

# Sept séances de Cryptologie en Master 1

François Dahmani

Université Grenoble Alpes,

Master Mathématiques et Applications

M1 Maths Générales

2017



# Table des matières

<b>1 Séance 1 : arithmétique modulaire, Les anneaux <math>\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}</math></b>	<b>6</b>
1.1 Bref rappels sur $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$ (en autonomie)	6
1.2 Le Théorème des Restes Chinois	7
1.3 Le symbole de Legendre, et de Jacobi	9
1.4 Application : Protocole de Blum	10
1.5 Exercices	11
1.6 Prise en main SageMath	13
<b>2 Séance 2 : Complexité</b>	<b>14</b>
2.1 « Définition » de la complexité	14
2.2 Savez vous multiplier des nombres ?	14
2.3 L'exponentielle modulaire, par tour de carrés	16
2.4 L'algorithme d'Euclide	17
2.5 TP	18
2.6 Complément sur la transformation de Fourier	19
<b>3 Séance 3 : Codes correcteurs d'erreurs (linéaires)</b>	<b>21</b>
3.1 Définitions	21
3.2 Le rôle d'un code	22
3.3 Décodage	22
3.4 Exercices	23
3.5 Parité généralisée; introduction à $\mathbb{F}_{256}$	24
3.6 Exercices/TP	27
<b>4 Séance 4 : Registres à décalages, et générateurs pseudo-aléatoires</b>	<b>29</b>
4.1 Registres à décalages	29
4.2 Serie formelle caractéristique du processus	30
4.3 Combinaisons, corrélations et transformée de Fourier	32
4.4 Non linéarité, un troisième critère	35
4.5 TP	36
<b>5 Séance 5 : Techniques symétriques et surtout asymétriques</b>	<b>37</b>
5.1 Un peu d'Histoire et de techniques symétriques	37
5.2 Substitution : Vigenere, Vernam, one-time pad	37
5.3 Fonctions à sens unique	38
5.4 Une fonction à sens unique : l'exponentielle modulaire et le problème du Log discret ?	39
5.5 Protocoles liés à l'exponentielle modulaire : Diffie-Hellman et El Gamal	39
5.6 Protocole lié à la factorisation : RSA	41
5.7 TP « protocoles »	42
<b>6 Séance 6 : Sécurité de protocoles et attaques</b>	<b>43</b>
6.1 Quelques approches du problème du Log discret	43
6.2 Pas de bébé, pas de géant	44
6.3 Le bit de parité	44
6.4 Sensibilité aux impostures : attaques « man-in-the-middle »	45
6.5 Faiblesses de « meet in the middle »	46
6.6 TP « factoriser » ou « meet-in-the-middle »	46

<b>7 Séance 7 : Trouver des nombres premiers</b>	<b>48</b>
7.1 Test de primalité de Fermat . . . . .	48
7.2 Test de Soloway-Strassen, un test probabiliste . . . . .	49
7.3 Test de Miller Rabin . . . . .	50
7.4 Théorème de Lucas, et TP. . . . .	50
7.5 Aspects de factorisation . . . . .	51

## Préambule

Cette UE a pour ambition d'introduire des applications modernes (mais cependant classiques) de cryptologie de concepts mathématiques principalement issus de la théorie des nombres. Elle introduit à l'utilisation d'un outil de calcul formel libre (ici SageMath, mais Xcas serait tout aussi bien).

En principe cette UE se compose de 9 séances de 3h. Un contrôle continu avec exercice sur table, et TP noté en binômes prend une séance.

Le programme ci-dessous détaille 7 séances thématiques, dont le découpage est corrélé au découpage calendaire des séances, mais ne lui correspond peut être pas exactement. Dans chaque séance thématique, quelques aspects plus orientés « cryptographie pratique » et/ou « calcul formel » pourront être abordés si le temps le permet. La référence principale est le livre de G. Zémor [4].

Vous êtes invités, préliminairement, et en autonomie, pendant le mois de janvier, à vous documenter sur l'histoire de la cryptographie, et par exemple sur les codes de Vigenere, et les one-time-pads... Il existe de nombreuses sources d'information en ligne.

Vous êtes également invités à **installer** SageMath sur votre ordinateur personnel le plus rapidement possible (voir <http://www.sagemath.org>)<sup>1</sup>, et, pourquoi pas, à faire quelques expérimentations élémentaires de son interface, et de son aide. J'insiste sur le fait que le serveur en ligne de SageMath est bridé en calcul et ne permettra pas de manipuler des grands nombres comme on peut le souhaiter en cryptologie.

Il va de soi que ces notes sont un support rudimentaire de cours, et que rien n'y est garanti contre les fautes de frappe, les erreurs d'énoncé, et que je me réserve tout droit de changer d'avis quant à la bonne manière d'introduire un concept (ce qui dépendra du public, forcément différent de celui pour lequel ces notes ont été construites).

Il existe une suite de vidéos de lectures commentées (et annotées) de ce texte, en anglais à l'usage des étudiants non-francophones.

---

1. Profitez en pour installer également Xcas, [https://www-fourier.ujf-grenoble.fr/~parisse/install\\_fr](https://www-fourier.ujf-grenoble.fr/~parisse/install_fr) comme cela vous pourrez comparer

# 1 Séance 1 : arithmétique modulaire, Les anneaux $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$

## 1.1 Bref rappels sur $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$ (en autonomie)

### 1.1.1 La division Euclidienne des nombres

La division Euclidienne des nombres (apprise en CM1 ?) nous dit que :

$$\forall n \in \mathbb{Z} \quad \forall m \in \mathbb{N} \setminus \{0\} \exists !q, r \text{ tels que} \\ n = q \times m + r \quad \text{et} \quad 0 \leq r < m$$

On écrit  $n \equiv r \pmod{m}$ .

**Observation 1.1.1** si  $n_1$  et  $n'_1$  ont tous les deux pour reste (par la division Euclidienne par  $m$ ) le nombre  $r_1$ , et si  $n_2$  et  $n'_2$  ont tous les deux pour reste  $r_2$ , alors

- $n_1 + n_2$  et  $n'_1 + n'_2$  ont tous les deux le même reste ;
- $n_1 n_2$  et  $n'_1 n'_2$  ont tous les deux le même reste.

L'ensemble des restes possibles par la division Euclidienne par  $m$ , muni des deux opérations dessus (l'addition des restes, et la multiplication des restes) forme ainsi un anneau (commutatif). Bien que cette définition soit convenable, il est plus juste d'y penser comme l'ensemble des classes d'équivalences d'entiers pour la relation "avoir même reste", et de l'écrire comme anneau quotient  $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$ . Cela permet entre autre d'abuser de notations et de dire que  $-1$  est un élément de cet anneau, égal à  $m - 1$ . (Il faudrait bien sûr parler de *la classe de*  $-1$ ).

On peut "graphiquement" représenter  $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$  sur un cercle, avec des points régulièrement espacés. On voit alors l'addition comme l'addition des longueurs d'arcs issus du point 0, et la multiplication comme la juxtapositions de  $n_1$  arcs de longueur égale a celle de l'arc  $(0, n_2)$ ...

On peut dessiner ce qui se passe pour  $\mathbb{Z}/12\mathbb{Z}$ , où même  $\mathbb{Z}/60\mathbb{Z}$  les enfants de CE1 l'apprennent quand is apprennent à lire l'heure<sup>2</sup> On peut avoir un sens de ce qui se passe pour  $\mathbb{Z}/10^{30}\mathbb{Z}$  : le cercle est subdivisé ultra-finement...

### 1.1.2 Pgcd et algorithme d'Euclide

Rappelons trois choses ici. Etant donnés deux nombres, il existe un nombre les divisant tous les deux, et le plus grand de ceux là est le "pgcd". Le théorème de Bachet-Bezout dit que si  $a$  et  $b$  sont deux nombres de pgcd  $d$ , il existe  $u$  et  $v$  tels que  $ua + vb = d$ . L'algorithme d'Euclide permet de calculer  $d$ , et même  $u, v$  dans sa version « étendue ». C'est même un algorithme de calcul efficace comme on le verra lors de la prochaine séance.

---

2. ou quand on apprend les gammes au solfège

### 1.1.3 $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ quand $p$ est premier

Parfois  $n_1 n_2 \equiv 0 \pmod{m}$  sans que  $n_1$  ou  $n_2$  soit nul (par exemple  $2 \times 6$  modulo 12), et les polynômes de degré  $d$  peuvent avoir plus que  $d$  racines...

Toutefois, si  $m = p$  est un nombre premier, cela n'arrive pas.  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  (pour  $p$  premier) est un **corps**. C'est une conséquence du théorème de Bachet) Bezout que tout élément non-nul  $y$  est inversible. Un polynôme  $P$  ne peut s'annuler qu'en des points  $r$  tels que  $X - r$  divise  $P$ .

Ainsi, dans  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  quand  $p$  est premier :

- si  $n \times k = 0$  alors  $n$  ou  $k$  vaut 0
- tout élément non nul  $n$  a un "inverse"  $n^{-1}$
- un élément donné  $a$ , au maximum, deux racines carrées (peut-être n'en a-t-il pas du tout)
- Plus généralement, tout polynôme  $P(X)$  de degré  $d$  a au plus  $d$  racines. Elles sont simples si  $P$  et  $P'$  n'ont pas de racine commune.

## 1.2 Le Théorème des Restes Chinois

**Théorème 1.2.1** Soient  $n$  et  $m$  des nombres premiers entre eux.

Alors l'application

$$\mathbb{Z}/(n \times m)\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}/n\mathbb{Z} \times \mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$$

qui à un élément  $r$  associe le couple  $(r_1, r_2)$  de ses restes modulo  $n$  et modulo  $m$ , est un isomorphisme d'anneau :

$$\mathbb{Z}/(n \times m)\mathbb{Z} \simeq (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}) \times (\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}).$$

Plus généralement, si  $n_1, n_2 \dots n_k$  sont premiers entre eux deux à deux, alors

$$\mathbb{Z}/(n_1 \times n_2 \times \dots n_k)\mathbb{Z} \simeq (\mathbb{Z}/n_1\mathbb{Z}) \times (\mathbb{Z}/n_2\mathbb{Z}) \cdots \times (\mathbb{Z}/n_k\mathbb{Z}).$$

Preuve (en une phrase) : l'intersection des noyaux des morphismes de congruences est triviale par le Lemme de Gauss, donc le produit cartésien des morphismes est injectif, mais puisque pour ce morphisme, l'anneau cible a même cardinal que l'anneau source, c'est forcément un isomorphisme.

Ce théorème, attribué à Sun Zi, astronome Chinois entre les années 200 et 500.

Voici une application (à peine fictive).

L'Empereur de Chine veut compter ses soldats après une bataille. Sur les conseils de Sun Zi, il procède ainsi.

- Il leur ordonne de se ranger par colonnes de 5. Tout le monde est bien en rang.
- Il leur ordonne de se ranger par colonnes de 7. Il en reste 3.
- Il leur ordonne de se ranger par colonnes de 11. Il en reste 3.
- Il leur ordonne de se ranger par colonnes de 13. Tout le monde est bien en rang.

Par ailleurs il sait qu'il a moins de 5 000 soldats. Il demande à Sun Zi s'il peut donner le nombre exact de soldats survivants : Sun Zi lui dit :

“Oui bien sûr Sire, leur nombre est bien sûr égal à leur nombre “modulo  $5 \times 7 \times 11 \times 13 (= 5005)$ ”, ainsi grace à mon brillant théorème, dès que j’aurai trouvé  $x, y, z, t$  verifiant

$$\begin{array}{llll} x \equiv 1 \pmod{5}, & x \equiv 0 \pmod{7}, & x \equiv 0 \pmod{11}, & x \equiv 0 \pmod{13} \\ y \equiv 0 \pmod{5}, & y \equiv 1 \pmod{7}, & y \equiv 0 \pmod{11}, & y \equiv 0 \pmod{13} \\ z \equiv 0 \pmod{5}, & z \equiv 0 \pmod{7}, & z \equiv 1 \pmod{11}, & z \equiv 0 \pmod{13} \\ t \equiv 0 \pmod{5}, & t \equiv 0 \pmod{7}, & t \equiv 0 \pmod{11}, & t \equiv 1 \pmod{13}, \end{array}$$

il suffira de prendre  $N = 0 \times x + 3 \times y + 3 \times z + 0 \times t$ , et de prendre son reste modulo 5005, cela vous donnera le nombre exact de vos soldats.

Or il se trouve que je sais qui peuvent être  $x, y, z, t$  (cela ne dépend pas de vos soldats, et je l’ai calculé avant de venir (ça n’était pas bien dur)) :

$$x = (7 \times 11 \times 13) \quad y = (5 \times 11 \times 13) \quad z = (5 \times 7 \times 13) \times 3 \quad t = (5 \times 7 \times 11) \times 5.$$

C’est à dire

$$x = 1001 \quad y = 715 \quad z = 1365 \quad t = 1925.$$

Je termine donc le calcul :  $N = 3 \times y + 3 \times z = 6240 \equiv 1235 \pmod{5005}$ .

Il vous reste 1235 soldats Sire.”

Que pensez vous de cette méthode ? Pourquoi marche-t-elle ? Comment Sun Zi a-t-il pu si facilement trouver ses éléments clé  $x, y, z, t$  ?...

D’autres applications classiques concernent la prévision des prochaines concordances de cycles (par exemple, sachant que la lune fait un tour de Terre en 29 jours, et un an dure 365 jours, si le jour de naissance de l’Empereur est une pleine lune, combien d’autres pleines lunes verra-t-il pour ses anniversaires ?)

### 1.2.1 Application : un cas très élémentaire de secret partagé

Une petite histoire (inventée).

*L’empereur possède une arme tellement dangereuse qu’il ne faut pas qu’il puisse y accéder seul. Il faut que deux au moins parmi ses trois généraux soient présents.*

*Voici ce que Sun Zi propose : pour accéder à cette arme, il faudra ouvrir un coffre, dont le cadenas a 8 chiffres. Il faudra que deux généraux soient là pour ouvrir le coffre (il contient en fait un autre coffre que seul l’empereur pourra ouvrir). Instruisons à un serviteur de composer le cadenas à 8 chiffres, avec un code connu de lui seul. Il dira le reste modulo 11117 au premier général, le reste modulo 10337 au deuxième, et le reste modulo 15349 au troisième général. Ainsi, chaque général seul ne pourra pas ouvrir le coffre, mais à deux, ils le pourront, après un calcul.*

*Ensuite il faut tuer le serviteur, car il en saura trop...*

### 1.3 Le symbole de Legendre, et de Jacobi

**Théorème 1.3.1** (*Petit théorème de Fermat*) Si  $p$  est premier, et  $x \not\equiv 0 \pmod{p}$ , on a

$$(x)^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}.$$

Je vous invite à visiter :

[en.wikipedia.org/wiki/Proofs\\_of\\_Fermat's\\_little\\_theorem](http://en.wikipedia.org/wiki/Proofs_of_Fermat's_little_theorem)

Une preuve simple consiste à dire : il y a  $p - 1$  éléments non nuls de  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ , et ils sont tous inversibles, donc cet ensemble porte une structure de groupe pour la multiplication. L'élément  $x$  engendre un sous-groupe  $\langle x \rangle$ , dont les classes  $g \times \langle x \rangle$  partitionnent le groupe entier. Ainsi le cardinal  $r$  de  $\langle x \rangle$  divise  $p - 1$ , et comme  $x^r \equiv 1$ , on a  $(x)^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$ .

Si  $p$  est un nombre premier, et si  $n \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}, n \neq 0$ , on définit le **symbole de Legendre** de  $n$  pour  $p$ , noté  $\left(\frac{n}{p}\right)$ , comme étant 1 si  $n$  est un carré dans  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ , et  $-1$  sinon.

**Théorème 1.3.2** (*Euler*) Si  $p$  est premier, impair, et si  $x \not\equiv 0 \pmod{p}$ , alors on a l'équivalence :

$$x \text{ est un carré de } \mathbb{Z}/p\mathbb{Z} \quad \Longleftrightarrow \quad (x)^{\frac{p-1}{2}} \equiv 1 \pmod{p}.$$

Preuve. Sens direct : si  $x = y^2$  (modulo  $p$ ), on a  $x^{(p-1)/2} = y^{p-1}$  qui vaut 1 par "Petit Fermat". Ainsi, tout carré est racine du polynôme  $(X^{(p-1)/2} - 1)$ .

Dans l'autre sens, il faut montrer que toute racine du polynôme  $(X^{(p-1)/2} - 1)$  est un carré.

Je dis que les  $z^2$  pour  $z = 1, 2, \dots, (p-1)/2$  sont tous différents. En effet, sinon  $(z_i^2 - z_j^2) = 0$  et donc  $(z_i - z_j)(z_i + z_j) = 0$ , et donc (comme  $p$  est premier), l'un des facteurs est nul. Ça ne peut pas être le second, car  $z_i$  et  $z_j$  sont pris parmi  $1, 2, \dots, (p-1)/2$ . Donc  $z_i = z_j$  et donc  $i = j$ . Il y a donc au moins  $(p-1)/2$  carrés, mais comme tout carré est racine du polynôme  $(X^{(p-1)/2} - 1)$ , on a en fait que toutes les racines du polynôme (dans  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ ), sont des carrés.

**Observation 1.3.1** (*Calculer des racines carrées modulo un premier*)

— Si  $p$  est un nombre premier et si  $p \equiv 3 \pmod{4}$ , et si  $a$  est un carré (mod  $p$ ), alors  $x = a^{(p+1)/4}$  est une racine carrée de  $a$ . L'autre racine carrée vaut  $-a^{(p+1)/4}$ .

(Calculer  $x^2$  pour le vérifier, en utilisant le théorème précédent).

— Si  $p$  est premier et si  $p \equiv 5 \pmod{8}$ , et si  $a$  est un carré, et si  $a^{(p-1)/4} \equiv 1 \pmod{p}$  alors  $x = a^{(p+3)/8}$  est une racine carrée de  $a$ .

Si à la place de la dernière hypothèse, on a  $a^{(p-1)/4} \equiv -1 \pmod{p}$ , alors  $x = (4a)^{(p+3)/8}/2$  convient.

