Soutenance à mi-parcours: Cryptanalyse algébrique avec oracle

Christopher Goyet

THALES Communications

Équipe SALSA/LIP6/UPMC

Introduction

Cryptanalyse :

- évalue la sécurité des cryptosystèmes
- basée sur un problème sous-jacent supposé "difficile"

Exemple cryptographie asymétrique

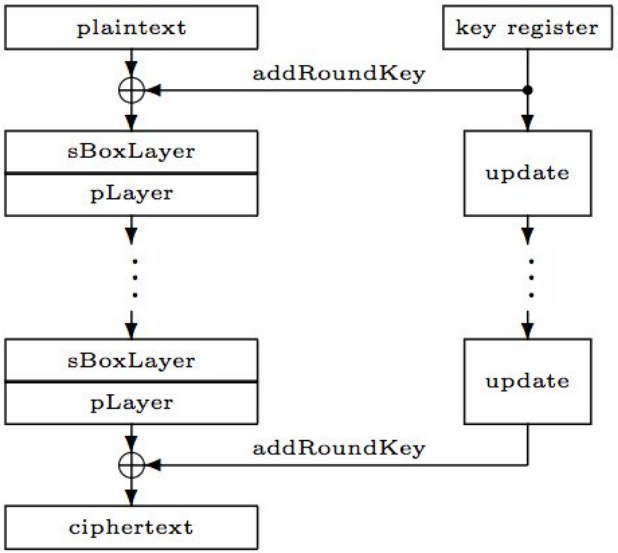
Cryptosystème RSA :

- basé sur un problème de théorie des nombres :
  calculer la racine e-ème modulo $N = pq$

Attaque générale : factorisation de N

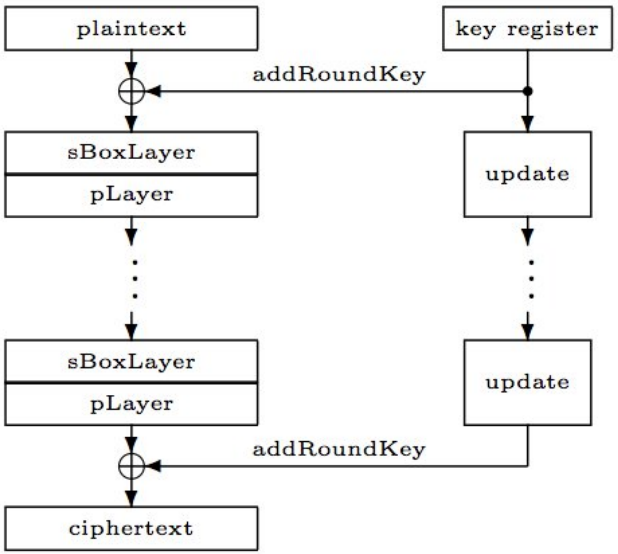
- Meilleur complexité reste : $O(e^{c \ln(x)^{\alpha}})$, $0 < \alpha < 1$
- Dernier record 2010 : $N \approx 2^{768}$

Exemple : chiffrement par bloc



Exemple : AES

Exemple : chiffrement par bloc



Exemple : AES

Cryptanalyse algébrique

$$\Leftarrow \begin{cases} x_1x_2 + x_1k_2 + x_1 + x_2k_1 + x_3 + x_4s_4 + \\ \quad s_1s_4 + s_3s_4 + s_3 + s_4k_4 + s_4 + k_1k_2 + k_1 + k_3, \\ x_4 + s_1s_3 + s_2 + s_4 + k_4 + 1, \\ \vdots \\ s_{21} + s_{52}y_{124} + s_3y_{124} + y_{121}y_{124} + y_{121} + \\ \quad y_{123}y_{124} + y_{124}k_{122} + y_{124}k_{123} + y_{124} + k_{121} \end{cases}$$

résolution $\Rightarrow$ clef secrète

Une approche différente

Au lieu de chercher à résoudre des problèmes difficiles en général...
Quels contextes $\Rightarrow$ problèmes faciles ?

RSA : exemple de problème difficile devenant facile dans un contexte particulier

1. 1985, Rivest, Shamir :
   LSB de p connu $\Rightarrow$ factorisation $N = pq$ temps polynomial

