

ISIFC 3, Crypto

Chiffrement asymétrique

Jean-François COUCHOT

Université Marie & Louis Pasteur, UFR-ST



Plan



Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman



Plan



Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman



Deux clefs : une publique K_A et une privée K_A^{-1}



Deux clefs pour deux rôles

En *cryptographie asymétrique* ou *cryptographie à clef publique*, Alice a un couple de clefs (K_A, K_A^{-1}) :

- ▶ K_A , sa clef publique qu'elle distribue
- ▶ K_A^{-1} , sa clef privée qu'elle conserve

Il existe deux utilisations principales de ces clefs :

- ▶ Le chiffrement : c'est l'expéditeur qui chiffre avec la clef publique du destinataire
- ▶ La signature : c'est le signataire qui encode avec sa clef privée



Chiffrement



Chiffrement

- ▶ Bob veut envoyer un message M à Alice
- ▶ Il récupère K_A , la clef publique d'Alice
- ▶ Il envoie $C = E(M, K_A)$ à Alice
- ▶ Alice utilise alors sa clef privée K_A^{-1}
- ▶ Elle calcule $D(C, K_A^{-1}) = M$

Propriété obtenue : confidentialité



Signature



Signature

- ▶ Alice veut signer un message M pour Bob
- ▶ Elle calcule $S = \text{Sign}(H(M), K_A^{-1})$, avec $H(M)$ empreinte de M (Sign peut être associé à D)
- ▶ Elle envoie M et S à Bob
- ▶ Bob récupère K_A , la clef publique d'Alice
- ▶ Il calcule $\text{Verify}(S, K_A)$ et $H(M)$ et vérifie que les résultats sont égaux (Verify peut être associé à D)

Propriété obtenue : authentification



Cryptographie symétrique vs asymétrique



Comparaison

- ▶ Cryptographie symétrique
 - ▶ Une clef secrète K_{AB}
 - 😊 Chiffrement rapide
 - ☹ Une clef par couple d'acteurs
 - ▶ Cryptographie asymétrique
 - ▶ Une clef publique K_A
 - ▶ Une clef privée K_A^{-1}
 - 😊 Un couple de clefs par acteur
 - ☹ Chiffrement lent
- On utilise le chiffrement asymétrique pour partager une clef de chiffrement symétrique secrète





Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman

- Généralités et rappels

- Chiffre RSA en 4 étapes

- Analyse des points clefs du chiffre

- Mise en pratique de RSA





Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman

- Généralités et rappels

- Chiffre RSA en 4 étapes

- Analyse des points clefs du chiffre

- Mise en pratique de RSA





Historique de RSA

- ▶ 1977 : naissance de l'algorithme¹ par Rivest, Shamir, Adelman
- ▶ 1983 : breveté aux USA jusqu'en 2000
- ▶ mais 1973 : algorithme équivalent trouvé par Clifford Cocks (British intelligence agency Government Communications Headquarters) mais classifié secret jusqu'en 1997

1. Rivest, R. L., Shamir, A., & Adleman, L. (1978). A method for obtaining digital signatures and public-key cryptosystems. Communications of the ACM, 21(2), 120-126.

Fondements théoriques : arithmétique



- ▶ il est possible de trouver trois très grands nombres entiers positifs e , d et n tq. pour tout message m , $0 \leq m \leq n$

$$(m^e)^d \equiv m \pmod{n} \quad (1)$$

- ▶ et connaissant e et n (et même m), il est très difficile de trouver d



Rappels d'arithmétique, diviseur, pgcd

Division euclidienne, $a \in \mathbb{N}$ et $b \in \mathbb{N}^*$

$\exists q \in \mathbb{N}$ (quotient) et $r \in \mathbb{N}$ (reste) uniques, tq. $a = b \times q + r$ et $r < b$

Plus grand diviseur commun $\text{pgcd}(a, b)$, $a \in \mathbb{N}^*$ et $b \in \mathbb{N}$

$\text{pgcd}(a, b)$ est l'entier naturel qui vérifie :

$$\left. \begin{array}{l} \bullet \text{pgcd}(a, b) | a \text{ et } \text{pgcd}(a, b) | b; \\ \bullet d | a \text{ et } d | b, \text{ alors } d | \text{pgcd}(a, b). \end{array} \right\} \text{ en particulier } \text{pgcd}(a, 0) = a$$

Ex. : $550 = 2 \times 5^2 \times 11$ et $1540 = 2^2 \times 5 \times 7 \times 11 \rightsquigarrow \text{pgcd}(550, 1540) = 2 \times 5 \times 11 = 110$

Primalité

- ▶ p est premier s'il n'a que 2 diviseurs, 1 et p
- ▶ a et b sont premiers entre eux si $\text{pgcd}(a, b) = 1$