Si  $m = p \times q$  avec  $p$  et  $q$  premiers, et si  $n \in \mathbb{Z}/m\mathbb{Z}, n \neq 0$ , le **symbole de Jacobi** de  $n$  pour  $m$  noté  $\left(\frac{n}{m}\right)$ , est le **produit des symboles de Legendre** sur  $p$  et sur  $q$ .

**Observation 1.3.2** Si  $m = pq$  avec  $p$  et  $q$  premiers, et  $p \equiv q \equiv 3 \pmod{4}$ , alors

$$\left(\frac{-1}{p}\right) = \left(\frac{-1}{q}\right) = -1.$$

De plus, pour tout  $u \in \mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$ ,  $\left(\frac{u}{m}\right) = \left(\frac{-u}{m}\right)$ .

En effet,  $(p-1)/2$  est impair, et donc par Euler,  $-1$  n'est pas un carré modulo  $p$  (et de même pour  $q$ ). Le symbole de Jacobi est un produit des deux symboles de Legendre. Si les deux changent de signe, les changements se neutralisent.

Observons aussi qu'un outil important et étonnant d'algèbre, la réciprocité quadratique, permet de calculer facilement des symboles de Jacobi.

**Lois de réciprocité quadratique** Si  $m$  et  $n$  sont premiers entre eux, impairs et  $\neq 1$ , on a les formules suivantes :

$$\left(\frac{2}{n}\right) = (-1)^{(n^2-1)/8} \quad \left(\frac{-1}{n}\right) = (-1)^{(n-1)/2} \quad \left(\frac{m}{n}\right) \left(\frac{n}{m}\right) = (-1)^{(n-1)(m-1)/4}$$

**Exemple d'application** Calculons  $\left(\frac{31}{91}\right)$ .

$$\left(\frac{31}{91}\right) = -\left(\frac{91}{31}\right) = -\left(\frac{29}{31}\right) = -\left(\frac{31}{29}\right) = -\left(\frac{2}{29}\right) = 1.$$

## 1.4 Application : Protocole de Blum

**Théorème 1.4.1** Soit  $p$  et  $q$  deux nombres premiers congrus à 3 modulo 4. On pose  $n = p \times q$ .

Alors, si  $y$  est un carré modulo  $n$ , il possède quatre racines carrées dans  $\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}$   $u, -u, v, -v$  qui vérifient

- $\left(\frac{u}{p}\right) = \left(\frac{u}{q}\right) = 1$ ,
- $\left(\frac{v}{p}\right) = -1$  et  $\left(\frac{v}{q}\right) = 1$ .

**Observation 1.4.1** Si l'on connaît  $n$  comme dans le théorème, et si l'on connaît  $u, v$  de symbole de Jacobi opposés et de même carré, alors il est facile de retrouver  $p$  et  $q$  (c'est à dire de factoriser  $n$ ).

En effet, on a  $u^2 - v^2 \equiv 0 \pmod{n}$  donc  $(u-v)(u+v) \equiv 0 \pmod{n}$ .

Comme  $u \neq v$  et  $u \neq -v$  (ils ont des symboles de Jacobi différents) cela signifie que aucun des facteurs n'est nul. Ainsi cela veut dire que l'entier  $(u-v)(u+v)$  est un multiple de  $n$ , donc est divisible par  $p$  et  $q$ . Comme  $u-v$  n'est pas divisible par  $p$  ( $u$  et  $v$  ont des symboles de Legendre différents sur  $p$ ), c'est forcément  $(u+v)$  qui l'est. De même,  $(u+v)$  n'est pas divisible par  $q$  ( $u$  et  $-v$  ont des symboles de Legendre différents sur  $q$ ),  $(u-v)$  est donc divisible par  $q$ . Il suffit maintenant de calculer le pgcd de  $n$  et de  $(u-v)$  : c'est  $q$ , celui de  $n$  et  $(u+v)$  vaut  $p$ . L'algorithme d'Euclide est efficace pour cela, comme on le verra dans la prochaine séance.

Alice et Bob, pour des raisons qui leur appartiennent, veulent jouer à "Pile ou Face" l'un contre l'autre, par téléphone, mais chacun craint que l'autre ne triche.

Alice doit tirer pile ou face, et Bob doit deviner. La partie se joue en 100 coups.

Voici un protocole qu'ils décident de suivre, après en avoir entendu parler dans une UE d'introduction à la cryptologie, à Grenoble.

- Etape 1 : Bob choisit  $p$  et  $q$  deux premiers différents congrus à 3 modulo 4. Il calcule  $n = pq$  et le communique à Alice.
- Etape 2 : Alice choisit ses coups. Elle tire au hasard 100 éléments de  $\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}$ . Elle note pour elle-même  $x_1, \dots, x_{100}$  ces éléments.
- Etape 3 : Alice calcule dans  $\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}$  les valeurs  $x_1^2, \dots, x_{100}^2$ . Elle communique ces valeurs à Bob.
- Etape 4 : Bob doit répondre (en temps limité) une suite  $\epsilon_1, \dots, \epsilon_{100}$  de 1 et de  $-1$ . On se met d'accord pour dire que Bob gagne le  $i$ -ème coup si  $\epsilon_i$ , le  $i$ -ème terme de sa suite, est le symbole de Jacobi de  $x_i$ .
- Etape 5 : Alice révèle les valeurs de  $x_1, \dots, x_{100}$ .
- Etape 6 : Bob vérifie qu'il n'y a pas d'embrouille trop évidente : les valeurs des  $x_i^2$  doivent bien être celles qu'il a reçues au début.
- Etape 7 : Bob révèle les valeurs de  $p$  et  $q$ . Alice vérifie que effectivement  $n = pq$ , et qu'ils sont congrus à 3 modulo 4. Elle vérifie aussi que  $p$  et  $q$  sont bien premiers...
- Etape 8 : Alice et Bob calculent les symboles de Legendre de  $x_i$  modulo  $p$ , modulo  $q$ , en déduisent les symboles de Jacobi modulo  $n$ . Ils comparent à la suite des  $\epsilon_i$  et ils comptent les points.

Que pensez vous de ce protocole ?

Comment est-ce que Alice pourrait tricher ?

Comment est-ce que Bob pourrait tricher ?

Ce protocole sert en pratique à établir entre deux personnes une suite de nombres (il s'agit des valeurs 1, ou 0, de réussite ou non des paris consécutifs de Bob) aléatoires et dont les deux partenaires ont une garantie du caractère aléatoire. C'est une "source d'aléatoire en laquelle ils peuvent avoir tous les deux confiance".

Prenons un exemple : Alice veut biaiser sa suite de nombre de sorte que, par exemple, aux indices multiples de 3, la valeur 1 soit plus probable que  $-1$  (sans que Bob ne le sache). Elle peut le faire. Mais Bob peut indépendamment forcer l'annulation de ce biais en prenant ses réponses vraiment aléatoire, ou encore le transformer en un biais inconnu d'Alice et de lui, en utilisant des réponses biaisées lui-même.

## 1.5 Exercices

1. Comment trouver les éléments  $x, y, z, t$  de Sun Zi en toute circonstances (pour des résidus connus sur des nombres premiers) ?
2. Que dire de l'énoncé des restes Chinois si  $n$  et  $m$  ne sont pas premiers entre eux ?

Dans la suite, on utilise SageMath. On suppose une prise en main déjà faite.

3. (Folie des grandeurs) Sur SageMath définir  $a = \text{mod}(1234, 123)$  et  $b = 1234$ . Comparer le temps de calcul de  $a^{10^k+1}$  et de  $\text{mod}(b^{10^k+1}, 123)$  pour  $k = 2, 3, 4, 5, 6, 7$  et peut être 8. Que se passe-t-il selon vous ? Quels sont les types de  $a$  et de  $b$  ?
4. (Folie des grandeurs 2) Trouver des nombres premiers de 30 chiffres (puis de 35, puis de 40 chiffres). Définir  $m$  le produit de deux d'entre eux, consécutifs (`nextprime()`). Demandez à SageMath de factoriser le nombre  $m$  obtenu. (`factor(m)`).

Cela donne une idée de la taille des nombres à prendre pour assurer la sécurité du Protocole de Blum.

5. Vérifier qu'on calcule facilement des racines carrées dans  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  pour  $p \equiv 3 \pmod{4}$  et aussi pour des nombres premiers  $p \equiv 5 \pmod{8}$  que l'on aura pris soin de trouver dans une liste assez grande.
6. Programmer un codage et décodage d'un secret partagé en plusieurs personnes, à la manière de Sun Zi.
7. Mettre en place un jeu de pile ou face (binôme contre binôme) sur SageMath, par le protocole de Blum.

## 1.6 Prise en main SageMath

Avant d'aborder des TP sur Sage, on commence par prendre en main cet outil, qui par ailleurs peut servir dans d'autres activités mathématiques...

Je vous rappelle que Vous êtes invités à **installer** SageMath sur votre ordinateur personnel le plus rapidement possible (voir <http://www.sagemath.org>). Profitez en pour installer également Xcas, [https://www-fourier.ujf-grenoble.fr/~parisse/install\\_fr](https://www-fourier.ujf-grenoble.fr/~parisse/install_fr) comme cela vous pourrez comparer.

Depuis un terminal (clic droit quelque part sur le bureau → ouvrir un terminal), lancez le navigateur Chromium (« chromium-browser & ») puis, toujours depuis le terminal, lancer sagemath (« sagemath ») puis entrez « notebook() ». En principe dans la fenetre de votre navigateur chromium, vous obtenez une interface pour ouvrir, editer, sauvegarder des feuilles de travail Sage. Si vous aveze le choix, preferez l'interface jupyter.

Voici une ressource d'introduction à SageMath : <http://www-fourier.ujf-grenoble.fr/~dahmani/Files/Ens/Crypto/SageDays/>

La séance de prise en main consiste à parcourir les premieres feuilles de calcul, et à y faire les exercices.

La fiche d'introduction explique ce qu'est SageMath et quels objets y sont manipulés.

Les fiches suivantes invitent à programmer sommairement des boucles, des conditions.

Faites les, y compris au calme, chez vous, et gardez les dans vos repertoires SageMath, car c'est une source d'indication de syntaxe précieuse.

Quelques autres fiches de reference :

<http://wiki.sagemath.org/quickref>.

<http://wiki.sagemath.org/quickref>. Exercice : faire le tri entre les commandes "utilisables sur des grands nombres" et les commandes "à exclure si l'on manipule des grands nombres".

## 2 Séance 2 : Complexité

### 2.1 « Définition » de la complexité

Il n'est pas facile de définir formellement la notion d'algorithme en général. Ici nous nous en tenons à une notion intuitive : étant donnée des valeurs initiales, il s'agit d'effectuer un certain nombre d'opérations (savoir lesquelles dépend du résultat des opérations précédentes et des valeurs initiales, mais est complètement déterminé). L'algorithme alors, soit continue ses opérations perpétuellement, soit atteint une opération finale, et fournit un résultat.

Pour savoir si un algorithme est complexe ou pas, on veut compter le nombre d'opération "élémentaires" à faire avant d'avoir le résultat final, et à majorer ce nombre à l'aide d'une fonction "connue" de la taille des valeurs initiales.

Je ne vais pas définir le concept d'opération élémentaire. Je vais utiliser les additions de deux nombres à un chiffre, les multiplications de deux nombres à un chiffre, éventuellement l'écriture d'un chiffre... et je vais négliger tout un tas de petites opérations du genre "déplacer le curseur, effacer un chiffre" etc... Ca n'est pas très grave en général : dans la plupart des conventions, on retrouve les mêmes complexités.

Par exemple : combien d'opérations dois-je faire afin d'additionner deux nombres à  $n$  chiffres ? Le décompte des opérations de nombres à un chiffres donne au plus  $3n$  opérations (en comptant les retenues). Mais je n'ai pas compter l'écriture des chiffres, des retenues, etc. Ca n'est pas grave, car je ne retiens qu'une chose : la complexité est linéaire en  $n$ . J'ignore volontairement la constante de proportionalité ici.

On dit que la complexité d'un algorithme est inférieure à une fonction  $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$  si, pour toute donnée du problème à taille  $N$ , le nombre maximal d'opérations de l'algorithme est  $O(f(N))$ . On dit que la *complexité du pire des cas* est au moins  $g$  si la complexité n'est pas inférieure à  $g$ .

### 2.2 Savez vous multiplier des nombres ?

Par exemple, pour calculer un produit de deux nombres à  $n$  chiffres, la complexité est inférieure à  $(n^2)$ . Et pour la méthode naïve, la complexité du pire des cas est en effet  $(n^2)$ . On peut faire mieux : l'algorithme de Karatsuba donne la multiplication de deux nombres en complexité  $O(n^{\log_2(3)})$ , c'est à dire  $O(n^{1,585})$ . La transformée de Fourier discrète permet de multiplier des nombres et des polynômes en  $O(n \log(n) \log \log(n))$ . On conjecture que la complexité optimale est  $O(n \log(n))$  mais on ne connaît pas d'algorithme de cette complexité...

D'abord, multiplier des nombres ou des polynomes, c'est très similaires. En effet, un nombre est donné par ses chiffres, donc comme une somme  $N = \sum_j x_j 10^j$ , où chaque  $x_j$  est un nombre entier entre 0 et 9. Voyons le comme la valeur d'un certain polynôme  $P_N$  en  $X = 10$ , dont les coefficients sont les  $x_j$  :  $N = P_N(10)$ . Multiplier deux tels polynômes  $P_{N_1}, P_{N_2}$ , donne un polynome  $Q$  dont les coefficients sont entre 0 et 81. En  $X = 10$ , cela donne  $Q(10) = P_{N_1}(10) \times P_{N_2}(10) = N_1 N_2$ . Le seul problème est que les coefficients de  $Q$  ne sont pas forcément inférieurs à 10, ce n'est donc pas le développement décimal de  $N_1 N_2$ . Il faut repartir les retenues. Cela se fait très facilement, je vous laisse y réfléchir.

### 2.2.1 Karatsuba

Multiplions donc les polynômes à coefficients bornés. Voici une description de l'algorithme de Karatsuba.

Observons alors que

$$(aX + b)(cX + d) = acX^2 + ((a + b)(c + d) - ac - bd) \times X + bd.$$

Le calcul de  $ac$  et  $bd$  sert deux fois. Appliquons cela à une stratégie « diviser pour régner ».

Soient  $A(X)$  et  $B(X)$  deux polynômes de degré  $2n$ .

Ecrivons  $A(X) = A_0(X) \times X^n + A_1(X)$  avec  $A_0, A_1$  de degré moitié (c'est à dire  $n$ ), et de même  $B(X) = B_0(X) \times X^n + B_1(X)$ .

On a d'après l'observation :

$$A \times B = (A_0 \times B_0) \times X^{2n} + ((A_0 + A_1) \times (B_0 + B_1) - A_0B_0 - A_1B_1) \times X^n + A_1 \times B_1$$

Les multiplications sont sur des objets de taille  $n$  à la place de  $2n$ .

Ainsi, si  $T(2n)$  designe le nombre maximal d'operations élémentaires à faire pour multiplier  $A$  et  $B$  de degré  $2n$ , on a la formule récursive :

$$T(2n) \leq 3 \times T(n) + 10 \times n$$

En effet, on a trois multiplications de polynômes de degré  $n$  à faire, et 4 additions de polynômes n'ayant que  $2n$  coefficients non nuls, et deux additions de polynômes n'ayant que  $n$  coefficients non nuls (d'où  $10n$  additions élémentaires).

Comme  $T(0) = 1$  par convention, on verifie par recurrence que

$$T(2^n) \leq 11 \times 3^n - 10 \times 2^n.$$

Cela montre que la complexité de l'algorithme de Karatsuba est  $O(n^{\log_2(3)})$ .

### 2.2.2 Transformée de Fourier Rapide, et Discrete

Une autre idée pour la multiplication des polynômes consiste à utiliser l'interpolation.

Fixons  $m = 2^d$ . Soient  $P(X)$  et  $Q(X)$  deux polynômes de degré  $< m$ . On souhaite calculer les coefficients de  $(P \times Q)(X)$ .

On sait a priori que leur produit  $PQ$  est de degré  $< 2m$ . Pour determiner, au moins théoriquement ce produit, il suffit d'en connaitre les valeurs en  $2m$  valeurs de  $X$  (par le théorème d'interpolation). L'idée est alors d'utiliser les racines  $2m$ -ième de l'unité  $\omega^k = e^{ik\pi/m}$ , pour  $k = 1, \dots, 2m$ .

Il nous suffit alors de calculer les valeurs de  $P$  et de  $Q$  en ces points, et de les multiplier. Il s'agira apres cela d'interpoler pour trouver le polynôme de degré  $< 2m$  ayant ces valeurs aux racines de l'unité. Encore faut-il que chacune de ces opérations soit facile à mettre en place et à executer.

Nous décrivons ici la Transformation de Fourier Rapide de  $P$ , c'est à dire, très concretement, le calcul de  $P$  en les racines  $2m$ -ièmes de l'unité. (1965, Cooley et Tukey)

Posons nos notations.  $P(X) = \sum_0^{m-1} x_j \times X^j$  et  $Q(X) = \sum_0^{m-1} y_j \times X^j$ .

On peut décomposer  $P(X) = P_e(X^2) + XP_o(X^2)$  en posant  $P_e(T) = \sum_0^{m/2-1} x_{2j+1} \times T^j$  et  $P_o(T) = \sum_0^{m/2-1} x_{2j} \times T^{2j}$ .

Pour évaluer  $P$  au point  $\omega^k = e^{ik\pi/m}$ , il suffit dévaluer  $P_e$  et  $P_o$  en  $\omega^{2k}$  (c'est à dire, comme  $m$  est une puissance de 2, en une racine  $\frac{m}{2}$ -ième de l'unité).

Ainsi, recursivement, si  $F(2m)$  est le nombre d'opérations pour calculer les  $P(\omega^k)$ , on a  $F(2m) = 2F(m) + 2 \times 2m$ . On obtient  $F(2m) = 4m \times (d + 1) = O(m \log m)$ .