RSA : exemple de problème difficile devenant facile dans un contexte particulier

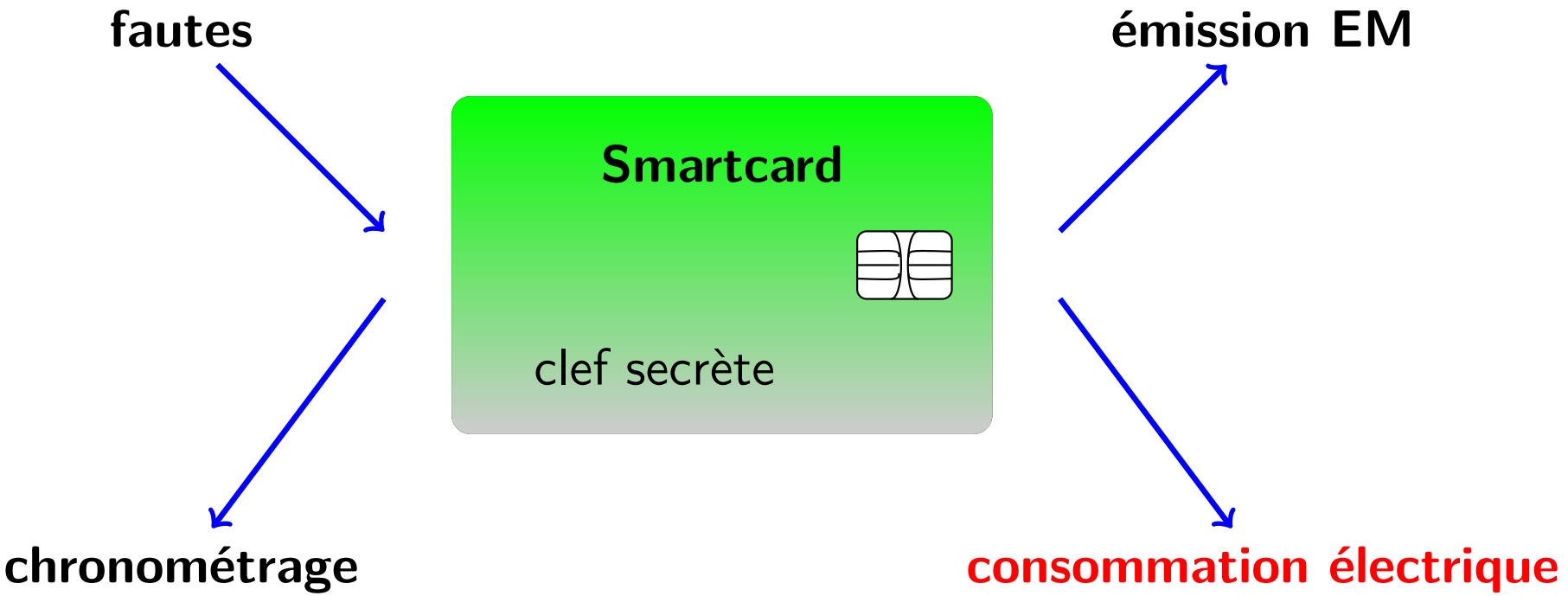
1. 1985, Rivest, Shamir :
   LSB de p connu $\Rightarrow$ factorisation $N = pq$ temps polynomial
2. 1996, Coppersmith :
   MSB de p connu $\Rightarrow$ factorisation $N = pq$ temps polynomial

RSA : exemple de problème difficile devenant facile dans un contexte particulier

1. 1985, Rivest, Shamir :
   LSB de p connu $\Rightarrow$ factorisation $N = pq$ temps polynomial
2. 1996, Coppersmith :
   MSB de p connu $\Rightarrow$ factorisation $N = pq$ temps polynomial
3. 1998, Boneh, Durfee, Frankel :
   fraction exposant secret connu $\Rightarrow$ factorisation $N = pq$ temps polynomial
4. ...

Attaque par canaux auxiliaires

Implémentation d'algorithmes cryptographiques (carte à puce, FPGA, ...)
$\rightsquigarrow$ vulnérabilités physiques



"A correct implementation of a strong protocol is not necessarily secure" (Kocher, 1999)

Une approche différente

Au lieu de chercher à résoudre des problèmes difficiles en général...
Quels contextes $\Rightarrow$ problèmes faciles ?
$\rightsquigarrow$ information supplémentaire

Une approche différente

Au lieu de chercher à résoudre des problèmes difficiles en général...
Quels contextes $\Rightarrow$ problèmes faciles ?
$\rightsquigarrow$ information supplémentaire

Modélisation :

Cryptanalyse avec Oracle

- Comment ? $\rightsquigarrow$ permet d'accélérer attaques
- Quoi ? Combien ? $\rightsquigarrow$ temps polynomial

Attaque algébrique par canaux auxiliaires

Conférence internationale :

COSADE 2011

Analysis of the Algebraic Side Channel Attack

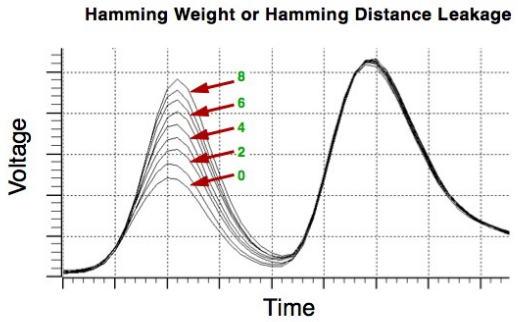
Autre exposé :

Journées nationales Codage et Cryptographie 2011

Article détaillé prochainement soumis à un journal

Attaque algébrique par canaux auxiliaires (ASCA)

