorithme de chiffrement AES*. <https://hal.archives-ouvertes.fr/hal-00753215/document>, 25 Octobre 2012.
- [6] Stephane Fernandes Medeiros. *Attaques par canaux auxiliaires : nouvelles attaques, contre-mesures et mises en oeuvre*. <https://dipot.ulb.ac.be/dspace/bitstream/.../12a25345-b54f-4169-9c32-e7d2cce5af65.txt>, 2017.
- [7] François Durvaux and François-Xavier Standaert. From improved leakage detection to the detection of points of interests in leakage traces. Cryptology ePrint Archive, Report 2015/536, 2015. <https://eprint.iacr.org/2015/536>.
- [8] Francois Durvaux Francois-Xavier Standaert A. Adam Ding, Liwei Zhang and Yunsi Fei. Towards sound and optimal leakage detection procedure. In the proceedings of CARDIS 2017, Lecture Notes in Computer Science, November 2017. <https://perso.uclouvain.be/fstandae/PUBLIS/196.pdf>.
- [9] MICHAL VARCHOLA MAREK REPKA, JOZEF TOMECEK. Correlation hamming distance power analysis of 16-bit integer multiplier in fpga. <http://www.wseas.us/e-library/conferences/2014/Istanbul/TELEDU/TELEDU-06.pdf>, 2014.
- [10] Mariano López-García Rubén Lumbiarres-López and Enrique Cantó-Navarro. Faking countermeasure against side-channel attacks. [https://upcommons.upc.edu/bitstream/handle/2117/112973/Advances\\_in\\_Microelectronics\\_V\\_1\\_chapter19.pdf;jsessionid=62B833C8C8C140B9EE46F0279D3E0B61?sequence=1](https://upcommons.upc.edu/bitstream/handle/2117/112973/Advances_in_Microelectronics_V_1_chapter19.pdf;jsessionid=62B833C8C8C140B9EE46F0279D3E0B61?sequence=1), Décembre 2017.
- [11] Douglas Carson Owen Lo, William J. Buchanan. Power analysis attacks on the aes-128 s-box using differential power analysis (dpa) and correlation power analysis (cpa). <https://www.tandfonline.com/doi/pdf/10.1080/23742917.2016.1231523>, Septembre 2016.
- [12] Mohsen Machhou Rached Tourki Hassen Mestiri, Noura Benhadjyoussef. A comparative study of power consumption models for cpa attack. <http://www.mecs-press.net/ijcnis/ijcnis-v5-n3/IJCNIS-V5-N3-3.pdf>, 2013.
- [13] Correlation power analysis. [https://wiki.newae.com/Correlation\\_Power\\_Analysis](https://wiki.newae.com/Correlation_Power_Analysis).
- [14] Abdelaziz Elaabid. *Attaques par canaux cachés : expérimentations avancées sur les attaques template*. <https://tel.archives-ouvertes.fr/tel-00937136/document>, 2014.
- [15] 6.1.2 *Distance de Hamming et poids d'un mot de code*. [https://icwww.epfl.ch/~chappeli/it/courseFR/I2subsec\\_Hdist.php](https://icwww.epfl.ch/~chappeli/it/courseFR/I2subsec_Hdist.php).
- [16] Jean-Philippe Muller. *Le bruit dans les systèmes électroniques*. <http://www.ta-formation.com/acrobat-cours/bruit.pdf>, Juillet 2002.

- [17] Renaud Dumont. *Cryptographie et Sécurité informatique INFO0045-2*. <http://www.montefiore.ulg.ac.be/~dumont/pdf/crypto09-10.pdf>, 2010.
- [18] Thales Group. *Historique*. <https://www.thalesgroup.com/fr/global/groupe/historique>, 2018.
- [19] Thales. *Wikipedia*. <http://fr.wikipedia.org/w/index.php?title=Thales&action=history>, Octobre 2018.

---

## Liste des annexes

- Annexe .1 : Code algorithme AES-128 - Ordre d'exécution des opérations.
- Annexe .2 : Sbox - Table de substitution.
- Annexe .3 : Opération *KeySchedule*.
- Annexe .4 : Principe de fonctionnement d'une attaque CPA.
- Annexe .5 : Représentation des traces de puissance prises à l'oscilloscope.
- Annexe .6 : Traces.
- Annexe .7 : Corrélation pour les clés 1 à 4.
- Annexe .8 : Corrélations 3D.
- Annexe .9 : Corrélation pour la clé 8.
- Annexe .10 : Contre-mesures *Hiding*.
- Annexe .11 : Contre-mesure *Faking*.
- Annexe .12 : Lettre de motivation.
- Annexe .13 : Certificat de stage.

