

# Analyse automatisée d'une bibliothèque cryptographique

---

*Détection de failles par canal auxiliaire par analyse statique et symbolique*

## Mémoire de fin d'étude

*Master Sciences et Technologies,  
Mention Informatique,  
Parcours Cryptologie et Sécurité Informatique.*

### Auteur

Florian Duzes <florian.duzes@u-bordeaux.fr>

### Superviseur

Emmanuel Fleury <emmanuel.fleury@u-bordeaux.fr>

### Tuteurs

Aymeric Fromherz <aymeric.fromherz@inria.fr>

Yanis Sellami <yanis.sellami@cea.fr>

Sebastien Bardin <sebastien.bardin@cea.fr>



### Déclaration de paternité du document

Je certifie sur l'honneur que ce document que je sou mets pour évaluation afin d'obtenir le diplôme de Master en *Sciences et Technologies*, Mention *Mathématiques* ou *Informatique*, Parcours *Cryptologie et Sécurité Informatique*, est entièrement issu de mon propre travail, que j'ai porté une attention raisonnable afin de m'assurer que son contenu est original, et qu'il n'enfreint pas, à ma connaissance, les lois relatives à la propriété intellectuelle, ni ne contient de matériel emprunté à d'autres, du moins pas sans qu'il ne soit clairement identifié et cité au sein de mon document.

**Date et Signature**

20 août 2025

A handwritten signature in black ink, appearing to read 'Lugot', with a horizontal line underneath.



Art des Spires et plongée Oniriques, 2025

# Résumé

Résumé



# Table des matières

Table des matières . . . . .	vii
Table des figures . . . . .	x
Table des codes . . . . .	xi
Liste des tableaux . . . . .	xi
Index . . . . .	xiii

## Introduction

---

Introduction . . . . .	xviii
Préambule . . . . .	xix

## Partie 1. *Constant time* ou pourquoi poser un lapin n'est pas une option

---

1 Présentation, enjeux et attaques . . . . .	3
1.1 L'exécution du code est observable... . . . .	3
1.2 ...à distance . . . . .	4
2 Protection . . . . .	7
2.1 Bonnes pratiques et usages . . . . .	7
2.2 Limitations . . . . .	10

## Partie 2. Automatisation et vérification ou comment développer un détecteur de menace

---

3 Analyse de programmes et méthodes de vérifications . . . . .	17
3.1 Modélisation d'une attaque . . . . .	17
3.2 Analyse d'un programme . . . . .	18
4 Outils d'analyse et automatisme . . . . .	21
4.1 Outils et mode d'emploi . . . . .	21
4.2 Emploi d'un usage industriel . . . . .	21

## Partie 3. Érysichton ou avoir tellement faim que tu finis par manger ton corps

---

5 Implémentations pour un usage industriel . . . . .	25
5.1 Identification des besoins et spécificités . . . . .	25
5.2 Initialisation et tests variés . . . . .	27
6 Érysichthon à jamais affamé . . . . .	31
6.1 Planification et préparations . . . . .	31
6.2 Conception et usages . . . . .	34

6.3 Résultats . . . . .	36
<b>Conclusion</b>	
<hr/>	
Discussion et Ouverture . . . . .	41
Conclusion . . . . .	43
Bibliographie . . . . .	45
<b>Annexes</b>	
<hr/>	
A Références . . . . .	3
B Érysichthon, structure et exemples . . . . .	5





# Table des figures

1.1	Suivi du temps d'exécution pour différents mots de passe . . . . .	5
2.1	Capture d'écran de comparaison de code assembleur x86_64 entre GCC 15.1 et GCC 5.1 . . . . .	9
2.2	Comparaison du code 3 en fonction de différentes options de compilation données au compilateur, réalisée avec l'aide de <i>Compiler Explorer</i> . . . . .	12
3.1	Instruction chargement . . . . .	18
3.2	Instruction branchement . . . . .	18
5.1	Cycle en V . . . . .	27
5.2	Tableau de résultats d'analyse Binsec pour architecture ARMv7 et ARMv8 . . . .	29
5.3	Tableau de résultats d'analyse Binsec pour architecture Risc-V . . . . .	29
5.4	Flot de travail de l'outil d'analyse à concevoir . . . . .	30
6.1	Protocole pour analyser des fichiers compilés en x86_64 . . . . .	31
6.2	Protocole générique d'analyse . . . . .	32
6.3	Structure des modules d'Érysichthon . . . . .	33
6.4	Test de la fonction <code>Hacl_EC_K256_felem_sqr</code> . . . . .	35
6.5	Schéma de conception d'Andhrímnir . . . . .	35
6.6	Graphes des résultats d'Érysichthon en x86_64 . . . . .	37
6.7	Graphes détaillant les erreurs interrompant l'analyse Binsec . . . . .	37
A.1	Ensemble d'instructions définis formellement par [DBR19] . . . . .	4
B.1	Structure d'Érysichthon, schéma du point de vue de l'utilisateur . . . . .	5

# Table des codes

1	Exemple de code vulnérable à une attaque temporelle . . . . .	4
2	Exemple de correction pour rendre un code résistant aux attaques temporelles . . . . .	8
3	Fonction de masquage issu de <i>Hacl*</i> . . . . .	11
4	Code d'analyse de la fonction <code>Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128_encrypt</code> , testé lors de la prise en main de Binsec et <i>Hacl*</i> . . . . .	26
5	Commande Binsec basique . . . . .	28
6	Instructions permettant de trouver le mot d'un passe d'un binaire exercice . . . . .	28
7	Instructions permettant d'analyser le code 3 compilé vers RiscV-32 . . . . .	29
8	Script d'instruction pour analyser un binaire compilé vers ARM . . . . .	32
9	Déclaration de la fonction <b>encrypt</b> dans le fichier d'en-tête <code>Hacl_AEAD_-</code> <code>Chacha20Poly1305_Simd256.h</code> . . . . .	6
10	Extrait du fichier <code>Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd256.json</code> . . . . .	6
11	Code généré du fichier test <code>Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd256_encrypt.c</code> . . . . .	7
12	Instruction Binsec générée automatiquement, <code>Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_-</code> <code>Simd256_encrypt.ini</code> . . . . .	7

# Liste des tableaux

2.1	Liste d'outils de vérification, source [Jan+21] . . . . .	10
3.1	Modèles d'adversaires pour les attaques temporelles [Sch+25] . . . . .	17
A.1	Liste des options de compilations et leurs effets (non exhaustive), <a href="https://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/Optimize-Options.html">https://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/Optimize-Options.html</a> . . . . .	3
B.1	Résultats d'Érysichthon en x86_64 . . . . .	8
B.2	Tableau détaillant les erreurs interrompant l'analyse Binsec . . . . .	8
B.3	Détails des fonctions non sécurisées en fonction des optimisations entrées, exé- cution d'Érysichthon en x86_64 . . . . .	8



# Index

achrognostique, xvii  
ANSSI, xvii  
  
Binsec, xix  
  
Centre de Recherche Microsoft, xix  
  
DES, 4  
  
EEPROM, 4  
  
F\*, xix  
  
HACL\*, xix  
  
INRIA, xvii  
  
JVM, 4  
  
LORIA, xix  
  
NVM, 4  
  
Projet Everest, xix  
  
RSA, 4  
  
Université Carnégie Mellon, xix  
Université Paris-Saclay, xix  
  
Verimag, xix





## Introduction





# Introduction

Le développement sécurisé est une tâche ardue. Si nous portons notre regard vers le langage de programmation C, un guide [Can14]<sup>1</sup> porté par l'INRIA<sup>2</sup> est complet en 133 pages tandis qu'un guide pour du développement sécurisé [ANS20] produit par l'ANSSI<sup>3</sup> comprend 182 pages. Cette comparaison met en évidence la discipline requise par le développeur pour faire de la programmation sécurisée ; en plus des connaissances en cryptologie, en architecture matérielle et en programmation bas niveau nécessaires pour améliorer son efficacité.

Malheureusement, malgré ces compétences, des erreurs peuvent être produites puis exploitées pour réaliser des attaques sur ces systèmes sécurisés. Il existe de nombreuses classes d'attaques, certaines exploitant les défauts de conception (type A) tandis que d'autres utilisent les caractéristiques matérielles (type B). Pour limiter ces effets de bord, la pratique de la programmation formelle permet de contraindre le développeur et empêcher l'apparition de ces erreurs. La production de preuve formelle du code à l'issue de cet exercice permet d'avoir des garanties contre les attaques de type A.

En revanche, pour se défendre d'attaques de type B (ou attaques par canal auxiliaire) dépendantes du matériel supportant le programme, il est plus difficile d'avoir une méthode générique. Actuellement, la solution la plus courante consiste à identifier les attaques existantes afin d'ajouter les contre-mesures adéquates permettant d'obtenir un système sécurisé. Une sous-classe d'attaques continue malgré tout à résister à cette méthode : les attaques temporelles.

Découverte par Paul Kocher en 1996 [Koc96], il les décrit comme «une mesure précise du temps requis par des opérations sur les clés secrètes, permettrait à un attaquant de casser le cryptosystème». Face à cette menace, l'enjeu d'avoir un code *achrognostique*<sup>4</sup> vient s'ajouter aux pratiques de programmations sécurisées. Et pourtant, si contre les attaques de type A nous arrivons à concevoir des preuves mathématiques de sécurité associées à nos systèmes sécurisés, les garanties contre les attaques de type B sont plus faibles ou inexistantes.

En 2024, les travaux de SCHNEIDER et al. [Sch+24] prouvent qu'un usage inadapté de compilateur sur un système sécurisé introduit des failles exploitables. Ces résultats, observables partiellement avec des travaux antérieurs (par exemple [DBR19]), montrent qu'un usage inadéquat d'options fournies au compilateur optimise un code prouvé sécurisé et retire les protections indiquées par le développeur. Cela nous amène à plusieurs questions de recherche (QR) auxquelles nous tenterons de répondre dans ce document.

**QR1** Est-il possible de détecter les failles qui permettent une attaque temporelles ?

**QR2** Est-il possible d'automatiser la détection de ces failles ?

**QR3** Est-il possible d'intégrer ce mécanisme à un processus d'intégration continue ?

Les réponses à ces questions permettraient de développer des systèmes sécurisés, communs entre différents supports et d'avoir des garanties de sécurité.

---

1. Développé par Anne Canteaut, chercheuse de l'équipe COSMIQ, récemment entrée à l'Académie des Sciences

2. Institut National de Recherche en Informatique et Automatique

3. Agence nationale de la Sécurité des Systèmes d'Information

4. Néologisme de Thomas Pornin dans son article *Constant-Time Code : The Pessimist Case* [Por25] pour désigner un code sans connaissance de temps

**Fin d'introduction - à finir**

Dans la première section nous reviendrons sur les attaques temporelles, leur impact et comment s'en protéger. Puis, dans la deuxième section nous présenterons les outils disponibles à l'analyse et à la détection de failles. Nous continuerons, dans la troisième section, avec la présentation de nos contributions.

Ce travail a été réalisé au sein du centre INRIA de Paris dans le cadre du projet *Everest* concernant la mise au point de Hacl\*.

# Préambule

## HACL\*<sup>5</sup>

Acronyme pour "High assurance cryptography library", lire "*HACL star*". Il s'agit d'une bibliothèque cryptographique développée au sein du **Projet Everest**<sup>6</sup>. Initié en 2016, ce projet porté par des chercheurs de l'INRIA (équipe PROSECCO<sup>7</sup>), du Centre de Recherche Microsoft et de l'Université Carnégie Mellon a pour but de concevoir des systèmes informatiques formellement sécurisés appliqués à l'environnement HTTPS. Cette bibliothèque écrite en F\* ("F star") implémente tous les algorithmes de cryptographie modernes et est prouvée mathématiquement sûre. Elle est ensuite transcrite en C pour être directement employée dans n'importe quel projet. HACL\* est notamment utilisé dans plusieurs systèmes de production, notamment Mozilla Firefox, le noyau Linux, le VPN WireGuard, et bien d'autres *etc.*

## Binsec<sup>8</sup>

*Binary Security* est un ensemble d'outils open source développé pour améliorer la sécurité des logiciels au niveau binaire. Ce logiciel est développé et maintenu par une équipe du CEA List de l'Université Paris-Saclay, et accompagné par des chercheurs de Verimag<sup>9</sup> et de LORIA<sup>10</sup>. Il est utilisé pour la recherche de vulnérabilités, la désobfuscation de logiciels malveillants et la vérification formelle de code assembleur. Grâce à l'exécution symbolique et l'interprétation abstraite, Binsec peut explorer et modéliser le comportement d'un programme pour détecter des erreurs; détection réalisée avec des outils de fuzzing et des solveurs SMT.

---

5. <https://hacl-star.github.io/>

6. <https://project-everest.github.io/>

7. Équipe de recherche rattachée au centre INRIA de Paris, focalisée sur les méthodes formelles et la recherche en protocoles cryptologiques. Pour atteindre ces objectifs, l'équipe développe des langages de programmation, des outils de vérification...

8. <https://binsec.github.io/>

9. Verimag est un laboratoire spécialisé dans les méthodes formelles pour une informatique sûre, avec des applications aux systèmes cyber-physiques. Fondé en 1993 au sein de l'Université Grenoble Alpes, puis rejoint par le CNRS, il a pour objectif la sécurité dans les domaines des transports et de la santé.

10. Laboratoire lorrain de recherche en informatique et ses applications; crée en 1997, c'est un centre de recherche commun au CNRS, l'Université de Lorraine, CentraleSupélec et l'Inria.



## Première partie

---

***Constant time* ou pourquoi poser un lapin  
n'est pas une option**





# Présentation, enjeux et attaques

Ce premier chapitre a pour but de présenter les enjeux de la sécurité informatique face aux attaques par canal auxiliaire et d'introduire les attaques temporelles. Nous distinguerons les attaques par canal auxiliaire en deux catégories, montrant ainsi la diversité et les potentiels dangers pour un système sécurisé ignorant de cette menace.

## 1.1 L'exécution du code est observable...

L'Informatique repose sur deux fondations que nous tendons à distinguer dans l'enseignement : le matériel et le logiciel. Pourtant, si nous gardions séparé ces deux domaines, nous aurions des tas de piles de métal et de plastiques d'un côté et des bibliothèques pleines d'idées intéressantes de l'autre. Au contraire, combiner les deux parties permet de réaliser des prouesses technologiques et scientifiques. Ainsi, lorsque nous concevons un système sécurisé, il nous faut prendre en compte ces deux composantes. Pour implémenter un système sécurisé, il ne faut pas seulement avoir un logiciel sécurisé, il est tout aussi important d'avoir un support physique sécurisé. Oublier ce détail, c'est oublier que programmer peut se résumer à manipuler de l'électricité.

Les attaques par canal auxiliaires consistent à exploiter les caractéristiques matériels du support pour gagner en connaissances sur un programme ciblé. Puis exploiter ces connaissances pour acquérir d'avantages d'informations privées : identifiants, clés secrètes, messages personnels. Nous leurs attribuons le terme "canal auxiliaire" car il ne s'agit pas de trouver une faille perdue dans les limites d'un logiciel ou d'exploiter une mécanique du logiciel pour sortir de l'espace prévu par le concepteur. Il s'agit de se positionner hors du cadre de développement. Voici quelques travaux présentant une attaque par canal auxiliaire et le canal exploité :

- [KJJ99] Consommation d'énergie
- [AKS06] Prédiction de branchement
- [Mas+15] Variation de température
- [Pes+16] Accès à la mémoire DRAM

Le point commun entre ces attaques est la nécessité d'avoir un point de contact avec la cible. Il faut que l'attaquant puisse récupérer le matériel informatique ou le programme qu'il souhaite attaquer pour ensuite poser des sondes/capteurs afin d'accumuler de la connaissance et monter son exploitation.

