

Un bref historique

- Un premier plan par Craig Gentry ;
- FHE de secondes génération Entrée typique : polynômes de degré 1.
 - somme : la somme des polynômes
 - produit : on obtient un degré 2.
- FHE de troisième génération : BVS.

GSW, premier essai :

Clé secrète : un vecteur $sk \in \mathbb{Z}_q^N$

Clé publique : pk

Chiffrement : $\text{Encrypt}(\text{pk}, \mu) = C \in \mathbb{Z}_q^{N \times N}$ telle que

$$C \vec{sk} = \vec{s}$$

Déchiffrement : Evident

Opérations homomorphes :

Pour $C_i = \text{Encrypt}(\mu_i)$ ($1 \leq i \leq 2$) et $\lambda \in \mathbb{Z}_q$

- Somme : $C_1 + C_2$

$$(C_1 + C_2) \vec{sk} = (\mu_1 + \mu_2) \vec{sk}$$

- Produit : $C_1 \times C_2$

$$(C_1 \times C_2) \vec{sk} = C_1 (\mu_2 \vec{sk}) = (\mu_1 \mu_2) \vec{s}$$

- NAND : $C_1 * C_2 - \text{Id}$
- Produit par scalaire : λC_1

GSW, second essai :

Clé secrète : un vecteur $sk \in \mathbb{Z}_q^N$

Clé publique : pk

Chiffrement : $\text{Encrypt}(\mu) = C \in \mathbb{Z}_q^{N \times N}$ telle que

$$C\vec{sk} = \vec{sk} + \vec{e} \quad \text{avec } \vec{e} \text{ petit}$$

Déchiffrement : on prend un i tel que \vec{sk}_i est grand

$$\begin{aligned} \text{Decrypt}(sk, C) &= \left\lfloor \frac{(C\vec{sk})_i}{v_i} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{(\mu\vec{sk}_i + \vec{e}_i)_i}{v_i} \right\rfloor \\ &= \left\lfloor \mu + \frac{\vec{e}_i}{v_i} \right\rfloor \\ &= \mu \end{aligned}$$

Retour sur les opérations homomorphes :

- **Somme** : $C_1 + C_2$

$$(C_1 + C_2) \vec{s}k = (\mu_1 + \mu_2) \vec{s}k + \vec{e}_1 + \vec{e}_2$$

- **NAND** : $C_1 \times C_2 - \text{Id}$

$$\begin{aligned}(C_1 \times C_2 - \text{Id}) \vec{s}k &= C_1 \left(\mu_2 \vec{s}k + \vec{e}_2 - \vec{s} \right) \\ &= (\mu_1 \mu_2 - 1) \vec{s}k + \mu_2 \vec{e}_1 + C_1 \vec{e}_2\end{aligned}$$

Problème :

Les coefficients de $C_1 \vec{e}_2$ peuvent être gros

On utilise une fonction Flatten qui a notamment les propriétés suivantes :

$$C \in \mathbb{Z}_q^{n \times n} \Rightarrow \text{Flatten}(C) \in \{0, 1\}^{N \times N}$$

$$\langle \text{Flatten}(C), \vec{s}k \rangle = \langle C, \vec{s}k \rangle \quad \text{pour un secret } \vec{s}k \text{ bien choisi}$$

Clé secrète : un vecteur $s \in \mathbb{Z}_q^N$ bien choisi

Clé publique : pk

Chiffrement : $\text{Encrypt}(\text{pk}, \mu) = \text{Flatten}(C) \in \mathbb{Z}_q^{N \times N}$ pour C telle que

$$C\vec{s}k = \vec{s}k + \vec{e} \quad \text{avec } \vec{e} \text{ petit}$$

Déchiffrement : on prend un i tel que \vec{s}_i est grand et :

$$\text{Decrypt}(\vec{s}k, C) = \left\lfloor \frac{(C\vec{s})_i}{v_i} \right\rfloor$$

Opérations homomorphes : on applique Flatten aux précédentes

Le problème DLWE

Paramètres : $n, q \in \mathbb{N}$, une distribution χ sur \mathbb{Z}_q

Le problème DLWE(n, q, χ) consiste à distinguer deux distributions :

- La distribution qui crée uniformément $(\vec{a}, b) \in \mathbb{Z}_q^{n+1}$;
- La distribution qui utilise un secret $\vec{s} \in \mathbb{Z}_q^n$ tiré uniformément, et crée des vecteurs (\vec{a}, b) où

$$b_i = \langle \vec{a}_i, \vec{s} \rangle + e_i$$

e_i étant échantillonné par χ .