## .1 Code algorithme AES-128 - Ordre d'exécution des opérations.

```
Require : STATE, Key
Ensure : STATE

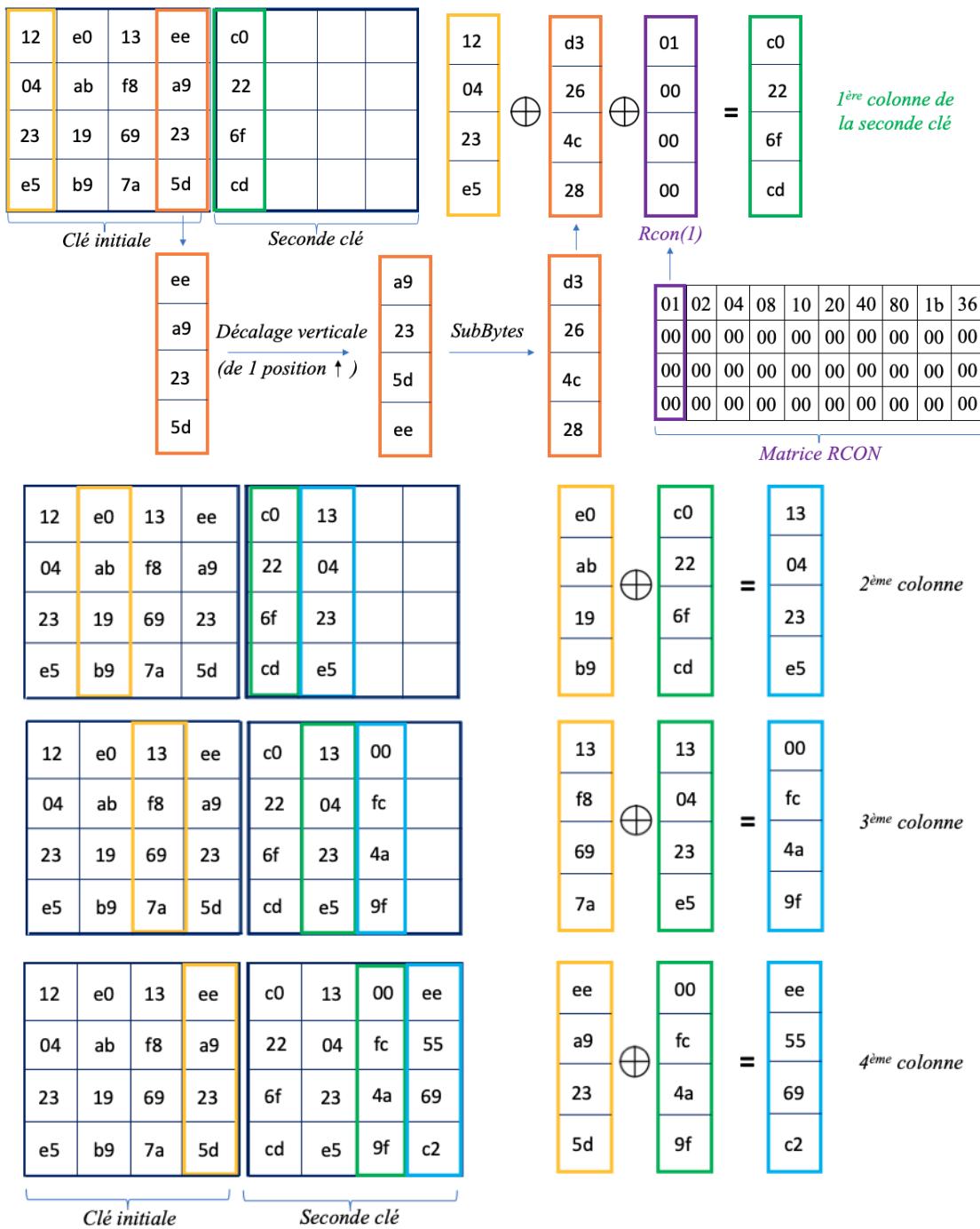
KeySchedule (Key)
AddRoundKey (STATE, ExpandedKey [ 0 ])
for i=1 < 10 do
    SubBytes (STATE)
    ShiftRows (STATE)
    MixColumns (STATE)
    AddRoundKey (STATE, ExpandedKey [ i ])
    i = i + 1
end for
SubBytes (STATE)
ShiftRows (STATE)
AddRoundKey (STATE, ExpandedKey [ 10 ])
```