Nouveau type d'attaque récemment proposé par Renauld, Standaert et Veyrat-Charvillon (CHES 2009, Inscrypt2009)



$$\begin{cases} x_4 + s_1 s_3 + s_2 + s_4 + k_4 + 1, \\ \vdots \\ s_3 y_{124} + y_{121} y_{124} + y_{121} + \dots \\ y_{124} k_{122} + y_{124} k_{123} + y_{124} + k_{121} + \dots \end{cases}$$

$$\begin{cases} x_4 + s_1 s_3 + s_2 + s_4 + k_4 + 1, \\ s_1 s_2 + s_1 s_3 + s_1 s_4 + \dots \\ \vdots \\ s_{121} s_{122} + s_{121} s_{123} + s_{121} s_{124} + \dots \\ s_3 y_{124} + y_{121} y_{124} + y_{121} + \dots \\ y_{124} k_{122} + y_{124} k_{123} + y_{124} + k_{121} + \dots \end{cases}$$

Idée principale

1. Phase Online : mesures de fuites physiques
2. Phase Offline : attaque algébrique : modélisation + résolution

Attaque algébrique par canaux auxiliaires

Avantages

- moins d'observations qu'une DPA classique
- étape de résolution apparemment très **rapide** (avec SAT-solver)
- peut fonctionner avec contre-mesures par masquage

Attaque algébrique par canaux auxiliaires

Avantages

- moins d'observations qu'une DPA classique
- étape de résolution apparemment très **rapide** (avec SAT-solver)
- peut fonctionner avec contre-mesures par masquage

Cependant, l'efficacité dépend de

- l'appareil ciblé et la qualité des traces
- du modèle de fuite
- de la quantité d'information disponible
- du système d'équations (modélisation)
- des heuristiques utilisées par le SAT-solver
- ...

$\rightsquigarrow$ résultats des expériences très difficiles à expliquer et à prédire

État de l'art


Algebraic Side-Channel Attacks
Renauld, Standaert, Inscrypt 2009


Algebraic Side-Channel Attacks on the AES : Why Time also Matters in DPA
Renauld, Standaert, Veyrat-Charvillon, CHES 2009

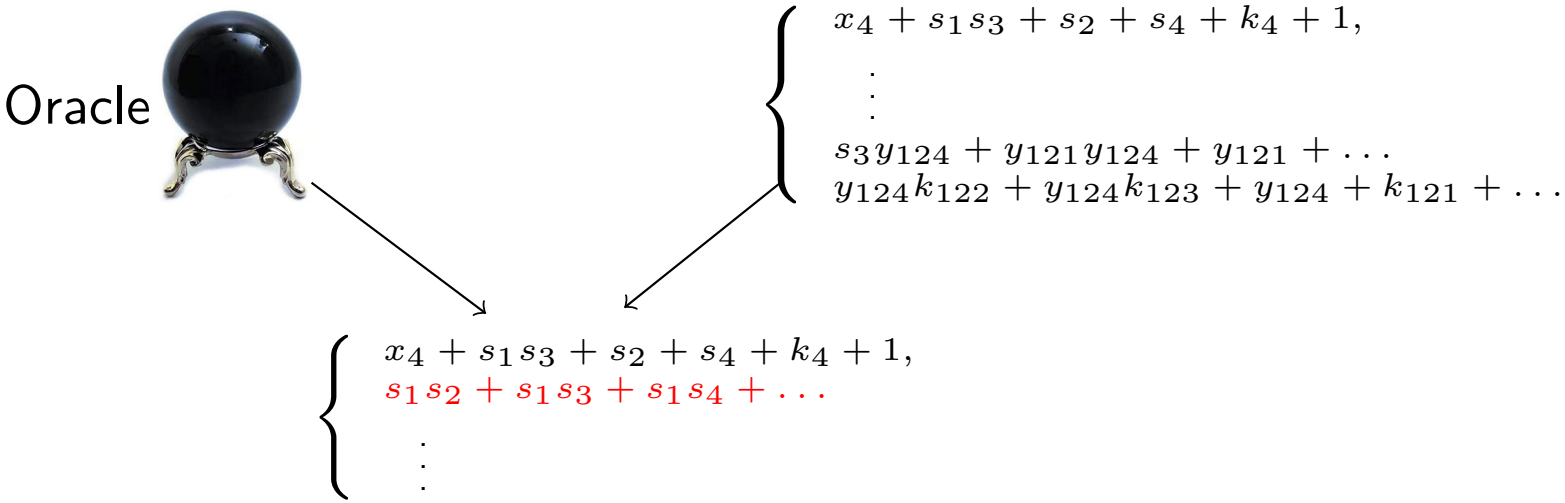

Blind Differential Cryptanalysis for Enhanced Power Attacks
Handschuh, Preneel, Selected Areas in Cryptography 2006


Multi-Linear cryptanalysis in Power Analysis Attacks
Roche, Tavernier, 2009


...