Une autre technique d'attaque consiste à venir introduire une erreur dans le déroulement normal d'un programme. Il s'agit d'une attaque par injection de faute. Originellement [Avi71] les fautes étaient "naturelles" : un défaut dans le code, un problème avec la transcription vers du code machine, un défaut d'un composant dans le système ou une interférence. Ces interférences sont causées par une irrégularité de l'alimentation électrique, des radiations électromagnétiques, une perturbation environnementale *etc* ... En 2004, BAR-EL et al. dans leur article *The Sorcerer's Apprentice Guide to Fault Attacks* [Bar+04] effectuent

un tour d’horizon des techniques, montrant l’efficacité de cette méthode sur RSA<sup>1</sup>, NVM<sup>2</sup>, DES<sup>3</sup>, EEPROM<sup>4</sup>, JVM<sup>5</sup>. Nous retrouvons enfin une liste de contre-mesures et de méthodes de protection contre ces attaques.

Ainsi, donner un accès physique à un inconnu est une porte d’entrée pour un attaquant. Pourtant, penser que l’accès physique au support est une condition nécessaire et suffisante pour réaliser une attaque par canal auxiliaire est une erreur.

## 1.2 ...à distance

En effet, il est possible de réaliser des attaques à distance en exploitant d’autres failles de sécurité d’un programme ou d’autres caractéristiques matériels. L’attaque présentée par LIU et al. dans “ Last-Level Cache Side-Channel Attacks are Practical ” [Liu+15] repose sur la conception des services clouds où les machines virtuelles accèdent au même matériel. Tandis que la virtualisation crée l’illusion de compartimentation entre les sessions, en réalité, les adresses mémoire pointent vers une ressource physique partagée. Ainsi, l’exploitation du cache du dernier niveau (LLC) permet à un co-hôte de récupérer les clés secrètes d’un autre utilisateur. L’attaquant remplit le cache, puis mesure les temps d’accès vers ces registres, si des modifications apparaissent dans ces temps, cela signifie que la victime a accédé à ces registres. En répétant cette opération, l’attaquant peut reconstruire les clés secrètes de la victime.

D’autres attaques distantes comme celle de LIU et al. existent [YGH16 ; Mog+17 ; VPS18], mais nous observons rapidement que ces techniques emploient aussi la méthode de chronométrage. En effet, si nous ciblons un algorithme et que nous mesurons son temps d’exécution, si en fournissant différentes entrées (considérées secrètes) des variations sont observées entre les mesures, alors cela signifie que l’algorithme présente une dépendance à ces entrées. Une sous-fonction de cet algorithme est généralement responsable de ces variations. Cette classe d’attaque est appelée «*attaque temporelle*»<sup>6</sup>.

Le lien entre temps et exécution de code est connu depuis le début de l’informatique. Le temps est le marqueur de performance, d’efficacité d’un programme. En revanche, l’idée d’exploiter cet indice pour réaliser une attaque est arrivée plus tardivement. KOCHER nous présente, le premier en 1996, comment monter une attaque en utilisant ce canal.

Ce lien entre le temps et l’exécution du code est connu, pourtant la mesure de l’ampleur de la fuite d’information transmise par ce canal n’est pas triviale, ni à son époque, ni aujourd’hui.

---

```

1  bool check_pwd(msg, pwd) {
2  if (msg.length != pwd.length) {
3      return False
4  }
5  for(int i = 0; i < msg.length; i++){
6      if(msg[i] != pwd[i]){
7          return False
8      }
9  }
10 return True
11 }

```

---

Code 1 – Exemple de code vulnérable à une attaque temporelle

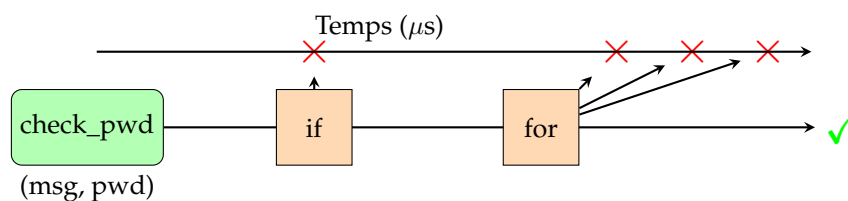
- 
1. Chiffrement asymétrique par clés secrètes du nom de ces auteurs. Standardisé en 1983.
  2. Non Volatile Memory ou mémoire non volatile est un composant informatique qui conserve son contenu en l’absence d’électricité.
  3. Algorithme de chiffrement symétrique par bloc. Standardisé en 1977
  4. Electrically-Erasable Programmable Read-Only Memory ou mémoire morte effaçable électriquement et programmable.
  5. Machine virtuelle qui exécute des programmes compilés en bytecode Java.
  6. Le terme générique dans la recherche scientifique est «*time attack*». Une traduction plus précise serait «*attaque par chronométrage*». Nous choisissons ici d’utiliser le terme «*attaque temporelle*» car il est moins lourd et renvoie directement vers la faille exploitée plutôt que par la méthode employée.



Si nous prenons le code présenté par le code 1, nous pouvons observer que la fonction `check_pwd` compare deux chaînes de caractères. Si elles sont de même longueur, elle les compare caractère par caractère. Si elles sont de longueur différentes, la fonction retourne immédiatement `False`. Ainsi, si nous fournissons un mot de passe de longueur différente, le temps d'exécution sera constant et court. En revanche, si nous fournissons un mot de passe de même longueur, le temps d'exécution dépendra du nombre de caractères identiques consécutifs entre les deux chaînes. En effet, la fonction s'arrêtera dès qu'un caractère différent est trouvé. Ainsi, en mesurant le temps d'exécution pour différents mots de passe, un attaquant peut déduire des informations sur le mot de passe correct.

Nous pouvons synthétiser les exécutions de la fonction `check_pwd` en un graphe comme celui présenté par la figure 1.1. Chaque interruption de la fonction peut être observée et mesurée, permettant ainsi de régénérer le mot de passe. Bien sûr, la connaissance du protocole ciblé est requise, ou alors il faut réaliser un travail de rétro-ingénierie pour calibrer l'attaque.

FIGURE 1.1 – Suivi du temps d'exécution pour différents mots de passe



Cette méthode est plus efficace qu'une attaque par force brute. En effet, si le mot de passe est composé de 8 caractères de l'alphabet latin, alors il y a 256 possibilités par caractère, pour un total de  $256^8 = 2^{64}$  possibilités. En revanche, si nous utilisons la méthode de l'attaque temporelle, le nombre de possibilités est réduit à  $8 + 8 \times 256 = 2056$  possibilités. En effet, nous cherchons dans un premier temps à identifier la longueur du mot de passe, puis nous identifions ensuite caractère après caractère pour trouver le mot de passe. Des temps d'exécution courts correspondent à des cas d'échec, tandis qu'un allongement du temps d'exécution nous permet de déterminer une bonne piste.

Les attaques temporelles présentent la particularité d'être génériques. Tandis que les attaques décrites précédemment nécessitent des conditions d'accès ou d'initialisation plus importantes, cette classe d'attaque présente l'avantage d'être réalisable sur tous les types de systèmes, et notamment les systèmes accessibles par internet. La connaissance de cette menace est donc primordiale pour l'implémentation et la mise en service de produits sur Internet.

Par la suite du document, le terme "fuite" sera utilisé pour désigner un extrait du programme qui peut être exploité pour réaliser une attaque temporelle. Si nous reprenons le code 1, les branchements conditionnels lignes [4, 6] sont des fuites d'informations. C'est grâce à ces instructions que l'attaque décrite précédemment est réalisable.

*Nous allons maintenant nous intéresser aux moyens et méthodes à notre disposition pour se protéger contre les attaques temporelles.*



# Protection

Ce deuxième chapitre montre les innovations nécessaires pour se protéger des attaques temporelles. Nous y découvrons les bonnes pratiques de programmation, les premiers outils automatiques de vérification de code ainsi que les limitations auxquelles est confronté le développeur qui souhaite être résistant à ces attaques.

## 2.1 Bonnes pratiques et usages

Face à la menace des attaques temporelles, quelles solutions peuvent être mises en place pour protéger nos systèmes informatiques? Cette attaque a besoin d'un accès au système et d'un chronomètre. Comme nous sommes dans un contexte de systèmes accessibles par internet, altérer ou retirer l'accès signifie perdre en qualité ou supprimer le service proposé. Il faut donc que notre approche cible plutôt l'utilisation du chronomètre.

Il faut donc programmer de telle sorte que sur toutes les entrées possibles de notre système informatique aucune variation de temps ne peut être observée entre les exécutions. Trois méthodes existent pour pallier ce problème.

### Programmation en temps constant

La programmation en temps constant ou «*Constant-Time Programming*», est une pratique de programmation qui vise à résoudre exactement ce problème. Directement lié à la complexité algorithmique, cette pratique modifie et adapte les algorithmes pour que toutes les opérations effectuées aient un temps d'exécution identique.

PORNIN [Por16] présente tous les éléments à adapter pour configurer un code respectant la politique de programmation en temps constant. Si les opérations élémentaires respectent "naturellement" cette politique; les **accès mémoires**, les **sauts conditionnels**, les **opérations de décalages/rotations** et les **divisions/multiplications** sont les opérations à adapter en fonction de la plateforme cible. Les descriptions rapportées ci-dessous sont issues de [Por16].

#### Accès mémoire

Un chargement depuis la mémoire d'une information est une source de variation. Nous avons vu précédemment [Liu+15; Pes+16] que l'usage d'un cache mémoire est un canal d'accès pour réaliser une attaque. En effet, l'utilisation d'un cache permet de distinguer les appels entre les données déjà mises en mémoire ou pas. De plus, les changements de valeur dans celui-ci peuvent aussi être observés après exécution.

### Décalage et rotation

Ces opérations binaires sont ou ne sont pas en temps constant en fonction des CPU sur lesquels le code est exécuté. Certains ont un "barrel shifter" qui permet d'effectuer directement les instructions correspondantes. Cela impacte directement les algorithmes dépendants de décalages logiques comme le chiffrement RC5.

### Saut conditionnel

Les sauts conditionnels sont des instructions qui, comme pour les accès mémoire, demandent de charger les adresses des instructions suivantes. Or, comme un compilateur tend à précharger les instructions suivantes, il va charger les deux côtés du saut conditionnel puis défausser la branche inutile; ce qui entraîne un léger ralentissement. En revanche, il est important de noter que si le branchement est indépendant d'une variable secrète, il n'est pas nécessaire de le modifier. Par exemple si j'ai un compteur et que mon programme doit terminer après un certain nombre d'itérations, aucune fuite ne sera observée.

### Division

Certaines architectures ont des instructions de divisions spécifiques qui permettent d'accélérer le calcul, les autres emploient des sous-programmes dédiées souvent optimisés en opération de masquage et de décalage. La norme C entraîne elle aussi de la confusion car elle impose  $(-1)/2 = 0$ ; il faut donc être familier avec les spécificités du processeur pour affiner l'usage de cette opération.

### Multiplication

Enfin, la multiplication, elle aussi dépendante des variables d'entrées, présente une fuite d'information importante. Mais les CPU les plus récents (rédigé en 2016) ont implémenté cette opération en temps constant. Cela suit l'évolution des compilateurs et des processeurs qui tendent à accélérer les opérations et réduire le nombre d'instructions total.

En reprenant ces règles, nous pouvons modifier notre exemple de code 1 et appliquer des modifications sur les lignes que nous avons déjà ciblées comme fuites d'informations. Les modifications sont libres au choix du concepteur. Voici une correction qui peut être réalisée :

```

1  bool check_pwd(msg, pwd) {
2      // Hachage
3      char msg_hash[SHA256_DIGEST_LENGTH]; sha256_hash_string(msg, msg_hash);
4      char pwd_hash[SHA256_DIGEST_LENGTH]; sha256_hash_string(pwd, pwd_hash);
5
6      // Comparaison
7      bool equal = true;
8      for (int i = 0; i < SHA256_DIGEST_LENGTH; i++) {
9          if (msg_hash[i] != pwd_hash[i]) {
10             equal = equal && false;
11         } else {
12             equal = equal || false;
13         }
14     }
15     return equal;
16 }

```

Code 2 – Exemple de correction pour rendre un code résistant aux attaques temporelles

Nous voyons que le premier branchement a été remplacé par un hachage des paramètres d'entrées. Cette opération est considérée ici en temps constant mais peut ne pas l'être. Il faut être vigilant sur toutes les briques d'algorithme que nous souhaitons utiliser. Enfin, le second branchement conditionnel est purement supprimé, le parcours des tableaux se fait entièrement.

Avec cette modification, nous avons un code 2 qui ne présente plus de fuite de données. Pourtant, nous pouvons avoir un doute sur l'usage de la fonction `"sha256_hash_string"`. Si cette fonction n'est pas elle-même implémentée selon la politique temps constant, nous avons alors introduit une nouvelle surface de fuite d'informations. Il faut vérifier notre code pour supprimer ce doute.

## Outils de garanties

Plusieurs outils existent et peuvent être utilisés tous au long du processus de développement d'un système sécurisé. Cela peut être durant la phase de conception du code source, au moment de la compilation ou encore en vérification de la compilation.

Une solution légère est de se servir du système libre «**Compiler Explorer**<sup>1</sup>». Avec à disposition un éditeur de texte, il est possible de voir comment sera généré le code assembleur. En reprenant une partie du code 1.1, nous pouvons voir sur la figure 2.1 que le choix du compilateur, ici sa version, introduit une légère modification. Ce changement n'est pas perceptible sans observation directe, il se perçoit directement grâce à la petite taille du observé.