**Observation 2.2.1** *Cette transformation est une certaine transformation de Fourier (la transformée de Fourier discrete) sur l'espace des fonctions définies sur les points  $r, r = 1, \dots, N$  (parfois interprétés comme  $\{\frac{r}{N}, r = 1..N\}$  et les fonctions sont vues comme des discretisations des fonctions définies sur l'intervall  $[0, 1]$ , mais ici ce sont les coefficients des polynomes).*

*Il n'appartient pas à ce cours de définir et d'étudier dans un cadre général la transformée de Fourier. Juste un mot : le bon cadre théorique est le cas des groupes topologiques abéliens (et des fonctions définies dessus). Typiquement  $\mathbb{S}^1, \mathbb{Z}$ , ou  $\mathbb{R}$ , ou encore  $\mathbb{Z}/N\mathbb{Z}$ . Chaque groupe topologique abélien  $G$  possède un groupe dual (topologique abélien aussi) sur lequel les transformées de Fourier des fonctions raisonnables sur  $G$  sont définies. Dans le cas de  $\mathbb{S}^1$ , il s'agit de  $\mathbb{Z}$  (et la transformée de Fourier est dans ce cas une serie) dans le case de  $\mathbb{R}$  il s'agit de  $\mathbb{R}$  lui même. Ici, nous utilisons secretement le groupe  $\mathbb{Z}/N\mathbb{Z}$ , et son dual est lui même.*

*Si  $\psi$  est une fonction définie sur les  $r, r = 1, \dots, N$ , sa transformée  $\hat{\psi}$  vaut  $\hat{\psi}(k) = \sum_r \psi(r)e^{-2i\pi kr/N}$ . La transformée inverse vaut  $\psi$  par théorème d'inversion de Fourier, et donne la formule  $\psi(r) = \frac{1}{N} \sum_k \hat{\psi}(k)e^{2i\pi rk/N}$ .*

*L'algorithme de calcul de la transformée, décrit ici, est la Transformation de Fourier Rapide (FFT).*

Une fois que l'on a obtenu les valeurs de  $P(\omega^k)$  et de  $Q(\omega^k)$ , on utilise le fait que leur module est necessairement inferieur à  $m \times \max\{|x_i|\}$  (et  $m \times \max\{|y_i|\}$ ) pour borner la complexité de leur multiplication  $P(\omega^k) \times Q(\omega^k)$ .

On obtient ainsi  $(P \times Q)(\omega^k)$  pour chaque  $k$ . Il ne reste qu'à interpoler pour découvrir le polynôme  $P \times Q$ . Du point de vue de la transformation de Fourier, il suffit d'appliquer la transformation de Fourier inverse, ce qui revient au calcul précédent, en changeant  $\omega$  en  $\omega^{-1}$ .

La complexité finale (obtenue par Schönhage-Strassen), est  $O(n \log n \log \log n)$ .

## 2.3 L'exponentielle modulaire, par tour de carrés

Calculer une exponentielle normale  $m^k$  (dans  $\mathbb{Z}$ ) coute beaucoup d'opérations élémentaires. En utilisant l'algorithme de Karatsuba, il y en a de l'ordre de

$$\log_2(m)^{\log_2(3)} + 2 \log_2(m)^{\log_2(3)} + 3 \log_2(m)^{\log_2(3)} + \dots + (k + 1) \log_2(m)^{\log_2(3)} \simeq k^2 \log_2(m)^{\log_2(3)}.$$

C'est à dire  $2^{2 \log_2(k)} \times \log_2(m)^{\log_2(3)}$ . C'est donc exponentiel en terme de la taille de la donnée (qui vaut  $\log_2(k) + \log_2(m)$ ).

Si on se place dans  $\mathbb{Z}/N\mathbb{Z}$  la situation est très différente. En effet, la taille des nombres à multiplier ne va jamais excéder  $\log_2(N)$ . Cependant, on a toujours, en première approche,

$k$  multiplications entre nombres de taille  $\log_2(N)$  à faire pour calculer  $m^k$ , ce qui peut être beaucoup (linéairement beaucoup en  $k$ ), bien que ces opérations aient toutes taille bornée.

Si l'on connaît  $\phi(N)$  on peut simplifier grâce au théorème d'Euler, et à la division euclidienne de  $k$  par  $\phi(N)$  (exercice...). Mais même sans connaître  $\phi(N)$ , on peut procéder par une méthode efficace, la méthode des carrés successifs. C'est une méthode d'exponentiation rapide.

On écrit  $k = \sum_i \epsilon_i 2^i$  avec  $\epsilon_i \in \{0, 1\}$  (c'est son expression binaire).

On a alors

$$m^k = \prod_{i, \epsilon_i=1} m^{2^i}.$$

En utilisant le fait que  $m^{2^i} = (m^{2^{i-1}})^2$  on procède alors ainsi : on calcule les carrés successifs de  $m$  modulo  $N$ , jusqu'au  $\log_2(k)$ -ième. Puis on multiplie ensemble ceux dont l'indice  $i$  correspond à un  $\epsilon_i = 1$ . Au final, il n'y a que  $3 \log_2(k)$  multiplications dans  $\mathbb{Z}/N\mathbb{Z}$ , ce qui est bien mieux que le « linéairement beaucoup en  $k$  » obtenu par la première méthode.

*Observation.* On peut bien sûr optimiser cette esquisse d'algorithme afin d'économiser le stockage et le nombre d'opérations (par exemple, on n'a pas besoin d'avoir la liste des carrés successifs, mais seulement d'avoir le bon au bon moment). Ces objectifs ne sont pas l'objet de ce cours, et nous les laissons de côté ici, peut être à tort.

## 2.4 L'algorithme d'Euclide

### 2.4.1 Euclide simple

Un point central de toute l'approche algorithmique modulaire est que le calcul de pgcd, et plus généralement, l'algorithme d'Euclide (le calcul des coefficients de Bacht-Bézout) est un algorithme *de faible complexité* (au sens algorithmique bien sûr).

Rappelons l'algorithme d'Euclide pour calculer le pgcd entre deux nombres  $a > b$ .

1. Si  $b = 0$ , retourner  $a$ , et l'algorithme est fini.
2. Poser  $r := a \bmod b$ , et  $a := b$  et  $b := r$
3. Retourner au premier point.

Géométriquement, l'algorithme s'illustre sur un rectangle de longueur  $a$  et de largeur  $b$ .

S'il est plat, on retient sa longueur. Sinon, on ôte autant que possible des carrés de côté valant sa largeur.

Le pgcd est le côté du dernier carré utilisé. Il est clair qu'il divise les deux valeurs de  $a$  et  $b$ , car à chaque étape, le côté du carré utilisé divise le côté du carré utilisé à l'étape précédente, et donc on peut repaver les « grands carrés » par les nouveaux « petits carrés ». Le fait que le résultat donné soit le plus grand diviseur commun est un exercice.

Le problème est de calculer rapidement le résultat.

**Proposition 2.4.1** *Soient  $a > b > 0$ . Le nombre de division euclidiennes à effectuer dans l'algorithme d'Euclide pour  $a, b$  est inférieur à  $2 \log_2(a)$ . Le nombre d'opérations élémentaires est dans  $O(\log N)^2$ .*

Posons  $a_0 = a, b_0 = b$  et en notant  $a_i = q_i b_i + r_i$ , posons  $b_{i+1} = r_i$  et  $a_{i+1} = b_i$ .

On a  $r_2 < r_0/2$ . En effet, il y a deux cas.

Soit  $r_1 \leq r_0/2$  et comme  $r_2 < r_1$  on a l'inégalité directement.

Soit  $r_1 > r_0/2$  et alors on a écrit :

$$a_2 (= b_1 = r_0) = b_2 + r_2 = r_1 + r_2$$

et  $r_2 = r_0 - r_1 < r_0/2$ .

De même, pour tout  $i, r_{i+2} < r_i/2$ . Ainsi  $r_{2k} < a/2^k$ . Dès que  $k \geq \log_2(N)$ ,  $r_{2k} = 0$ .

L'estimée sur la complexité de l'algorithme en  $O(\log N)^3$  découle de la complexité cubique des divisions euclidiennes. Si l'on prend en compte le fait quantitatif qu'elles deviennent de plus en plus simples (le produit des quotients successifs est plus petit que  $a$ ) on peut (mais on ne le fait pas ici) améliorer cette complexité en  $O((\log N)^2)$  comme annoncé.

## 2.4.2 L'algorithme d'Euclide étendu

La version étendue de l'algorithme d'Euclide permet de calculer les coefficients de Bacht-Bézout.

Soient  $a, b > 0$ , et  $d$  leur *pgcd*. On cherche  $u, v$  tels que  $au + bv = d$ .

On initialise l'algorithme par  $d := a$ , et  $u := 1$ .

1. Si  $b = 0$  poser  $v := 0$  et retourner  $(u, v, d)$  et terminer. Sinon, poser  $u_1 := 0, d_1 := b$
2. Si  $d_1 = 0$  poser  $v := (d - au)/b$ , retourner  $(u, v, d)$  et terminer.
3. Faire la division euclidienne  $d = qd_1 + d_2$
4.  $u_2 := u - qu_1$  et  $(u, d) := (u_1, d_1)$  et  $(u_1, d_1) := (u_2, d_2)$ , retourner en (2).

Par un raisonnement similaire a l'algorithme classique on peut montrer que la complexité est  $O((\log(a))^2)$  si  $a > b$ .

On calcule très souvent les inverses modulo  $N$  par cet algorithme, même si le théorème d'Euler appliqué à l'exponentiation rapide permet de le faire si l'on connaît  $\phi(N)$  (en effet  $a^{-1} \equiv a^{\phi(N)-1} \pmod{N}$  si  $a$  est inversible).

## 2.5 TP

Mettre en place l'algorithme de Karatsuba, comme suit.

- Définir une fonction "vecteur aléatoire" qui produit, étant donné  $m$ , un vecteur aléatoire de taille  $m$ , dont les coefficients sont des nombres entre 0 et 9.
- Définir une fonction "split" qui étant donné un vecteur  $V$ , le sépare en deux vecteurs de taille moitié : son début, et sa fin.
- Définir une fonction "Karatsuba" qui étant donné deux vecteurs va récursivement leur appliquer l'algorithme de Karatsuba.
- Tester sur des petits vecteurs, voire des plus grands, en définissant une fonction "re-somme" qui étant donné un vecteur de taille  $m$  redonne le nombre donné par la somme des puissances de 10 correspondant. On pourra observer, dans le cas de Karatsuba, que doubler la taille des entiers à multiplier résulte en un triplement du temps de calcul.
- Explorer comment redéfinir les formats des objets permet d'améliorer le temps de calcul (mais pas la complexité asymptotique).

## 2.6 Complément sur la transformation de Fourier

Dans cette partie de complément, on ambitionne de donner un fondement mathématique plus solide à la notion de transformée de Fourier évoquée plus haut, mais surtout de justifier que l'on appelle cela ainsi, et d'indiquer le lien avec les séries de Fourier, et les autres transformées de Fourier connues.

On considère  $G$  un groupe topologique abélien. En pratique c'est  $\mathbb{Z}$ ,  $\mathbb{U} = \{z \in \mathbb{C}, |z| = 1\}$ ,  $\mathbb{R}$ , ou surtout pour nous, ici,  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^k$  ( $y$  compris avec  $n = 2$ ). Il sera muni d'une mesure de Haar  $\mu$  : c'est la mesure de comptage pour les groupes discrets (en particulier finis) et c'est la mesure de Lebesgue pour  $\mathbb{R}$  et  $\mathbb{U} = \{z \in \mathbb{C}, |z| = 1\}$ .

Le dual de  $G$  est le groupe  $\hat{G} = \text{Hom}(G, \mathbb{U})$ , pour  $\mathbb{U} = \{z \in \mathbb{C}, |z| = 1\}$ , vu comme groupe multiplicatif.

La topologie de  $\hat{G}$  est celle de la convergence uniforme sur les compacts, mais pour nous cela aura peu d'importance.

Proposition :  $\hat{\hat{G}} \simeq G$ .

Proposition : l'application

$$\mathcal{F} : \begin{array}{ccc} L^2(G) & \rightarrow & L^2(\hat{G}) \\ f & \mapsto & \hat{f} \end{array}$$

définie par  $\hat{f}(\chi) = \int_G \overline{\chi(g)} f(g) d\mu(g)$  est une isométrie, de réciproque  $\hat{\mathcal{F}}$ .

$\mathcal{F}$  est la transformée de Fourier associée à  $G$ .

Exemples

- Le dual de  $\mathbb{R}/\mathbb{Z}$  est  $\mathbb{Z}$ . L'application  $\mathcal{F}$  dans ce cas, est la transformation en série de Fourier.
- Le dual de  $\mathbb{Z}$  est  $\mathbb{R}/\mathbb{Z}$ , et l'application  $\mathcal{F}$  dans ce cas est, à un coefficient multiplicatif près (la masse total du cercle) la réciproque de la transformation en séries de Fourier.
- Le dual de  $\mathbb{R}$  est  $\mathbb{R}$  lui-même. L'application  $\mathcal{F}$  dans ce cas est ce qu'on appelle usuellement la transformée de Fourier.
- Le dual de  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})$  est lui-même.
- Le dual de  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^k$

Applications.

En traitement du signal. On échantillonne un signal sur un intervalle de temps, en  $N$  points régulièrement espacés. Notre échantillonnage a transformé le signal à étudier en un nombre  $N$  de valeurs réelles (ou complexes) consécutives.

On periodise (artificiellement) en disant que les valeurs sont en fait sur les éléments de  $\mathbb{Z}/N\mathbb{Z}$ .

L'analyse des fréquences du signal se fait alors par transformation de Fourier discrète (algorithme FFT) qui nous donne la transformée comme une fonction, aussi sur  $\mathbb{Z}/N\mathbb{Z}$ , mais qui doit être pensée comme le dual de nos positions d'échantillonnage. Compte tenu de l'oreille humaine, on néglige les contributions de trop haute fréquence, ou de petit module.

Cela donne un algorithme rapide de compression des sons.

Comme on l'a vu, cela permet la multiplication des polynômes. Il s'agit de voir que les coefficients de la transformée de Fourier d'un polynôme de degré  $N$  sont bien les valeurs aux racines de l'unité.

Cela servira à l'analyse des corrélations, dans la partie "registres à décalage".

### 3 Séance 3 : Codes correcteurs d'erreurs (linéaires)

#### 3.1 Définitions

On se munit du corps  $\mathbb{F}_2 = \mathbb{Z}/2\mathbb{Z}$ . On considère  $V = \mathbb{F}_2^N$ . C'est un espace vectoriel, ses vecteurs sont des suites de 0 et de 1 de longueur  $N$ .

Notez que on travaille ici modulo 2 et qu'en particulier  $1 = -1$ , et  $x + y = x - y$ .

Si  $\mathbf{v} \in V$ , on peut écrire  $\mathbf{v} = (v_1, \dots, v_N)$  avec  $v_i \in \{0, 1\}$ . On définit alors le **poids** de  $\mathbf{v}$  comme étant le nombre d'indices  $i$  tels que  $v_i = 1$ . Par exemple, le vecteur  $(0, 0, \dots, 0)$  a poids 0 et le vecteur  $(1, 1, \dots, 1)$  a poids  $N$ .

La **distance de Hamming** entre deux vecteurs  $\mathbf{v}_1$  et  $\mathbf{v}_2$  est simplement le poids de  $\mathbf{v}_1 - \mathbf{v}_2$ .

C'est une véritable distance : Si  $d(\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2) = 0$  alors  $\mathbf{v}_1 = \mathbf{v}_2$ , on a toujours  $d(\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2) = d(\mathbf{v}_2, \mathbf{v}_1)$ , et enfin elle vérifie l'inégalité triangulaire :

$$\forall \mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \mathbf{v}_3, \quad d(\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_3) \leq d(\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2) + d(\mathbf{v}_2, \mathbf{v}_3).$$

Un **Code** de  $V$  est un sous-espace vectoriel.

Par exemple  $C_0 = \{(0, v_2, \dots, v_N) \in V\}$  est un code.

Un autre exemple de code est donné par  ${}^t \ker(M)$  où  $M$  est une matrice rectangulaire de  $d$  lignes et  $N$  colonnes. Dans ce cas on dit que  $M$  est une **matrice de contrôle** du code  $C = \ker(M)$ . Pour contrôler qu'un vecteur  $\mathbf{v}$  est bien dans  $C$ , il suffit de calculer  $M({}^t \mathbf{v})$ . Si c'est nul,  $\mathbf{v} \in C$ , si c'est non nul  $\mathbf{v} \notin C$ . Le **syndrôme** d'un vecteur  $\mathbf{v}$  pour le contrôle  $M$  est la valeur de  $M({}^t \mathbf{v})$ .

Les paramètres d'un codes sont :

- sa longueur : c'est la dimension de  $V$ .
- sa dimension : c'est la dimension de  $C$  comme sous espace vectoriel. Dans le cas d'un code défini par une matrice de contrôle, c'est  $N - r$  où  $r$  est le rang de la matrice de contrôle.
- sa force : c'est le minimum des distances de Hamming entre les éléments du code :

$$d(C) = \min_{\mathbf{v}_1 \in C, \mathbf{v}_2 \in C, \mathbf{v}_1 \neq \mathbf{v}_2} d(\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2).$$

C'est aussi le poids minimal des vecteurs non nuls du code.

Par exemple, la force du code  $C_0$  est 1, sa dimension est  $N - 1$  et sa longueur est  $N$ . Pouvez vous trouver un matrice de contrôle pour  $C_0$  ?

**Exemple 3.1.1** Dans cet exemple, on prend  $N = 10$  et une matrice de contrôle  $M$  de 3 lignes :

$$\begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

la longueur du code est  $N = 10$ , la dimension du code est  $\dim(C) = N - 3$  car les trois lignes forment une famille libre. Un vecteur  $\mathbf{v} = (v_1, \dots, v_{10})$  est dans le code  $C$  si et seulement si

$$\sum_{i=0}^4 v_{2i+1} = 0 \quad \text{et} \quad \sum_{i=5}^{10} v_i = 0 \quad \text{et} \quad (v_1 + v_2 + v_5 + v_6 + v_9 + v_{10}) = 0$$

Voit-on facilement quelle est sa force ?

### 3.2 Le rôle d'un code

On suppose qu'un message transmis est dégradé (volontairement ou non) : c'est à dire que chaque bit qui le compose est (peut-être aléatoirement) modifié avant que son destinataire ne le réceptionne.