Analyse de la phase algébrique

Dans le but d'expliquer l'efficacité de l'étape de résolution



Objectifs

- impact du modèle d'oracle ? HW dans notre cas
- combien requêtes à oracle nécessaires ?
- certaines réponses plus intéressantes ?
- quelles parties du chiffrement cibler ?

Nécessite méthode de résolution plus stable et prévisible qu'avec SAT-solver sans heuristiques $\Longrightarrow$ Bases Gröbner

Objectif : analyse de la phase algébrique

Modèle d'Oracle :

- poids de Hamming sur 8-bits à chaque étape
- supposés sans erreur

PRESENT	PRESENT+Oracle
SAT-Solver $= \infty$ ✗	SAT-Solver $\simeq$ 1s ✓ (CHES 2009)
Base Gröbner $= \infty$ ✗	Gröbner basis (F4) $\simeq$ 20min ✓ (our work)

∞ : >3jours

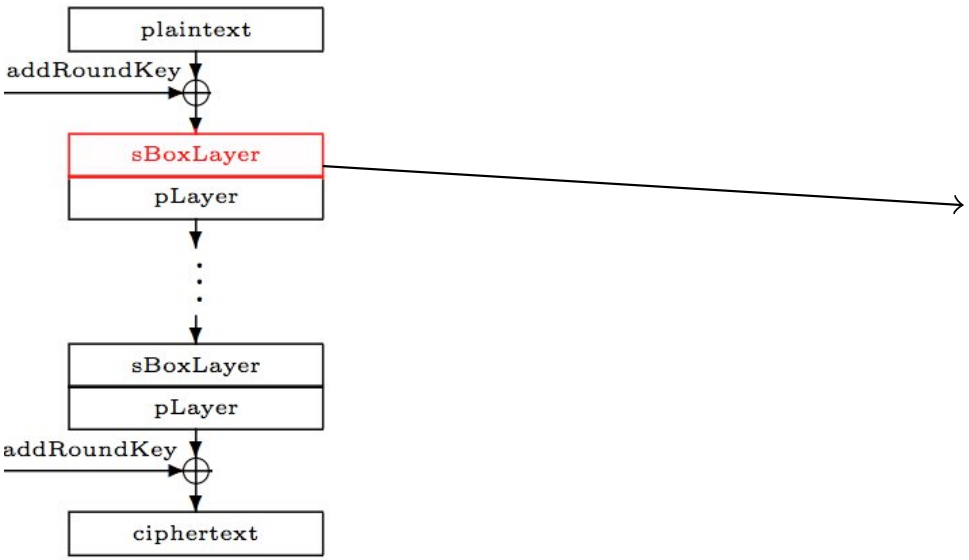
SAT-Solver $=$ Heuristiques $\Rightarrow$ ~~analyse~~

Gröbner basis $=$ Résolution Algébrique $\Rightarrow$ analyse théorique confirmée par expériences

Étude locale

- boîtes-S fournissent la résistance aux attaques algébriques
- seules parties non-linéaires
- représentés par systèmes d'équations de haut degré

Principal critère = **Immunité Algébrique** des boîtes-S



$$
\begin{cases}
x_4 + s_1 s_3 + s_2 + s_4 + k_4 + 1, \\
s_1 s_2 + s_1 s_3 + s_1 s_4 + \dots \\
s_{121} s_{122} + s_{121} s_{123} + s_{121} s_{124} + \dots \\
\vdots \\
s_3 y_{124} + y_{121} y_{124} + y_{121} + \dots \\
y_{124} k_{122} + y_{124} k_{123} + y_{124} + k_{121} + \dots
\end{cases}
$$

Immunité Algébrique (Ars, Carlet, Courtois, ...)

Principal critère attaques algébriques = **Immunité Algébrique**

Notations : soient

- $S : \mathbb{F}_2^n \to \mathbb{F}_2^n$ une n-bits boîte-S.
- $X_1, \ldots, X_n$ et $Y_1, \ldots, Y_n$ respectivement ces bits d'entrées et de sorties.
- $F_i(X_1, \ldots, X_n)$, $1 \leq i \leq n$ les fonctions définissant sorties de S

Definition de l'Immunité Algébrique

Soit $I_S = \langle \{Y_i - F_i(X_1, \ldots, X_n), X_i^2 - X_i, Y_i^2 - Y_i, i \in \{1 \ldots n\}\} \rangle$.
Alors **l'Immunité Algébrique** de S est défini par

$$AI(S) = \min\{deg(P), P \in I_S \backslash \{0\}\}$$

Le nombre de telles relations de bas degré est aussi un invariant important

Immunité Algébrique (Ars, Carlet, Courtois, ...)