Euclide, identité de Bézout

Algorithme d'Euclide : $\text{pgcd}(a, b)$, $a \in \mathbb{N}^*$ et $b \in \mathbb{N}$

- ▶ Si $a = bq_1 + r_1$, $0 \leq r_1 < b$, alors $\text{pgcd}(a, b) = \text{pgcd}(b, r_1)$
 - ▶ A prouver : « d divise a et b » $\Leftrightarrow$ « d divise b et r_1 »
- ▶ Si $r_1 = 0$ on a $\text{pgcd}(a, b) = \text{pgcd}(b, 0) = b$, fini
- ▶ Sinon, division $b = r_1q_2 + r_2$, $0 \leq r_2 < r_1$, et $\text{pgcd}(b, r_1) = \text{pgcd}(r_1, r_2) \dots$
- ▶ Ex. $\text{pgcd}(1540, 550)$? $1540 = 550 \cdot 2 + 440$, $550 = 440 \cdot 1 + 110$, $440 = 110 \cdot 4 + 0 \rightsquigarrow$
 $\text{pgcd}(1540, 550) = 110$

Identité de Bézout pour a et b dans $\mathbb{N}^*$

Il existe x et y entiers tq. $a \cdot x + b \cdot y = d$, avec $d = \text{pgcd}(a, b)$

- ▶ Preuve : appliquer Euclide et remonter

Trouver x et y tq $29x + 72y = 1$

- ▶ Calcul de $\text{pgcd}(72, 29) = 1$:

$$72 = 29 \times 2 + 14$$

$$29 = 14 \times 2 + 1$$

$$14 = 1 \times 14 + 0$$

- ▶ "On remonte" à partir de $1 = \text{pgcd}(72, 29)$

$$1 = 29 - 14 \times 2$$

$$1 = 29 - (72 - 29 \times 2) \times 2$$

$$1 = 29 \times 5 + 72 \times (-2)$$



Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman

- Généralités et rappels

- Chiffre RSA en 4 étapes

- Analyse des points clefs du chiffre

- Mise en pratique de RSA



Les 4 étapes du chiffre RSA



1. Alice, destinataire génère de 2 grands nombres premiers
2. Alice choisit sa clef publique K_A , la partage et construit sa clef privée associée K_A^{-1}
3. Bob chiffre M selon $C = E(M, K_A)$ et envoi C à Alice
4. Alice déchiffre C selon $D(C, K_A^{-1})$, c'est M



Alice génère 2 grands nombres premiers p et q

Taille de p et q ?

- ▶ Ordre de grandeur de p et q : 1024 bits ($\approx$ 309 chiffres, 64 hex)
- ▶ Ordre de grandeur de $n = p \times q$: 2048 bits ($\approx$ 617 chiffres, 128 hex)

Obtenir un grand nombre premier : par générer tester

- ▶ En utilisant un PRNG cryptographiquement sûr
- ▶ En testant la primalité du nombre engendré (par Miller-Rabin, vu à la fin)

Calcul de la valeur de l'indicatrice d'Euler $\varphi(n)$

- ▶ Par définition : $\varphi(n) = (p - 1)(q - 1)$
- ▶ Si l'adversaire connaît n , mais ni p , ni q
 - ▶ Peut essayer de factoriser n , mais problème très difficile
 - ▶ Ne peut donc pas calculer $\varphi(n)$

Exemple jouet

- ▶ $p = 7, q = 13, n = 91, \varphi(91) = 72$



Alice construit ses clefs K_A et K_A^{-1}

La clef publique $K_A = (e, n)$ à diffuser

- ▶ Avec e , $1 \leq e < \varphi(n)$, e premier avec $\varphi(n)$
- ▶ $K_A = (e, n)$ peut être partagée pour chiffrer des messages

La clef privée $K_A^{-1} = (d, n)$ à conserver

- ▶ e et $\varphi(n)$ premiers entre eux :
 - ▶ Bézout : $\exists d$ et y tq. $e.d + \varphi(n).y = 1$ ($ed \equiv 1 \pmod{\varphi(n)}$)
- ▶ $K_A^{-1} = (d, n)$ doit être conservée par Alice pour déchiffrer

Poursuite de l'exemple

- ▶ 29 et 72 premiers entre-eux : $K_A = (29, 91)$ est une clef publique
- ▶ $1 = 29 \times 5 + 72 \times (-2)$ (T13) : la clef privée associée est $K_A^{-1} = (5, 91)$

Bob chiffre M selon $C = E(M, K_A)$

Condition préalable

- ▶ Le message M à chiffrer est vu comme un entier qui doit être strictement inférieur à n ($0 \leq M < n$).