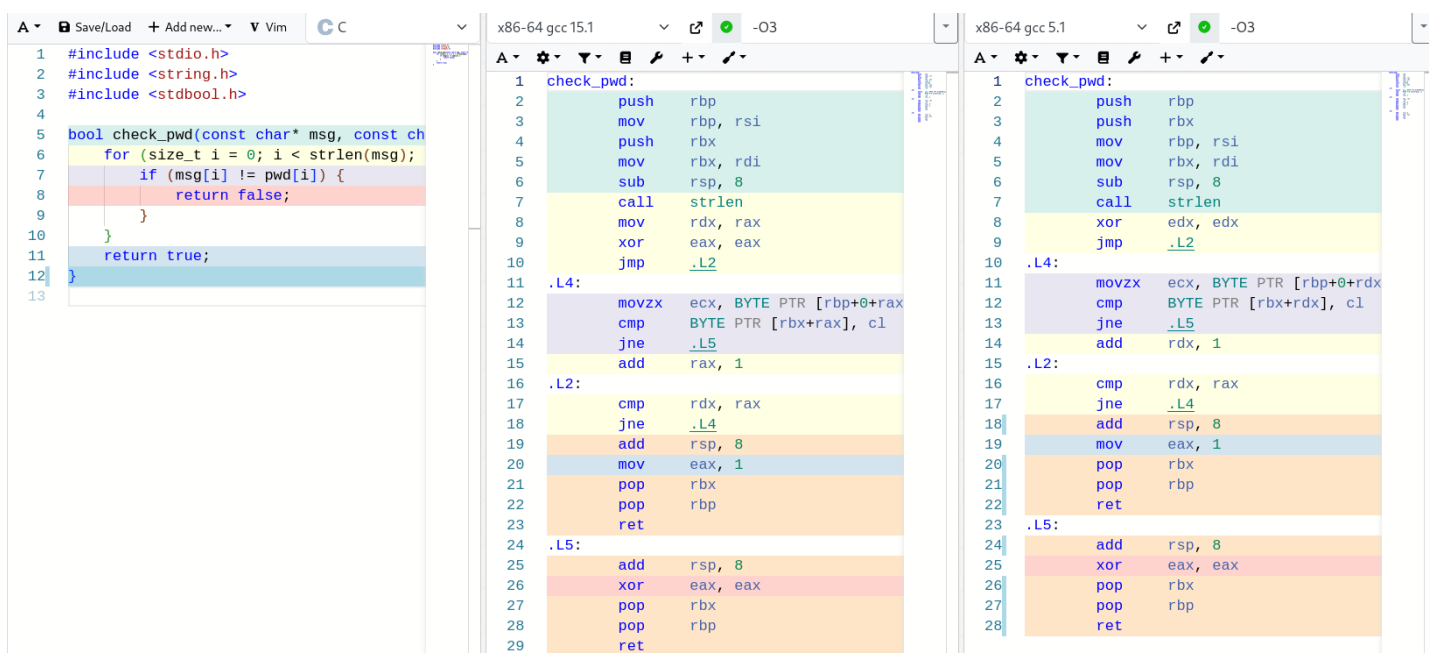


FIGURE 2.1 – Capture d'écran de comparaison de code assembleur x86\_64 entre GCC 15.1 et GCC 5.1

Si nous souhaitons faire une analyse à l'échelle d'un projet, ce parcours à la main des fonctions ou de morceaux de fonctions est réellement fastidieux. Il faut mieux déléguer ce travail à un outil conçu pour vérifier la présence de fuite.

Plusieurs articles référencent l'ensemble des outils existants [Jan+21; Gei+23] pour réaliser ce travail. Le tableau 2.1 de JANCAR et al. liste 24 outils en libre accès conçus pour détecter des failles par canal auxiliaire.

Ils sont listés alphabétiquement et ont précisés le type de fichier analysé (*Cible*), la méthode d'analyse réalisée (*Techn.*) et les garanties attendues de ces analyses (*Garanties*). Nous reviendrons plus en détail sur ces méthodes et leurs fonctionnements dans le chapitre 3.

1. <https://godbolt.org/>

TABLE 2.1 – Liste d’outils de vérification, source [Jan+21]

Cible : [C, Java] = Code source, Binaire = Binaire, DSL = Surcouche de langage, Trace = Trace d’exécution, WASM = Assembleur web.

Techn. : Formel = Programmation formelle, [Symbolique, Dynamique, Statistique] = type d’analyse.

Garanties (*Sécurité face aux attaques temporelles*) : ● = Analyse correcte, ▲ = Correct mais avec des limitations, ○ = Aucune garantie,

★ = Vérification d’autres propriétés.

Outil	Cible	Techn.	Garanties
ABPV13 [Alm+13]	C	Formel	●
Binsec/Rel [DBR19]	Binaire	Symbolique	▲
Blazer [Ant+17]	Java	Formel	●
BPT17 [BPT17]	C	Symbolique	▲
CacheAudit [Doy+13]	Binaire	Formel	★
CacheD [Wan+17]	Trace	Symbolique	○
COCO-CHANNEL [Bre+18]	Java	Symbolique	●
ctgrind [Lan10]	Binaire	Dynamique	▲
ct-fuzz [HEC20]	LLVM	Dynamique	○
ct-verif [Bar+16]	LLVM	Formel	●
CT-WASM [Wat+19]	WASM	Formel	●
DATA [Wei+20; Wei+18]	Binaire	Dynamique	▲
dudect [RBV17]	Binaire	Statistique	○
FaCT [Cau+19]	DSL	Formel	●
FlowTracker [RPA16]	LLVM	Formel	●
haybale-pitchfork [Dis20]	LLVM	Symbolique	▲
KMO12 [KMO12]	Binaire	Formel	★
MemSan [Tea17]	LLVM	Dynamique	▲
MicroWalk [Wic+18]	Binaire	Dynamique	▲
SC-Eliminator [Wu+18]	LLVM	Formel	●
SideTrail [Ath+18]	LLVM	Formel	★
Themis [CFD17]	Java	Formel	●
timecop [Nei18]	Binaire	Dynamique	▲
VirtualCert [Bar+14]	x86	Formel	●

Une dernière solution serait d’utiliser un compilateur spécialisé qui produit un code assembleur sans fuite [Bor+21; RLT15] ou d’utiliser un compilateur formel comme *CompCert* [Ler+05]. Cette solution rencontre en pratique de nombreux problèmes que nous conservons pour la section 2.2 Limitations.

## Écriture en code assembleur

Enfin, la dernière méthode pour obtenir un code sécurisé et sans fuite c’est de programmer directement en assembleur. De cette manière, nous avons un contrôle total sur le flot d’exécution de notre programme, nous pouvons insérer des optimisations qu’un compilateur pourrait ignorer. Écrire en assembleur requiert de connaître la plupart des opérandes disponibles pour l’architecture ciblée et les modèles des composants présents sur le support. Cela nous amène directement aux limitations induites par cette solution.

## 2.2 Limitations

Écrire en assembleur c’est écrire spécifiquement pour une architecture de processeur. Il faut connaître les instructions adéquates, les potentielles optimisations qui existent sans parler de la syntaxe particulière qui rend son développement plus lent. Travailler en assembleur c’est limiter la portabilité du code proposé. Or l’objectif derrière le développement d’une bibliothèque sécurisée est de pouvoir être employée par le plus de configurations possibles pour se protéger d’attaques.

Face à cette situation, nous pouvons choisir d’utiliser un compilateur spécialisé ([Bor+21; RLT15]). Et comme un serpent qui se mord la queue, nous voici à nouveau limités. Ces compilateurs peuvent ne pas supporter l’ensemble du jeu d’instruction d’une architecture, ils peuvent avoir besoin d’instructions supplémentaires (des annotations de code) pour réali-

ser leur compilation, ils peuvent ne pas implémenter les optimisations présentées sur les processeurs les plus récents.

Donc, si les compilateurs spécialisés ne sont pas envisageables, nous nous retrouvons à utiliser les compilateurs courants GCC et LLVM pour notre solution sécurisée. Nous devons donc programmer en respectant la politique temps constant. Et si cette pratique semble être notre solution, nous pouvons lire dans l'article de présentation de l'outil d'analyse Binsec "Binsec/Rel : Efficient Relational Symbolic Execution for Constant-Time at Binary-Level" :

#### Conclusion - [DBR19]

Nous avons découvert que `gcc -O0` et des optimisations de `clang` introduisent des infractions à la politique temps constant indétectées par les outils antérieurs

Cette annonce discrète au sein du document, a ensuite été prise en compte par SCHNEIDER et al. qui a mené une enquête sur les bibliothèques cryptographiques sécurisées et résistantes aux attaques temporelles : [Sch+24]. La conclusion principale est que les compilateurs modernes sont devenus assez performants pour voir à travers les astuces employées et qu'une mauvaise utilisation d'optimisation implique l'introduction de faille de sécurité.

Voici un exemple communiqué par SCHNEIDER et al. auprès des chercheurs de Hacl\*. Nous pouvons voir deux fonctions dans le code 3, «`cmovznz4`» et «`FStar_UInt64_eq_mask`». La première appelle la seconde pour générer un masque qui sera ensuite appliqué à l'entrée de «`cmovznz4`». Nous avons ici une fonction qui agit comme un branchement conditionnel. Si `cin` vaut 1, alors  $r = x$  sinon  $r = y$ .

```

1  #include <stdint.h>
2
3  static inline uint64_t FStar_UInt64_eq_mask(uint64_t a, uint64_t b)
4  {
5      uint64_t x = a ^ b;
6      uint64_t minus_x = ~x + (uint64_t)1U;
7      uint64_t x_or_minus_x = x | minus_x;
8      uint64_t xnx = x_or_minus_x >> (uint32_t)63U;
9      return xnx - (uint64_t)1U;
10 }
11
12 void cmovznz4(uint64_t cin, uint64_t *x, uint64_t *y, uint64_t *r)
13 {
14     uint64_t mask = ~FStar_UInt64_eq_mask(cin, (uint64_t)0U);
15     uint64_t r0 = (y[0U] & mask) | (x[0U] & ~mask);
16     uint64_t r1 = (y[1U] & mask) | (x[1U] & ~mask);
17     uint64_t r2 = (y[2U] & mask) | (x[2U] & ~mask);
18     uint64_t r3 = (y[3U] & mask) | (x[3U] & ~mask);
19     r[0U] = r0;
20     r[1U] = r1;
21     r[2U] = r2;
22     r[3U] = r3;
23 }

```

Code 3 – Fonction de masquage issu de Hacl\*

Avec le compilateur RISC-V `rv64gc clang 15.0.0`, si nous précisons les options de compilation `-O0` ou `-O1`, nous pouvons observer différents résultats. Le plus notable ici est l'apparition de l'instruction `beqz`, qui est un branchement conditionnel, ainsi que la suppression de la fonction de masquage «`FStar_UInt64_eq_mask`». Les optimisations appelées par l'option `-O1` identifient le masquage effectué et modifient le code pour accélérer son exécution. L'optimisation 2.2a suit les instructions précisées par le code source, de cette manière le compilateur réalise une compilation rapide. Au contraire de l'optimisation 2.2b qui réalise une analyse plus longue du code source, et donc a une compilation plus lente,

mais grâce à l'ajout des branchements successifs (les instructions `beqz`) permet une exécution plus rapide. Les options de compilation sont indiquées en annexe A.1<sup>2</sup>.

```

1  cmovznz4:
2  ...
3      li      a1, 0
4      call    FStar_UInt64_eq_mask
5      not     a0, a0
6      sd      a0, -56(s0)
7      ld      a0, -40(s0)
8      ld      a0, 0(a0)
9      ld      a2, -56(s0)
10     and     a0, a0, a2
11     ld      a1, -32(s0)
12     ld      a1, 0(a1)
13     not     a2, a2
14     and     a1, a1, a2
15     or      a0, a0, a1
16     sd      a0, -64(s0)
17     ...
18     ret
19
20  FStar_UInt64_eq_mask:
21     addi     sp, sp, -64
22     sd      ra, 56(sp)
23     sd      s0, 48(sp)
24     addi     s0, sp, 64
25     sd      a0, -24(s0)
26     sd      a1, -32(s0)
27     ld      a0, -24(s0)
28     ld      a1, -32(s0)
29     xor     a0, a0, a1
30     sd      a0, -40(s0)
31     ld      a1, -40(s0)
32     li      a0, 0
33     sub     a0, a0, a1
34     sd      a0, -48(s0)
35     ld      a0, -40(s0)
36     ld      a1, -48(s0)
37     or      a0, a0, a1
38     sd      a0, -56(s0)
39     ld      a0, -56(s0)
40     srli     a0, a0, 63
41     sd      a0, -64(s0)
42     ld      a0, -64(s0)
43     addi     a0, a0, -1
44     ld      ra, 56(sp)
45     ld      s0, 48(sp)
46     addi     sp, sp, 64
47     ret

```

(a) Option `-O0`

```

1  cmovznz4:
2      mv      a5, a1
3      beqz     a0, .LBB0_2
4      mv      a5, a2
5  .LBB0_2:
6      beqz     a0, .LBB0_5
7      addi     a6, a2, 8
8      bnez     a0, .LBB0_6
9  .LBB0_4:
10     addi     a4, a1, 16
11     j        .LBB0_7
12  .LBB0_5:
13     addi     a6, a1, 8
14     beqz     a0, .LBB0_4
15  .LBB0_6:
16     addi     a4, a2, 16
17  .LBB0_7:
18     ld      a7, 0(a5)
19     ld      a5, 0(a6)
20     ld      a6, 0(a4)
21     beqz     a0, .LBB0_9
22     addi     a0, a2, 24
23     j        .LBB0_10
24  .LBB0_9:
25     addi     a0, a1, 24
26  .LBB0_10:
27     ld      a0, 0(a0)
28     sd      a7, 0(a3)
29     sd      a5, 8(a3)
30     sd      a6, 16(a3)
31     sd      a0, 24(a3)
32     ret

```

(b) Option `-O1`

FIGURE 2.2 – Comparaison du code 3 en fonction de différentes options de compilation données au compilateur, réalisée avec l'aide de *Compiler Explorer*.

*Avec ces solutions applicables, il nous faut maintenant étudier leurs impacts. Nous allons voir quels moyens permettent de vérifier la sécurité d'un programme.*

2. <https://gcc.gnu.org/>









## Deuxième partie

---

**Automatisme et vérification ou comment  
développer un détecteur de menace**



# Analyse de programmes et méthodes de vérifications

Nous allons étudier les moyens à notre disposition pour réaliser une analyse pertinente et efficace d'un programme résistant aux attaques temporelles.

## 3.1 Modélisation d'une attaque

En sécurité informatique, la première étape, essentielle avant de développer une solution, c'est de produire un modèle du danger dont l'on souhaite se défendre. On parle parfois de *modèle de fuite*. Cette étape de synthèse et d'abstraction est importante pour identifier les risques encourus par le futur système, souvent en identifiant les points de fuites employés par les attaques déjà publiées. SCHNEIDER et al. [Sch+25] nous donne les trois modèles d'adversaires que l'on doit considérer lorsque l'on souhaite se défendre contre les attaques temporelles :

TABLE 3.1 – Modèles d'adversaires pour les attaques temporelles [Sch+25]

Type d'attaque	Description
Par chronométrage	Observation du temps de calcul.
Par accès mémoire	Manipulation et observation des états d'un ou des caches mémoires.
Par récupération de traces	Suivi des appels de fonctions, des accès réussis ou manqués à la mémoire.

Ces types d'attaques forment une base pour la conception de nos modèles d'attaquant. Considérer le mode opératoire «récupération de traces» induit un modèle plus fort. Des travaux comme ceux de GAUDIN et al. [Gau+23] portent directement sur des améliorations matérielles permettant une défense contre ce modèle. Considérer un attaquant plus puissant, avec des accès à des ressources supplémentaires, potentiellement hypothétique, permet de concevoir un système plus sûr. Certains outils comme [HEC20; Wei+18] ou cette étude [Jan+21] exploitent notamment cette mécanique pour attester de la sécurité d'un programme.

Puis, avec ces modèles et les contre-mesures connues, nous pouvons constituer un ensemble de règles qui vérifient ces risques. [Mei+21] résume celles-ci en une liste de trois règles :

1. Toute boucle révèle le nombre d'itérations effectuées.
2. Tout accès mémoire révèle l'adresse (ou l'indice) accédé.
3. Toute instruction conditionnelle révèle quelle branche a été prise.

Avec ces règles, il est alors possible de créer un outil qui analyse les programmes à sécuriser. C'est de cette façon que le premier outil existant a été produit : `ctgrind` (2010).

D'autres chercheurs comme DANIEL, BARDIN et REZK [DBR19] s'attellent à la création de modèles formels. Cette méthode demande un travail de formalisation du comportement de programmes binaire et une implémentation plus rigoureuse de leurs outils. Cela permet en retour une évaluation complète et correcte de programmes complexes (*i.e.* primitives cryptographiques asymétriques).