Comment calculer **l'Immunité Algébrique** pour une boîte-S donnée S ?
Il suffit de calculer une base de Gröbner avec l'ordre DRL de

$$I_S = \langle \{Y_i - F_i(X_1, \ldots, X_n), X_i^2 - X_i, Y_i^2 - Y_i, i \in \{1 \ldots n\}\} \rangle$$

En effet, on a

Proposition

La base de Gröbner réduite G_S de I_S pour n'importe quel ordre du degré contient une base linéaire des relations de plus bas degré S (i.e. les polynômes $P \in I_S$ tels que $deg(P) = AI(S)$).

Exemple de la boîte-S de l'AES

L'Immunité algébrique de la fonction inverse sur $\mathbb{F}_{2^8}$ (e.g. AES S-box) est égale à **2**. En effet, elle peut être représentée par 39 équations quadratiques sur $\mathbb{F}_2$ (Courtois 2002)

Une nouvelle notion d'Immunité Algébrique

ASCA $\Rightarrow$ considérer **informations supplémentaires**

Notations

Pour toute valeur possible ℓ retournée par l'oracle, on note

- $E_\ell(X_1, \ldots, X_n, Y_1, \ldots, Y_n)$ équations données par l'oracle représentant l'information ℓ
- $I_\ell = \langle E_\ell(X_1, \ldots, X_n, Y_1, \ldots, Y_n) \cup \{Y_i - F_i(X_1, \ldots, X_n), X_i^2 - X_i, Y_i^2 - Y_i, i \in \{1 \ldots n\}\}\rangle$

Définition d'Immunité Algébrique avec Oracle

Le plus petit degré des relations dans I_ℓ est appelé **Immunité Algébrique avec Oracle** de la boîte S. Il est noté $AI(S, \ell)$ et le nombre de telles relations est noté $\#AI(S, \ell)$.

Exemple du poids de Hamming (HW)

Hypothèse : Oracle renvoit

- HW de l'entrée de S
- HW de la sortie de S
- $\ell = (w_{in}, w_{out})$

$\Rightarrow$ l'idéal I_ℓ contient au moins 2 polynômes linéaires indépendants :

$$X_1 + \cdots + X_n + (w_{in} \bmod 2) \in I_\ell$$
$$Y_1 + \cdots + Y_n + (w_{out} \bmod 2) \in I_\ell$$

Propositions

$\forall$ boîte S, et $\forall \ell \in \{0, ..., n\}^2$

$$AI_{HW}(S, \ell) = 1$$
$$\#AI_{HW}(S, \ell) \geq 2$$

La boîte-S est-elle linéarisée pour autant ?

Exemple HW ($\ell = (w_{in}, w_{out})$)

$\Rightarrow$ l'idéal I_ℓ contient au moins 2 polynômes linéaires indépendants :

$$X_1 + \cdots + X_n + (w_{in} \bmod 2) \in I_\ell$$
$$Y_1 + \cdots + Y_n + (w_{out} \bmod 2) \in I_\ell$$

ne nous aident pas beaucoup pour résoudre notre système :

- pas de relations linéaires entre l'entrée et la sortie
- étape de substitution reste donc **non linéaire**

Mais, nous savons maintenant que cette information supplémentaire peut apporter des équations linéaires ! !
Y en a-t-il d'autres de plus intéressantes ?

Exemple HW ($\ell = (w_{in}, w_{out})$)

Exemple trivial : $w_{in} = 0$

$\forall$ boîte S, si $w_{in} = 0$ alors $X_1 = X_2 = \cdots = X_n = 0$
et les Y_i sont donnés par

$$Y_1, \ldots, Y_n = S(0, \ldots, 0) = y_1, \ldots, y_n$$

$\#AI_{HW}(S, \ell) = 2n$ est maximal dans ce cas et
la boîte correspondante est entièrement décrite par des relations linéaires

Exemple HW ($\ell = (w_{in}, w_{out})$)

Exemple trivial : $w_{in} = 0$

$\forall$ boîte S, si $w_{in} = 0$ alors $X_1 = X_2 = \cdots = X_n = 0$
et les Y_i sont donnés par

$$Y_1, \ldots, Y_n = S(0, \ldots, 0) = y_1, \ldots, y_n$$

$\#AI_{HW}(S, \ell) = 2n$ est maximal dans ce cas et
la boîte correspondante est entièrement décrite par des relations linéaires

Exemple de PRESENT : $\#AI_{HW}(S, (w_{in}, w_{out}))$

$w_{in} w_{out}$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0					16				
1					9				
2			15	15	8	13	15		
3			9	5	9	5	9		
4	16	15	14	2	11	3	12	13	16
5		13	13	2	7	10	11	13	
6		15	12	15	7	15	14		
7			13		13				
8			16						

Suivant la réponse de l'oracle, beaucoup d'équations linéaires peuvent apparaître