Chiffrement de M avec $K_A = (e, n)$

- ▶ $C \equiv M^e \pmod n$

Poursuite de l'exemple : chiffrement de $M = 59$ avec $K_A = (29, 91)$

- ▶ $59 < 91 \leadsto$ chiffrement de $M = 59$ possible
- ▶ $59^{29} \pmod{91}$: ne pas évaluer d'abord 59^{29} puis la division par 91 ensuite
- ▶ Exponentiation rapide : décomposition
 - ▶ $59^{29} \pmod{91} = 59^1 \cdot 59^4 \cdot 59^8 \cdot 59^{16} \pmod{91} = 59 \cdot 74 \cdot 16 \cdot 74 \pmod{91} = 89 \pmod{91}$
 - ▶ Le chiffré est $C = 89$.

Alice déchiffre C selon $M = D(C, K_A^{-1})$



Déchiffrement de C avec $K_A^{-1} = (d, n)$

- ▶ Le secret M' est retrouvé par l'opération :
 - ▶ $M' \equiv C^d \pmod n$, par exponentiation rapide aussi

Poursuite de l'exemple : déchiffrement de $C = 89$ avec $K_A^{-1} = (5, 91)$

- ▶ $89^5 \pmod{91} = 89^1 \cdot 89^4 \pmod{91} = 89 \cdot 16 \pmod{91} = 59 \pmod{91}$
- ▶ $M' = 59 = M$





Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman

- Généralités et rappels

- Chiffre RSA en 4 étapes

- Analyse des points clefs du chiffre

- Mise en pratique de RSA



Correction de l'algorithme

Théorème (Petit théorème de Fermat)

Si p est un nombre premier et m est un entier non multiple de p , alors :

$$m^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$$

Déchiffrement $M = D(E(M, K_A), K_A^{-1})$

- ▶ $c^d = m^{ed} = m^{1-y \times \varphi(n)} \equiv m \times (m^{\varphi(n)})^{-y}$
- ▶ Si m n'est pas multiple de p , alors $m^{ed} = m \times (m^{p-1})^{-y \cdot (q-1)} \equiv m \times (1)^{-y \cdot (q-1)} \pmod{p} \leadsto m^{ed} - m$ est multiple de p
- ▶ Sinon (m est multiple de p), alors $m^{ed} - m$ est multiple de p
- ▶ Similairement $m^{ed} - m$ est multiple de q
- ▶ p et q premiers $\leadsto m^{ed} - m$ multiple de pq , c.-à-d. de n
- ▶ $m^{ed} \equiv m \pmod{n}$

Trouver des grands nombres premiers p et q

Principes

- ▶ A disposition : test de primalité (éventuellement probabiliste) d'un nombre
- ▶ On tire un nombre n impair (et non divisible par 5) au hasard.
- ▶ Il y a en moyenne $\frac{n}{\log n}$ premiers inférieurs à n : en moyenne $O(\log n)$ tentatives avant de trouver un premier

Nombre de chiffres	75	100	125	150	175	200	225	250	275	300
Dernier chiffre qcque	172	230	287	345	402	460	518	575	633	690
Dernier chiffre impair	86	115	143	172	201	230	259	287	316	345
Dernier chiffre $\{1, 3, 7, 9\}$	69	92	115	138	161	184	207	230	253	276

Probabilités inverse d'obtenir un nombre premier



Trouver des grands nombres premiers p et q



Principes

- ▶ A disposition : test de primalité (éventuellement probabiliste) d'un nombre
- ▶ On tire un nombre n impair (et non divisible par 5) au hasard.
- ▶ Il y a en moyenne $\frac{n}{\log n}$ premiers inférieurs à n : en moyenne $O(\log n)$ tentatives avant de trouver un premier

Nombre de chiffres	75	100	125	150	175	200	225	250	275	300
Dernier chiffre qcque	172	230	287	345	402	460	518	575	633	690
Dernier chiffre impair	86	115	143	172	201	230	259	287	316	345
Dernier chiffre {1, 3, 7, 9}	69	92	115	138	161	184	207	230	253	276

Probabilités inverse d'obtenir un nombre premier

Il reste à savoir décider si un nombre donné est premier ou pas



Test de primalité de Miller-Rabin

Tester la primalité d'un entier impair n

- ▶ écrire $n - 1 = t2^s$, avec s et t dans $\mathbb{N}$
- ▶ admis : $a^{n-1} - 1 = a^{t2^s} - 1 = (a^t - 1)(a^t + 1)(a^{2t} + 1) \dots (a^{(2^{s-1})t} + 1)$
- ▶ petit théorème de Fermat si n est premier : $a^{n-1} - 1 \equiv 0 \pmod n$, c.-à-d.
 $a^t - 1 \equiv 0 \pmod n$ ou $\exists i, 0 \leq i < s, a^{t2^i} + 1 \equiv 0 \pmod n$