On suppose que "peu" de bits sont ainsi modifiés. On souhaite établir un protocole a priori pour détecter

1. si effectivement il y a eu une dégradation du message
2. quels bits ont été modifiés.

Voilà le protocole. On détermine un code de force  $f \geq 3$ , disons de dimension  $d$  et de longueur  $N$ , et une matrice de contrôle  $M$ . On détermine une base  $(\mathbf{e}_1, \mathbf{e}_2, \dots, \mathbf{e}_d)$  du code (c'est à dire du noyau de la matrice). On compose un message  $\epsilon_1 \dots \epsilon_d$  de  $d$  bits (0 ou 1), et on calcule le vecteur  $\epsilon_1 \mathbf{e}_1 + \dots + \epsilon_d \mathbf{e}_d$  dans  $\mathbb{F}_2^N$ . C'est lui qu'on envoie.

A la réception, on détermine les  $\epsilon_i$  en décomposant le message dans la base  $(\mathbf{e}_1, \dots, \mathbf{e}_d)$ . Ainsi, les messages transmis doivent appartenir au code pour avoir un sens.

Mais s'il y a une, ou même jusqu'à  $(f - 1)/2$  erreurs de transmission, le vecteur reçu  $w$  est tel que  $Mw \neq 0$ , et de plus il n'y a qu'un seul vecteur du code qui lui est le plus proche, et c'est le message original. S'il n'y a qu'une erreur, nous allons voir comment la trouver et la corriger automatiquement.

### 3.3 Décodage

Dans les bons cas, le syndrome d'un vecteur va nous permettre de retrouver l'élément du code le plus proche (et ainsi de "deviner" où s'est placée l'erreur).

**Proposition 3.3.1** Soit  $C$  un code de matrice de contrôle  $M$ . S'il existe  $m$  colonnes de  $M$  qui,

$c_1, \dots, c_m$  telles que  $\sum_{i=1}^m c_i = \begin{pmatrix} 0 \\ \vdots \\ 0 \end{pmatrix}$ , alors la force  $f(C)$  de  $C$  est  $\leq m$ .

Si  $m$  est minimal pour cette propriété, alors  $f(C) = m$ .

*Preuve :* Si  $\mathbf{v} = (v_1, \dots, v_N)$  est un élément de  $C$  de poids minimal, disons  $p$ , comme  $M(\mathbf{v}) = 0$ , on obtient que les  $p$  colonnes de  $M$  indexées par les indices des  $v_i$  non nuls ont somme nulle. Réciproquement, si une collection de  $r$  colonnes de  $M$  a une somme nulle, on trouve un vecteur  $\mathbf{w}$  de poids  $r$  tel que  $M(\mathbf{w}) = 0$  (en choisissant ses coordonnées non nulles aux indices des colonnes données). Cela montre que la force du code est le nombre minimal de colonnes de  $M$  ayant une somme nulle.

**Corollaire 3.3.1** *Si les colonnes de  $M$  sont toutes non-nulles, et toutes différentes, alors la force du code est  $\geq 3$ .*

*Dans ce cas, si  $\mathbf{w}$  est un élément de  $V$  à distance précédemment 1 de  $C$ , il existe un unique  $\mathbf{v} \in C$  à distance 1 de  $\mathbf{w}$  et il diffère de  $\mathbf{w}$  d'une seule coordonnée  $i_0$  qui vérifie :*

$$M({}^t\mathbf{w}) = c_{i_0}$$

*Preuve :* Premier point : d'après la proposition, la force ne peut pas être 1 car aucune colonne n'est nulle, ni 2 car on a supposé que deux colonnes sont toujours différentes. Donc c'est au moins trois.

Second point. L'unicité de  $\mathbf{v}$  est simplement l'inégalité triangulaire dans le cas où la force est  $\geq 3$ . Disons que  $\mathbf{w} = \mathbf{v} + \mathbf{e}$  avec  $\mathbf{e}$  de poids 1.

$$M({}^t\mathbf{w}) = M({}^t\mathbf{v}) + M({}^t\mathbf{e}) = M({}^t\mathbf{e}) = c_{i_0}$$

pour  $c_{i_0}$  la colonne de  $M$  de numéro l'indice du seul coefficient non nul de  $\mathbf{e}$ .

### 3.4 Exercices

**Exercice 3.4.1** *Quels sont les paramètres du code de matrice de contrôle suivante ?*

$$M = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

**Exercice 3.4.2** *Alice et Bob veulent communiquer à distance.*

*Mais un système de brouillage introduit une erreur aléatoirement dans chaque paquet de 15 bits.*

*Alice et Bob se mettent d'accord pour utiliser un code correcteur d'erreur.*

(1) *Quelle est la taille des colonnes à prévoir pour avoir 15 colonnes non nulles différentes ?*

(2) *Quelle dimension peut avoir un code de taille 15 corrigeant automatiquement une erreur arbitraire ?*

(3) *Proposer une matrice de contrôle.*

(4) *Combien de vecteurs possède une base du code (une base du sous-espace vectoriel noyau de cette matrice) ? Comment les trouver ? (on ne demande pas de le faire explicitement... on pourra demander à SageMath, le cas échéant.)*

(5) *Comment procéder pour transmettre un message de 20 bits comme par exemple 01001010011100010110 ?*

*Comment faire pour le décoder ?*

### Exercice 3.4.3 Wire tap

*On considère la situation (générale) suivante.*

— *Alice veut envoyer un message à Bob.*

- Charles veut écouter le message. Mais son outillage provoque des erreurs aléatoires.
- Ni Alice ni Bob ne veulent que Charles intercepte le message.

Comment nos héros peuvent-ils s'y prendre ?

Une solution pour Alice et Bob consiste à choisir  $n$ , se mettre d'accord pour tirer au sort des éléments aléatoires de  $(\mathbb{F}_2)^n$  et à la place d'envoyer 0, envoyer un élément (aléatoire) de somme nulle, et à la place d'envoyer 1, envoyer un élément de somme 1.

Ainsi Bob peut interpréter les messages d'Alice facilement, et Charles ne le peut que si le nombre d'erreur sur le  $n$ -uplet qu'il voit passer est pair.

Si on suppose que les lectures de Charles se font toutes avec une probabilité indépendantes  $p$  d'erreur ( $p = 0,05$  par exemple), on se demande comment choisir  $n$ .

(1) Calculer la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur dans un  $n$ -uplet donné.

(2) Calculer la probabilité qu'il y ait 1 erreur.

(3) On note  $N$  le nombre d'erreur sur le  $n$ -uplet. C'est un nombre aléatoire. Quelle loi de probabilité satisfait-il ?

(4) Montrer que l'espérance du nombre d'erreurs  $\mathbb{E}(N)$  vaut  $np$ .

Montrer que la probabilité qu'il y ait  $k$  erreurs vaut  $\binom{n}{k} p^k (1-p)^{n-k}$ .

(5) Calculer la probabilité qu'il y ait  $\lfloor \mathbb{E}(N) \rfloor$  erreurs, et celle qu'il y ait  $\lfloor \mathbb{E}(N) \rfloor + 1$ .

(6) Estimer une bonne valeur pour le nombre  $n$ .

Le problème de cette méthode c'est qu'il faut beaucoup d'information pour communiquer juste quelques bits. Le débit de transmission est divisé par  $n$ .

On procède plutôt comme suit.

Soit  $C_1$  un code de  $(\mathbb{F}_2)^n$ , de longueur  $n$  et de dimension  $n - r$ .

L'espace  $(\mathbb{F}_2)^n$  se partitionne en  $2^r$  translatés de  $C_1$  :  $C_i = \gamma_i + C_1$ ,

$$(\mathbb{F}_2)^n = C_1 \cup C_2 \cup \dots \cup C_{2^r}.$$

Soit  $M$  une matrice de contrôle pour  $C_1$ .

(7) Vérifier que le syndrome d'un élément  $\mathbf{v}$  de  $(\mathbb{F}_2)^n$  est un élément de  $(\mathbb{F}_2)^r$  qui ne dépend que de l'indice  $i$  tel que  $\mathbf{v} \in C_i$ .

(8) Le protocole d'Alice et Bob, pour transmettre un message  $\mathbf{m}$  de taille  $r$ , est de choisir un élément aléatoire  $\mathbf{s}$  de  $C_1$  et de transmettre  $\gamma_i + \mathbf{s}$  pour  $i$  choisi tel que le syndrome de  $\gamma_i$  soit  $\mathbf{m}$ .

(i) Le protocole précédent est un cas particulier de celui-ci, mais pour quels paramètres ?

(ii) On fixe  $n = 2r$ . Par combien le débit de transmission est-il divisé ?

(iii) On suppose qu'on a un code où le codage et décodage est efficace. Essayer de dire heuristiquement pourquoi il fonctionne (en particulier en est-on toujours si sûr avec  $n = r + 1$  ?).

### 3.5 Parité généralisée ; introduction à $\mathbb{F}_{256}$

Un **corps** est un ensemble avec une addition et une multiplication définies sur ses éléments vérifiant des propriétés familières : elles sont associatives, commutatives, la multiplication est distributive sur l'addition, il y a un élément 0 (neutre pour l'addition) et un élément 1 (neutre

pour la multiplication, et tout élément non nul  $x$  possède un opposé  $-x$  tel que  $x + (-x) = 0$  et surtout un inverse  $x^{-1}$  tel que  $x \times x^{-1} = 1$ .

Si  $K$  est un corps, l'anneau des polynômes  $K[X]$  a un comportement "similaire" à celui des entiers  $\mathbb{Z}$ . Per exemple voici une propriété importante.

Par exemple, on peut faire des **divisions euclidiennes** de polynômes.

On dit qu'un polynôme est irréductible s'il n'est pas le produit de deux polynômes de degré strictement inférieur. C'est l'analogie de la propriété d'être premier pour un nombre.

**Proposition 3.5.1** *Si  $K$  est un corps, et si  $P(X)$  est un polynôme irréductible dans  $K[X]$ , alors  $K[X]/(P)$ , l'ensemble des restes possibles par division Euclidienne par  $P$  est un corps. Si  $K$  est un corps fini, alors le cardinal de  $K[X]/(P)$  vaut  $|K|^{\deg P}$ .*

Comme  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  est un corps (pour  $p$  premier), on s'attend à trouver des corps de cardinalité  $p^n$ . C'est en effet ce qui arrive.

**Proposition 3.5.2** *Tous les corps finis ont cardinal  $p^n$  pour un certain premier  $p$  et un certain nombre  $n$ , et par ailleurs, deux corps finis ayant même cardinal sont isomorphes.*

*On note  $\mathbb{F}_{p^n}$  l'unique corps à  $p^n$  éléments.*

**Proposition 3.5.3** *Si un corps  $L$  contient un sous corps  $K$  alors  $L$  peut aussi être vu comme  $K$ -espace vectoriel. En particulier,  $|L|$  est une puissance de  $|K|$ .*

Il se trouve donc qu'il existe des corps  $\mathbb{F}_2, \mathbb{F}_4, \mathbb{F}_8, \mathbb{F}_{16} \dots$  et  $\mathbb{F}_{256}$  respectivement à 2, 4, 8, 16... et 256 éléments.

Observons le fait suivant :

**Proposition 3.5.4** *Tout corps de la forme  $\mathbb{F}_{p^n}$  contient  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ , réalisé comme les multiples de 1 dans  $\mathbb{F}_{p^n}$ .*

En effet, par finitude il existe un premier multiple de 1 qui vaut 0, et cela ne peut être qu'un multiple premier car sinon il existerait un "diviseur de zero" donc un élément non inversible. Enfin ce nombre premier ne peut être que  $p$  par la proposition précédente sur les cardinaux.

*Attention  $\mathbb{F}_4$  n'est pas  $\mathbb{Z}/4\mathbb{Z}$ .* Ca n'est pas non plus l'anneau  $(\mathbb{Z}/2\mathbb{Z}) \times (\mathbb{Z}/2\mathbb{Z})$  D'ailleurs, on peut écrire à la main sa table de multiplication.

Disons que ses éléments sont 0, 1,  $a$ ,  $b$  on a la table :

$\times$	0	1	$a$	$b$
0	0	0	0	0
1	0	1	$a$	$b$
$a$	0	$a$		
$b$	0	$b$		

$a^2$  ne peut pas être 1 car  $X^2 - 1$  a déjà une racine double (c'est 1) et il ne peut pas avoir plus de racines. Il ne peut pas être 0, sinon  $a$  n'est pas inversible. Il ne peut pas être  $a$  car  $X^2 - X$

a déjà 2 racines (0 et 1). C'est donc forcément  $b$ . Par le même argument  $b^2 = a$ . Finalement  $ab = ba = 1$  car il faut bien que  $a$  et  $b$  aient un inverse.

Par ailleurs  $\mathbb{F}_4$  est isomorphe à  $\mathbb{F}_2[X]/(X^2 + X + 1)$  car  $X^2 + X + 1$  est irréductible sur  $\mathbb{F}_2$ .

Pour calculer dans  $\mathbb{F}_4$ , il suffit de voir ses éléments comme des  $\alpha X + \beta$  avec  $\alpha, \beta \in \mathbb{F}_2$ . L'addition, et la multiplication se font comme celle des polynômes, en prenant systématiquement le reste par division Euclidienne par  $X^2 + X + 1$ . On retrouve la table de multiplication ainsi.

**Exercice 3.5.1** *En utilisant une proposition précédente, montrer que  $\mathbb{F}_{256}$  ne contient pas le sous corps isomorphe à  $\mathbb{F}_8$  ni à  $\mathbb{F}_{128}$ .*

*Montrer que si  $q$  et  $q_0$  sont tous les deux des puissances de 2, et que  $q = q_0^k$  alors  $\mathbb{F}_q$  contient un sous corps isomorphe à  $\mathbb{F}_{q_0}$ . (Indication : montrer que l'ensemble des racines de  $X^{q_0} - X$  est un sous-corps de  $\mathbb{F}_q$  et qu'il contient  $q_0$  éléments.)*

En particulier  $\mathbb{F}_{256}$  contient  $\mathbb{F}_{16}$  qui contient  $\mathbb{F}_4$  qui contient  $\mathbb{F}_2$ .

**Exercice 3.5.2** (Avec Sage) *Trouver des polynômes  $P_2, \dots, P_{20}$  irréductibles sur  $\mathbb{F}_2$  tels que pour chaque  $i$ ,  $\mathbb{F}_{2^i} = K[X]/(P_i)$ .*

**Exercice 3.5.3** *Vérifier que*

$$\mathbb{F}_{256} = \mathbb{F}_2[X]/(X^8 + X^4 + X^3 + X + 1).$$

Cette description permet de travailler dans  $\mathbb{F}_{256}$  directement. Ses éléments sont donc de la forme

$$\gamma = a_7 X^7 + a_6 X^6 + a_5 X^5 + a_4 X^4 + a_3 X^3 + a_2 X^2 + a_1 X + a_0$$

Il faut donc un octet  $(a_7, \dots, a_0)$  pour décrire chaque élément, l'addition se fait terme à terme (avec bien sûr  $1 + 1 = 0$ ), mais la multiplication est plus subtile, elle se fait comme la multiplication des polynômes, en prenant le reste de la division par  $X^8 + X^4 + X^3 + X + 1$ .

Nous verrons un intérêt crucial de cette structure de corps dans l'énoncé suivant.

**Théorème 3.5.1** *Dans tout corps fini  $\mathbb{F}_{p^n}$ , il existe un élément non nul  $\gamma_0$  tel que la suite des  $\gamma_0^k$  pour  $(k = 0, 1, \dots, p^n - 1)$  énumère tous les éléments non nuls de  $\mathbb{F}_{p^n}$ . On dit que  $\gamma_0$  est un élément primitif.*

**Proposition 3.5.5** *Le nombre d'éléments primitifs est donné par la fonction indicatrice "phi" d'Euler de  $(p^n - 1)$ , que l'on peut appeler sur SageMath par*

`euler_phi(p^n - 1)`

*D'une manière générale, si  $N$  est un nombre de décomposition en facteurs premiers :  $N = p_1^{\alpha_1} p_2^{\alpha_2} \dots p_k^{\alpha_k}$ , alors*

$$\phi(N) = \prod_1^k (p_i - 1) p_i^{\alpha_i - 1} = N \times \prod_1^k \left(1 - \frac{1}{p_i}\right)$$

Un **code de parité généralisée** est le noyau dans  $(\mathbb{F}_2)^m$  d'une matrice de contrôle à coefficients dans  $\mathbb{F}_{2^n}$  pour un certain  $n$ . Par exemple, typiquement, on prendra une matrice  $M$  à coefficients dans  $\mathbb{F}_{256}$  et l'on définira un code sur  $(\mathbb{F}_2)^N$  comme les éléments de  $(\mathbb{F}_2)^N$  qui sont dans le noyau de  $M$ .

## 3.6 Exercices/TP

### Exercice 3.6.1 TP.

- (a) Justifier que le nombre d'éléments primitifs du corps  $\mathbb{F}_{256}$  est égal à  $\text{euler\_phi}(2^m - 1)$ .
- (b) Trouver des puissances de 2 assez grandes qui ont la propriété que le corps  $\mathbb{F}_{2^m}$  correspondants possèdent **moins de 1%** d'éléments **non-primitifs**. (Dans ces corps, un éléments "pris au hasard" serait donc probablement primitif...). Quelle explication donner ?
- (c) Pour de tels  $m$  mettre en place un code de Hamming, comme dans l'exercice suivant. On pourra tester la correction de ce code en introduisant volontairement une erreur dans un vecteur du code, et en retrouvant, grace au syndrome, ou se trouve l'erreur.
- (d) Trouver  $p$  premier tel que, dans  $\mathbb{F}_{p^2}$ , il y ait moins de 80% d'éléments non-primitifs. (indication dans le cas d'une recherche "naïve" : cherchez dans une fourchette de 50000 éléments maximum). Pouvez vous trouver des premiers tels qu'il y ait moins de 50% d'éléments non-primitifs par exemple ? Avez vous une explication à cela ?
- (e) Pour de tels nombres premiers  $p$ , verifier par Sage pour lesquels est-ce que  $X^2 + X + 1$  est irréductible, et pour lesquels il ne l'est pas.
- (f) Choisissez  $p$  pour que  $X^2 + X + 1$  soit irréductible. En identifiant  $\mathbb{F}_{p^2}$  à  $\mathbb{F}_p[X]/(X^2 + X + 1)$ , on identifie les éléments de  $\mathbb{F}_{p^2}$  aux couples  $(a, b)$  par l'attribution  $(a, b) \mapsto aX + b$ .
- (f-i) Tirer au sort un élément  $t = a_0X + b_0$ .
- (f-ii) Calculer la liste de ses 1000 ou 10000 premières puissances  $t^i, i = 0, \dots, 1000$  (ou 10000).
- (f-iii) Tracer le nuage de points dans le carré  $[0, p] \times [0, p]$  correspondant a leurs coordonnées  $(a, b)$ .
- (f-iv) En comparaison (sur la même figure, d'une couleur différente) tracer le nuage de points correspondants non pas aux puissances mais aux multiple  $i \times t, i = 1, \dots, 1000$ .