à partir d'un ensemble d'échantillons.

FHE avec bootstrapping

$$C = D + \text{erreur}$$

$$C = D + \text{error} \xrightarrow{\text{Decrypt}(\text{sk}, C)} \mu \xrightarrow{\text{Encrypt}(\text{sk}, \mu)} C^{\text{new}} = D + \text{error}$$

FHE avec bootstrapping

$$C = D + \text{erreur}$$

$$C = D + \text{error} \xrightarrow{\text{Decrypt}(\text{sk}, C)} \mu \xrightarrow{\text{Encrypt}(\text{sk}, \mu)} C^{\text{new}} = D + \text{error}$$

Soit Π le circuit booléen tel que

$$\Pi(\text{binsk}) = \text{Decrypt}(\text{sk}, C)$$

FHE avec bootstrapping

$$C = D + \text{erreur}$$

$$C = D + \text{erreur} \xrightarrow{\text{Decrypt}(\text{sk}, C)} \mu \xrightarrow{\text{Encrypt}(\text{sk}, \mu)} C^{\text{new}} = D + \text{error}$$

Soit Π le circuit booléen tel que

$$\Pi(\text{binsk}) = \text{Decrypt}(\text{sk}, C)$$

Alors :

$$\begin{aligned} \text{Encrypt}(\text{sk}, \text{Decrypt}(\text{sk}, C)) &= \text{Encrypt}(\text{sk}, \Pi(\text{binsk})) \\ &= \text{Eval}(\Pi, \text{Encrypt}(\text{sk}, \text{binsk})) \end{aligned}$$

- Si Π contient assez peu de NAND, on peut avoir un FHE.

Découpage de Decrypt

L'algorithme de déchiffrement est le suivant :

1. trouver $1 \leq i \leq l$ tel que $q/4 \leq 2^i < q/2$
 2. calculer $a = C_i \cdot \vec{v}$
 3. retourner $|\frac{a}{\vec{v}_i}|$
- On peut ramener le calcul du produit scalaire à une somme de nombres binaire ;
 - Diviser par une puissance de 2 est un shift à gauche sur l'écriture binaire ;
 - Calculer la valeur absolue implique essentiellement de faire un complément à 2.

Voyons comment sommer deux nombres binaires.

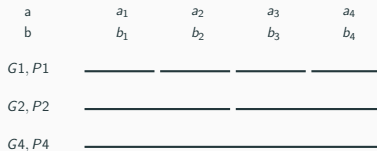
sommer deux listes :

Somme classique entre deux nombres binaires :

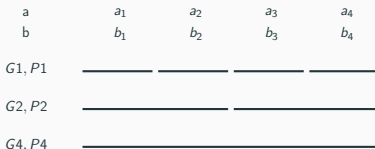
$$\begin{array}{ccccccc} & & c_1 & c_2 & & c_{s-1} & \\ & & \curvearrowright & \curvearrowright & & \curvearrowright & \\ & a_1 & a_2 & \cdots & a_s & & \\ + & b_1 & b_2 & \cdots & b_s & & \\ \hline & r_1 & r_2 & \cdots & r_s & & \end{array}$$

- a_1 et b_1 présents dans la formule booléenne de r_s .
- profondeur de NAND en $O(s)$

sommer deux listes : carry lookahead adder



sommer deux listes : carry lookahead adder



- G pour génération

$$\begin{array}{rcccc} & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ + & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\ \hline & X & X & X & X & 1 \end{array}$$

- P pour propagation

$$\begin{array}{rcccc} & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ + & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\ + & 1 & & & \\ \hline & X & X & X & X & 1 \end{array}$$

sommer deux listes : carry lookahead adder

a	a_1	a_2	a_3	a_4
b	b_1	b_2	b_3	b_4
$G1, P1$	_____	_____	_____	_____
$G2, P2$	_____	_____	_____	_____
$G4, P4$	_____	_____	_____	_____

- G pour génération $(G1)_i = a_i \wedge b_i$ $(P1)_i = a_i \vee b_i$

$$\begin{array}{cccc} & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ + & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\ \hline & X & X & X & X & 1 \end{array}$$

- P pour propagation

$$\begin{array}{cccc} & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ + & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\ + & 1 & & & \\ \hline & X & X & X & X & 1 \end{array}$$

sommer deux listes : carry lookahead adder

a	a_1	a_2	a_3	a_4
b	b_1	b_2	b_3	b_4
$G1, P1$	_____	_____	_____	_____
$G2, P2$	_____	_____	_____	_____
$G4, P4$	_____	_____	_____	_____