## .2 Sbox - Table de substitution

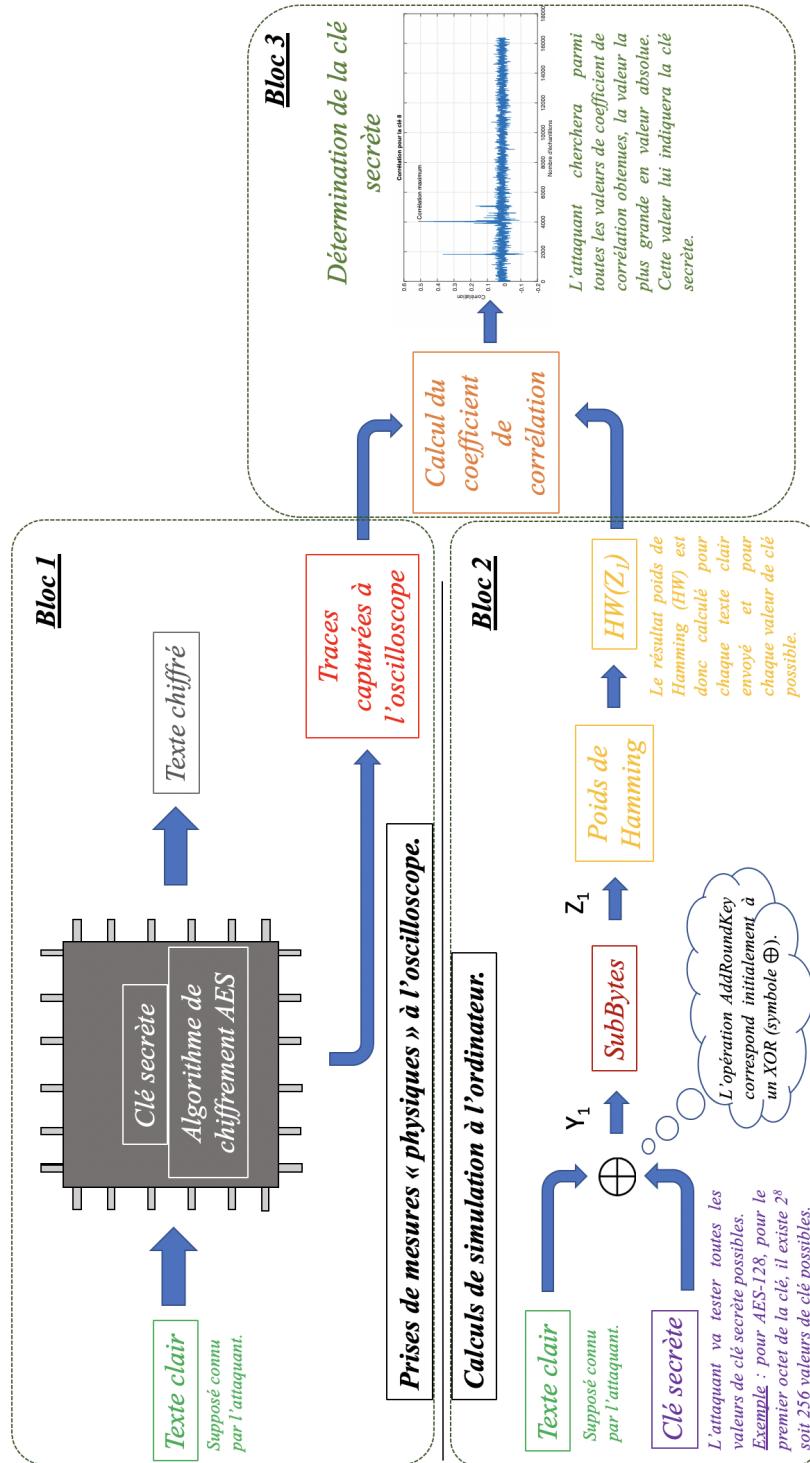
		y															
		0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	a	b	c	d	e	f
x	0	63	7c	77	7b	f2	6b	6f	c5	30	01	67	2b	fe	d7	ab	76
	1	ca	82	c9	7d	fa	59	47	f0	ad	d4	a2	af	9c	a4	72	c0
	2	b7	fd	93	26	36	3f	f7	cc	34	a5	e5	f1	71	d8	31	15
	3	04	c7	23	c3	18	96	05	9a	07	12	80	e2	eb	27	b2	75
	4	09	83	2c	1a	1b	6e	5a	a0	52	3b	d6	b3	29	e3	2f	84
	5	53	d1	00	ed	20	fc	b1	5b	6a	cb	be	39	4a	4c	58	cf
	6	d0	ef	aa	fb	43	4d	33	85	45	f9	02	7f	50	3c	9f	a8
	7	51	a3	40	8f	92	9d	38	f5	bc	b6	da	21	10	ff	f3	d2
	8	cd	0c	13	ec	5f	97	44	17	c4	a7	7e	3d	64	5d	19	73
	9	60	81	4f	dc	22	2a	90	88	46	ee	b8	14	de	5e	0b	db
	a	e0	32	3a	0a	49	06	24	5c	c2	d3	ac	62	91	95	e4	79
	b	e7	c8	37	6d	8d	d5	4e	a9	6c	56	f4	ea	65	7a	ae	08
	c	ba	78	25	2e	1c	a6	b4	c6	e8	dd	74	1f	4b	bd	8b	8a
	d	70	3e	b5	66	48	03	f6	0e	61	35	57	b9	86	c1	1d	9e
	e	e1	f8	98	11	69	d9	8e	94	9b	1e	87	e9	ce	55	28	df
	f	8c	a1	89	0d	bf	e6	42	68	41	99	2d	0f	b0	54	bb	16

**Figure 19 :** La Sbox représente une table de substitution utilisée pour l'opération non-linéaire SubBytes de l'algorithme AES. À chaque donnée hexadécimale d'entrée correspond une donnée hexadécimale de sortie.

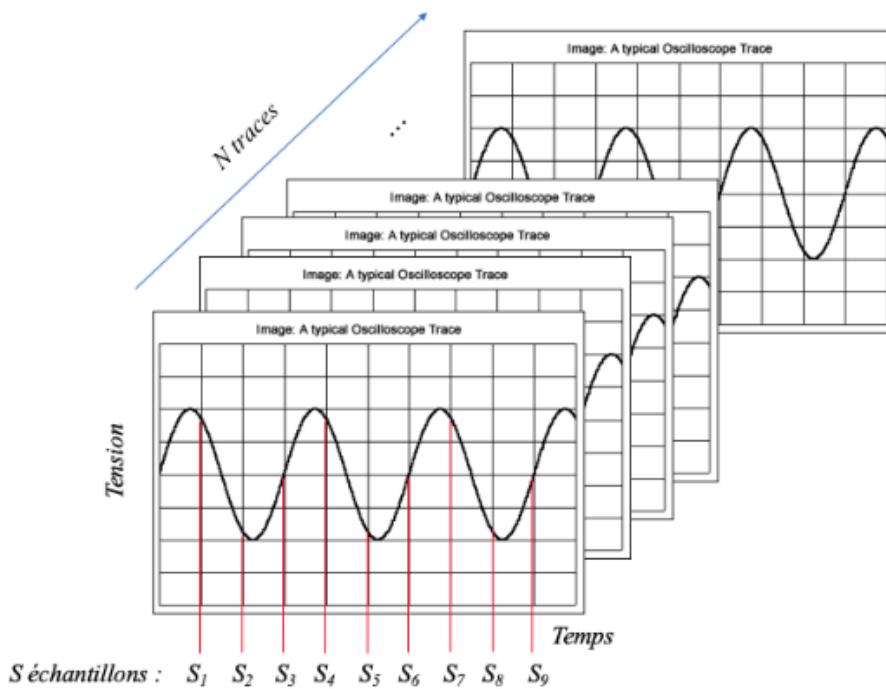
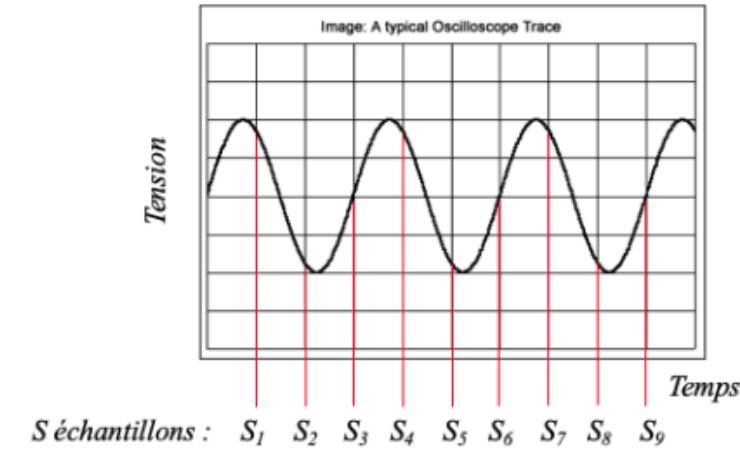
### .3 Opération *KeySchedule*