### Exercice 3.6.2 (Codes de Hamming)

Soit  $\alpha$  un élément non nul de  $\mathbb{F}_{2^m}$ . On défini le code sur les messages binaires  $C$  par sa matrice de controle qui ne contient qu'une ligne :

$$M = (\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{2^m-1})$$

Montrer que la force du code est 3 si et seulement si  $\alpha$  est primitif. Quels sont les paramètres de ce code ?

### Exercice 3.6.3 (Codes BCH)

Soit  $\alpha$  un élément primitif de  $\mathbb{F}_{2^m}$ . On défini le code sur les messages binaires  $C$  par sa matrice de controle

$$M = \begin{pmatrix} \alpha & \alpha^2 & \alpha^3 & \dots & \alpha^{2^m-1} \\ \alpha^3 & \alpha^6 & \alpha^9 & \dots & (\alpha^3)^{2^m-1} \end{pmatrix}$$

- (a) Quelle est la dimension de ce code ?

(b) Montrer qu'un vecteur (binaire) orthogonal aux deux lignes (c'est à dire dans le noyau de  $M$ ) est aussi dans le noyau de

$$M' = \begin{pmatrix} \alpha & \alpha^2 & \alpha^3 & \dots & \alpha^{2^m-1} \\ \alpha^2 & \alpha^4 & \alpha^6 & \dots & (\alpha^2)^{2^m-1} \\ \alpha^3 & \alpha^6 & \alpha^9 & \dots & (\alpha^3)^{2^m-1} \\ \alpha^4 & \alpha^8 & \alpha^{12} & \dots & (\alpha^4)^{2^m-1} \end{pmatrix}.$$

(c) Montrer que quatres colonnes quelconques de  $M'$  sont toujours linéairement indépendantes sur  $\mathbb{F}_{2^m}$ , et sur  $\mathbb{F}_2$ . En déduire que la force du code est  $\geq 5$ .

### Exercice 3.6.4 (Code de Goppa)

Si l'on se donne  $\alpha_1, \dots, \alpha_m$  des éléments de  $\mathbb{F}_{256}$ , et un polynôme irréductible  $P$  sur  $\mathbb{F}_{256}$ , on définit le **code de Goppa** comme étant le code de  $(\mathbb{F}_2)^m$  (donc sur des messages binaires !) dont la matrice de contrôle est

$$M = \begin{pmatrix} \frac{1}{P(\alpha_1)} & \dots & \frac{1}{P(\alpha_m)} \\ \frac{\alpha_1}{P(\alpha_1)} & \dots & \frac{\alpha_m}{P(\alpha_m)} \\ \vdots & & \vdots \\ \vdots & & \vdots \\ \frac{\alpha_1^{\deg(P)-1}}{P(\alpha_1)} & \dots & \frac{\alpha_m^{\deg(P)-1}}{P(\alpha_m)} \end{pmatrix}$$

(a) Montrer que la dimension du code est  $m - 8 \deg(P)$ .

(b) Montrer qu'on peut le protocole suivant définit le le même code : on note  $\mathbf{x} = (x_1, \dots, x_8)$ . Soit  $R(\mathbf{x}, X) = \sum_{i=1}^m \frac{x_i}{X - \alpha_i}$  Le code  $\Gamma$  est l'ensemble des  $\mathbf{x}$  tels que  $R(\mathbf{x}, X) \equiv 0 \pmod{P(X)}$ .

(c) (i) Montrer que si  $\mathbf{x}$  a poids  $w$ ,

$$R(\mathbf{x}, X) = \frac{f'_x(X)}{f_x(X)}$$

où  $f_x(X)$  est le produit de  $w$  facteurs de la forme  $(X - \alpha_i)$ . En déduire que  $P(X)$  divise  $f'_x(X)$ .

(c)(ii) En remarquant que la dérivée d'un polynôme sur  $\mathbb{F}_{2^m}$  est toujours le carré d'un autre polynôme, et que  $P$  n'a que des racines simples, conclure que la force du code est  $2 \deg(P) + 1$ .

## 4 Séance 4 : Registres à décalages, et générateurs pseudo-aléatoires

### 4.1 Registres à décalages

Un **registre à décalages** est la donnée d'un nombre  $m$ , et de coefficients  $h_0, \dots, h_{m-1}$  dans  $\mathbb{F}_2$ . Cette famille de coefficients s'appelle le **générateur du registre**. On appelle aussi **polynôme de rétroaction du registre** le polynôme  $(X^m + h_{m-1}X^{m-1} + \dots + h_0)$ .

Si  $U_0 = \begin{pmatrix} u_0 \\ \vdots \\ u_{m-1} \end{pmatrix}$  est un vecteur de  $(\mathbb{F}_2)^m$ , on note  $U_k$  le vecteur obtenu par

$$U_k = M \times U_{k-1} \text{ pour } M = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \ddots & 1 & \ddots & 0 \\ 0 & \dots & 0 & \ddots & 0 \\ 0 & \dots & \dots & 0 & 1 \\ h_0 & h_1 & \dots & h_{m-2} & h_{m-1} \end{pmatrix}$$

Il est équivalent de définir  $u_n = \sum_0^{m-1} h_i u_{n-m+i}$ .

La donnée d'un générateur et d'un vecteur initial  $U_0$  (appelé **graine**) définit un processus, c'est à dire une suite  $(U_n)_{n \in \mathbb{N}}$  et une suite  $(u_n)_{n \in \mathbb{N}}$ .

**Exercice 4.1.1** *Le processus ainsi défini est ultimement périodique. Il est périodique si  $h_0 = 1$ , ou de manière équivalente, si  $M$  est inversible.*

Dans la suite on supposera toujours  $h_0 \neq 0$ . Chaque ligne du vecteur  $U_k$  est un **registre**, le processus décale les registres et produit dans le dernier registre une combinaison des  $m$  précédents, et oublie le plus  $m$ -ième plus ancien. On dit donc que *le processus utilise donc  $m$  registres*. Si le processus produit une suite  $(U_n)$  de période maximale (c'est à dire  $2^m - 1$ ) on dit que la suite  $(u_n)$  est une  $m$ -séquence.

**Exercice 4.1.2** *Si la suite  $(u_n)$  est une  $m$ -séquence, alors pour tout  $k \leq m$ , toute suite de 0 et de 1 de longueur  $k$  apparaît exactement  $2^{m-k}$  fois comme « sous mot » dans toute suite de la forme  $(u_i, \dots, u_{i+2^m-1})$ .*

**Exercice 4.1.3** *Quel est le polynôme caractéristique de la matrice définissant le processus ? Montrer que s'il est irréductible sur  $\mathbb{F}_2$ , l'ordre de cette matrice dans  $GL_n(\mathbb{F}_2)$  est égal à l'ordre de n'importe laquelle de ses racines dans  $\mathbb{F}_{2^m}$ . Montrer, toujours si le polynôme caractéristique est irréductible, que cet ordre est la période du processus (si la graine est non nulle). En déduire que pour tout  $m$ , il existe des processus produisant des  $m$ -séquences.*

## 4.2 Serie formelle caracteristique du processus

Prenons un processus de registre à décalage donné par un générateur  $h = (h_0, \dots, h_{m-1})$  et une graine  $U_0$ .

Grace à la suite  $(u_n)$ , construisons la série formelle

$$A(X) = \sum_{i=0}^{\infty} u_i X^i = u_0 + u_1 X + u_2 X^2 + \dots + u_n X^n + \dots$$

**Proposition 4.2.1** *C'est en fait une fraction rationnelle, c'est à dire un quotient de deux polynômes. Ecrite sous forme irréductible, le degré du dénominateur vaut le nombre minimal de registres nécessaires pour engendrer le processus.*

Preuve (la même que celle qui dit que les nombres à développement décimal periodique sont rationnels) : soit  $P$  la periode du processus.

$$\text{Posons } G(X) = u_0 + u_1 X + \dots + u_{P-1} X^{P-1}.$$

$$\text{On a donc } A(X) = G(X) + X^P G(X) + X^{2P} G(X) + \dots = G(X) \times \left( \sum_{k \geq 0} X^{kP} \right).$$

Ce qui signifie

$$A(X) = \frac{G(X)}{1 - X^P} = \frac{G(X)}{1 + X^P}.$$

C'est donc une fraction rationnelle.

On peut être plus précis et simplifier la fraction rationnelle par un diviseur commun eventuel de  $G$  et de  $X^P + 1$ .

**Définition 4.2.1** *On définit la **complexité** d'un registre à décalages (pour une donnée de générateur et de graine) comme étant le degré du dénominateur de la fraction rationnelle  $A(X)$  exprimée sous forme réduite. Comme le dit la proposition, c'est le plus petit nombre de registres qu'il faut pour engendrer  $A$ .*

*On peut parler de la même manière de complexité d'une suite periodique.*

A priori cette opération de réduction de la fraction peut sembler banale et probablement ineteressante. Il n'en est rien. La proposition suivante indique que, bien que pour l'instant notre majoration de la complexité vaille  $P$  la periode, c'est à dire potentiellement  $2^m - 1$ , en fait la complexité mesure le nombre de registres nécessaires à engendrer la suite, c'est à dire moins que  $m$ .

**Proposition 4.2.2** *Écrite sous forme de fraction irréductible, le degré du dénominateur de la fraction rationnelle  $A(X)$  est égal au nombre minimal de registres nécessaires pour engendrer ce processus.*

Commençons par majorer la complexité. Supposons qu'on a  $m$  registres. On va arranger l'expression de  $A$  comme quotient. On va écrire la relation de récurrence linéaire sur les coefficients, et rassembler les facteurs de  $h_j$  donnés. Puis pour chaque, on rassemble un terme qui a  $A(X)$  en facteur. Cela nous donnera un polynôme de degré  $m$  en facteur. Voyons le calcul. On complète d'abord la suite  $(u_j)$  pour des valeurs de  $j$  négative, simplement par périodicité. Puis on écrit que pour tout  $i$ ,  $u_i = \sum_{j=1}^m h_{m-j} u_{i-j}$ .

$$\begin{aligned}
A(X) &= \sum_{i=0}^{\infty} \left( \sum_{j=1}^m h_{m-j} u_{i-j} \right) X^i && \text{on inverse les signes somme} \\
A(X) &= \sum_{j=1}^m h_{m-j} \left( \sum_{i=0}^{\infty} u_{i-j} X^{i-j} \right) \times X^j && \text{on fait apparaitre } A(X) \\
A(X) &= \sum_{j=1}^m h_{m-j} \left( \left( \sum_{i=0}^{j-1} u_{i-j} X^{i-j} \right) + A(X) \right) \times X^j && \text{on rassemble les termes facteurs de } A(X)
\end{aligned}$$

$$A(X) \times (1 - h_{m-1}X - h_{m-2}X^2 - \dots - h_0X^m) = \sum_{j=1}^m h_{m-j} \left( \sum_{i=0}^{j-1} u_{i-j} X^{i-j} \right) \times X^j$$

Notons  $g(X)$  le membre de droite. On a bien  $A(X) = g(X)/H(X)$  pour

$$H(X) = 1 + h_{m-1}X + h_{m-2}X^2 + \dots + h_0X^m$$

qui est bien de degré  $m$ .

Cela montre que le degré du dénominateur de la fraction rationnelle  $A$  est *inférieur* au nombre minimal de registre qu'il faut pour engendrer  $A$ .

Réciproquement, supposons que la série génératrice  $A(X)$  est un quotient de polynômes  $g(X)/H(X)$  avec  $\deg(H) = m_0$ . On doit montrer que les coefficients de  $A$  vérifient une relation de récurrence linéaire de longueur  $m_0$ .

On sait par ailleurs que le degré de  $g$  est inférieur strictement au degré du dénominateur car c'est le cas pour l'autre expression de  $A = G/(X^P + 1)$

Écrivons  $H(X) = 1 + \check{h}_{m-1}X + \dots + \check{h}_0X^{m_0}$ .

On a  $AH = g$ , et  $\deg(g) \leq m_0 - 1$ . Le terme de degré  $m_0$  de  $AH$  est donc nul :

$$u_{m_0} + \check{h}_{m_0-1}u_{m_0-1} + \dots + \check{h}_0u_0 = 0.$$

Et de même pour tout  $i \geq 0$ , le terme de degré  $m_0 + i$  est nul, et donc

$$u_{m_0+i} + \check{h}_{m_0-1}u_{m_0-1+i} + \dots + \check{h}_0u_0 = 0.$$

Nous avons donc notre récurrence linéaire de longueur  $m_0$ .

### 4.3 Combinaisons, corrélations et transformée de Fourier

Les registres à décalages sont parfaitement déterministes, et, pour un registre de complexité  $m$ , en connaissant  $m$  valeurs, on peut facilement retrouver toute l'information, en résolvant un système de  $m$  équations à  $m$  inconnues.

On peut contourner ce problème en **combinant** plusieurs registres à décalages avec une formule booléenne, ou de manière équivalente, polynômiale sur  $\mathbb{F}_2$ .

Il s'agit de s'accorder sur une fonction  $f : (\mathbb{F}_2)^k \rightarrow \mathbb{F}_2$ , comme par exemple

$$f_0 : (x_1, x_2, x_3) \mapsto x_1 + x_1x_2 + x_2x_3$$

et l'appliquer à  $k$  registres à décalages « indépendants ». Cela produit ainsi une nouvelle suite que l'on peut espérer *pseudo-aléatoire*.

**Exercice 4.3.1** *Verifier que la formule donnée en exemple est équivalente à la formule booléenne « (  $x_1$  ET non- $x_2$  ) XOR (  $x_2$  ET  $x_3$  ) »*

L'utilité de telles manipulations est qu'au prix d'un très faible artifice de calcul, on peut au moins en principe accroître sensiblement la complexité.

**Proposition 4.3.1** *La complexité d'une somme de suites périodiques est inférieure à la somme des complexités.*

*La complexité d'un produit (termes à termes) de deux suites périodiques est inférieure au produit des complexités.*

Dans le premier cas, il suffit de mettre au même dénominateur, nous laissons la preuve en exercice. Le second cas est admis pour l'instant.

Malheureusement la complexité n'est pas la seule mesure de la difficulté de prévoir la suite.

**Définition 4.3.1** *Une fonction  $f : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{F}_2$  est dite **résistante aux corrélations à l'ordre  $r$**  si : pour tout  $k$ -uplet de variables aléatoires indépendantes  $(X_1), \dots, (X_k)$ , vallant 0 ou 1 de manière équiprobables, la variable aléatoire  $Z = f(X_1, \dots, X_k)$  est indépendante de n'importe quel vecteur  $(X_{i_1}, \dots, X_{i_r})$  (de longueur  $r$ ).*

Exemple : dans le cas de  $f_0$  de l'exemple plus haut, on peut vérifier que  $z_i = x_1$  avec probabilité 3/4 (c'est le cas dès que  $x_2 = 0$  et aussi si  $(x_2 = 1$  et  $x_3 = x_1)$ ). Ainsi,  $f_0$  n'est pas résistante aux corrélations à l'ordre 1.

**Définition 4.3.2** *Soit  $f : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{R}$ .*

*La transformée de Fourier (ou de Walsh, ou de Walsh-Hadamard) de  $f$ , que l'on note  $\hat{f} : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{R}$  vaut*

$$\hat{f}(t_1, \dots, t_k) = \sum_{x \in \mathbb{F}_2^k} f(x) (-1)^{\langle t, x \rangle}$$

Notez des subtilités. Le produit  $\langle t \cdot x \rangle$  est la somme, modulo 2, des produits terme à terme des  $k$ -uplets (autrement dit, c'est le produit scalaire canonique dans  $\mathbb{F}_2^k$ , à valeur dans  $\mathbb{F}_2$ ). Le résultat vaut 0 ou 1 (mais en principe est dans  $\mathbb{F}_2$ ). La valeur  $(-1)^{t \cdot x}$  vaut respectivement 1 ou  $-1$  dans  $\mathbb{Z}$  (pas dans  $\mathbb{F}_2$  bien sûr).

Par ailleurs, nous allons utiliser cette transformée de Fourier sur des applications que, pour des raisons pratiques de calcul booléen, nous avons définies à valeurs dans  $\mathbb{F}_2$ . C'est un abus de langage. Il faut bien comprendre, qu'en fait, nous appliquerons la transformée à la fonction composée avec l'application  $0_{\mathbb{F}_2} \mapsto 0_{\mathbb{Z}}, 1_{\mathbb{F}_2} \mapsto 1_{\mathbb{Z}}$ , afin d'être à valeurs dans  $\mathbb{Z}$ .

**Lemme 4.3.1** *Si  $t \neq 0$ , alors  $\sum_{x \in (\mathbb{F}_2)^k} (-1)^{\langle x, t \rangle} = 0$ .*

*Si  $t = 0$  la somme vaut  $2^k$ .*

Il suffit de choisir une coordonnée dans le support de  $t$ , et de regrouper les  $x$  par paires qui ne diffèrent qu'en cette coordonnée.