Autre invariant

Définition

$\forall$ boîte $S, \forall$ valeur $\ell = (w_{in}, w_{out})$, nous définissons

$$N_S(\ell) \quad = \quad \#V(I_\ell)$$

- simple à décrire, lecture directe
- utile pour caractérisation

Autre invariant

Définition

$\forall$ boîte $S, \forall$ valeur $\ell = (w_{in}, w_{out})$, nous définissons

$$N_S(\ell) \quad = \quad \#V(I_\ell)$$

- simple à décrire, lecture directe
- utile pour caractérisation

Proposition

Soit n la taille de S. Si $AI(S, \ell) = 1$ et $N_S(\ell)$ est non nul alors

$$\#AI(S, \ell) \geq 2n + 1 - N_S(\ell)$$

$N_S(\ell)$ petit $\rightsquigarrow$ beaucoup de relations linéaires

Boîte-S de PRESENT

Hypothèse : bus 8-bits et oracle poids de Hamming

$w_{in}w_{out}$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0					16				
1					9				
2			15	15	8	13	15		
3			9	5	9	5	9		
4	16	15	14	2	11	3	12	13	16
5		13	13	2	7	10	11	13	
6		15	12	15	7	15	14		
7			13		13				
8			16						

FIGURE: $\#AI_{HW}(S, w_{in}, w_{out})$

$w_{in}w_{out}$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0					1				
1					8				
2			2	2	18	4	2		
3			8	12	8	20	8		
4	1	2	3	24	7	22	6	4	1
5		4	4	16	12	8	8	4	
6		2	6	2	12	2	4		
7			4		4				
8			1						

FIGURE: $N_S(w_{in}, w_{out})$

Observations

- confirme que N_S petit $\Rightarrow \#AI$ grand
- permet de trier les réponses par importance
- la plupart donnant beaucoup de relations linéaires : $\mathbb{E}(\#AI_{HW}) = 7.9$

Boîte-S de PRESENT

Hypothèse : bus 8-bits et oracle poids de Hamming

$w_{in}w_{out}$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0					16				
1					9				
2			15	15	8	13	15		
3			9	**5**	9	**5**	9		
4	16	15	14	**2**	11	**3**	12	13	16
5		13	13	**2**	7	10	11	13	
6		15	12	15	7	15	14		
7			13		13				
8			16						

FIGURE: $\#AI_{HW}(S, w_{in}, w_{out})$

$w_{in}w_{out}$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0					1				
1					8				
2			2	2	18	4	2		
3			8	**12**	8	**20**	8		
4	1	2	3	**24**	7	**22**	6	4	1
5		4	4	**16**	12	8	8	4	
6		2	6	2	12	2	4		
7			4		4				
8			1						

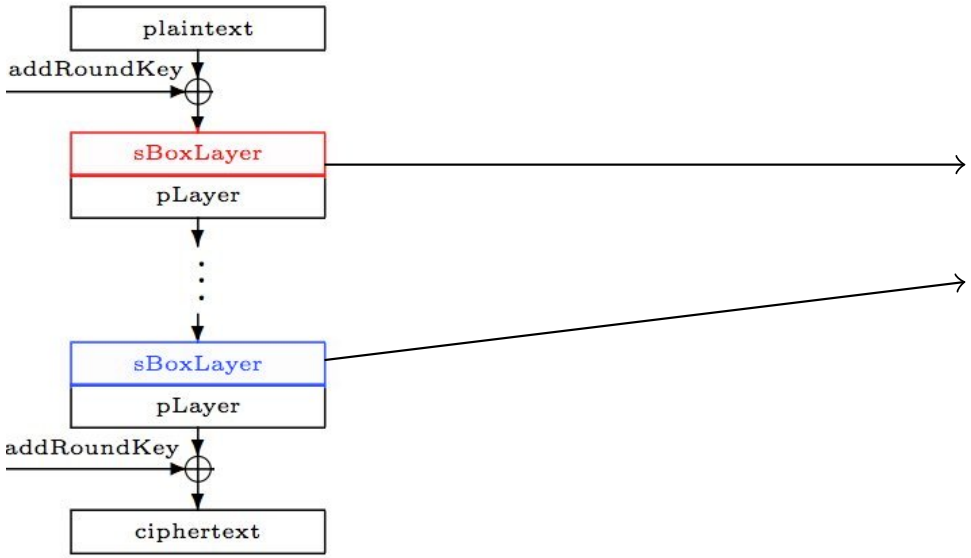
FIGURE: $N_S(w_{in}, w_{out})$

Observations

- confirme que N_S petit $\Rightarrow \#AI$ grand
- permet de trier les réponses par importance
- la plupart donnant beaucoup de relations linéaires : $\mathbb{E}(\#AI_{HW}) = 7.9$

Stratégie de résolution efficace

Calcul direct par base de Gröbner $\rightsquigarrow$ ✖



$$x_4 + s_1 s_3 + s_2 + s_4 + k_4 + 1,$$
$$s_1 s_2 + s_1 s_3 + s_1 s_4 + \dots$$
$$s_{121} s_{122} + s_{121} s_{123} + s_{121} s_{124} + \dots$$
$$\vdots$$
$$s_1 s_2 + s_1 s_3 + s_1 s_4 + \dots$$
$$s_{121} s_{122} + s_{121} s_{123} + s_{121} s_{124} + \dots$$
$$\vdots$$
$$s_3 y_{124} + y_{121} y_{124} + y_{121} + \dots$$
$$y_{124} k_{122} + y_{124} k_{123} + y_{124} + k_{121} + \dots$$