**Figure 20 :** Principe de fonctionnement de l'opération *KeySchedule*.

#### .4 Principe de fonctionnement d'une attaque CPA.

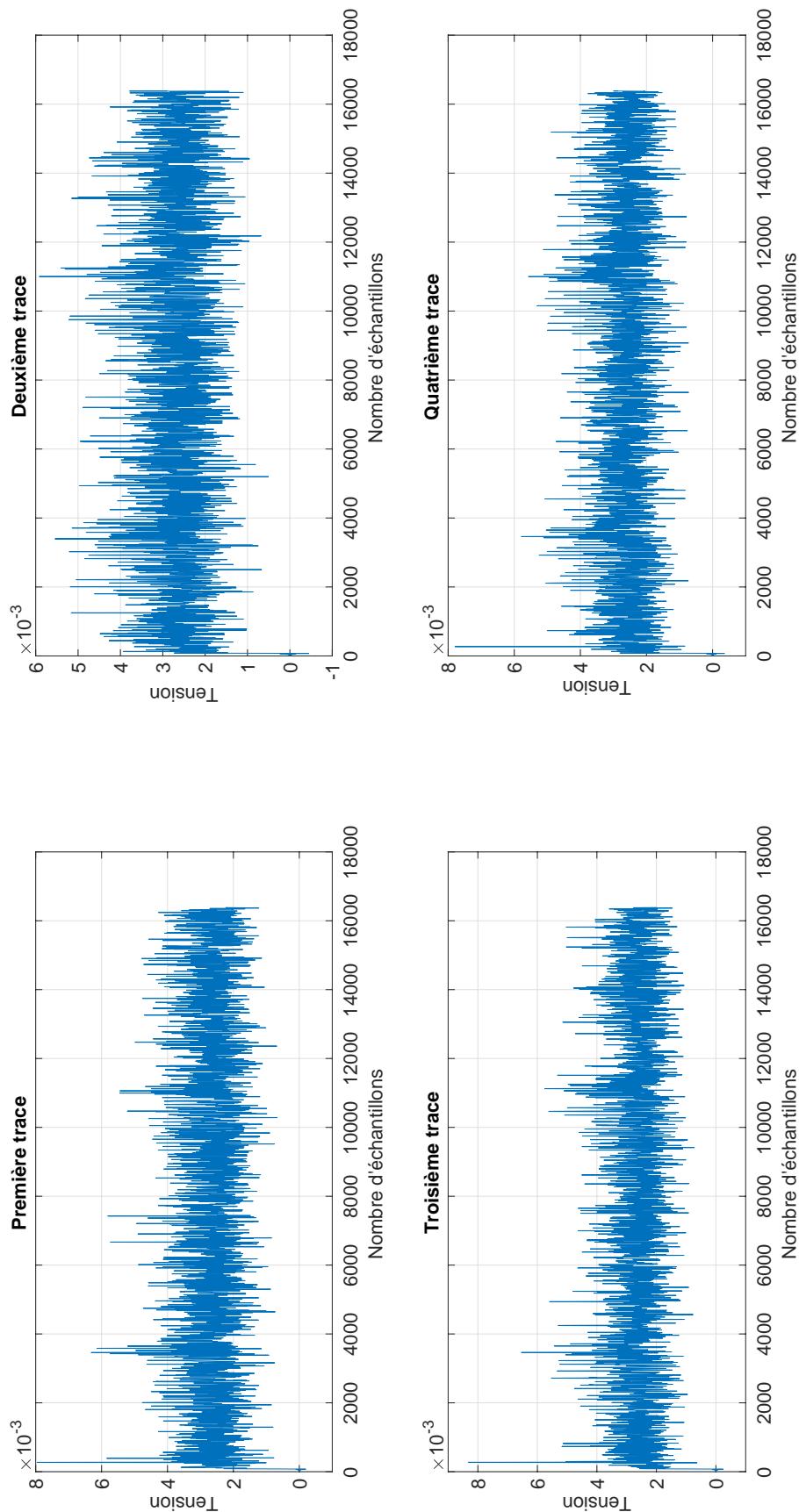


.5 Représentation des traces de puissance prises à l'oscilloscope.