### Formalisation de modèle - [DBR19]

Si nous voulons concevoir un modèle formel, nous pouvons nous appuyer sur l'article "Secure Compilation of Side-Channel Countermeasures : The Case of Cryptographic "Constant-Time"" [BGL18].

Nous commençons par définir un programme. Il s'agit d'une suite d'instructions binaire. Et une instruction est une action sur la mémoire. Cela nous permet de définir notre programme comme une suite de configurations  $(l, r, m)$ ;  $l$  la ligne d'instruction,  $r$  le dictionnaire de registre et  $m$  la mémoire. La configuration initiale est définie par  $c_0 \triangleq (l_0, r_0, m_0)$  où  $l_0$  est l'adresse de l'instruction d'entrée du programme,  $r_0$  un dictionnaire de registres vide et  $m_0$  une mémoire vide.

Ainsi, avec cette modélisation, une instruction est un changement appliqué à notre configuration. Ce changement peut être représenté par  $c_0 \xrightarrow[t]{\quad} c_1$ ,  $c_0$  et  $c_1$  deux configurations successives,  $\rightarrow$  la transition entre les deux et  $t$  une fuite émise par cette transition. Notons que certaines instructions ne produisent pas de fuites.

Une fois ce préambule installé nous définissons formellement le comportement de nos instructions. Regardons par exemple comment se formalise un chargement :

FIGURE 3.1 – Instruction chargement

$$\text{LOAD} \frac{(l, r, m) \ e \vdash_t bv}{(l, r, m) \ @ \ e \vdash_{t \cdot [bv]} m \ bv}$$

Ici, l'évaluation de l'expression  $e$  sur une configuration  $(l, r, m)$  produit une fuite de la valeur  $bv$ . En haut nous retrouvons la notation de l'opération effectuée et au-dessous la formalisation de la fuite :  $t \cdot [bv]$  signifie que la valeur  $bv$  s'ajoute à la liste des fuites. Ce second exemple 3.2 présente une opération de branchement en fonction de  $e$  vers les instructions  $l_1$  et  $l_2$ . On voit que la valeur est différente de zéro, ce qui nous produit une fuite vers l'instruction  $l_1$ . Cette fuite est à ajouter à notre liste  $t$ .

FIGURE 3.2 – Instruction branchement

$$\text{T-ITE} \frac{P.l = \text{ite } e ? l_1 : l_2 \quad (l, r, m) \ e \vdash_t bv \quad bv \neq 0}{(l, r, m) \xrightarrow[t \cdot [l_1]]{\quad} (l_1, r, m)}$$

Nous pouvons retrouver l'ensemble des règles formelles en Annexe A.1.

## 3.2 Analyse d'un programme

Nous avons conçu un modèle pour contrôler ou détecter les erreurs. Nous pouvons maintenant concevoir notre analyse pour vérifier ce modèle sur un programme. Plusieurs techniques de vérification existent et nous allons les passer en revue : [Gei+23].

### Analyse statique

Cette méthode consiste à déduire le fonctionnement d'un programme. Nous souhaitons vérifier que son fonctionnement respecte les propriétés de sécurité que nous avons définies. Cette analyse sans exécution réalise une simulation du programme en explorant

les chemins d'exécution possibles. De fait, les résultats obtenus sont souvent approximés car une exploration totale peut se révéler irréalisable. Historiquement il s'agit de la première méthode étudiée et employée, en revanche elle a été dérivée en plusieurs approches.

**Non interférence.** Pour renforcer les résultats obtenus et réduire le nombre de faux positifs nous pouvons vérifier la propriété de non-interférence. Cette propriété est inhérente aux programmes. Un programme a des entrées et des sorties. Celles-ci peuvent être classées *faibles* (peu importantes) ou *hautes* (données secrètes, sensibles). Un programme est noninterférent si et seulement si pour n'importe quelle entrée faible le programme ressort la même sortie faible peu importe les entrées hautes qui peuvent être précisées.

Appliqué à une analyse statique pour la vérification de programme, la mesure des ressources employées par l'ordinateur permet d'avoir une sortie faible pour comparer le comportement d'un programme en fonction de ses entrées (ici considérées secrètes).

**Self-Composition**<sup>1</sup> La self-composition consiste à entrelacer deux exécutions d'un programme  $P$  avec différents ensembles de variables secrètes dans un seul programme auto-composé  $P; P'$ . Des solveurs peuvent alors être utilisés pour vérifier la propriété de non-interférence. Cette approche a été utilisée par ALMEIDA et al. [Alm+13] pour vérifier manuellement des exemples limités, nécessitant de nombreuses annotations pour limiter l'explosion (quadratique) des états à comparer et explorer. [DBR19] emploie cette approche associée à des solveurs SMT pour vérifier uniquement les propriétés définies dans leur modèle. La restriction aux propriétés temps constant permet l'exploitation de cette méthode.

**Systèmes de types** Cette approche diffère des précédentes car elle nécessite un travail supplémentaire du développeur. Il doit ajouter la spécification `secret` aux valeurs employées pour que cette information se diffuse dans le compilateur et que des mesures adaptées soient effectuées au niveau du binaire. Cette approche est intéressante car elle permet une flexibilité plus importante lors de la production du code et permet de s'abstenir des contre-mesures décrites au chapitre 2 ; en revanche elle nécessite un compilateur spécialisé et aucune vérification sur le binaire produit n'est effectuée.

**Interprétation abstraite** Un programme est (généralement) trop complexe pour être entièrement formellement vérifié, donc il y a une sur approximation des états atteignables par l'analyse. Ainsi, si l'analyse approximée est sécurisée alors le programme est sécurisé. Cette approche se retrouve dans CacheAudit [Doy+13] : modélisation par un graphe de flot de l'état des caches, de la mémoire et des successions d'évènement.

**Exécution symbolique** L'exécution symbolique consiste à exécuter le programme avec des entrées symboliques. Les chemins explorés sont associés à une formule logique, et un solveur vérifie si un ensemble de valeurs concrètes satisfait les formules générées. Cette méthode est utilisée pour vérifier l'absence de dépendance aux secrets dans les comportements temporels ou mémoire du programme.

### Analyse dynamique

L'analyse dynamique emploie la preuve par l'exemple pour garantir la sécurité du programme cible. Nous exécutons le programme et nous collectons sa trace : informations issues des événements (accès mémoire, sauts,*etc*) rencontrés au fur et à mesure de l'exécution. Les approches diffèrent dans la collecte et la production de ces traces.

**Trace unique** Explorer tous les comportements d'un programme est coûteux en temps, et pour les besoins du développement il peut être préférable d'étudier quelques cas particuliers entièrement. Cette approche simplifie le modèle de l'attaquant et réalise sa vérification plus rapidement. `ctgrind` [Lan10] réutilise l'analyse dynamique de Valgrind pour vérifier les propriétés temps constant. Pour ajouter de la précision, il est possible d'utiliser l'exécution symbolique pour rejouer la trace avec le secret comme valeur symbolique et vérifier la violation du temps constant (CacheD [Wan+17]).

1. Construction personnelle, le terme anglais est conservé.

**Comparaison de traces** Les tests statistiques peuvent vérifier si différents secrets induisent des différences significatives dans les traces enregistrées. Des outils comme DATA [Wei+20] ou MicroWalk [Wic+18] utilisent diverses méthodes statistiques ou d'apprentissage pour détecter et localiser les fuites. D'autres outils comme dudeduct [RBV17] enregistrent simplement le nombre total de cycles d'horloge et comparent leur distribution selon les secrets.

Le fuzzing peut aussi être utilisé pour trouver des entrées maximisant la couverture et la fuite via canal auxiliaire, comme dans ct-fuzz [HEC20].

*Ces modèles et ces approches permettent la mise en place d'outils d'analyse performants et innovants. Nous allons maintenant observer plus en détail leur fonctionnement.*



# Outils d'analyse et automatisme

chapitre sur les architectures à couvrir  
les problèmes et les enjeux  
les benchmarks en place  
introduction Binsec  
- intro

## 4.1 Outils et mode d'emploi

## 4.2 Emploi d'un usage industriel

Le premier outil à être créé est *ctgrind* [Lan10], en 2010. Il s'agit d'une extension à *Valgrind* observe le binaire associé au code cible et signale si une attaque temporelle peut être exécuter. En réalité, *ctgrind* utilise l'outil de détection d'erreur mémoire de *Valgrind* : Memcheck. Celui-ci détecte les branchement conditionnels et les accès mémoire calculés vers des régions non initialisée, alors les vulnérabilités peuvent être trouvées en marquant les variables secrètes comme non définies, au travers d'une annotation de code spécifique. Puis, durant son exécution, Memcheck associe chaque bit de données manipulées par le programme avec un bit de définition V qu'il propage tout au long de l'analyse et vérifie lors d'un calcul d'une adresse ou d'un saut. Appliquée à *Valgrind* l'analyse est pertinente, cependant, dans le cadre de la recherche de faille temporelle cette approche produit un nombre considérable de faux positifs, car des erreurs non liées aux valeurs secrètes sont également rapportées.

<https://blog.cr.yp.to/20240803-clang.html>





## Troisième partie

---

**Érysichton ou avoir tellement faim que tu  
finis par manger ton corps**



# Implémentations pour un usage industriel

Ce chapitre permet de présenter le raisonnement qui a motivé la conception d'un outil de détection automatique de failles par canal auxiliaire de type temporel.

## 5.1 Identification des besoins et spécificités

Nous avons pu voir grâce aux chapitres précédents que la conception et l'implémentation d'un système sécurisé est un problème difficile. Une première étape est de concevoir des primitives et des protocoles mathématiquement sécurisés. Une seconde étape est de s'assurer que leurs implémentations sont effectivement sécurisées, d'un point de vue :

- mathématique contre des attaques logiques (aspect fonctionnel : le code implémente correctement les bons concepts cryptographiques)
- matériel, contre des attaques très bas niveau (les attaques temporelles)

Avec l'objectif de concevoir un système sûr, il nous faut donc identifier toutes les tâches à réaliser pour arriver à bout de ce projet. En plus de ce travail de planification, l'identification et l'intégration d'outils déjà implémentés nous permettra d'avancer plus rapidement vers cet objectif.

### Point de départ

En reprenant ces deux étapes, nous identifions les possibilités pour un développeur pour concevoir un système résistant à ces attaques temporelles.

La première étape de conception de primitives cryptologiques et de protocole n'est pas du ressort du développeur. Elle appartient aux cryptologues et aux chercheurs en sécurité mathématique. Ce sont eux qui conçoivent et maintiennent des bibliothèques cryptographiques, des boîtes à outils qui proposent les briques de sécurité nécessaires aux systèmes sécurisés.

Plusieurs bibliothèques existent [AHa98 ; Por16 ; Pol+20] et remplissent différents objectifs : rétrocompatibilité, politique temps constant, *etc.* Notre choix est à réaliser en fonction des spécificités du produits que nous cherchons à déployer.

La seconde étape est à distinguer en deux parties. Cette opération de vérification de la sécurité de l'implémentation peut être réalisée sur le produit fini et sur les bibliothèques employés par le produit. Comme introduit, cette étape a pour objectif la vérification formelle du code du programme et la vérification matérielle au niveau assembleur.

Utiliser la bibliothèque **Hacl\*** [Pol+20 ; Zin+17] permet d'avancer la première étape et la première partie de la seconde étape. Cette bibliothèque a été conçue formellement et vient avec les preuves mathématiques de la sécurité de son implémentation. Comme présenté en Préambule, elle est programmée en F\*. Le projet permet une exploitation en C et en assembleur [Zin+17].

En revanche, la seconde étape de la seconde partie nous demande une vérification au niveau de l'assembleur. Si certaine partie de cette librairie sont codées en assembleur, la majorité du projet reste du F\* traduit vers C. Il faut réaliser une analyse. Dans le cadre de cette étude, l'outil d'analyse binaire retenu pour réaliser cette tâche est **Binsec**. Cet outil est implémenté en Ocaml et il est maintenu par une équipe de chercheurs et d'ingénieurs géographiquement proche de l'équipe PROSECCO Inria. Cet avantage permet des échanges plus directs et donc une facilité quant à la mise en place du projet.

L'objectif est donc d'analyser Hacl\* dans son entièreté. Avec cette analyse complète, si elle est correcte, alors les deux étapes de réalisation d'un système sûr seront réalisées. Cela signifie qu'elle sera la première librairie cryptographique formellement sûre et vérifiée résistante aux attaques temporelles.

### Objectifs à réaliser

Sans reprendre les explications du fonctionnement de Binsec, voir "[ref vers fonctionnement de Binsec](#)", l'analyse se réalise sur un fichier binaire à l'aide d'instructions à adjoindre. Avec ce point de départ, nous commençons à construire notre carnet de spécifications.

**Fichier binaire.** Il faut donc des fichiers binaires à fournir à Binsec. Or comme chacun le sait, plus un binaire est imposant, plus son analyse est difficile. Et comme Binsec emploie l'analyse symbolique, explorer un binaire imposant a un coût de mémoire quadratique sur le parcours des instructions du binaire. L'idéal est donc d'analyser plein de petits fichiers binaires.

**Analyse complète.** Chaque fonction de Hacl\* doit être analysée. En poursuivant la condition précédente, nous pouvons essayer de concevoir un binaire par fonction analysée. Nous distribuons ainsi l'analyse et nous parcourons ainsi toutes les fonctions présentes dans la librairie.

**Analyse correcte.** En se rappelant comment fonctionne les optimisations (voir le tableau A.1) il nous faut être attentif avec certaines qui simplifient/modifient le code. Pour éviter des suppressions d'instructions, le fichier nécessite une légère contextualisation avant l'appel de la fonction analysée.

---

```

1  #include <stdlib.h>
2
3  #include "Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128.h"
4
5  #define BUF_SIZE 16384
6  #define KEY_SIZE 32
7  #define NONCE_SIZE 12
8  #define AAD_SIZE 12
9  #define TAG_SIZE 16
10
11 uint8_t plain[BUF_SIZE];
12 uint8_t cipher[BUF_SIZE];
13 uint8_t aead_key[KEY_SIZE];
14 uint8_t aead_nonce[NONCE_SIZE];
15 uint8_t aead_aad[AAD_SIZE];
16 uint8_t tag[TAG_SIZE];
17
18 int main (int argc, char *argv[])
19 {
20   Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128_encrypt
21     (cipher, tag, plain, BUF_SIZE, aead_aad, AAD_SIZE, aead_key, aead_nonce);
22   exit(0);
23 }
```

---

Code 4 – Code d'analyse de la fonction `Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128_encrypt`, testé lors de la prise en main de Binsec et Hacl\*

De même, comme nos fichiers analysés appartiennent à la librairie extérieure Hacl\*, l'emploi de l'option `-static` est nécessaire pour prévenir la mise place de liens vers la librairie

partagée dans le fichier binaire. Cette option ne nuit pas à la qualité de l'analyse, elle permet en revanche d'avoir tous les éléments sous la main lorsque nous désassemblons un fichier binaire. Retirer cette option lors de la compilation, c'est s'ajouter des lourdeurs et rallonger le temps requis pour la vérification manuelle d'un fichier.

**Couverture de compilateur.** Les travaux de SCHNEIDER et al. [Sch+24] ont clairement mis en évidence que le choix du compilateur est à considérer. Nous allons pouvoir identifier quel compilateur nous permet d'avoir le plus de fichiers binaires sécurisés. Cette analyse nous permet d'identifier les limites de la pratique de la programmation en temps constant.