Résultats :

Calculs successifs de bases de Gröbner (F4)

$\rightarrow$ meilleur contrôle sur le degré

$\rightarrow$ stratégie de résolution efficace $\simeq$ 20min ✓

$\rightsquigarrow$ implémenté en magma

Raisons du succès

Explication de la réussite de l'attaque lorsque :

- chiffrement par blocs très simple : PRESENT
- Oracle donne tous les poids de Hamming sur 8-bits à tous les tours
- supposés sans erreurs

Raisons :

- $AI_{HW} = 1$
- $\mathbb{E}(\#AI_{HW}) = 7,9$
- $\mathbb{P}(\#AI_{HW} \geq 8) \approx \frac{1}{2} \rightsquigarrow$ distribution uniforme

$\Rightarrow \mathbb{E}(\text{ couche de substitution entière }) \approx 64$

Attaque efficace sous hypothèses plus faibles suivantes :

- informations supplémentaires sur 3 ou 4 tours seulement ?
- sans le clair ni le chiffré ?

Raisons du succès

Explication de la réussite de l'attaque lorsque :

- chiffrement par blocs très simple : PRESENT
- Oracle donne tous les poids de Hamming sur 8-bits à tous les tours
- supposés sans erreurs

Raisons :

- $AI_{HW} = 1$
- $\mathbb{E}(\#AI_{HW}) = 7,9$
- $\mathbb{P}(\#AI_{HW} \geq 8) \approx \frac{1}{2} \rightsquigarrow$ distribution uniforme

$\Rightarrow \mathbb{E}(\text{ couche de substitution entière }) \approx 64$

Attaque efficace sous hypothèses plus faibles suivantes :

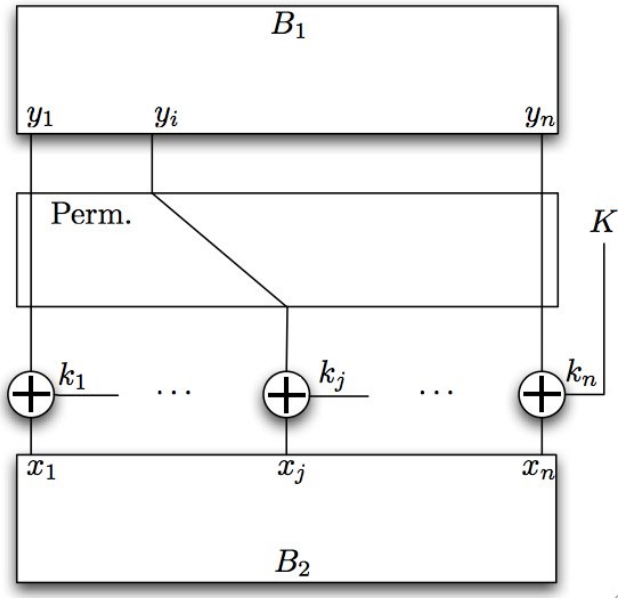
- informations supplémentaires sur 3 ou 4 tours seulement ?
- sans le clair ni le chiffré ?

Peu d'informations consécutives ou clair/chiffré inconnus

Retour à l'étude locale des boîtes-S :

$N_S(\ell)$ petit $\Rightarrow$ forte linéarisation

$N_S(\ell)$ très petit $(\leq 6) \Rightarrow$ bits d'entrée/sortie fixés ! !



$\rightsquigarrow$ bits d'autres sous-clefs facilement déduits à travers le keyschedule

Boîtes-S plus résistantes ?

Nécessaires :

- peu de bits fixés
- faible linéarisation

$\rightsquigarrow$ maximiser N_S pour tout poids de Hamming

Choix de la classe : N_S pour tout poids de Hamming

$$N_S(w_{in}, w_{out}) = \#(HW^{-1}(w_{in}) \bigcap S^{-1}(HW^{-1}(w_{out})))$$

Alors S doit vérifier

$$HW^{-1}(w_{in}) = S^{-1}(HW^{-1}(w_{out}))$$

et donc

$$w_{in} = w_{out} \text{ ou } w_{in} = n - w_{out}$$

Boîtes-S plus résistantes ?