(2)

Test de Miller-Rabin pour n

```
testMillerRabin( $n, h$ )  
  Calculer  $s$  et  $t$  tels que  $n - 1 = t \times 2^s$   
  for  $i$  from 1 to  $h$  do  
     $a \leftarrow \text{choixAleatoire}(2, n - 1)$   
    if temoinMiller( $s, t, n, a$ ) then  
      return "Pas premier"  
    end if  
  end for  
  return "Probablement premier"
```

```
temoinMiller( $s, t, n, a$ )
```

```
   $q \leftarrow a^t \pmod n$   
  if  $q = 1$  then  
    return "Faux"  
  end if  
  for  $i$  from 1 to  $s$  do  
    if  $q = n - 1$  then  
      return "Faux"  
    end if  
     $q \leftarrow q \times q \pmod n$   
  end for  
  return "Vrai"
```

Exponentiation : rapide !

Remarques pour a, b entiers naturels

$$a^b = \begin{cases} (a^2)^{\frac{b}{2}} & \text{si } b \text{ pair} \\ a \cdot (a^2)^{\frac{b-1}{2}} & \text{si } b \text{ impair} \end{cases}$$

Algorithme rapide

```
Exp(a,b)
  if b = 1 then
    return a
  end if
  if b pair then
    return Exp(a2 mod n, b/2) mod n
  else
    return a × Exp(a2 mod n, (b - 1)/2) mod n
  end if
```

Coût

$$C(b) = C(b/2) + O(1) = O(\log_2 b)$$

De la théorie à la pratique : RSA Brut vs OAEP



Les limites du "RSA mathématique"

- ▶ Déterministe : chiffrer deux fois le mot "OUI" donne exactement le même résultat $\leadsto$ possible de deviner les messages courants (codebook)
- ▶ Manipulable à l'aveugle : possibilité pour un attaquant d'intercepter un chiffré et de le multiplier mathématiquement sans que personne ne détecte l'altération

La solution industrielle : OAEP (Optimal Asymmetric Encryption Padding)

Pour sécuriser le RSA, la norme impose de préparer le message avant le calcul mathématique :

- ▶ Ajout de hasard : le message est mélangé avec des données aléatoires $\leadsto$ le même message chiffré 100 fois produira 100 chiffrés différents
- ▶ Intégrité : OAEP ajoute une vérification de l'intégrité au moyen d'une fonction de hachage (MGF1 basé sur SHA-256).





Principe de la cryptographie asymétrique

RSA : Rivest, Shamir, Adelman

- Généralités et rappels

- Chiffre RSA en 4 étapes

- Analyse des points clefs du chiffre

- Mise en pratique de RSA



Clés : génération et sauvegarde



```
1  from Crypto.PublicKey import RSA
2
3  rsa_obj = RSA.generate(2048)
4  rsa_pub = rsa_obj.publickey()
5
6  with open('mPubKey.pem', 'wb') as f:
7      f.write(rsa_pub.exportKey('PEM'))
8
9  with open('mPrivKey.pem', 'wb') as fp:
10     fp.write(rsa_obj.exportKey('PEM'))
```



Chiffrement à partir de la clé publique



```
1  from Crypto.PublicKey import RSA
2  from Crypto.Cipher import PKCS1_OAEP
3
4
5  with open('mPubKey.pem','rb') as f:
6      pubKey = RSA.importKey(f.read())
7      encryptor = PKCS1_OAEP.new(pubKey)
8      message_to_encrypt = "Sécurité, Crypto à l'ISIFC!"
9      ciphertext = encryptor.encrypt(message_to_encrypt.encode('utf-8'))
10
11  with open("cipher.txt","wb") as fc :
12      fc.write(ciphertext)
```



Déchiffrement à partir de la clé privée



```
1  from Crypto.PublicKey import RSA
2  from Crypto.Cipher import PKCS1_OAEP
3
4  with open("cipher.txt", "rb") as fd:
5      ciphertext = fd.read()
6
7  with open('mPrivKey.pem', 'rb') as fe:
8      privKey = RSA.importKey(fe.read())
9
10 decryptor = PKCS1_OAEP.new(privKey)
11 try:
12     decrypted_message = decryptor.decrypt(ciphertext) # déchiffrement et vérification d'intégrité
13     print("Succès :", decrypted_message.decode('utf-8'))
14 except ValueError:
15     print("Alerte d'intégrité : Le message a été altéré ou la clé est incorrecte !")
```