Ce simple Lemme justifie d'ailleurs le nom de transformée de Fourier : les fonctions  $(\frac{1}{2^k} \sum (-1)^{\langle t, \cdot \rangle})$  forment une base orthonormée de l'espace des fonctions de  $(\mathbb{F}_2)^k$  à valeur dans  $\mathbb{R}$ . En effet, pour calculer le produit scalaire considérons  $\sum_{x \in (\mathbb{F}_2)^k} (-1)^{\langle x, t_1 \rangle} (-1)^{\langle x, t_2 \rangle}$ , c'est à dire  $\sum_{x \in (\mathbb{F}_2)^k} (-1)^{\langle x, t_1 + t_2 \rangle}$ , qui vaut  $2^k$  ou 0 selon que  $t_1 = t_2$  ou pas. La transformée de Fourier calcule en fait les coordonnées dans cette base, comme le montre la proposition suivante.

**Proposition 4.3.2** (*Inversion de Fourier*)

*Pour tout  $x \in \mathbb{F}_2^k$ , on a*

$$f(x) = \frac{1}{2^k} \sum_{t \in \mathbb{F}_2^k} \hat{f}(t) (-1)^{\langle t, x \rangle}$$

*Autrement dit  $\hat{\hat{f}} = 2^k f$  (en utilisant la transformée sur  $\hat{f}$  à valeurs dans  $\mathbb{Z}$ ).*

Preuve : Il s'agit d'invertir les sommes. On a, à  $x$  fixé :

$$\sum_t \hat{f}(t) (-1)^{\langle t, x \rangle} = \sum_t (-1)^{\langle t, x \rangle} \sum_y f(y) (-1)^{\langle t, y \rangle} = \sum_y f(y) \sum_t (-1)^{\langle t, (y+x) \rangle}.$$

Mais  $\sum_t (-1)^{\langle t, (y+x) \rangle} = 0$  si  $y \neq x$  et  $= 2^k$  si  $y = x$  par le Lemme.

**Exercice 4.3.2** *Calculer  $\hat{1}$ .*

**Exercice 4.3.3** (*Formule sommatoire de Poisson*)

*Montrer que  $\sum_t \hat{f}(t) = 2^k \times f(0)$ , et que  $\sum_x f(x) = \hat{f}(0)$ .*

**Proposition 4.3.3** (*Théorème de Xiao et Massey*)

*La fonction  $f : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{F}_2$  est résistante aux corrélations à l'ordre  $r$  si et seulement si  $\hat{f}(t) = 0$  pour tout  $t \in \mathbb{F}_2^k \setminus \{0\}$  de poids au plus  $r$ .*

**Exercice 4.3.4** *Vérifier que ce critère détecte bien la faille de l'exemple  $f_0$  du début.*

La preuve de la Proposition se fait grâce à ce lemme.

**Lemme 4.3.2** Soient  $X_1, \dots, X_k$  sont des des variables aléatoires de valeur 0 ou 1 equiprobables, et soit  $f : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{F}_2$ . Soit  $t \neq 0$  dans  $\mathbb{F}_2^k$ .

Alors  $Z = f(X_1, \dots, X_k)$  est indépendant de  $\langle t \cdot (X_1, \dots, X_k) \rangle$  si et seulement si  $\hat{f}(t) = 0$ .

Preuve. Notons  $X = (X_1, \dots, X_k)$ . On a, pour  $b = 0$  ou 1

$$P(Z = 1 | \langle t \cdot X \rangle = b) = \frac{\#\{x, f(x) = 1 \text{ et } \langle t \cdot x \rangle = b\}}{\#\{x, \langle t \cdot x \rangle = b\}}$$

ce qui est toujours bien défini car  $t \neq 0$ . Cela donne :

$$P(Z = 1 | \langle t \cdot X \rangle = b) = \frac{1}{2^{k-1}} \sum_{t \cdot x = b} f(x)$$

Prenons la différence :

$$P(Z = 1 | \langle t \cdot X \rangle = 0) - P(Z = 1 | \langle t \cdot X \rangle = 1) = \frac{1}{2^{k-1}} \hat{f}(t).$$

Autrement dit

$$(\hat{f}(t) = 0) \Leftrightarrow (P(Z = 1 | \langle t \cdot X \rangle = 0) = P(Z = 1 | \langle t \cdot X \rangle = 1))$$

On en déduit que l'événement  $\{Z = 1\}$  est indépendant des événements  $\{\langle t \cdot X \rangle = 1\}$  et  $\{\langle t \cdot X \rangle = 0\}$ , si et seulement si  $\hat{f}(t) = 0$ .

On peut finir de montrer la proposition.

Si  $f$  est résistante aux corrélations d'ordre  $r$  :  $f(X)$  est une variable aléatoire indépendante de n'importe quel vecteur  $X_* = (X_{i_1}, \dots, X_{i_r})$ . Elle est donc aussi indépendante de  $t \cdot X_*$  pour tout  $t \in \mathbb{F}_2^r$ . Elle est donc indépendante de tout  $t \cdot X$  pour tout  $t$  de poids au plus  $r$ . Le Lemme nous assure qu'alors  $\hat{f}(t) = 0$  pour tous ces  $t$ .

Reciproquement, si  $\hat{f}(t) = 0$  pour tout  $t$  de poids  $\leq r$ , le lemme nous assure que  $f(X)$  est indépendante de tout  $\langle t \cdot X \rangle$  (à valeur dans  $\mathbb{F}_2$ ) pour tout  $t$  de poids au plus  $r$ . On doit montrer que  $f(X)$  est indépendante de tout vecteur  $X_* = (X_{i_1}, \dots, X_{i_r})$ . Notons  $Z = f(X)$  dans la suite. Remarquons d'emblée qu'il est équivalent de montrer que tout vecteur  $X_*$  comme ci-dessus est indépendant de  $Z$ , car l'indépendance est une notion symétrique (exercice : montrer cela).

On raisonne à  $(i_1, \dots, i_r)$  fixé.

Fixons  $z$  parmi 0 ou 1. Soit  $g(x) = P(X_* = x | Z = z)$ , et  $h(x) = P(X_* = x)$ . On a

$$\hat{g}(t) = \sum_x P(X_* = x | Z = z) (-1)^{\langle t \cdot x \rangle} \quad \hat{h}(t) = \sum_x P(X_* = x) (-1)^{\langle t \cdot x \rangle}$$

c'est à dire

$$\hat{g}(t) = P(\langle t \cdot X_* \rangle = 0 | Z = z) - P(\langle t \cdot X_* \rangle = 1 | Z = z) \quad \hat{h}(t) = P(t \cdot X_* = 0) - P(t \cdot X_* = 1).$$

On a supposé que  $t \cdot X$  était indépendant de  $Z$  donc on a que  $\hat{g}(t) = \hat{h}(t)$ .

Comme la transformé de Fourier est inversible, cela veut dire que  $g = h$ . Ainsi, pour tout  $z$  et tout  $x$ ,

$$P(X_* = x | Z = z) = P(X_* = x).$$

On a bien l'indépendance cherchée.

**Définition 4.3.3** Soit  $f : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{F}_2$ .

On dit que  $f$  est équilibrée si le nombre de pré-images de 0 égal celui de 1.

On dit que  $f$  est  $r$ -résiliente si  $f$  est sans corrélation d'ordre  $r$  et équilibrée.

**Exercice 4.3.5** Montrer que  $f$  est équilibrée si et seulement si  $\hat{f}(0) = 2^{k-1}$ .

**Exercice 4.3.6** On définit, pour une fonction booléenne  $f$ , la transformée  $\tilde{f}$  à valeurs dans  $\mathbb{Z}$  définie par

$$\tilde{f}(t) = \sum_x (-1)^{\langle f(x), t \cdot x \rangle}.$$

Montrer que  $\tilde{f} = \hat{1} - 2\hat{f}$ .

Montrer que  $f$  est  $r$ -résiliente si et seulement si  $\tilde{f} \equiv 0$ .

Montrer que si  $t \in (\mathbb{F}_2)^k$  et si  $S$  est un sous-espace vectoriel de  $(\mathbb{F}_2)^k$ , alors

$$\sum_{x \in S} \tilde{f}(x) (-1)^{\langle t, x \rangle} = |S| \sum_{y \in S^\perp} (-1)^{f(y+t)}$$

(Formule sommatoire de Poisson pour cette transformée).

## 4.4 Non linéarité, un troisième critère

Un générateur à registres combinés, pour être qualifié de pseudo-aléatoire plausible doit satisfaire les conditions d'équilibre (les proportions de 0 et de 1 obtenus doivent être égales) de résistance aux corrélations, et une autre, que l'on présente maintenant, qui est d'avoir une grande non-linéarité.

La distance  $d(f, g)$  entre deux fonctions  $(\mathbb{F}_2)^k \rightarrow \mathbb{F}_2$  vaut le cardinal du support de  $f - g$ .

La non-linéarité d'une fonction  $f : (\mathbb{F}_2)^k \rightarrow \mathbb{F}_2$  est la plus petite distance  $d(f, g)$  pour  $g$  parcourant l'espace des fonctions affines. Notez que ces fonctions affines sont de la forme  $(x \mapsto t \cdot x)$  ou  $(x \mapsto t \cdot x + 1)$ .

**Exercice 4.4.1** Si l'on définit  $F(x) = (-1)^{f(x)}$ , montrer que

$$\sum_{t \in \{0,1\}^k} \hat{F}(t)^2 = 2^{2k}.$$

En déduire que si  $k$  est pair, et si  $\hat{F}(t) = 2^{k/2}$  pour tout  $t$ , alors la non-linéarité de  $f$  est maximale.

## 4.5 TP

- Partons de  $m = 10$ .
  - Créer un polynôme de degré  $m$  sur  $\mathbb{F}_2$  aléatoire de coefficient constant non nul.
  - Question théorique : quelle est la probabilité que ce polynôme soit irréductible ? Que ses racines soient des éléments primitifs de  $\mathbb{F}_{2^m}$  ?
  - Créer une graine non-nulle arbitraire (aléatoire ou pas) de taille  $m$ . Créer la matrice de rétroaction du processus, ayant le polynôme de rétroaction choisi avant. (La commande intégrée `matrix(r,s)` peut servir)
  - Calculer les  $(2^m - 1 + m)$  premiers termes de la suite du registre à décalage.
  - Calculer la période du processus ainsi créé.
  - Sur plusieurs essais de polynômes aléatoires, estimer une statistique pour la période maximale  $(2^m - 1)$ . Est-ce que cela correspond à votre estimation théorique initiale ?
  - Faire une liste des périodes observées. Pouvez vous trouver une interprétation algébrique pour chacune ?
- En paires de binômes : l'une des paires engendre des grandes matrices de rétroaction, et des vecteurs initiaux, et les propose à l'autre. L'autre paire tente de vérifier que le processus vérifie les trois critères de Golomb :
  1. au sein d'une période, le nombre de 0 est égal au nombre de 1, à une unité près.
  2. au sein d'une période, le nombre de suites maximales de bits identiques consécutifs de taille  $k$  est la moitié du nombre de telles suites de taille  $k - 1$ .
  3. la fonction d'autocorrélation  $C(\tau) := \sum_{i=0}^{L-1} (-1)^{u_i + u_{i+\tau}}$  prend deux valeurs suivant que  $\tau = 0$  ou non.
- Un binôme engendre une matrice de rétroaction de la taille  $L \times L$ , et donne à un autre binôme  $2L$  termes consécutifs du processus (issu d'une graine non nulle). Le second binôme doit retrouver la matrice. (attaque de Belekamp-Massey)

## 5 Séance 5 : Techniques symétriques et surtout asymétriques

### 5.1 Un peu d'Histoire et de techniques symétriques

D'après Suetone, Jules César, lorsqu'il écrivait des messages de nature militaire « sensible », procédait à un chiffrement.

« Il y employait, pour les choses tout à fait secrètes, une espèce de chiffre qui en rendait le sens inintelligible (les lettres étant disposées de manière à ne pouvoir jamais former un mot), et qui consistait, je le dis pour ceux qui voudront les déchiffrer, à changer le rang des lettres dans l'alphabet, en écrivant la quatrième pour la première, c'est-à-dire le d pour le a, et ainsi de suite. »

Les techniques symétriques de cryptographie sont celles où les deux utilisateurs Alice et Bob ont les mêmes connaissances. Par exemple le code de César, lorsque Alice et Bob connaissent la clé secrète (la valeur du décalage) est une technique symétrique. Les techniques asymétriques sont celles où les connaissances de Alice et de Bob ne sont pas les mêmes. Par exemple, dans RSA, L'un d'entre eux a une clé secrète privée que l'autre n'a pas.

Passons rapidement un commentaire surtout historique sur les techniques symétriques. Commençons par le code de César. Ce code de César a pu être utile et mystifiant dans le passé, mais il est facilement déchiffrable, par exemple en faisant l'analyse de la fréquence des lettres, et en l'utilisant pour établir un faible nombre de possibilités pour la clé secrète.

### 5.2 Substitution : Vigenere, Vernam, one-time pad

Voici des exemples de protocoles symétriques, outre le code de César.

Le code de *Vigenere*<sup>3</sup> utilise une famille finie de chiffres de César pour différentes clés. Essentiellement, la clé secrète est une suite de nombres  $s_0, \dots, s_{k-1}$  et pour la  $n$ -ième lettre, on utilise le chiffre de César de clé  $s_{\bar{n}}$  où  $\bar{n}$  est le résidu de  $n$  modulo  $k$ . En pratique la suite de nombres  $s_1, \dots, s_k$  est donné par un mot, chaque  $-s_i$  étant la position de la  $i$ -ème lettre de ce mot dans l'alphabet.

Par exemple le mot secret PASTEQUE indique que pour la première lettre du message secret, on doit lui retirer 16, pour la deuxième lettre on doit lui retirer 1 pour la troisième, 19 etc... (pour la neuvième lettre on doit retirer 16 à nouveau et ainsi de suite).

On peut coupler le chiffre de Vigenere avec une clé de chiffrement longue à volonté, engendrée pseudo-aléatoirement par un registre à décalage par exemple. Ainsi le véritable secret (le registre à décalage) est de taille bornée et raisonnable, alors que la clé de chiffrement est de taille aussi longue qu'on veut.

Le code de *Vernam*<sup>4</sup> est un système de chiffrement symétrique où la clé secrète est un texte entier de 0 et de 1. Le message est codé par un XOR (ou exclusif) lettre par lettre avec la clé

---

3. selon Wikipedia : Blaise de Vigenère, né le 5 avril 1523 à Saint-Pourçain-sur-Sioule et mort le 19 février 1596 à Paris, est un diplomate, cryptographe, traducteur, alchimiste et astrologue français. La paternité de ce qu'on appelle le « chiffre de Vigenère » revient plutôt à Giovan Battista Bellaso, qui a publié son travail en 1564. On pense que Charles Babbage effectua la première véritable cryptanalyse du chiffre de Vigenère vers 1854.

4. d'après wikipedia : Gilbert Sandford Vernam (3 avril 1890 - 7 février 1960) était un ingénieur de l'Institut polytechnique de Worcester diplômé de 1914 et ingénieur de AT&T Bell Labs qui, en 1917, a inventé un code

secrete. Pour interpreter le message, il suffit de refaire un XOR avec la clé secrete. Si la clé est vraiment aléatoire et n'est utilisée qu'une seule fois, c'est un système impénétrable (one-time-pad). En revanche si la même clé est utilisée plusieurs fois, on peut recuperer de l'information sur les messages comme par exemple le resultat par XOR des deux messages clairs entre eux.

En fait, si l'on prend le chiffre de Vigenere avec une clé secrete aléatoire et longue (aussi longue que le message), et utilisée une seule fois, alors on peut montrer qu'il est (équivalent à) un one-time pad.

De nos jours, on doit supposer que l'équipement cryptographique est standardisé et répandu. On doit alors supposer que le cryptanalyste peut soumettre à volonté des textes choisis au système de chiffrement et observer les résultats (on parle d'attaques à clair choisi). Il est assez évident que la clé d'un code de Vigenere à clé réutilisée ne resistera pas longtemps.

## 5.3 Fonctions à sens unique

### 5.3.1 Tentative de définition

Une fonction

$$f : \mathcal{E} \rightarrow \mathcal{F}$$

est dite à sens unique si

- pour tout  $x \in \mathcal{E}$  le calcul de  $f(x)$  est « facile »
- pour une proportion significative d'éléments de  $\mathcal{F}$ , le calcul d'un antécédent est « difficile »

Pour rendre rigoureuse cette définition, on devrait être obligé de parler plutôt de fonction à sens unique de paramètre  $\epsilon$ , (cela signifie que la « proportion significative » d'éléments est supérieure à  $(1 - \epsilon)$ , ou bien de suites de fonctions à sens unique, pour laquelle cette proportion tend vers 0.

Un autre point à rendre rigoureux est bien sûr l'usage des mots « facile » et « difficile ». Ils s'interprètent convenablement en terme de complexité des algorithmes. Informellement, on dit que le calcul de  $f(x)$  est facile si le nombre d'opérations élémentaires (addition, multiplications...) que l'on effectue est linéaire ou sous-quadratique en fonction de la longueur de  $x$  (la longueur, pas la « valeur »), et que le calcul est difficile si ce nombre est *nécessairement* au moins exponentiel. On peut interpreter cela de deux manières : soit il s'agit d'asymptotiques (et avoir pré-enregistrer des antécédents pour certaines valeurs ne change pas l'asymptotique), soit on parle de vraies fonctions qui minorent partout, (et dans ce cas, avoir enregistré quelques valeurs ne change que la proportion des antécédents faciles à calculer ; l'asymptotique est alors sur la suite de fonctions).

Les protocoles asymétriques sont ceux qui utilisent une fonction (que l'on pense être) à sens unique.

---

de flux polyalphabétique additif et a co-inventé un algorithme automatisé. Le masque jetable, également appelé chiffre de Vernam, est un algorithme de cryptographie inventé par Gilbert Vernam en 1917 et perfectionné par Joseph Mauborgne, qui rajouta la notion de clé aléatoire. Cependant, le banquier américain Frank Miller en avait posé les bases dès 1882

### 5.3.2 Exemple : stockage de mots de passe

Un utilisateur nommé Ursule utilise une machine  $M$  avec connection par mot de passe. Cependant, l'espion Eve va sans-doute réussir à capter tout ce que l'utilisateur tapera sur son clavier de connection.

On convient alors du protocole suivant. (Lamport, 1981)

On fixe  $f : \mathcal{E} \rightarrow \mathcal{F}$  une fonction à sens unique.