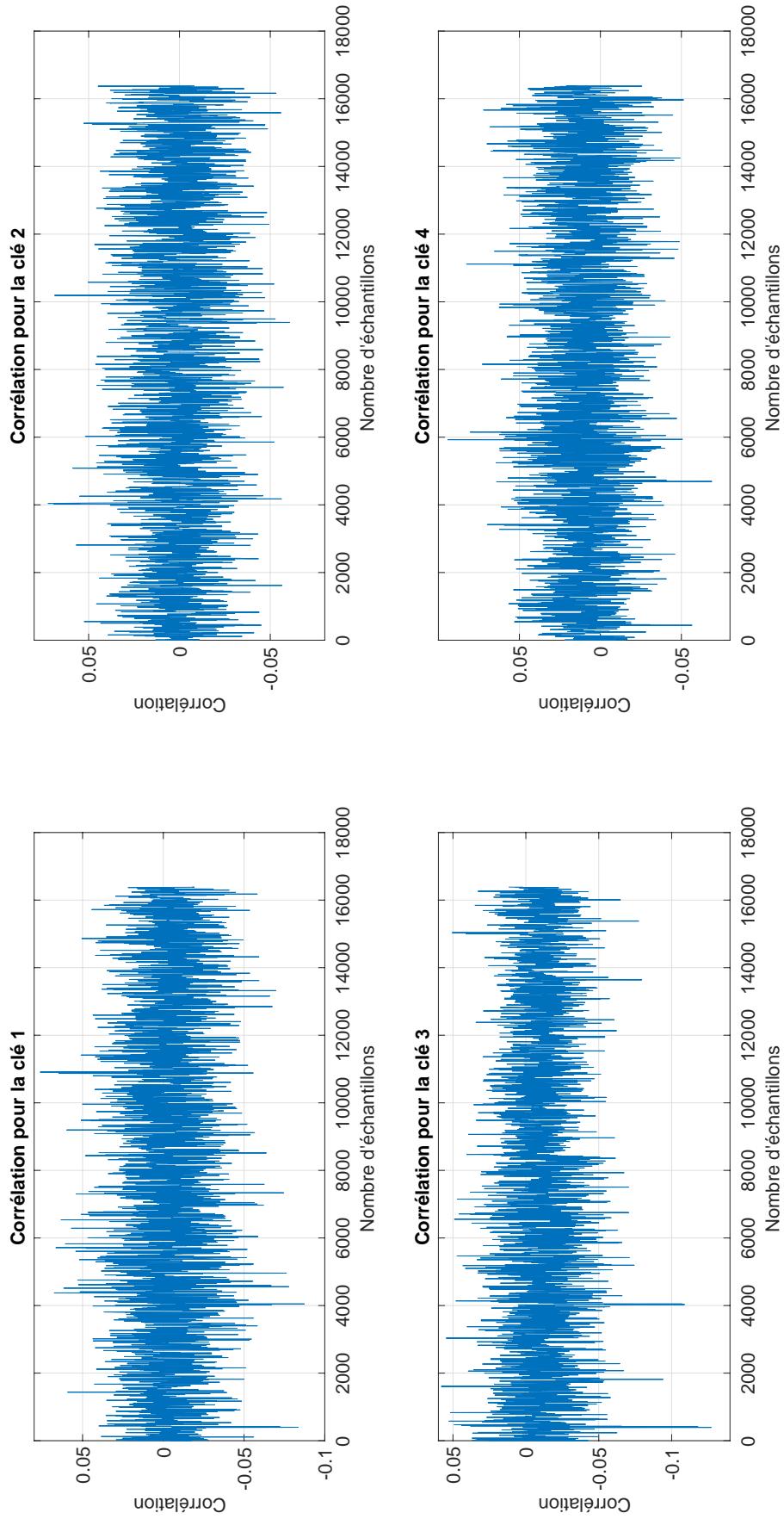


**Figure 21 :** La figure du haut représente une trace de puissance (i.e 1 plaintext utilisé) dans laquelle on retrouve 9 échantillons. La figure du bas représente N traces de puissance dans lesquelles on retrouve également 9 échantillons. En pratique, le nombre d'échantillons dans une trace de puissance est beaucoup plus élevé (de l'ordre de 10000) et sera noté par la lettre S (pour *Sampling*).