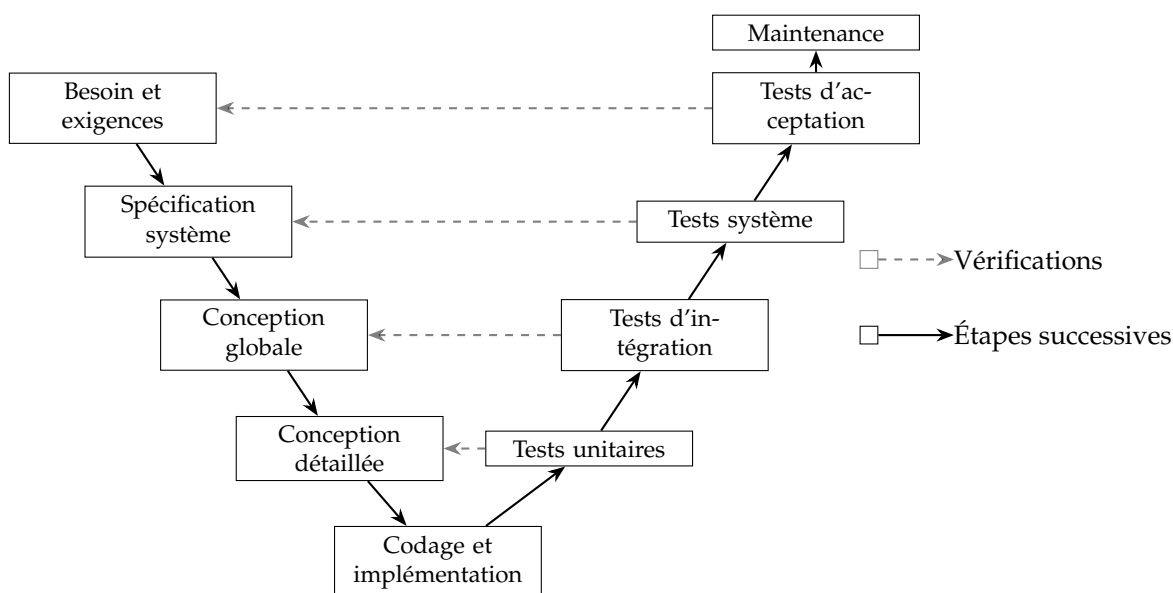
**Couverture d'architectures.** x86\_64 et ARM sont les architectures matérielles les plus répandues dans le monde. Étendre l'analyse vers différentes plateformes et observer les différences qui émergent nous permettra d'avancer dans la direction de la conception d'une librairie cryptographique universelle. Nous pouvons aussi étendre cette analyse vers d'autres architectures comme PowerPC ou RiscV.

**Automatisation.** Faire cette analyse sur un fichier binaire, comme le code 4, avec trois axes de complexité (complétude, de la couverture d'architectures et des compilateurs) n'est pas envisageable à la main. Il faut absolument que cette analyse soit automatisée.

## 5.2 Initialisation et tests variés

Dans le cadre de la programmation sécuritaire, où sont développés les systèmes avec pour objectif d'un accident par siècle (métros automatiques, trains, avions...), les projets sont conçus selon le principe du cycle en V. Cette méthode au contraire de la méthode Agile permet de prévoir tous les cas de figure et d'usages, nous permettant de nous épargner les problèmes de correction de bogues.

FIGURE 5.1 – Cycle en V



Appliquer cette méthode à l'entièreté de ce projet n'est pas envisageable à cause du coût temporel qui est très élevé. Nous nous concentrons sur la réalisation d'une preuve de concept avec un produit minimal mais opérationnel. Le développement sera concentré sur l'objectif d'automatisation. Le développement d'outils permettant la réalisation des objectifs des couvertures nécessiteront un futur travail.

### Identification des besoins et exigences

Nous avons déjà conçu notre carnet d'exigences. En revanche nous ne connaissons pas le comportement des outils que nous souhaitons employer. La première opération est donc de s'approprier le fonctionnement de ceux-ci. Le code 4 est un exemple de test réalisé dans cette phase du projet.

Binsec est un outil uniquement utilisable au travers d'un terminal. Il s'invoque avec son alias, le binaire à analyser et les options qui seront effectuées :

```
$ binsec -sse -sse-script $(BINSEC_SCRIPT) -checkct $(BINARY)
```

#### Code 5 – Commande Binsec basique

L'option `-sse` permet d'activer l'analyse par exécution symbolique, `-sse-script` associer à un fichier (ici `BINSEC_SCRIPT`) permet d'instruire notre analyse, préciser des stubs<sup>1</sup> et des initialisations. Enfin `-checkct` active la vérification de la politique temps constant au sein du fichier binaire indiqué par `BINARY`. Binsec renvoie dans le terminal le résultat de son analyse : `[secure, unknown, insecure]`. Le second est invoqué lorsque l'analyse est incomplète.

Cette phase «Test et Identification des exigences» permet de confronter plusieurs fonctions de Hacl\* et de se familiariser avec le langage d'instructions qu'admet l'option `-sse-script`. Un tutoriel complet est accessible pour comprendre le fonctionnement l'outil Binsec depuis sa page officielle<sup>2</sup>.

---

```

1  starting from core with
2    argv<64> := rsi
3    arg1<64> := @[argv + 8, 8]
4    size<64> := nondet           # 0 < strlen(argv[1]) < 128
5    assume 0 < size < 128
6    all_printables<1> := true
7    @[arg1, 128] := 0
8    for i<64> in 0 to size - 1 do
9      @[arg1 + i] := nondet as password
10     all_printables := all_printables && " " <= password <= "~"
11   end
12   assume all_printables
13 end
14
15 replace <puts>, <printf> by
16 return
17 end
18
19 reach <puts> such that @[rdi, 14] = "Good password!"
20 then print ascii stream password
21
22 cut at <puts> if @[rdi, 17] = "Invalid password!"
23
24 halt at <printf>

```

---

#### Code 6 – Instructions permettant de trouver le mot d'un passe d'un binaire exercice

Ce code présenté ici est un exemple d'usage de Binsec et permet de réaliser une attaque sur un binaire issu d'une plateforme d'apprentissage à la sécurité logicielle<sup>3</sup>. L'exercice consiste à retrouver le mot de passe caché d'un binaire. Dans le cadre de notre exercice d'analyse de la politique temps constant, le script 7 est plus simple.

1. Terme anglais du lexique de la rétro-ingénierie ; module logiciel simulant la présence d'un autre.  
2. <https://binsec.github.io/>  
3. <https://crackmes.one/>



Ce script a pour objectif de vérifier les résultats apportés par [Sch+24] concernant une fuite présente sur la fonction «*FStar\_UInt64\_eq\_mask*» et d'étendre cette analyse vers d'autres architectures. Dans une première démarche d'automatisation, ce code a été généré automatiquement par un script shell. Nous pouvons voir que l'analyse ne parcourt pas l'entièreté du binaire, seulement 8 sections sont chargées (sur 24). L'analyse commence à l'appel de la fonction `main` et se termine à la ligne 8 avec une adresse de fin. Cette adresse de fin est produite par le script shell pour attraper la fin de la fonction `main`.

```

1 load sections .plt, .text, .rodata, .data, .got, .got.plt, .bss from file
2
3 secret global r, cin, y, x
4
5 starting from <main>
6
7 with concrete stack pointer
8 halt at 0x00000000000000464
9 explore all
10

```

Code 7 – Instructions permettant d'analyser le code 3 compilé vers RiscV-32

Ce modèle, qui nous servira de base pour la suite du développement, a permis une analyse rapide entre différents compilateurs et différentes architectures.

### Application et observation entre architectures et compilateurs

FIGURE 5.2 – Tableau de résultats d'analyse Binsec pour architecture ARMv7 et ARMv8

opt\fonction analysée	cmovznz4				
Clang+LLVM	14.0.6	15.0.6	16.0.4	17.0.6	18.1.8
-O0	✓	✓	✓	✓	✓
-O1	✓	✓	✓	✓	✓
-O2	✓	✓	✓	✓	✓
-O3	✓	✓	✓	✓	✓
-Os	✓	✓	✓	✓	✓
-Oz	✓	✓	✓	✓	✓

✓ : binary secure

Nous comprenons, à la lecture du tableau 5.2, que la politique temps constant est considérée respectée par Binsec sur les versions testées ainsi que pour les différentes options de compilation. Ce résultat est encourageant pour la suite du projet.

FIGURE 5.3 – Tableau de résultats d'analyse Binsec pour architecture Risc-V

opt\fonction analysée	cmovznz4 - 64 bits		cmovznz4 - 32 bits	
Compilateur et architecture	gcc 15.1.0	clang 19.1.7	gcc 15.1.0	clang 19.1.7
-O0	~	×	~	×
-O1	✓	×	✓	×
-O2	✓	×	✓	×
-O3	✓	×	✓	×
-Os	✓	×	✓	×
-Oz	✓	×	✓	×

✓ : binary secure; ~ : binary unknown; × : binary insecure

Les résultats dans le tableau 5.3 sont indéniables : la version 19.1.7 de clang rend le code source perméable à des attaques temporelles.

#### Identification de défaut

Pour construire le tableau 5.3, plusieurs alertes se sont levées et ont permis de mettre en évidence un bug présent dans Binsec. Cette erreur dans l'analyse symbolique provoquait l'arrêt de l'exploration par explosion de l'usage de la mémoire. Les registres `ld` (*load*) et `sd` (*store*) étaient mal gérés. En particulier l'opérande `ld`, simulé par un tableau, n'était jamais vidé. Cette découverte a amené un correctif et une amélioration de Binsec. De par l'envergure de ce projet, il est possible que d'autres erreurs dues à Binsec soient découvertes. L'exploration de nombreuses et nouvelles ISA<sup>a</sup>, surtout avec Risc-V qui est encore en développement et perfectionnement, permet de renforcer cet outil plus efficacement et rapidement que par la conception de tests manuels.

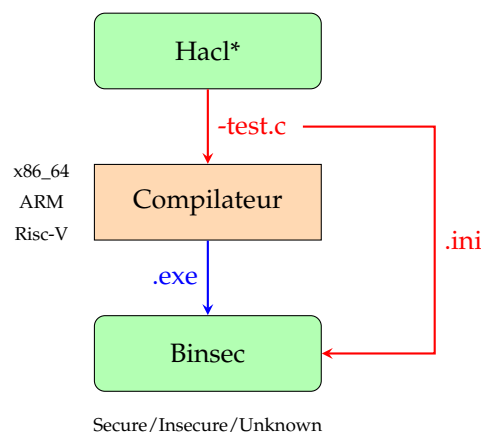
<sup>a</sup>. Acronyme anglais pour Architecture de Jeu d'Instruction, désigne l'ensemble des instructions assembleur associées à une architecture.

En explorant plus en avant le code binaire, nous découvrons que ces erreurs sont dues à l'opérande `beqz`<sup>4</sup>. L'ISA de Risc-V n'a pas à sa disposition un opérande comme `cmov` en X86\_64 ou ARM. Donc l'application d'optimisation de compilation force l'usage de cette opérande qui n'est pas en temps constant. L'optimisation qui réalise ce changement se nomme «*InstCombinePass*».

Nous observons ici une manifestation indéniable des précédents résultats proposés par d'autres travaux de recherche. Une solution serait de modifier l'ISA pour permettre cette opération d'être en temps constant. Celle qui a été retenue, c'est d'employer un `pragma`, ici `# pragma clang optimise <off/on>`. Cette instruction, donnée dans le code source, indique au compilateur de désactiver ses optimisations pour le code contenu entre les deux balises `off`, `on`. Cette solution entraîne des pertes de performance et des ralentissements quant au temps de compilation et à l'usage des ressources. Il est donc préférable de l'utiliser avec parcimonie.

Après avoir ciblé notre besoin, les exigences associées et effectué des tests pour comprendre le processus à automatiser, nous pouvons synthétiser la démarche avec la figure 5.4 : depuis Hacl\*, nous extrayons une fonction qui sera testée, nous fabriquons le fichier de test en C ; nous identifions les paramètres secrets et nous concevons le script adéquat pour Binsec ; nous compilons le fichier C à notre guise et nous terminons par l'analyse Binsec.

FIGURE 5.4 – Flot de travail de l'outil d'analyse à concevoir



Nous allons maintenant nous pencher sur le procédé de conception de notre outil de détection automatique de failles temporelles.

4. Effectue un branchement si la valeur du registre consulté est zéro. Cette opérande est propre à Risc-V.

# Érysichthon à jamais affamé

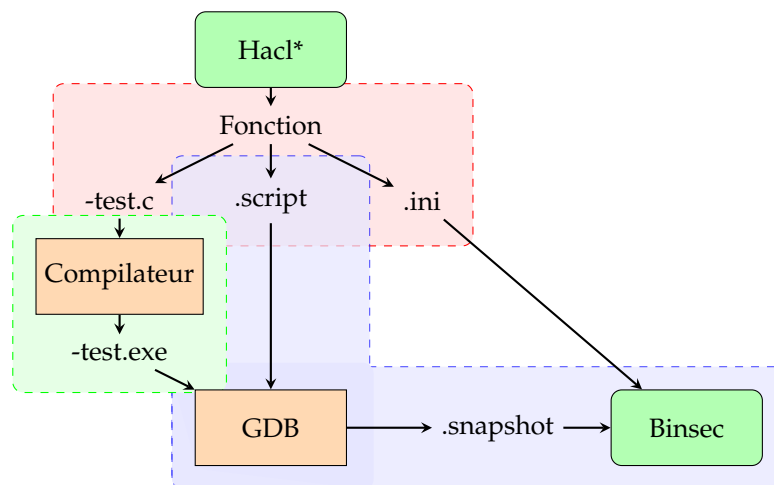
intro

## 6.1 Planification et préparations

Nous avons nos spécificités techniques et nous savons quelle forme notre outil doit avoir (fig ??). Nous pouvons commencer par synthétiser les opérations nécessaires.

Nous allons donc concevoir des protocoles pour identifier les étapes nécessaires pour que Binsec analyse entièrement un fichier et nous renvoie un parmi [secure, unknown, insecure]. Le protocole x86\_64 est particulier. Depuis la version 0.5.0 de Binsec il est possible de fournir un «cliché mémoire»<sup>1</sup> pour accélérer l'analyse. Nous utilisons cet avantage pour l'intégrer à notre graphe d'exécution. La machine sur laquelle le projet sera développé est sur une architecture x86\_64, cela nous permet d'utiliser l'outil GDB pour la génération de clichés mémoire.

FIGURE 6.1 – Protocole pour analyser des fichiers compilés en x86\_64

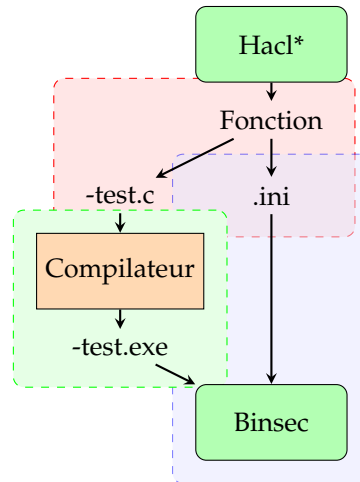


Ce graphe modélise la chaîne d'étapes nécessaires à l'obtention d'une analyse Binsec pour une fonction que nous ciblons. Plusieurs zones sont distinguées. La zone verte correspond à l'étape de compilation, la zone bleue à l'étape de préparation de l'analyse et la zone rouge à la synthèse de fichiers (de tests et d'instruction pour l'analyse de Binsec). Ce choix de couleur est adapté à la difficulté attendue de chaque étape. L'opération de compilation consiste en une commande. L'opération de préparation à l'analyse consiste simplement en deux commandes : un appel à GDB avec le binaire puis un appel à Binsec avec le cliché mémoire et les instructions d'analyse.