- G pour génération

$$(G1)_i = a_i \wedge b_i \quad (P1)_i = a_i \vee b_i$$

$$\begin{array}{cccc}
 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\
 + & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\
 \hline
 & X & X & X & X & 1
 \end{array}$$

$$G2^i, P2^i \quad \text{_____} \quad 1 \quad \text{_____}$$

$$G2^{i+1}, P2^{i+1} \quad \text{_____} \quad 1 \quad \text{_____} \quad 2 \quad \text{_____}$$

- P pour propagation

$$\begin{array}{cccc}
 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\
 + & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\
 + & 1 & & & \\
 \hline
 & X & X & X & X & 1
 \end{array}$$

$$(G2^{i+1})_1 = (G2^i)_2 \vee ((G2^i)_1 \wedge (P2^i)_2)$$

$$(P2^{i+1})_1 = (G2^i)_1 \wedge (P2^i)_2$$

sommer deux listes : carry lookahead added

a	0	0	1	1	1	1	0	0
b	0	1	0	1	0	1	0	1
G_1, P_1	<u>0 0</u>	<u>0 1</u>	<u>0 1</u>	<u>1 1</u>	<u>0 1</u>	<u>1 1</u>	<u>0 0</u>	<u>0 1</u>
G_2, P_2	<u>0 0</u>		<u>1 1</u>		<u>1 1</u>		<u>0 0</u>	
G_4, P_4			<u>1 0</u>			<u>0 0</u>		
G_8, P_8				<u>0 0</u>				
carry	?	?	?	?	?	?	?	?

Les variables de générations de blocs commençants par 0 calculent des retenues.

sommer deux listes : carry lookahead added

a	0	0	1	1	1	1	0	0
b	0	1	0	1	0	1	0	1
$G1, P1$	<u>0 0</u>	<u>0 1</u>	<u>0 1</u>	<u>1 1</u>	<u>0 1</u>	<u>1 1</u>	<u>0 0</u>	<u>0 1</u>
$G2, P2$	<u>0 0</u>		<u>1 1</u>		<u>1 1</u>		<u>0 0</u>	
$G4, P4$		<u>1 0</u>				<u>0 0</u>		
$G8, P8$				<u>0 0</u>				
carry	0	0	?	1	?	?	?	0

Les variables de générations de blocs commençants par 0 calculent des retenues.

$$c_6 = G2_3 \vee (c_4 \wedge P2_3) = 1 \vee (1 \wedge 1) = 1$$

sommer deux listes : carry lookahead added

a	0	0	1	1	1	1	0	0
b	0	1	0	1	0	1	0	1
$G1, P1$	<u>0 0</u>	<u>0 1</u>	<u>0 1</u>	<u>1 1</u>	<u>0 1</u>	<u>1 1</u>	<u>0 0</u>	<u>0 1</u>
$G2, P2$	<u>0 0</u>		<u>1 1</u>		<u>1 1</u>		<u>0 0</u>	
$G4, P4$		<u>1 0</u>				<u>0 0</u>		
$G8, P8$				<u>0 0</u>				
carry	0	0	?	1	?	1	?	0

Les variables de générations de blocs commençants par 0 calculent des retenues.

$$c_6 = G2_3 \vee (c_4 \wedge P2_3) = 1 \vee (1 \wedge 1) = 1$$

$$c_7 = G1_7 \vee (c_6 \wedge P1_7) = 0 \vee (1 \wedge 0) = 0$$

Effectuer un bootstrapping

Profondeur de NAND totale majorée par :

$$88\lceil\log_2(\log_2(q))\rceil + 36\lceil\log_2(n)\rceil$$

avec n un paramètre du système.

Certains choix de paramètres permettent d'effectuer un bootstrapping en garantissant que le cryptosystème est IND-CPA.

Effectuer un bootstrapping

Profondeur de NAND totale majorée par :

$$88\lceil\log_2(\log_2(q))\rceil + 36\lceil\log_2(n)\rceil$$

avec n un paramètre du système.

Certains choix de paramètres permettent d'effectuer un bootstrapping en garantissant que le cryptosystème est IND-CPA.

sécurité	taille du secret	taille de la clé	taille d'un chiffré
$\lambda = 8$	3 Ko	113 Mo	135 Go
$\lambda = 16$	12 Ko	2 Go	6 To
$\lambda = 32$	45 Ko	32 Go	176 To

The Gate Bootstrapping API

Ce dont nous n'avons pas parlé