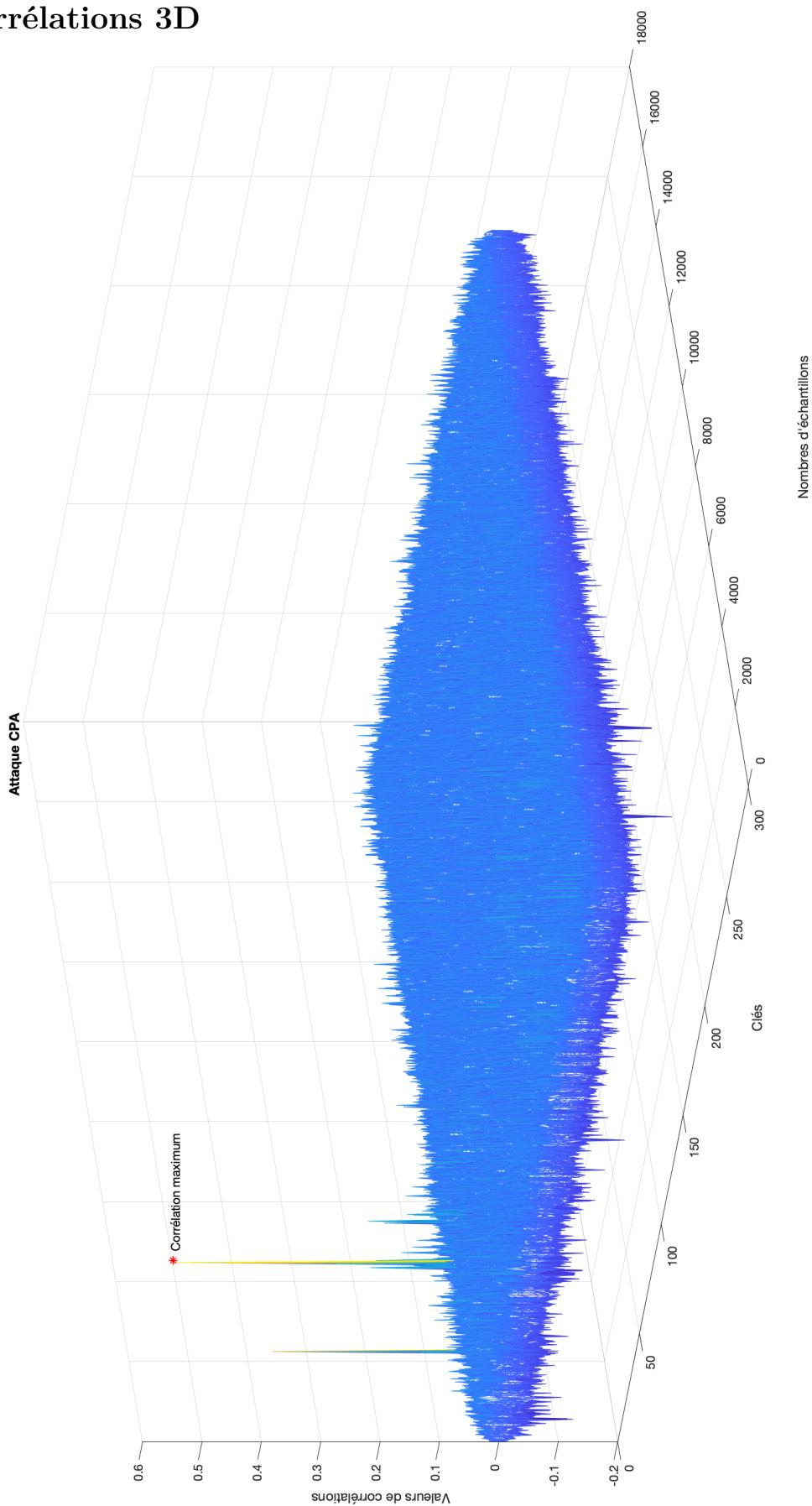
## .6 Traces



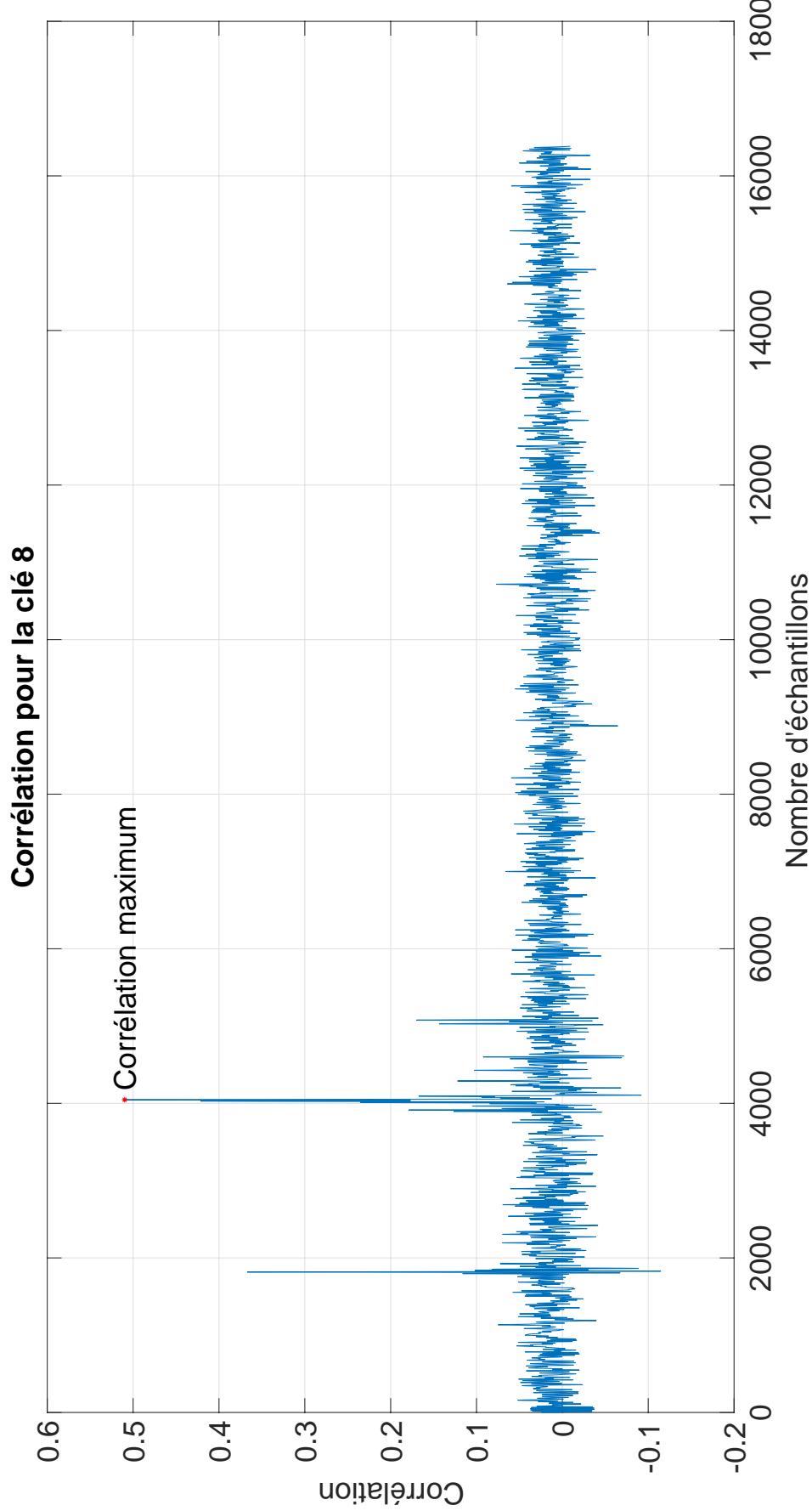
## .7 Corrélation pour les clés 1 à 4



## .8 Corrélations 3D



## .9 Corrélation pour la clé 8



## .10 Contre-mesures *Hiding*

## .11 Contre-mesure *Faking*

## 12 Lettre de motivation

Anizet Thomas  
 Rue Henri Loriaux, n°38  
 6210 Frasnes-Lez-Gosselies  
 Belgique  
 +32 476 62 69 90  
[thomas.anizet@hotmail.com](mailto:thomas.anizet@hotmail.com)

Thales Communication  
 Rue des Frères Taymans, 28  
 1480 Tubize

Les Bons Villers, le 27 Avril 2018

OBJET : LETTRE DE MOTIVATION  
 DOSSIER DE STAGE D'INSERTION PROFESSIONNELLE  
 DOSSIER DE TRAVAIL DE FIN D'ÉTUDE (TFE)

Monsieur Dardenne,

Candidat "Officier de carrière" à l'École Royale Militaire, je suis actuellement ma formation académique à l'École Centrale des Arts et Métiers (ECAM) en option électronique.

Durant notre 2<sup>ème</sup> année de Master, les étudiants doivent réaliser dans un premier temps un stage d'insertion professionnelle en entreprise d'une durée de 30 jours (Septembre – Novembre 2018). Ce stage consiste en l'étude d'une organisation entrepreneuriale avec son management, son contexte social, son insertion économique, ses aspects techniques et ses produits. Il se veut également participatif en nous encourageant à se consacrer de manière autonome et active à un projet industriel.

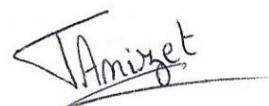