1. Plus couramment 'Core dump', terme technique anglais désignant une copie de la mémoire vive et des registres d'un programme. Ce fichier sert à être analysé, généralement par un débogueur.

Avec ce graphe réalisé, nous pouvons le modifier pour préparer la voie à d'autres architectures. Dans un format plus générique voici comment se présente le protocole d'analyse :

FIGURE 6.2 – Protocole générique d'analyse



Dans ce contexte, une question se pose : est-ce que la conception des scripts pour Binsec (*.ini*) est automatisable ou est-ce qu'il faudra utiliser des émulateurs pour générer des clichés mémoire et revenir dans le cas de la figure 6.1 ?

En effet, l'importance de cette question se révèle lorsque nous changeons d'architecture et que nous devons nous passer de clichés mémoire. Sur notre machine en x86\_64, si nous analysons un fichier compilé en ARM, alors nous pouvons rencontrer des appels à des fonctions systèmes : les `IFUNC`. Or la résolution de ces fonctions est gérée dynamiquement lors de l'exécution du programme. Cette mécanique permet d'utiliser des implémentations optimisées en fonction des configurations du système d'exécution. Or comme Binsec réalise une analyse symbolique du programme, il faut lui spécifier quelles fonctions correspondent aux `IFUNC` qu'il peut croiser. Pour illustrer ce point, observons le script nécessaire pour une vérification de la fonction «`Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128_encrypt`» compilé vers ARMv8.

```

load sections .plt, .text, .rodata, .data, .got, .got.plt, .bss from file

secret global input1, aad1

@[0x00000048f008, 8] := <__memcpy_generic>
@[0x00000048f018, 8] := <__memset_generic>
@[0x00000048f030, 8] := <__memcpy_thunderx2>

starting from <main>
with concrete stack pointer

halt at <exit>
explore all

```

Code 8 – Script d'instruction pour analyser un binaire compilé vers ARM

Les lignes 5 à 7 sont présentes pour indiquer les branchements à effectuer par Binsec lorsqu'il rencontre ces adresses. Cette opération automatiquement exécutée lors de l'initialisation de l'exécution, doit ici être précisée avec les fonctions présentes dans le binaire. Automatiser ces affectations peut être difficile et nécessiter quelques outils d'analyse supplémentaires pour repérer les adresses qui ont besoin d'être réaffectées et leur attribuer les fonctions les plus adaptées.

### Nommer un outil

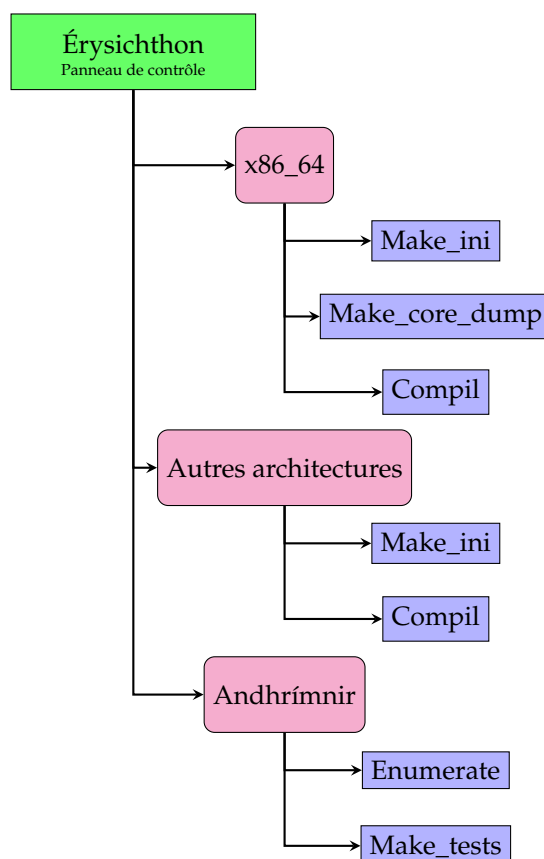
Rapidement il a fallu trouver un nom pour ce projet, l'appeler par "Notre outil. . ." devenait lourd et redondant entre les réunions hebdomadaires. En revanche trouver LE nom adéquat n'est pas une chose aisée, il peut être dû à une blague, une référence ou plus simplement être lié au sens du projet. Dans notre cas, nous aimons la mythologie et le travail réalisé peut se résumer à "il faut donner à manger à Binsec".

Érysichthon est un personnage de la mythologie grecque condamné à être affamé au point de se dévorer lui-même pour avoir détruit l'idole d'un dieu. Ce nom me plaît et il sera retenu pour la suite du projet.

### Conception d'Érysichthon

Nous avons vu les protocoles nécessaires pour construire une analyse complète. Nous avons fait des tests pour comprendre le fonctionnement de Binsec et comment doivent être déclarées les fonctions de Hacl\*. Nous passons donc en phase de conception et construisons notre outil *Érysichthon*. Il sera une combinaison de script Python, script shell et de Makefile. Nous appelons module un ensemble de scripts qui réalise une tâche au sein d'*Érysichthon*. Nous présentons sur la figure ?? comment s'organisent les modules et les tâches qu'ils effectuent.

FIGURE 6.3 – Structure des modules d'Érysichthon



Nous retrouvons les différentes étapes de nos protocoles représentées par des rectangles symbolisant les modules associés depuis leurs noeuds respectifs : «*Make\_ini*» pour la génération des scripts pour Binsec, «*Make\_core\_dump*» pour la génération des clichés mémoires et «*Compil*» pour les appels aux compilateurs. Le dernier noeud «*Andhrímnir*» est particulier et détaillé dans la section suivante.

### Andhrímnir

Ce module d'Érysichthon est particulier car il est lui aussi baptisé. Ce module consiste à produire les fichiers qui seront compilés puis analysés par Binsec. Son nom est celui du

cuisinier des dieux de la mythologie nordique, un travail répétitif et quotidien qu'il réalise ici pour notre outil.

Ce module est nommé car il constitue un projet dans le projet, sa conception seule a pris plus de la moitié du temps de développement total. C'est un outil qui, à partir d'un projet en C, est capable de générer automatiquement des tests qui compilent et peuvent ensuite être proposés à des outils d'analyse binaire. Ce module est agrégé à Érysichthon mais peut être porté vers d'autres projets. À la différence des logiciels qui produisent des tests unitaires (uniquement sur des projet Java, Haskell ou C# et souvent associé à des offres payantes), il y a ici une garantie quant à la complétude des tests produits. Toutes les fonctions présentes dans le projet C analysé auront un test associé.

Ce module, comme son grand frère, est fonctionnel et abouti. En revanche, il nécessite quelques opérations manuelles supplémentaires et quelques améliorations pour pouvoir supporter n'importe quel projet C. Additionnellement il possède quelques optimisations propres à Hacl\* permettant d'accélérer la mise en service d'Érysichthon.

## 6.2 Conception et usages

Nous commençons par le petit frère, Andhrímnir. Il fonctionne avec une phase d'initialisation «Enumerate» et une phase de production de tests «Make\_tests», elle-même découpée en plusieurs étapes. La génération de 548 fichiers de tests est réalisée en moins de deux secondes.

### Enumerate

Cette étape, de réalisation très simple, consiste à identifier toutes les fonctions pour lesquelles un fichier test sera généré. Comme Hacl\* génère automatiquement son code C, nous exploitons cette particularité pour lister efficacement les fonctions. L'opération actuellement réalisée est de lister l'ensemble des fichiers ".h" contenu dans le répertoire cible. Ensuite un parcours et une lecture de ceux-ci nous donne toutes les fonctions de l'API<sup>2</sup> d'Hacl\* et d'avoir une couverture complète du projet.

C'est lors de cette étape que nous spécifions les fonctions à tester (ou nous pouvons aussi retirer des fonctions de la chaîne de production). Ce garde-fou permet d'accélérer l'obtention des résultats finaux et d'aider grandement lorsque nous souhaitons déboguer.

### Make\_test

Le modèle de fichier que nous construisons est similaire aux tests minimaux préalablement réalisés. Des paramètres, une déclaration de fonction et un appel à la fonction `exit`, c'est notre recette pour une analyse simple. Binsec réalise une analyse symbolique, il ignore donc la valeur réelle des entrées. Notre objectif avec notre recette est de concevoir un test qui compile et qui contient toutes les instructions assembleurs qui pourront être analysées. L'exemple 6.4 illustre comment sont générés nos fichiers de tests.

Une première partie initie le fichier. Cette partie contient les appels inclusifs de la bibliothèque standard C, l'invocation de la bibliothèque Hacl\* au travers du fichier d'en-tête de référence (ici `Hacl_EC_K256`) et la signature de fabrication en commentaire. L'utilisation de la bibliothèque standard permet d'utiliser la fonction `exit`. Avec cet appel, nous construisons nos scripts Binsec avec une interruption sur cette fonction. Cet arrêt précoce permet d'accélérer l'analyse du binaire de la cible (ici `Hacl_EC_K256_felem_sqr`) et nous garantit que cette analyse soit complète.

La deuxième partie contient tous les éléments déclaratifs nécessaires à l'invocation de la fonction. Puis se termine avec le corps du fichier C qui contient l'appel de la fonction, notre balise de fin avec la fonction `exit`. Cette construction est standardisée entre les fichiers et permet de mettre en place quelques optimisations.

Comme illustré par la figure 6.5, la génération des tests est effectuée lors de la lecture des fichiers d'en-tête. Une phase de lecture d'un fichier de données "json" est ensuite réalisée pour avoir toutes les informations nécessaires à la constitution du fichier test. Une fois ces étapes réalisées, Andhrímnir commence sa préparation. Or il se trouve que parfois,

2. Interface de Programmation d'Application : détermine les définitions et comportement entre les différentes fonctions présentent dans une bibliothèque.

FIGURE 6.4 – Test de la fonction `Hacl_EC_K256_felem_sqr`

```
//
// Made by
// ANDHRÍMNIR - 0.3.0
// 09-07-2025
//

#include <stdlib.h>
#include "Hacl_EC_K256.h"

#define BUFFER_SIZE 5
uint64_t a[BUFFER_SIZE];
uint64_t out[BUFFER_SIZE];

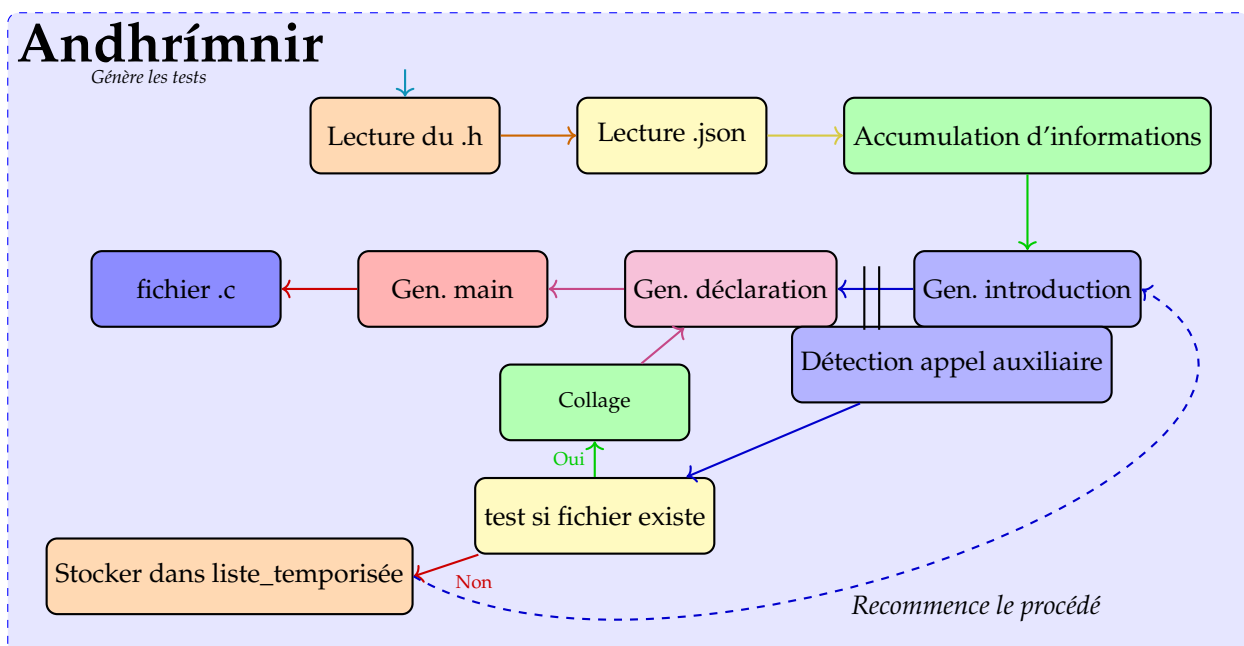
int main (int argc, char *argv[]) {
    Hacl_EC_K256_felem_sqr(a, out);
    exit(0);
}
```

Phase introductive : 8 lignes

Phase déclarative

Phase principale

FIGURE 6.5 – Schéma de conception d'Andhrímnir



certaines fonctions de `Hacl*` font appel à des structures propres à la bibliothèque qui ont une instanciation particulière. Le module «Détection appel auxiliaire» permet de vérifier ce cas de figure.

Dans le cas où aucun appel n'est détecté, `Andhrímnir` continue sa préparation avec les étapes successives illustrées par la figure 6.4 : génération des déclarations puis génération du `main`.

À l'inverse où un appel est détecté, il est possible que la fonction soit déclarée dans un autre fichier d'en-tête. Si c'est le cas, alors `Andhrímnir` doit déterminer quel fichier contient les informations requises pour compléter les informations nécessaires pour produire un fichier de test correct. La solution qui nous est venue est de temporiser le problème. `Andhrímnir` prépare des tests pour toutes les fonctions. Donc s'il a besoin d'une fonction qu'il a déjà préparé, nous pouvons accéder aux informations contenues dans le fi-

chier de test associé. Au contraire, s'il a besoin d'une fonction qu'il n'a pas encore préparé, alors il peut la mettre de côté et retravailler dessus une fois qu'il a fini son premier passage sur toutes les fonctions d'Hacl\*. Ce procédé est récursif pour pallier le problème d'appels en cascade.

En réalité Andhrímnir ne recharge pas les informations d'une fonction dont il a besoin, il effectue cette opération de «collage». Elle consiste à une instruction shell qui vient ajouter (coller) au fichier en cours de conception la partie déclaration du fichier. Cette astuce permet d'éviter une nouvelle étape d'accumulation d'informations.

La phase de lecture dans les fichiers de données json existe afin d'accélérer le développement et la mise en service d'Andhrímnir. Cela permet d'ajouter manuellement des instructions de haut niveau pour la conception des tests. Le code en annexe 9 illustre ce point : certaines fonctions ont besoin que les paramètres déclarés respectent certaines conditions. Cet exemple est accompagné du fichier json associé et du fichier de test final ??.