Ursule choisit un mot de passe  $w \in \mathcal{E}$ . Ni M ni Eve n'ont accès à ce mot de passe. Il calcule en secret  $f(w), f^2(w), \dots, f^{1000}(w)$ . Il entre, dans la machine  $M$ , la valeur de  $f^{1000}(w)$ . Ce mot est stocké dans une variable « `motdepasseUrsule` ».

Eve capte cete information, et Eve connait aussi la fonction  $f$ .

A la premiere connexion, Ursule entre  $w' = f^{999}(w)$ , la machine  $M$  calcule  $f(w')$  et le compare à `motdepasseUrsule`.

Si c'est different, on arrete tout. Si ça coincide, M remplace `motdepasseUrsule` par cette valeur de  $w'$ , et laisse Ursule utiliser ses services.

A la  $k$ -ième connexion, Ursule entre  $w' = f^{1000-k}(w)$ , puis  $M$  calcule  $f(w')$  et le compare à `motdepasseUrsule`. Si c'est different, on arrete tout. Si ça coincide,  $M$  remplace `motdepasseUrsule` par cette valeur de  $w'$  et laisse Ursule utiliser ses services.

Ursule peut se connecter 1000 fois, mais si Eve veut se connecter, elle doit inverser  $f$  pour l'une des valeurs qu'elle voit passer (dans l'ordre :  $f^{1000-k}(w)$  pour  $k = 1, \dots, 1000$ ). Si ces valeurs sont toutes dans la bonne partie de l'ensemble  $\mathcal{F}$ , cette tâche est difficile.

## 5.4 Une fonction à sens unique : l'exponentielle modulaire et le problème du Log discret ?

### 5.4.1 L'exponentielle modulaire

On choisit  $p$  premier, et  $\alpha \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ . Rappelons qu'avec la méthode des tours de carrés on sait facilement calculer :

$$\exp_\alpha : \begin{array}{ccc} (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^* & \rightarrow & (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^* \\ x & \mapsto & \alpha^x \pmod{p} \end{array}$$

#### Exercice

1. Montrer que  $\alpha$  est primitif si et seulement si  $\exp_\alpha$  est bijective.
2. Montrer que si on sait factoriser  $p - 1$  on sait trouver un élément primitif « facilement » (en faisant des essais successifs facilement testables)
3. Si  $p$  n'est plus premier, à quelle condition existe-t-il un  $\alpha$  tel que  $\exp_\alpha$  est bijective ?

## 5.5 Protocoles liés à l'exponentielle modulaire : Diffie-Hellman et El Gamal

### 5.5.1 Diffie Hellman

Afin d'obtenir un **secret commun**, Alice et Bob utilisent le protocole de Diffie Hellman.

1. On choisit  $p$  premier, et  $\alpha \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ . Ces informations sont publiques, Eve les connaît.
2. Alice choisit en secret  $s_a \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ .
3. Bob choisit en secret  $s_b \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ .
4. Alice calcule  $\alpha^{s_a} \pmod{p}$ , et envoie à Bob (et Eve peut le voir) la valeur  $\alpha^{s_a} \pmod{p}$ .
5. Bob envoie de même à Alice (et Eve peut le voir) la valeur  $\alpha^{s_b} \pmod{p}$ .
6. Alice calcule en secret  $(\alpha^{s_b})^{s_a} \pmod{p}$ .
7. Bob calcule en secret  $(\alpha^{s_a})^{s_b} \pmod{p}$ .

**Observation** : ces deux valeurs coïncident et valent  $\alpha^{s_a \times s_b} \pmod{p}$ . C'est leur secret commun.

**Observation** : si Eve souhaite calculer le secret, il lui suffit de trouver  $s_a$  en sachant  $\alpha^{s_a} \pmod{p}$  et  $\alpha$ . Si la fonction  $\exp_\alpha$  est bien à sens unique, c'est « en général » dût.

### 5.5.2 El Gamal

Alice et Bob utilisent le protocole de El Gamal, cette fois pour *chiffrer* un message.

1. On convient d'un nombre premier  $p$ . Bob possède une clé secrète  $s \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ .
2. Il a aussi une clé publique en deux parties  $\alpha$  (que Alice et Eve voient) et  $\mathbf{P}$  qui vaut  $\mathbf{P} = \alpha^s \pmod{p}$ .
3. Alice compose un message  $M \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ .
4. Alice tire au hasard  $k \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ . Elle seule le connaît.
5. Alice calcule  $C_1 = \alpha^k \pmod{p}$ . Elle calcule aussi  $C_2 = \mathbf{P}^k \times M \pmod{p}$ .
6. Alice envoie  $(C_1, C_2)$  à Bob (et Eve le voit).

**Observation** : Eve veut décrypter. Il lui suffit de chercher  $\mathbf{P}^k$ , peut-être en cherchant  $k$ . Elle a alors un problème d'inversion de l'exponentielle (ou de logarithme discret).

**Observation** : Bob veut décrypter. Il écrit  $\mathbf{P}^k = (\alpha^s)^k = \alpha^{sk} = (C_1)^s$ . Il peut facilement le calculer. Il suffit alors de l'inverser (trouver  $(\mathbf{P}^k)^{-1}$  dans  $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ ) et de calculer  $M = C_2 \times \mathbf{P}^k)^{-1}$ .

On a utilisé le concept de *porte dérobée* à la fonction à sens unique : une fonction  $f_t : \mathcal{E} \rightarrow \mathcal{F}$  est une fonction à sens unique si l'on ne connaît pas  $t$ , mais c'est une fonction facilement inversible partout si l'on connaît  $t$ . Ici le secret de la porte dérobée est le secret  $s$  de Bob. En anglais, on trouve le vocable *one-way trap door*.

### 5.5.3 Schema de signature

Alice veut prouver à Bob que c'est bien elle l'auteur du message « BUPconfirmationquele-paiementesteffectueBIPprocederimmédiatementalivraisonBOP »

Bob veut être certain que c'est bien Alice qui l'a écrit, et non pas Aline, ou Malice...

1. Alice choisit un secret  $s$ .
2. On dispose d'une fonction à sens unique  $f$ . Elle rend publique  $f(s)$ .

3. Alice appose à son message la signature  $S = \phi(M, s)$  pour une certaine fonction  $\phi$ .

**Exemple :** Alice a comme avant une clé publique  $(\alpha, p, \mathbf{P})$ , avec  $p$  un grand nombre premier,  $\alpha$  un élément primitif de  $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ , et  $\mathbf{P} = \alpha^s \pmod{p}$ .

Son secret  $s$  est un élément de  $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ .

Son message est  $M \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$  (en clair ; il n'est pas chiffré dans cet exemple).

Elle compose sa signature ainsi.

— Choix de  $k \in (\mathbb{Z}/(p-1)\mathbb{Z})^*$ .

— Calcul de  $u = \alpha^k \pmod{p}$ .

— Calcul de l'unique solution  $v$  de  $M = us + kv \pmod{p-1}$

*il s'agit de calculer l'inverse de  $k \pmod{p-1}$ , qui existe bien, et cela peut se faire par l'algorithme d'Euclide. En fait  $v = (M - us) \times k^{-1} \pmod{p-1}$*

— Signature =  $(u, v)$ .

**Exercice**

1. Vérifier que Bob, en voyant la signature, et en connaissant le message  $M$ , peut facilement calculer  $\alpha^M$  et  $\mathbf{P}^u \times u^v \pmod{p}$ .
2. Montrer que si Alice a écrit le message, ces quantités sont égales.
3. Expliquer comment Bob peut se convaincre que Alice a bien écrit le message  $M$ . (Quel problème doit résoudre Malice ou Aline pour usurper l'identité d'Alice ?)

## 5.6 Protocole lié à la factorisation : RSA

Du nom de ses inventeurs Rivest, Shamir, Adelman.

1. Le secret de Bob est une paire de nombres premiers  $(p, q)$ .
2. La clé publique est  $n = p \times q$ , et le choix d'un élément  $e$  inversible modulo  $\phi(n)$ .

**Observation.** Ici  $\phi(n) = (p-1)(q-1)$ .

3. Alice compose le message  $M$ . Elle calcule  $M^e \pmod{n}$  et le publie.
4. Bob déchiffre en calculant  $(M^e)^d$ , pour  $d$  un inverse de  $e$  modulo  $\phi(n)$ .

**Observation :** Cela fonctionne car  $ed = k\phi(n) + 1$  pour un certain  $k$ , et donc  $ed = k(p-1)(q-1) + 1$ . Il suffit de voir que  $M^{k(p-1)(q-1)} \equiv 1 \pmod{pq}$ . Mais modulo  $p$ ,  $M^{k(p-1)(q-1)}$  vaut bien 1 par Fermat, et bien sûr aussi modulo  $q$ ,  $M^{k(p-1)(q-1)}$  vaut bien 1. Ainsi, par le théorème Chinois, on a bien  $M^{k(p-1)(q-1)} \equiv 1 \pmod{pq}$ .

**Exercice**

1. Connaître  $\phi(n)$  c'est équivalent à connaître  $p$  et  $q$ .
2. Si l'on connaît  $p$  et  $q$ , et  $e$ , on peut facilement connaître  $d$  un inverse de  $e$  modulo  $\phi(n)$ .
3. Connaître  $d$  et  $e$  c'est (souvent) connaître  $\phi(n)$ .

Eve observe tout. Pour déchiffrer, il lui suffit de calculer  $d$ , et pour cela il lui suffit de connaître  $\phi(n)$ . Quel problème doit elle résoudre ?

**Exercice** On utilise RSA avec l'exposant  $e = 3$ . On suppose qu'un utilisateur veut envoyer le même message  $M$  à trois destinataires, de module RSA  $n_1, n_2, n_3$  qui n'utilisent pas deux fois les mêmes facteurs premiers. Comment Eve, qui observe les trois valeurs  $M^3 \pmod{n_i}$  peut retrouver  $M$  ?

## 5.7 TP « protocoles »

Par paires de binômes, confectionner le protocole codage/décodage El Gamal ou RSA (ou encore un protocole de signature), au choix.

Transformer vos messages en binaire (en ascii) avec par exemple <https://mothereff.in/binary-ascii>, encodez les avec votre protocole, envoyez à l'autre binôme, qui décodera pour obtenir le binaire original, puis pourra retrouver le texte grâce à un convertisseur binary-ascii.

Commencer par essayer d'envoyer des nombres très simples pour des petits paramètres de RSA. Puis, quand ça marche, essayer d'envoyer de grands nombres avec de grands paramètres RSA. Puis, essayer d'envoyer de vrais messages (comment coder un « vrai » message sous forme de nombre ?)

Il faut que vous choisissiez : comment choisir les nombres premiers impliqués dans votre protocole ? Dans certaines circonstances, est-ce qu'on peut les deviner en voyant seulement  $N$  leur produit ? Par exemple : que se passe-t-il si l'on choisit des nombres du genre « nextprime( $10^{20}$ ) » ?

Comment choisir  $e$  et calculer  $d$  ?

Pour RSA : Indiquez à votre binôme partenaire la méthode que vous utilisez pour choisir vos nombres premiers (juste la méthode, pas les nombres). Le binôme d'en face peut-il essayer de factoriser  $n$  ?...

Communiquer  $e$  et  $d$ . Le binôme partenaire doit factoriser  $n$ ...

## 6 Séance 6 : Sécurité de protocoles et attaques

Désormais, l'espion Eve ne reste plus passif/attentif, mais passe à l'action.

### 6.1 Quelques approches du problème du Log discret

On veut donc résoudre l'équation dans  $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ , d'inconnue  $x$ , dans  $\mathbb{Z}/(p-1)\mathbb{Z}$  :

$$\alpha^x = \beta$$

où  $\alpha$  et  $\beta$  sont donnés, et où l'on suppose  $\alpha$  primitif.

Voici une approche, dite du « calcul d'incide ».

- On choisit d'abord un ensemble  $B = \{b_0, b_1, \dots, b_h\}$  d'entiers (typiquement des nombres premiers), dont on connaît les logarithmes discrets de base  $\alpha$  (éléments de  $\mathbb{Z}/(p-1)\mathbb{Z}$ ).
- On cherche  $e$  tel que  $\beta\alpha^e$  se décompose modulo  $p$  dans  $B$  :

$$\beta\alpha^e \equiv \prod_j b_j^{e_j} \pmod{p}$$

- On en déduit que pour les logarithmes discrets (de base  $\alpha$ )

$$\log_\alpha(\beta) \equiv \left( \sum_j e_j \log_\alpha(b_j) \right) - e \pmod{p-1}.$$

Il reste à choisir  $B$ , trouver les log discrets de ses éléments, et trouver  $e$ .

La première méthode est le *crible linéaire*. Ici  $B = \{-1, p_1, \dots, p_h\}$  est la liste de  $-1$  et des premiers nombres premiers.

On a  $-1 = \alpha^{(p-1)/2}$  parce que  $\alpha$  étant primitif, ce n'est pas un carré.

Pour trouver les log discrets des  $p_j$ , on choisit  $c_i$  au hasard, on évalue  $\alpha^{c_i} \pmod{p}$ , dont on prend le représentant dans  $[-p/2, p/2]$ , et on regarde s'il se décompose dans la base  $B$ .

Si oui, il admet une factorisation

$$\alpha^{c_i} = \prod_j p_j^{a_{i,j}} \pmod{p}.$$

Dès qu'on a trouvé un tel  $c_i$  donnant une telle factorisation, on conserve l'équation équivalente :

$$c_i = \sum_j a_{i,j} \log_\alpha(p_j) \pmod{p-1}.$$

Quand on a assez d'équations pour que le système soit surdéterminé, il suffit de le résoudre comme un système linéaire. On a alors les logarithmes des éléments de la base  $B$ .

Il existe d'autres cribles mathématiquement très intéressants, comme le crible Gaussien, qui fait intervenir les entiers de Gauss  $\mathbb{Z}[i]$ , ou encore la méthode de Pohlig-Hellman.

Cette dernière fait un lien entre le problème du log discret, et le problème de la factorisation des entiers. Elle est efficace si  $(p-1)$  n'a que des petits facteurs premiers.

Disons que

$$p - 1 = p_1^{\lambda_1} p_2^{\lambda_2} \dots p_k^{\lambda_k}.$$

Prenons  $\alpha$  primitif dans  $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^*$ , et  $\beta = \alpha^x$ .

Pour trouver  $x$  (connaissant  $\beta$  et  $\alpha$ ) il suffit de trouver  $x$  modulo chaque  $p_i^{\lambda_i}$  (par le théorème Chinois). Notons donc  $x_i$  le reste de  $x$  modulo  $p_i^{\lambda_i}$ .

Calculons aussi  $N_i = (p - 1)/(p_i^{\lambda_i})$ , c'est à dire que  $N_i$  est le produit des  $p_j^{\lambda_j}$  pour tous les indices sauf  $i$ . On peut calculer cela facilement si l'on connaît la décomposition de  $p - 1$ .

On peut observer (exercice de théorie des groupes!) que si  $\alpha_i = \alpha^{N_i}$  et si  $\beta_i = \beta^{N_i}$ , alors

$$\beta_i = \alpha_i^{x_i}.$$

Si  $p_i$  est petit, on peut trouver plus facilement  $x_i$ , par force brute (recherche exhaustive) ou par une autre méthode, comme un crible, ou une autre méthode comme celle du Baby-step-Giant-step.

Par exemple, montrer que, si l'on écrit  $x_i$  en base  $p_i$  comme

$$x_i = z_0 + z_1 p_i + \dots + z_{\lambda_i - 1} p_i^{\lambda_i - 1}$$

et si l'on considère successivement  $\alpha_i^{p_i^{\lambda_i - 1}}$ ,  $\alpha_i^{p_i^{\lambda_i - 2}}$ , ..., on peut déterminer les  $z_j$  en  $p_i$  opérations chacun.

## 6.2 Pas de bébé, pas de géant

Une attaque du log discret très commune s'appelle la méthode "baby step giant step". Décrivons là.

Soit  $G = (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$ , prenons un élément  $\alpha$  dedans, et notons  $\beta = \alpha^x$ . On doit retrouver  $x$  modulo  $n - 1$ .

Soit  $m$  plus grand que  $\lfloor \sqrt{|G|} \rfloor$ . On calcule  $(i, \alpha^i)$  pour  $i$  variant de 1 à  $m$ . Ce sont les pas de bébé.

On calcule  $(j, \beta \times \alpha^{-jm})$  pour  $j$  de 1 à  $m$ . Ce sont les pas de géant.

Si on trouve  $i$  et  $j$  de sorte que  $\alpha^i = \beta \times \alpha^{-jm}$ , alors simplement,  $x = i + jm$ .

**Exercice** Montrer que ce processus découvre le log discret de  $\beta$ . En pratique, comment choisir  $m$ ? Quel ordre de grandeur du nombre d'opérations élémentaires peut on prévoir, pour ce processus? Programmer cela en TP, et observer le temps de calcul (éventuellement comparer avec votre ordre de grandeur).

## 6.3 Le bit de parité

**Théorème 6.3.1** Soit  $N$  un module pour RSA impair. Les deux problèmes suivants sont d'une difficulté équivalente :

- Etant donné un message arbitraire chiffré, trouver le message original
- Etant donné un message arbitraire chiffré, trouver la parité (le dernier bit) du message original.

On peut en effet décrire une réduction du premier problème au second, en temps polynomial (en fonction de la longueur de  $N$ ). Si cela est établi, cela signifie que n'importe qui sachant faire le deuxième problème, saura faire le premier, au prix d'un effort « polynomial », à travers cette réduction.

Le principe de la preuve du théorème repose sur le fait suivant.

**Lemme 6.3.1** *Si  $N$  est impair, et si  $x \in ]0, N[$ , alors le représentant de  $2x$  modulo  $N$  entre 0 et  $N$  est pair si et seulement si  $x \leq N/2$ .*

(Si  $x \leq N/2$ , alors  $2x \leq N$  et c'est lui son propre représentant, et clairement il est pair. Pour la réciproque, si  $x > N/2$  alors  $N > 2x \geq 2N$  et le représentant de  $2x$  est exactement  $2x - N$  qui est impair.)