Par la suite, durant le second semestre (Février - Juin 2019), il est prévu que les élèves consacrent 2 jours de leur semaine à la réalisation de leur « Travail de Fin d'Étude » (TFE). Il est généralement convenu qu'une entreprise propose à un étudiant un sujet de TFE basé sur le stage préalablement suivi. Le stage peut donc servir d'objectif intermédiaire à atteindre avant de poursuivre le projet dans le cadre du TFE.

Ayant réalisé mon stage de 3<sup>ème</sup> Bachelor chez AIRBUS DS SLC, j'aimerais découvrir une nouvelle entreprise travaillant dans les télécommunications. C'est pourquoi, je suis fortement intéressé de réaliser mon stage d'insertion professionnelle ainsi que mon TFE chez Thales afin d'en apprendre davantage sur la société mais aussi afin d'approfondir mes connaissances dans les télécommunications.

Vous trouverez ci-joint mon CV.

Je me tiens à votre entière disposition pour tout renseignement supplémentaire.

Dans l'attente d'une réponse favorable à ma demande, je vous prie d'agréer, Monsieur Dardenne, mes respectueuses salutations.



Thomas Anizet

## .13 Certificat de stage



**THALES BELGIUM**  
**Rue en Bois 63**  
**4040 HERSTAL**  
**Belgium**  
**Tel. : +32 (0) 4 248 20 77**  
**Fax : +32 (0) 4 248 25 10**  
[www.thalesgroup.com](http://www.thalesgroup.com)

### CERTIFICAT DE STAGE

Je soussigné, Alain QUEVRIN, en qualité de Chief Executive Officer, atteste par la présente que Thomas Anizet , né à Nivelles (Belgique), le 30 Avril 1996, et domicilié à Rue Henri Loriaux n°38, 6210 Les Bons Villers, a effectué un stage dans notre entreprise du 17 Septembre 2018 au 26 Octobre 2018.

Fait à Tubize, le 26 Octobre 2018.