### Make\_core\_dump et Compilation

Les opérations de production de clichés mémoire et de compilation sont un assemblage de commandes shell et de script pour GDB qui sont concevables sans problèmes. L'élément difficile à cette étape est la compilation de la bibliothèque Hacl\*. Cette étape est nécessaire pour correctement compiler nos fichiers tests qui appellent Hacl\*. Or cette gestion de la compilation est réalisée par le projet Hacl\* lui-même et a besoin d'être améliorée pour permettre une compilation croisée vers d'autres architectures.

Une modification du script de compilation «configure» a été proposé et modifié sur le dépôt officiel du projet Hacl\*.

### Make\_ini

Ce module consiste à concevoir les fichiers d'instructions pour Binsec. Il doit spécifier les variables secrètes associées à la fonction analysée. À la suite des exemples cités précédemment, le code 12 illustre comment ces instructions s'organisent. Il est adapté pour l'architecture x86\_64 et exploite la mécanique des clichés mémoires.

Un premier temps initie le chargement des données, ensuite l'étiquette «secret» est accrochée aux variables à suivre durant l'analyse. Des commandes de gestion d'instructions particulières : des appels systèmes, des vérifications de registres inconnus de Binsec ; permettent que l'analyse ne s'interrompe pas et nous donne un résultat pertinent (secure, insecure). Enfin nous indiquons notre arrêt d'exploration sur la fonction «exit» et nous donnons notre feu vert avec la commande d'exploration totale.

Dans le cadre d'autres architectures, comme ARM, le code 8 montre que la différence à considérer est cette affectation manuelle des «IFUNC». Pour le moment, la solution en place qui gère une affectation correcte est conçue en fonction du support matériel sur lequel l'outil est activé.

## 6.3 Résultats

L'exécution s'est réalisé sur une machine équipée d'un processeur *Intel Xeon E5-2620v4* avec 32 Gio de mémoire. Le temps nécessaire pour une analyse complète en x86\_64 avec GCC 12.02 est de 4h07. Une analyse complète comprend la compilation de Hacl\*, la génération des fichiers de tests, la compilation desdits fichiers et l'analyse individuelle de chacun par Binsec. Nous avons ajouté un module pour synthétiser et générer des rapports d'analyse.

Les données détaillées peuvent être consultées en annexe B.1. En l'état, l'analyse rapporte entre 139 et 168 fichiers dont l'analyse n'a pu se terminer. Il faudrait observer plus en détails ces fichiers pour connaître les causes de ces arrêts.

Le détail des valeurs est rapporté en annexe B.2.

On peut voir avec cette figure 6.7 que les erreurs sont dues à :

max depth Arrêt par limitations du nombre d'instruction à analyser, cela permet de réduire la profondeur des branchement conditionnels à explorer et limiter le risque de parcours infini.



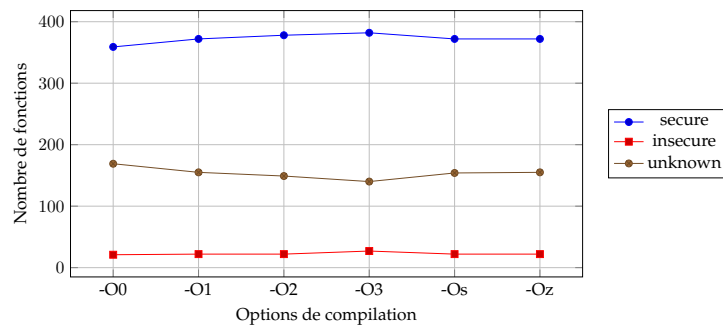


FIGURE 6.6 – Graphes des résultats d'Érysichthon en x86\_64

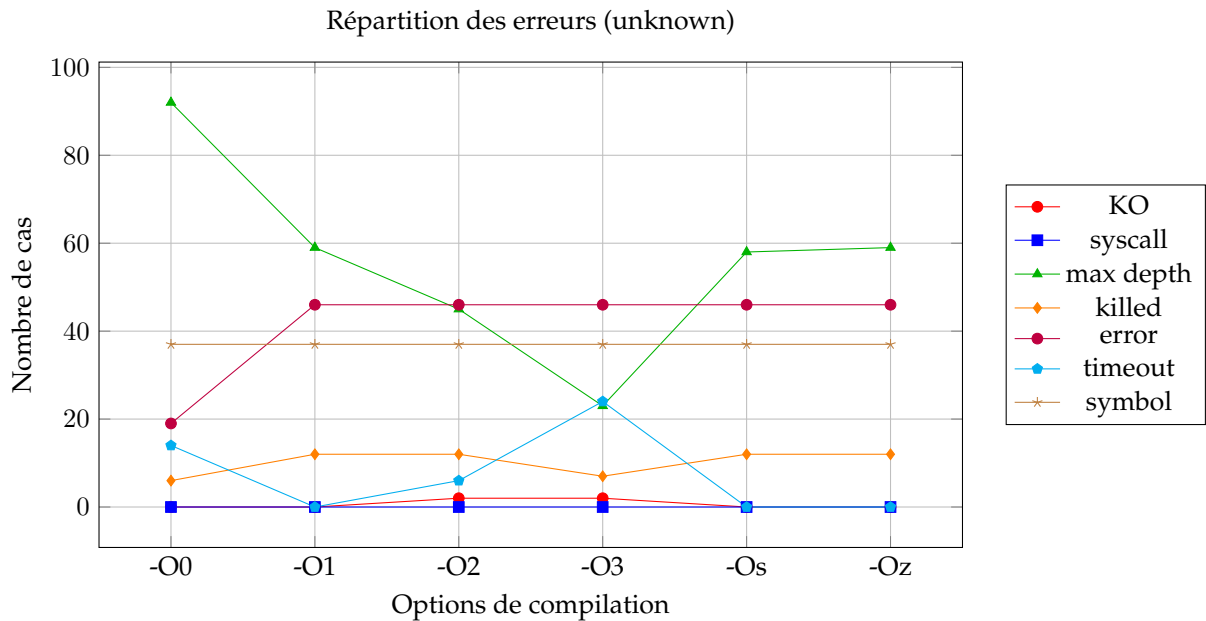


FIGURE 6.7 – Graphes détaillant les erreurs interrompant l'analyse Binsec

`timeout` Comme le précédent, limitation par le temps.

`error` Instruction inconnue de Binsec, il a besoin que le script d'instruction soit corrigé.

`symbol` Comme le précédent, mais peut-être que le fichier de test a besoin d'être modifié.

`KO` Instruction inconnue de Binsec, il a besoin d'être amélioré.

`killed` Consommation excessive des ressources, processus terminé.

Ces résultats indiquent les corrections à apporter à Érysichthon.

### Sécurité de Hacl\*

Revenons sur les résultats présentés sur la figure 6.6 et ignorons les fonctions marquées `unknown`. Les fichiers non sécurisés sont les plus nombreux avec l'option `-O3` (27) et le moins avec l'option `-O0` (21). Nous retrouvons le détail des résultats en annexe B.3. Cette expérimentation confirme les travaux de SCHNEIDER et al. mais nous avons toutes les pièces à notre disposition. Nous pouvons nous interroger quant à la réalité des fuites détectées par Érysichthon. Nous analysons toute la bibliothèque Hacl\*, il est donc normal que certaines fonctions ne soient pas sécurisées car elle n'ont pas pour objectif de l'être. Ce sont des fonctions comme `Hacl_P256_validate_public_key` ou `Hacl_P256_ecdsa_verif_p256_sha384` qui effectuent des vérifications sur des données publiques.

A

ctuellement dans la liste, aucune fonction indiquée non sécurisé ne demande une ré-implémentation et peut être conservé dans la bibliothèque.





## Conclusion



# Discussion et Ouverture

## Discussion

Les résultats obtenues grâce à l'analyse d'Érysichthon ne permettent pas encore de conclure sur la sécurité globale de la bibliothèque Hacl\*, il reste encore trop de fonctions non analysées (~ 39%). En revanche les premiers résultats sont encourageants et montre que l'utilisation des contre-mesures développées au chapitre 2 est effectivement une bonne pratique. Compléter Érysichthon pour avoir une analyse complète est en tête de liste de la liste des tâches du projet.

Actuellement, un seul compilateur a permis de produire ces résultats, il faut absolument étendre l'utilisation à d'autres compilateurs pour pouvoir croiser les résultats et avoir une étude plus complète quant à la sécurité de cette bibliothèque.

Nous savons que les optimisations modifient le binaire et peuvent insérer des fuites. Avec cet outil, au lieu d'appeler frontalement `-O2`, nous pouvons plutôt appeler nominalement les options qui se cachent derrière : `-falign-functions`, `-falign-jumps`, etc.

Il est aussi possible que nous identifions précisément les fonctions qui ont besoin d'être sécurisées et d'adapter leur compilation. Par exemple, si *A.c* est compilé avec `-O0` et *B.c* avec `-O3`, le fichier objet *A.o* contiendra une fonction générée sans optimisation, tandis que *B.o* contiendra une fonction optimisée. Ainsi, dans le binaire final *B.o*, un appel vers une fonction de *A.o* est une instruction de saut vers le code compilé avec `-O0`. Nous obtenons un mélange de fonctions optimisées et non optimisées dans le même exécutable. Cette solution réduit les performances globales et ralentit le fonctionnement d'un programme au coût d'une sécurité plus élevée.

## Ouverture

travaux directement sur le compilateur / support matériel



# Conclusion

conclusion





# Bibliographie

- [Avi71] “‘Faulty-Tolerant Computing : An Overview’, A. AVIZIENIS, 1971”.
- [Koc96] “‘Timing Attacks on Implementations of Diffie-Hellman, RSA, DSS, and Other Systems’, Paul C. KOCHER, 1996”.
- [AHa98] OpenSSL, Eric ANDREW YOUNG, Tim HUDSON et OpenSSL AUTHORS, 1998, URL : <https://www.openssl.org/>.
- [KJJ99] “‘Differential Power Analysis’, Paul KOCHER, Joshua JAFFE et Benjamin JUN, 1999”.
- [Bar+04] The Sorcerer’s Apprentice Guide to Fault Attacks, Hagai BAR-EL et al., 2004, URL : <https://eprint.iacr.org/2004/100>.
- [Ler+05] CompCert, Xavier LEROY et al., 2005.
- [AKS06] “‘Predicting Secret Keys Via Branch Prediction’, Onur ACIÇMEZ, Çetin Kaya KOÇ et Jean-Pierre SEIFERT, 2006”.
- [Lan10] Adam LANGLEY. *ctgrind : Checking that functions are constant time with Valgrind*. Rapp. tech. 2010. URL : <https://github.com/agl/ctgrind>.
- [KMO12] “‘Automatic quantification of cache side-channels’, Boris KÖPF, Laurent MAUBORGNE et Martín OCHOA, 2012”.
- [Alm+13] “‘Formal Verification of Side-Channel Countermeasures Using Self-Composition’, José Bacelar ALMEIDA et al., 2013”.
- [Doy+13] “‘CacheAudit : A Tool for the Static Analysis of Cache Side Channels’, Boris DOYCHEV et al., 2013”.
- [Bar+14] “‘System-level non-interference for constant-time cryptography’, Gilles BARTHE et al., 2014”.
- [Can14] Programmation en langage C, Anne CANTEAUT, 2014.
- [Liu+15] “‘ Last-Level Cache Side-Channel Attacks are Practical ’, Fangfei LIU et al., 2015, URL : <https://doi.ieeecomputersociety.org/10.1109/SP.2015.43>”.
- [Mas+15] “‘Thermal Covert Channels on Multi-core Platforms’, Ramya Jayaram MASTI et al., 2015, URL : <https://www.usenix.org/conference/usenixsecurity15/technical-sessions/presentation/masti>”.
- [RLT15] “‘Raccoon : Closing Digital Side-Channels through Obfuscated Execution’, Ashay RANE, Calvin LIN et Mohit TIWARI, 2015, URL : <https://www.usenix.org/conference/usenixsecurity15/technical-sessions/presentation/rane>”.
- [Alm+16] “‘Verifying Constant-Time Implementations’, Jose Bacelar ALMEIDA et al., 2016, URL : <https://www.usenix.org/conference/usenixsecurity16/technical-sessions/presentation/almeida>”.
- [Bar+16] “‘Computer-Aided Verification for Mechanism Design’, Gilles BARTHE et al., 2016”.
- [Pes+16] “‘DRAMA : Exploiting DRAM Addressing for Cross-CPU Attacks’, Peter PESSL et al., 2016, URL : <https://www.usenix.org/conference/usenixsecurity16/technical-sessions/presentation/pessl>”.
- [Por16] BearSSL : A constant time cryptographic library, Thomas PORNIN, 2016, URL : <https://www.bearssl.org/>.

- [RPA16] “‘Sparse representation of implicit flows with applications to side-channel detection’, Bernardo RODRIGUES, Francisco M. Q. PEREIRA et Diego F. ARANHA, 2016”.
- [YGH16] CacheBleed : A Timing Attack on OpenSSL Constant Time RSA, Yuval YAROM, Daniel GENKIN et Nadia HENINGER, 2016, URL : <https://eprint.iacr.org/2016/224>.
- [Ant+17] “‘Decomposition Instead of Self-Composition for Proving the Absence of Timing Channels’, Thomas ANTONOPOULOS et al., 2017”.
- [BPT17] “‘Verifying Constant-Time Implementations by Abstract Interpretation’, Sandrine BLAZY, David PICHARDIE et André TRIEU, 2017”.
- [CFD17] “‘Precise detection of side-channel vulnerabilities using quantitative cartesian hoare logic’, Jie CHEN, Yu FENG et Isil DILLIG, 2017”.
- [Mog+17] “‘MemJam : A False Dependency Attack Against Constant-Time Crypto Implementations’, Ahmad MOGHIMI et al., 2017, URL : <http://dx.doi.org/10.1007/s10766-018-0611-9>”.
- [RBV17] “‘Dude, is my code constant time?’, Oscar REPARAZ, Josep BALASCH et Ingrid VERBAUWHEDE, 2017”.
- [Tea17] MemorySanitizer, LLVM TEAM, 2017.
- [Wan+17] “‘Cached : Identifying Cache-Based Timing Channels in Production Software’, Shuai WANG et al., 2017”.
- [Zin+17] HACL\* : A verified modern cryptographic library, Jean-Karim ZINZINDOHOUE et al., 2017, URL : <https://hacl-star.github.io/>.
- [Ath+18] “‘Sidetrail : Verifying time-balancing of cryptosystems’, Konstantinos ATHANASIOU et al., 2018”.
- [BGL18] “‘Secure Compilation of Side-Channel Countermeasures : The Case of Cryptographic “Constant-Time”’, Gilles BARTHE, Benjamin GRÉGOIRE et Vincent LAPORTE, 2018”.
- [Bre+18] “‘Symbolic Path Cost Analysis for Side-Channel Detection’, Thomas BRENNAN et al., 2018”.
- [Nei18] Timecop, Moritz NEIKES, 2018.
- [VPS18] “‘Nemesis : Studying Microarchitectural Timing Leaks in Rudimentary CPU Interrupt Logic’, Jo VAN BULCK, Frank PIESSENS et Raoul STRACKX, 2018”.
- [Wei+18] “‘DATA - Differential Address Trace Analysis : Finding Address-Based Side-Channels in Binaries’, Samuel WEISER et al., 2018”.
- [Wic+18] “‘Microwalk : A framework for finding side channels in binaries’, Jan WICHELMANN et al., 2018”.
- [Wu+18] “‘Eliminating timing side-channel leaks using program repair’, Mingjie WU et al., 2018”.
- [Cau+19] “‘FaCT : A DSL for timing-sensitive computation’, Srinath CAULIGI et al., 2019”.
- [DBR19] “‘Binsec/Rel : Efficient Relational Symbolic Execution for Constant-Time at Binary-Level’, Lesly-Ann DANIEL, Sébastien BARDIN et Tamara REZK, 2019, URL : <http://arxiv.org/abs/1912.08788>”.
- [Wat+19] “‘Ct-wasm : Type-driven secure cryptography for the web ecosystem’, Connor WATT et al., 2019”.
- [ANS20] Règles de programmation pour le développement sécurisé de logiciels en langage C, ANSSI, 2020.
- [Dis20] haybale-pitchfork, Craig DISSELKOEN, 2020.
- [HEC20] “‘ct-fuzz : Fuzzing for Timing Leaks’, Sizhuo HE, Michael EMMI et Gabriel F. CIOCARLIE, 2020”.
- [Pol+20] “‘HACLxN : Verified generic SIMD crypto (for all your favourite platforms)’, Marina POLUBELOVA et al., 2020”.
- [Wei+20] “‘Big Numbers - Big Troubles : Systematically Analyzing Nonce Leakage in (EC)DSA Implementations’, Samuel WEISER et al., 2020”.