On peut alors décrire l'algorithme de réduction du premier problème au second. Pour cet algorithme, on suppose qu'on sait résoudre le second problème. On dit qu'on a un oracle pour le second problème.

On part de  $c = m^e \pmod{N}$  un message chiffré.

On sait au départ que  $m \in ]0, N[$ .

On demande à l'oracle quel est le bit de parité de  $2^e m^e = (2m)^e$ . De sa réponse, grâce au lemme, on sait si  $m$  se trouve dans  $]0, N/2[$  ou dans  $]N/2, N[$ .

Par récurrence, on va supposer qu'on a réussi à la  $k$ -ième étape à découper  $]0, N[$  en  $2^k$  parties égales

$$]0, N/2^k[, ]N/2^k, 2N/2^k[, ]2N/2^k, 3N/2^k[ \dots ](2^k - 1)N/2^k, N[$$

si que l'on sait que (le représentant de)  $m$  est dans l'un d'entre eux :  $]aN/2^k, (a+1)N/2^k[$  de taille  $N/2^k$ .

On utilise l'oracle pour connaître le bit de parité de  $(2^{k+1})^e m^e = (2^{k+1}m)^e$ , et l'on détermine dans quelle moitié de l'intervalle  $2^k m$  se trouve.

Par exemple si le bit de parité est 0, alors le représentant de  $2^k m$  dans  $]0, N[$  est dans  $]0, N/2[$ . Mais  $2^k m \leq (a+1)N$  donc en fait  $2^k m \leq (a+1)N - N/2$ , et donc  $m \leq (a+1)N/2^k - N/2^{k+1}$ . Cela signifie que  $m$  est dans la première moitié de  $]aN/2^k, (a+1)N/2^k[$ . On a donc cerné  $m$  dans un intervalle de taille moitié, et on peut continuer la récurrence.

En  $\log_2(N) + 1$  opérations, on a réduit l'intervalle à un seul point. Remarquons pour finir que  $\log_2(N) + 1$  est bien polynomial (linéaire en fait) en la longueur de  $N$ .

## 6.4 Sensibilité aux impostures : attaques « man-in-the-middle »

Eve peut tenter une imposture en se faisant passer pour Bob dans l'échange des clés.

Si elle intercepte les messages d'Alice pour Bob, et y répond en faisant croire que c'est Bob l'expéditeur, elle partage à la fin une clé entre Alice et Eve, alors que Alice pense que c'est une clé entre Alice et Bob. Elle peut déchiffrer les messages que Alice adresse à Bob.

## 6.5 Faiblesses de « meet in the middle »

Prenons le protocole RSA, et supposons que Eve sait que le message secret est inférieur à  $2^\ell$  pour un certain  $\ell$  (par exemple, parce qu'elle sait que le message secret est la valeur d'une enchère secrète de Alice sur un objet vendu par Bob, ou parce que c'est un mot de passe court).

Il est possible qu'avec une probabilité non-négligeable, le message (clair)  $M$  se factorise  $M = m_1 m_2$ , avec les deux facteurs  $m_i$  inférieurs à  $2^{\ell/2}$ .

Le message chiffré est  $c = M^e = m_1^e m_2^e$  (les égalités sont prises modulo  $n$ ).

Si Eve a une base de donnée  $\{1^e, 2^e, 3^e, \dots, (2^{\ell/2})^e\}$ , elle peut vérifier si une paire de ces valeurs donne comme produit  $c$  (modulo  $n$ ).

Si Eve découvre une telle coïncidence, disons  $c = i^e \times j^e$  (modulo  $n$ ), elle peut écrire  $c = (i \times j)^e$ . Mais comme  $e$  est inversible et que  $c$  est aussi égal à  $m^e$ , on sait que  $ij = m$ . Comme Eve connaît  $i$  et  $j$ , elle connaît  $m$ .

**Exercice** Estimer l'espace mémoire nécessaire à Eve, et le nombre d'opérations à faire...

Si on suppose que  $m \leq 2^{56}$ , combien d'opérations utilise cette méthode? Sur une machine qui permet  $10^9$  opérations à la secondes, combien de temps prends l'attaque?

Comparez à une attaque directe, qui essaye de calculer tous les  $i^e$ ...

Pour une taille de message comprise entre  $2^{40}$  et  $2^{64}$ , la probabilité d'avoir  $m = m_1 m_2$  avec chaque  $m_i$  de taille environ moitié varie de 18% à 50%.

**Exercice** Décrire l'attaque « meet in the middle » pour le protocole El Gamal.

## 6.6 TP « factoriser » ou « meet-in-the-middle »

### 6.6.1 Log discret

Mettre en place une attaque du log discret : dans un premier temps, produite des nombres premiers  $p$  tels que  $p-1$  n'ait que des petits facteurs premiers. (Cela permet de potentiellement tester Pohlig-Hellman) Produire  $\alpha$  primitif. (On peut anticiper sur le théorème de Lucas)

Mettre en place un crible linéaire, et/ou une méthode de Pohlig-Hellman.

### 6.6.2 Factoriser avec la connaissance de $d$

Par paires de binômes faites le défi suivant : Le binôme  $A$  sélectionne aléatoirement deux grands nombres premiers  $p_1, p_2$ , les multiplie pour avoir  $N$ , sélectionne  $e$  acceptable pour RSA, calcule  $d$ . Il communique  $(N, e, d)$  au binôme  $B$ . Le binôme  $B$  doit trouver la factorisation de  $N$ .

(évidemment, réciproquement le binôme  $B$  fait de même pour le  $A$ )

### 6.6.3 « meet in the middle »

Mettre en place un protocole RSA ou El Gamal, au choix. En 1024 bits, prendre comme taille du message à crypter un nombre inférieur à un certain paramètre  $t$  qu'on prendra initialement  $= 2^{40}$ , et qu'on pourra faire grandir jusqu'à  $2^{50}$ .

Mettre en place le dispositif d'attaque brutale (qui essaye toutes les possibilités). A quelle taille de message est-ce que cette methode reste efficace ?

Mettre en place le dispositif de Eve pour utiliser l'attaque « meet in the middle » pour ces chiffrements.

Faire des tests statistiques pour estimer la proportion de message qui sont effectiment ataquable par l'attaque meet-in-the-middle.

A la maison (en faisant tourner l'ordinateur longtemps s'il le faut), essayer de dechiffrer (en jouant le role de Eve) des messages de taille  $2^{56}$ .

## 7 Séance 7 : Trouver des nombres premiers

On a vu qu'il était crucial de trouver facilement, rapidement des nombres premiers très grands, qui ont l'air aléatoires.

**Exercice** Faire un inventaire des circonstances dans lesquelles on a eu besoin d'un nombre premier, en faisant la différence entre les besoins d'un nombre premier public, ou d'un nombre premier secret.

**Théorème des nombres premiers** (Hadamard, de la Vallée Poussin) Le nombre  $\pi(n)$  de nombres premiers inférieurs à  $n$  est asymptotiquement équivalent à  $\frac{n}{\log n}$ .

### 7.1 Test de primalité de Fermat

On se souvient du petit théorème de Fermat qui dit que si  $p$  est premier et si  $a \neq 0$ , on a  $a^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$ .

Ainsi, si  $n$  est un nombre, et si  $0 \leq a \leq n$ , calculer  $a^{n-1} \pmod{n}$  est un test de primalité pour  $n$  : si par chance on trouve  $a$  tel que  $a^{n-1} \not\equiv 1 \pmod{n}$ , on sait que  $n$  n'est pas premier.

La réciproque est fautive : il existe des nombres  $n$  qui, bien que satisfaisant au test précédent pour tout  $a$  premier avec  $n$ , ne sont pas premiers. On les appelle les nombres de Carmichael.

Efficacité du test, en prenant  $a = 2$ .

Un résultat (Pomerance 1981) montre que le nombre de nombres satisfaisant le test de Fermat pour  $a = 2$ , et inférieurs à  $n$ , est  $\pi_2(n)$  vérifiant

$$\pi(n) + e^{(\log(n))^{5/14}} \leq \pi_2(n) \leq \pi(n) + ne^{-\frac{1}{2} \log(n) \log \log \log(n) / \log \log(n)}$$

On peut alors vérifier que le rapport de  $\pi_2(n) - \pi(n)$  sur  $\pi(n)$  tend vers 0 rapidement.

**Exercice (TP-Sage)** Quelle est la proportion de nombres inférieurs à  $2^{15}$  satisfaisant le test de Fermat pour  $a = 2$  ? Quelle est le nombre de nombres premiers inférieurs à  $2^{15}$  ?

**Exercice** Soit  $n = 2^{\alpha_0} \times p_1^{\alpha_1} \times \dots \times p_r^{\alpha_r}$  avec tous les  $p_i$  premiers. Posons  $\lambda(2^t) = 2^{t-1}$  si  $t < 3$  et  $= 2^{t-2}$  si  $t \geq 3$ . Soit  $\lambda(n) = \text{ppcm}(\lambda(2^{\alpha_0}), \phi(p_1^{\alpha_1}), \dots, \phi(p_r^{\alpha_r}))$ . Montrer que pour tout  $a$  inversible modulo  $n$ , on a  $a^{\lambda(n)} \equiv 1 \pmod{n}$ .

(utiliser les restes Chinois, et le théorème de Gauss suivant :  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$  est cyclique si et seulement si  $n$  est de la forme  $2, 4, p^k, 2p^k$  pour  $p$  premier impair ; on montrera aussi que si  $a$  impair,  $a^{\lambda(2^t)} \equiv 1 \pmod{2^t}$ ).

**Exercice** Vérifier que 1729 est un nombre de Carmichael, et plus généralement  $(6t+1)(12t+1)(18t+1)$  en est un si les trois facteurs  $(6t+1)$ ,  $(12t+1)$ ,  $(18t+1)$  sont premiers.

**Commentaire** En pratique pour un nombre construit soi-même, le test de Fermat est satisfaisant. Mais si c'est un nombre fourni par un tiers, on est en droit de s'inquiéter de l'honnêteté du fournisseur : s'il fournit un nombre de Carmichael, on ne le détectera pas avec Fermat, et il aura créé une faiblesse dans notre équipement...

## 7.2 Test de Soloway-Strassen, un test probabiliste

Rappelons un théorème d'Euler.

**Théorème d'Euler** Si  $p$  est un nombre premier impair, alors pour tout  $x$  premier avec  $p$ , on a

$$x^{(p-1)/2} \equiv \left(\frac{x}{p}\right) \pmod{p}$$

où le membre de droite est le symbole de Legendre (=1 ou  $-1$  selon que  $x$  est un carré ou pas).

Le symbole de Legendre se généralise en symbole de Jacobi si le modulo résiduel n'est pas premier. Il vaut alors le produit des symboles de Legendre dans les quotients résiduels modulo les facteurs premiers. On renvoie à la discussion sur la réciprocity quadratique de la première séance.

On a un nombre  $n$  dont on veut tester la primalité.

**Test de Soloway-Strassen** Choisir au hasard  $a$  premier à  $n$ , calculer  $a^{(n-1)/2}$  modulo  $n$ . Calculer le symbole de Jacobi :  $\left(\frac{a}{n}\right)$ .

L'entier  $n$  a satisfait le test si

$$a^{(n-1)/2} \equiv \left(\frac{a}{n}\right) \pmod{n}.$$

**Proposition** Si  $n$  n'est pas premier alors l'ensemble des  $a$  vérifiant le test est un sous-groupe strict de  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$ .

Application : il y a donc au moins autant d'éléments ne vérifiant pas le test que d'éléments vérifiant le test. En supposant que  $n$  n'est pas premier, la probabilité de tomber uniquement sur des éléments  $a$  vérifiant le test, en  $k$  tentatives aléatoires indépendantes est  $\leq 2^{-k}$ .

*Preuve de la proposition* Soit  $G_n$  les valeurs de  $a$  satisfaisant le test. C'est un sous-groupe de  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$  car le symbole de Jacobi est un morphisme de groupe dans  $\mathbb{Z}/2\mathbb{Z}$ . Supposons que c'est  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$  tout entier.

Montrons que  $n$  n'a pas de facteur carré.

Soit  $p$  un diviseur de  $n$  et  $p^t$  la plus grande puissance qui divise encore  $n$ .

D'après Gauss, il existe un générateur  $g$  de  $(\mathbb{Z}/p^t\mathbb{Z})^*$ . D'après le théorème Chinois, il existe  $a \in (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$  tel que

$$a \equiv g \pmod{p^t} \quad a \equiv 1 \pmod{n/p^t}.$$

Ainsi  $a$  est d'ordre  $\phi(p^t)$  dans  $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$ .

Mais par hypothèse,  $a^{n-1} = 1$  dans  $\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}$ . Donc  $\phi(p^t)$  divise  $n-1$ .

Comme  $\phi(p^t) = p^{t-1}(p-1)$  et puisque  $p$  ne divise pas  $n-1$  (il divise  $n$ ), on a forcément  $t=1$ .

On a donc que  $n$  n'a pas de facteur carré.

Supposons, en raisonnant par l'absurde, que  $n$  n'est pas premier. Sa décomposition en facteurs premiers est donc de la forme  $n = p_1 p_2 \dots p_k$  avec  $k \geq 2$ .

Encore d'après le théorème des restes Chinois, il existe  $a$  qui n'est pas un carré modulo  $p_1$  et tel que  $a \equiv 1 \pmod{n/p_1}$ .

Par définition du symbole de Jacobi, on a alors

$$\left(\frac{a}{n}\right) = \left(\frac{a}{p_1}\right) \left(\frac{a}{n/p_1}\right) = -1.$$

Maintenant par hypothèse,  $a$  satisfait au test. Donc  $a^{(n-1)/2} \equiv -1 \pmod{n}$ .

Mais, en prenant la réduction modulo  $n/p_1$ , cela signifie que  $a^{(n-1)/2} \equiv -1 \pmod{n/p_1}$ , ce qui contredit que (par propriété de  $a$ )  $a \equiv 1 \pmod{n/p_1}$ . Finalement de notre raisonnement par l'absurde, on en retire bien que  $n$  est premier. La proposition est démontrée.

### 7.3 Test de Miller Rabin

Choisir  $a$  au hasard, premier à  $n$ , écrire  $n - 1 = 2^s t$  avec  $t$  impair et calculer

$$a^t, a^{2t}, \dots, a^{2^{s-1}t} \pmod{n}$$

L'entier  $n$  satisfait le test si toutes ces valeurs sont 1 ou bien si l'une d'elles vaut  $-1$ .

Notez qu'après  $-1$  toutes les valeurs sont 1.

Si  $n$  est premier, on a  $a^{n-1} = 1$  par Fermat, et ainsi,  $a^{(n-1)/2}$  qui est l'une des deux racines de 1, soit 1 soit  $-1$ . On peut continuer tant que le résultat est 1 et tant que  $(n-1)/2^k$  est pair (pour en prendre la racine). Dès qu'on observe  $-1$ , on ne prédit plus le résultat précédent. Ces remarques montrent que si  $n$  est premier, il satisfait au test de Miller-Rabin pour tout  $a$  premier à  $n$ .

**Proposition** Si un entier est premier, il satisfait au test de Miller Rabin pour tout  $a$ .

**Proposition** Si un entier satisfait au test de Miller-Rabin pour  $a$ , il satisfait au test de Soloway Strassen pour  $a$ .

### 7.4 Théorème de Lucas, et TP.

**Théorème de Lucas** Le nombre  $n$  est premier si et seulement s'il existe  $\alpha \in (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z})^*$  tel que  $\alpha^{n-1} \equiv 1 \pmod{n}$ , et  $\alpha^{(n-1)/p} \not\equiv 1 \pmod{n}$  pour tout diviseur premier  $p$  de  $(n-1)$ .

Utilisation : supposons qu'on ait des nombres premiers à disposition,  $p_1, \dots, p_k$ . On peut construire  $n = 1 + p_1^{r_1} p_2^{r_2} \dots p_k^{r_k}$ . On connaît la factorisation de  $n-1$ . On peut alors tester pour  $\alpha$  aléatoire, si les conditions sont vérifiées. Au bout de quelques essais (pour  $n$  et pour  $\alpha$ ) on espère avoir une réponse positive. C'est très pratique pour implémenter une exponentielle discrète, mais en revanche cela prête le flanc à l'attaque de Pohlig-Hellman.

Observation : il faut que  $p_1 = 2$ ...

Cette approche fournit quand elle marche un nombre premier  $p$  et un élément primitif modulo  $p$ .

Preuve du théorème : si  $n$  est premier,  $\alpha$  primitif convient. Réciproquement, si  $\alpha$  convient, il est d'ordre précisément  $n-1$ , mais donc  $n-1$  divise  $\phi(n)$ , l'indicatrice d'Euler, qui est forcément  $\leq n-1$ . Donc  $\phi(n) = n-1$  et ainsi  $n$  est premier.

**TP : implémentation de Lucas** Fabriquer, sur Sage, des nombres premiers grâce au théorème de Lucas. (on gardera aussi l'élément primitif du groupe multiplicatif correspondant...)

## 7.5 Aspects de factorisation

Un paragraphe (adorable) de H.W. Jevons, dans un livre de 1873 (*The principles of Science*, remarquablement précurseur :

*« There are many cases in which we can easily and infallibly do a certain thing but may have trouble in undoing it. [...] Given any two numbers we may by a simple and infallible process obtain their product, but when a large number is given it is quite another matter to determine its factors. Can the reader say what two numbers multiplied together will produce the number*

8 616 460 799 ?

*I think it is unlikely that anyone but myself will ever know; for they are two large prime numbers. »*

Comparez au résultat suivant de Lehmer de 1907 qui dit que si  $n$  est produit de deux facteurs premiers dont la différence est inférieure à  $2(\sqrt{kn})^{1/4}$  alors on factorise facilement  $n$  en utilisant le développement en fractions continues de  $\sqrt{kn}$ ...

## Références

- [1] J. Hoffstein, J. Pipher, J. Silverman, An Introduction to Mathematical Cryptography, Ed. Springer, Undergraduate Text in Mathematics.
- [2] J. Katz, Y. Lindell, Introduction to Modern Cryptography, CRC Press.
- [3] Wembo Mao, Modern Cryptography, Theory and Practice. Prentice Hall, HP Publishing partner.
- [4] Gilles Zemor, Cours de Cryptography, Ed. Cassini.