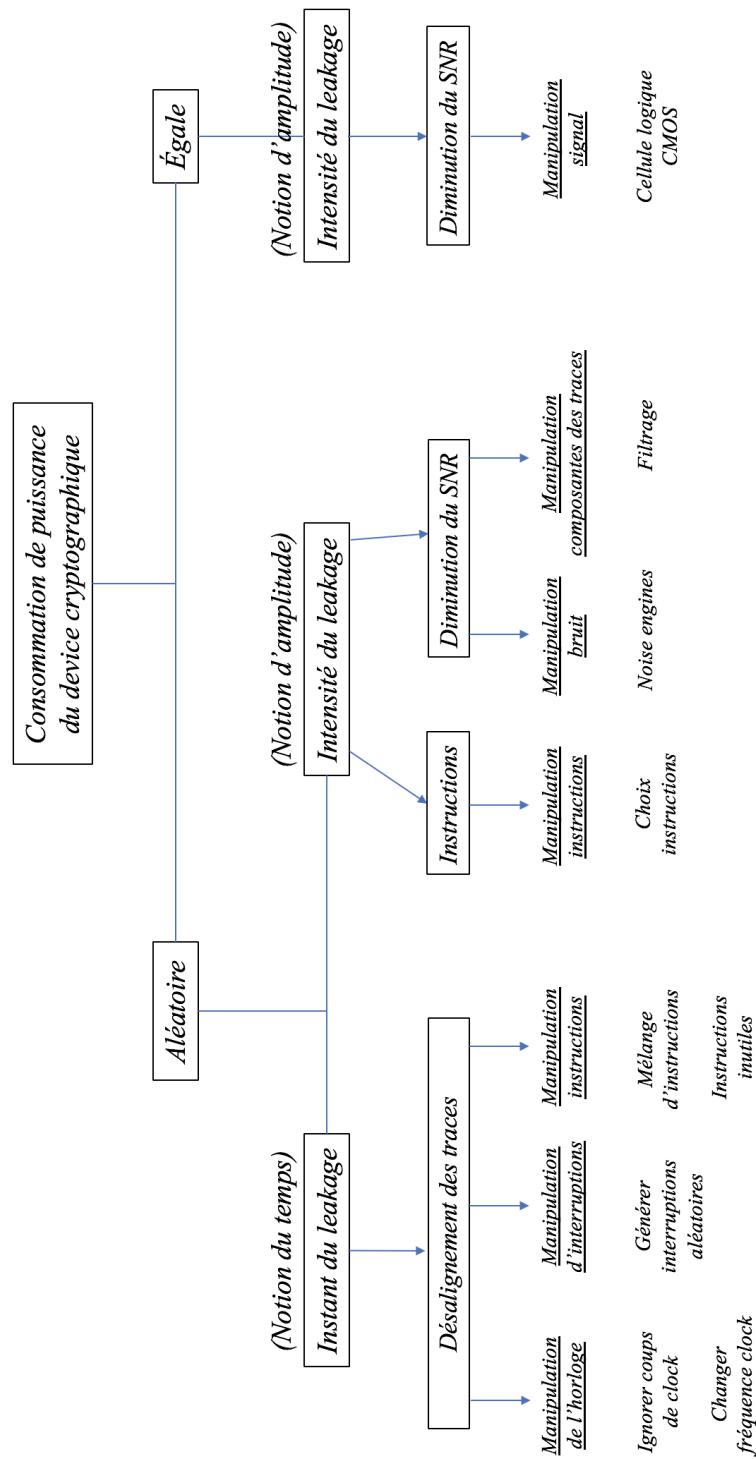
Alain QUEVRIN

CEO

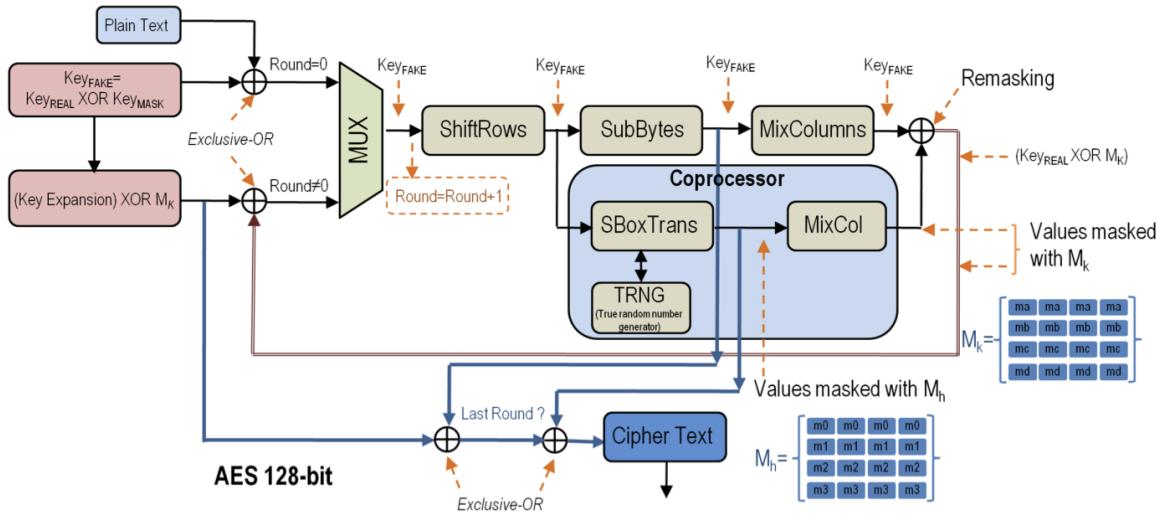
(po. Alain Quevrin)

Cachet de l'entreprise

**THALES Belgium**  
**Rue en Bois 63**  
**4040 Herstal**



**Figure 22 :** Ce schéma présente les différentes sortes de contre-mesures de type hiding.



**Figure 23 :** Ce schéma-bloc présente le principe de fonctionnement de la contre-mesure de type Faking. On remarque que la clé manipulée par l'algorithme AES (pour chaque round exécuté) est une fausse clé ( $Key_{Fake}$ ), obtenue en dissimulant la vraie clé ( $K_{Real}$ ) sous un masque ( $Key_{Mask}$ ).