Exemple d'un telle boîte-S sur 4-bits :

x	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
$S(x)$	0	B	5	C	E	6	9	8	7	5	3	1	A	2	4	F

$HW(x)$	$HW(S(x))$
0	0
1	3
2	2
3	1
4	4

$\rightsquigarrow$ meilleur résistance confirmée par les expériences

Caractérisation (Carlet) :

$$S(x) = \pi(x) + f(HW(x))(1, ..., 1)$$

- $\pi(x) =$ permutation stable sur HW constant
- $f =$ fonction booléenne t.q. $\forall x \in \{0, \ldots, n\}, f(x) = f(n - x)$

Cependant, nonlinéarité$(S) \simeq 0 \Rightarrow$ très faible contre cryptanalyse linéaire

Expériences

Expériences contre PRESENT et AES

Analyse confirmée par expériences :

	GB
• rejette réponses grand N_S	✓
• rejette réponses petit N_S	✗
• sur tours non consécutifs	✗

Expériences

Expériences contre PRESENT et AES

Analyse confirmée par expériences :

	GB	SAT-solver
• rejette réponses grand N_S	✓	✓
• rejette réponses petit N_S	✗	✗
• sur tours non consécutifs	✗	✗

Analyse est valide avec bases Gröbner et SAT-solver

Premier bilan

- Bonne compréhension de l'influence des informations supplémentaires
  - Nouvelle notion d'immunité algébrique
  - Résultats des expériences expliqués
  - Tri par importance des informations supplémentaires

Perspectives

- Autres classes boîtes-S résistantes contre ASCA et autres cryptanalyses classiques
- Gérer les erreurs

Autre modèle d'oracle apportant moins d'information ?
$\Rightarrow$ même analyse sur Distance Hamming

Boîtes-S de PRESENT

Hypothèses : bus 8-bits et oracle renvoyant DISTANCE Hamming

Définition :

$$d = HD(x, S(x)) = HW(x \oplus S(x))$$

HD modèle :

- $AI_{HD}(d) = 1$
- $\#AI_{HD}(d) \geq 1$
- $\mathbb{E}(\#AI_{HD}) = 2,3$
- $\mathbb{P}(\#AI_{HD} = 1) \approx \frac{7}{10}$

d	0	1	2	3	4	5	6	7	8
$N_S(d)$	0	0	16	56	81	64	30	8	1
$\#AI_{HD}(S, d)$	0	0	10	3	1	1	1	9	16
Bits fixés	0	0	0	0	0	0	0	0	16

FIGURE: HD avec boîtes-S de PRESENT

Beaucoup moins que dans le modèle HW

$\rightsquigarrow$ systèmes non linéarisés (ou très peu), pas de bits fixés

$\rightsquigarrow$ prévoit résolution beaucoup plus difficile $\rightsquigarrow$ confirmé par expériences

Attaque algébrique par collisions et par fautes

- Algebraic Methods in Side-Channel Collision Attacks and Practical Collision Detection
  Bogdanov, Kizhvatov, Pyshkin, Indocrypt 2008
- ...
- A Differential Fault Attack Technique against SPN Structures, with Application to the AES and KHAZAD
  Piret, Quisquater, CHES 2003
- Piret and Quisquater's DFA on AES Revisited
  Giraud, Thillard, eprint 2010
- ...

Attaque algébrique par collisions ou par fautes

Idée : généraliser en attaques algébriques avec oracle

- méthode systématique exploiter les informations supplémentaires
- réduisant au minimum le nombre de fautes/collisions nécessaires
- étendre à d'autres tours
- modèles de fautes plus complexes (plusieurs fautes, ...)

Modélisation :

$$\begin{cases} x_1x_2 + x_1k_2 + x_1 + x_2k_1 + x_3 + x_4s_4 + \\ \quad s_1s_4 + s_3s_4 + s_3 + s_4k_4 + s_4 + k_1k_2 + k_1 + k_3, \\ x_4 + s_1s_3 + s_2 + s_4 + k_4 + 1, \\ \vdots \\ c_1 + 1, c_2, \ldots, c_{128}, \end{cases}$$

Attaque algébrique par collisions ou par fautes

Expériences contre AES

Résultats :

1. Attaque DFA Piret et Quisquater tour 7 ✓
2. Collisions tours extrêmes ✓
3. même nombre nécessaires
4. autres tours ✗

$\rightsquigarrow$ pas d'améliorations notables

Perspectives :

1. Autres cryptosystèmes : DES (Courtois, 2010), ...
2. Autres modèles de fautes (Kim, 2011)
3. Généralisation par méthodes algébriques

Attaque algébrique par collisions ou par fautes

Expériences contre AES

Résultats :

1. Attaque DFA Piret et Quisquater tour 7 ✓
2. Collisions tours extrêmes ✓
3. même nombre nécessaires
4. autres tours ✗

$\rightsquigarrow$ pas d'améliorations notables

Perspectives :

1. Autres cryptosystèmes : DES (Courtois, 2010), ...
2. Autres modèles de fautes (Kim, 2011)
3. Généralisation par méthodes algébriques

Conclusion - Perspectives

Conclusion - Perspectives

Conclusion

- Analyse des attaques ASCA
- Généralisation algébrique des attaques par fautes et par collisions

Perspectives

- Oracle en cryptographie asymétrique
- Travail en cours sur (EC)DSA avec information implicite
- Attaques basées sur méthodes de Coppersmith et LLL