- [Bor+21] “‘Constantine : Automatic Side-Channel Resistance Using Efficient Control and Data Flow Linearization’, Pietro BORRELLO et al., 2021, URL : <http://dx.doi.org/10.1145/3460120.3484583>”.
- [Jan+21] “‘They’re not that hard to mitigate” : What Cryptographic Library Developers Think About Timing Attacks, Jan JANCAR et al., 2021, URL : <https://eprint.iacr.org/2021/1650>.
- [Mei+21] Constant-Time Arithmetic for Safer Cryptography, Lúcas Crístóir MEIER et al., 2021, URL : <https://eprint.iacr.org/2021/1121>.
- [Gau+23] “‘Work in Progress : Thwarting Timing Attacks in Microcontrollers using Fine-grained Hardware Protections’, Nicolas GAUDIN et al., 2023”.
- [Gei+23] “‘A Systematic Evaluation of Automated Tools for Side-Channel Vulnerabilities Detection in Cryptographic Libraries’, Antoine GEIMER et al., 2023, URL : <https://doi.org/10.1145/3576915.3623112>”.
- [Sch+24] Breaking Bad : How Compilers Break Constant-Time Implementations, Moritz SCHNEIDER et al., 2024, URL : <https://arxiv.org/abs/2410.13489>.
- [Por25] Constant-Time Code : The Pessimist Case, Thomas PORNIN, 2025, URL : <https://eprint.iacr.org/2025/435>.
- [Sch+25] “‘Developers : Beware of Timing Side-Channels’, Dominik SCHNEIDER et al., 2025”.
- [SGP25] OwlC : Compiling Security Protocols to Verified, Secure, High-Performance Libraries, Pratap SINGH, Joshua GANCHER et Bryan PARNO, 2025, URL : <https://eprint.iacr.org/2025/1092>.
- [Tea25] Project Everest TEAM. *Project Everest : Perspectives from Developing Industrial-grade High-Assurance Software*. Rapp. tech. Project Everest, 2025.



## Annexes





## Références

TABLE A.1 – Liste des options de compilations et leurs effets (non exhaustive), <https://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/Optimize-Options.html>

Option de compilation	Effet
-O0	Compile le plus vite possible
-O1 / -O	Compile en optimisant la taille et le temps d'exécution
-O2	Comme -O1 mais en plus fort, temps de compilation plus élevé mais exécution plus rapide
-O3	Comme -O2, avec encore plus d'options, optimisation du binaire
-Os	Comme -O2 avec des options en plus, réduction de la taille du binaire au détriment du temps d'exécution
-Ofast	optimisations de la vitesse de compilation
-Oz	optimisation agressive sur la taille du binaire

<b>Expr</b>	CST $\frac{}{(l, r, m) \text{ bv} \vdash \text{bv}}$
VAR $\frac{}{(l, r, m) \text{ v} \vdash r \text{ v}}$	UNOP $\frac{(l, r, m) e \vdash \text{bv}}{(l, r, m) \blacklozenge_u e \vdash \blacklozenge_u \text{bv}}$
BINOP $\frac{(l, r, m) e_1 \vdash \text{bv}_1 \quad (l, r, m) e_2 \vdash \text{bv}_2}{(l, r, m) e_1 \blacklozenge_b e_2 \vdash \text{bv}_1 \blacklozenge_b \text{bv}_2}$	
LOAD $\frac{(l, r, m) e \vdash_t \text{bv}}{(l, r, m) @e \vdash_{t \cdot [\text{bv}]} m \text{ bv}}$	
<b>Instr</b>	S_JUMP $\frac{P.l = \text{goto } l'}{(l, r, m) \xrightarrow{[l]} (l', r, m)}$
D_JUMP	$\frac{P.l = \text{goto } e \quad (l, r, m) e \vdash_t \text{bv} \quad l' \triangleq \text{to\_loc}(\text{bv})}{(l, r, m) \xrightarrow{t \cdot [l']} (l', r, m)}$
ITE-TRUE	$\frac{P.l = \text{ite } e ? l_1 : l_2 \quad (l, r, m) e \vdash_t \text{bv} \quad \text{bv} \neq 0}{(l, r, m) \xrightarrow{t \cdot [l_1]} (l_1, r, m)}$
ITE-FALSE	$\frac{P.l = \text{ite } e ? l_1 : l_2 \quad (l, r, m) e \vdash_t \text{bv} \quad \text{bv} = 0}{(l, r, m) \xrightarrow{t \cdot [l_2]} (l_2, r, m)}$
ASSIGN	$\frac{P.l = \text{v} := e \quad (l, r, m) e \vdash_t \text{bv}}{(l, r, m) \xrightarrow{t} (l + 1, r[\text{v} \mapsto \text{bv}], m)}$
STORE	$\frac{P.l = @e := e' \quad (l, r, m) e \vdash_t \text{bv} \quad (l, r, m) e' \vdash_{t'} \text{bv}'}{(l, r, m) \xrightarrow{t' \cdot t \cdot [\text{bv}]} (l + 1, r, m[\text{bv} \mapsto \text{bv}'])}$

FIGURE A.1 – Ensemble d'instructions définis formellement par [DBR19]



## Érysichthon, structure et exemples

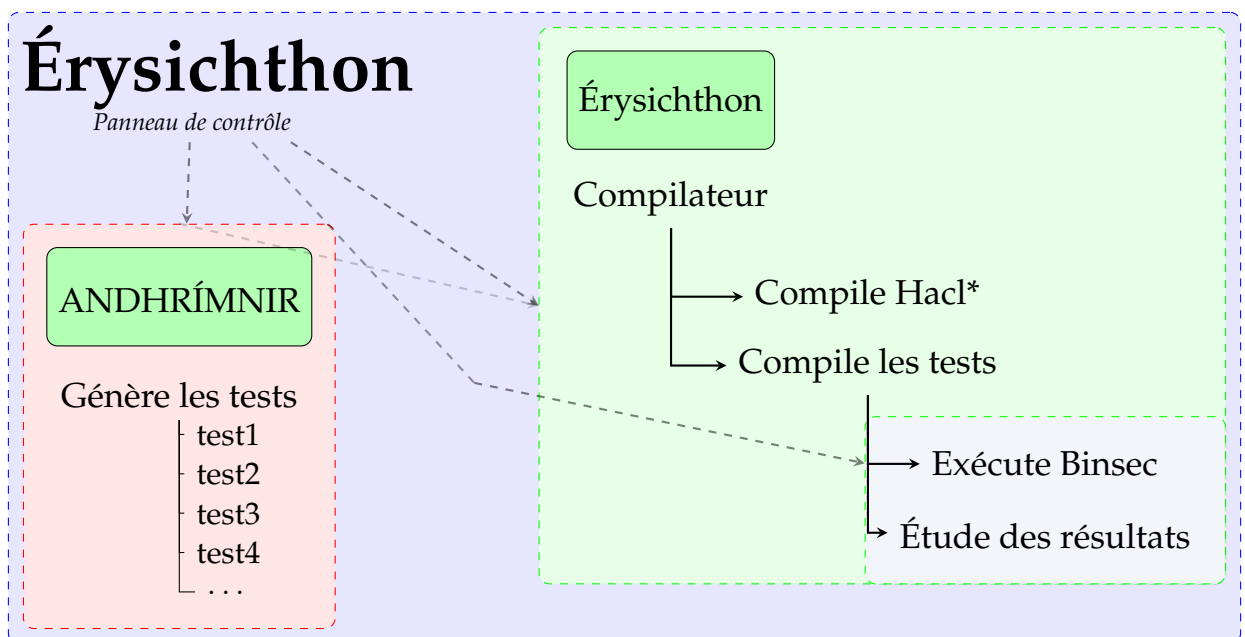


FIGURE B.1 – Structure d'Érysichthon, schéma du point de vue de l'utilisateur  
Les flèches grises indiquent tous les éléments actionnables individuellement.

---

```

1  /**
2  Encrypt a message `input` with key `key`.
3
4  The arguments `key`, `nonce`, `data`, and `data_len` are same in encryption/decryption.
5  Note: Encryption and decryption can be executed in-place, i.e.,
6  `input` and `output` can point to the same memory.
7
8  @param output Pointer to `input_len` bytes of memory where the ciphertext is written to.
9  @param tag Pointer to 16 bytes of memory where the mac is written to.
10 @param input Pointer to `input_len` bytes of memory where the message is read from.
11 @param input_len Length of the message.
12 @param data Pointer to `data_len` bytes of memory where the associated data is read from.
13 @param data_len Length of the associated data.
14 @param key Pointer to 32 bytes of memory where the AEAD key is read from.
15 @param nonce Pointer to 12 bytes of memory where the AEAD nonce is read from.
16 */
17 void
18 HACL_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd256_encrypt(
19     uint8_t *output,
20     uint8_t *tag,
21     uint8_t *input,
22     uint32_t input_len,
23     uint8_t *data,
24     uint32_t data_len,
25     uint8_t *key,
26     uint8_t *nonce
27 );

```

---

Code 9 – Déclaration de la fonction **encrypt** dans le fichier d'en-tête HACL\_AEAD-Chacha20Poly1305\_Simd256.h

---

```

1  {
2  "Meta_data": {
3      "build" : "13-06-2025",
4      "version" : "0.2.0"
5  }
6
7  , "HACL_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128_encrypt": {
8      "output": "BUF_SIZE"
9      , "input": "BUF_SIZE"
10     , "input_len": "BUF_SIZE"
11     , "data": "AAD_SIZE"
12     , "data_len": "AAD_SIZE"
13     , "key": "KEY_SIZE"
14     , "nonce": "NONCE_SIZE"
15     , "tag": "TAG_SIZE"
16     , "BUF_SIZE": 16384
17     , "TAG_SIZE": 16
18     , "AAD_SIZE": 12
19     , "KEY_SIZE": 32
20     , "NONCE_SIZE": 12
21   }
22 }

```

---

Code 10 – Extrait du fichier HACL\_AEAD\_Chacha20Poly1305\_Simd256.json

---

```

1  //
2  // Made by
3  // ANDHRÍMNIR - 0.5.4
4  // 12-08-2025
5  //
6
7  #include <stdlib.h>
8  #include "Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128.h"
9
10 #define BUF_SIZE 16384
11 #define TAG_SIZE 16
12 #define AAD_SIZE 12
13 #define NONCE_SIZE 12
14 #define KEY_SIZE 32
15 uint8_t output[BUF_SIZE];
16 uint8_t tag[TAG_SIZE];
17 uint8_t input[BUF_SIZE];
18 uint32_t input_len_encrypt = BUF_SIZE;
19 uint8_t data[AAD_SIZE];
20 uint32_t data_len_encrypt = AAD_SIZE;
21 uint8_t key[KEY_SIZE];
22 uint8_t nonce[NONCE_SIZE];
23
24
25 int main (int argc, char *argv[]){
26   Hacl_AEAD_Chacha20Poly1305_Simd128_encrypt(output, tag, input, input_len_encrypt,
27     data, data_len_encrypt, key, nonce);
28     exit(0);
29 }

```

---

Code 11 – Code généré du fichier test Hacl\_AEAD\_Chacha20Poly1305\_Simd256\_encrypt.c

---

```

1  starting from core
2
3  secret global output, input, data, key, nonce, tag
4  replace opcode 0f 01 d6 by
5  zf := true
6  end
7  replace opcode 0f 05 by
8    if rax = 231 then
9      print ascii "exit_group"
10     print dec rdi
11     halt
12   end
13   print ascii "syscall"
14   print dec rax
15   assert false
16 end
17 halt at <exit>

```

---

Code 12 – Instruction Binsec générée automatiquement,  
Hacl\_AEAD\_Chacha20Poly1305\_Simd256\_encrypt.ini

Optimisation	Secure	Unknown	Insecure
-O0	359	168	21
-O1	372	154	22
-O2	378	148	22
-O3	382	139	27
-Os	372	154	22
-Oz	373	153	22

TABLE B.1 – Résultats d'Érysicthon en x86\_64

Erreur / Option	-O0	-O1	-O2	-O3	-Os	-Oz
KO	0	0	2	2	0	0
syscall	0	0	0	0	0	0
max depth	92	59	45	23	58	59
killed	6	12	12	7	12	12
error	19	46	46	46	46	46
timeout	14	0	6	24	0	0
symbole	37	37	37	37	37	37

TABLE B.2 – Tableau détaillant les erreurs interrompant l'analyse Binsec

Fonctions	Options concernées					
Hacl_EC_Ed25519_point_eq	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_ecdh	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_ecdsa_verify_hashed_msg	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_ecdsa_verify_sha256	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_is_public_key_valid	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_public_key_compressed_from_raw	O0					
Hacl_K256_ECDSA_public_key_uncompressed_to_raw	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_secp256k1_ecdsa_is_signature_normalized	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_secp256k1_ecdsa_signature_normalize	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_secp256k1_ecdsa_verify_hashed_msg	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_secp256k1_ecdsa_verify_sha256	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_NaCl_crypto_box_open_detached_afternm	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_NaCl_crypto_secretbox_open_detached	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_compressed_to_raw	O0					
Hacl_P256_dh_responder	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_ecdsa_verif_p256_sha2	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_ecdsa_verif_p256_sha384	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_ecdsa_verif_p256_sha512	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_ecdsa_verif_without_hash	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_uncompressed_to_raw	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_P256_validate_public_key	O0	O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_FFDHE_ffdhe_shared_secret_precomp		O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_secp256k1_ecdsa_sign_hashed_msg		O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_K256_ECDSA_secp256k1_ecdsa_sign_sha256		O1	O2	O3	Os	Oz
Hacl_NaCl_crypto_box_beforenm				O3		
Hacl_NaCl_crypto_box_detached				O3		
Hacl_NaCl_crypto_box_easy				O3		
Hacl_NaCl_crypto_box_open_detached				O3		
Hacl_NaCl_crypto_box_open_easy				O3		

TABLE B.3 – Détails des fonctions non sécurisées en fonction des optimisations entrées, exécution d'Érysicthon en x86\_64