Attacchi chosen ciphertext

Paolo D'Arco
pdarco@unisa.it

Universitá di Salerno

Elementi di Crittografia

Contenuti

Attacchi di tipo chosen ciphertext

L'Adv ha anche l'abilitá di ottenere i messaggi in chiaro corrispondenti a cifrati di propria scelta. Modelliamo questa abilitá dando ad Adv accesso ad un oracolo per la decifratura

$PrivK^{cca}_{A,\Pi}(n)$

1. Il Challenger sceglie $k \leftarrow Gen(1^n)$
2. A riceve in input 1^n ed ha accesso agli oracoli $Enc_k(\cdot)$ e $Dec_k(\cdot)$. Dá in output m_0 ed m_1 della stessa lunghezza
3. Il Challenger sceglie $b \leftarrow \{0,1\}$ e calcola $c^* \leftarrow Enc_k(m_b)$
4. $A(1^n)$ riceve c^*, continua ad accedere agli oracoli $Enc_k(\cdot)$ e $Dec_k(\cdot)$. Non puó chiedere la decifratura di c^*. Alla fine dá in output $b' \in \{0,1\}$.
5. Se $b = b'$, l'output dell'esperimento é 1 ($A(1^n)$ vince); altrimenti, 0.

Definizione

Definizione 3.33. Uno schema di cifratura a chiave privata $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ ha cifrature indistinguibili rispetto ad un attacco di tipo chosen ciphertext (CCA-sicuro) se, per ogni Adv A PPT, esiste una funzione trascurabile $negl$ tale che:

$$Pr[PrivK^{cca}_{A,\Pi}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + negl(n),$$

dove la probabilitá é calcolata su

- randomness usata da A
- randomness usata nell'esperimento
  - scelta della chiave
  - scelta del bit b
  - random bit usati da $Enc_k(\cdot)$

CCA: Attacchi plausibili

Si puó dimostrare che:

Sicurezza CCA per un singolo messaggio $\Rightarrow$ Sicurezza CCA per messaggi multipli

Sono gli attacchi CCA realistici?

1. US NAVY 1942: "manda messaggi cifrati ed osserva il comportamento del nemico"
2. Server on-line: "manda messaggi cifrati ed osserva la reazione" e.g., servizio rifiutato $\Rightarrow$ cifrato scorretto
3. Protocolli crittografici: le parti oneste in alcuni casi possono inconsapevolmente agire come oracoli di decifratura

Schemi di cifratura introdotti e attacchi CCA

Tutti gli schemi che abbiamo studiato sono insicuri rispetto ad attacchi di tipo CCA

$$Enc_k(m) =< r, F_k(r) \oplus m >$$

F Pseudocasuale $\Rightarrow$ CPA-sicuro

Schemi di cifratura introdotti e attacchi CCA

L'Adv A che segue, di tipo CCA, é in grado di distinguere le cifrature con prob. 1.

- A sceglie $m_0 = 0^\ell$ ed $m_1 = 1^\ell$.
- riceve il cifrato $c =< r, s >$
- calcola s' invertendo il primo bit di s e chiede all'oracolo $Dec_k(\cdot)$ di decifrare $c' =< r, s' >$

  (nota che $c' =< r, s' > \quad \neq \quad c =< r, s >$, quindi la query é lecita)
- Se $Dec_k(c') = 10^{\ell-1}$ allora $b' = 0$; altrimenti ($Dec_k(c') = 01^{\ell-1}$), $b' = 1$
- Dá in output b'.

Schemi di cifratura introdotti e attacchi CCA

Osservazione: ogni schema di cifratura in cui i cifrati possono essere "manipolati" in modo controllato *non* possono essere CCA-sicuri.

$$\text{Sicurezza CCA} \Rightarrow \text{"Non malleabilitá"}$$

Non malleabilitá = Informalmente significa che un cifrato modificato, quando decifrato, comporta

- la restituzione di un messaggio di errore $\perp$, oppure
- la restituzione di un messaggio m' *scorrelato* dal messaggio m originariamente cifrato

Costruire schemi di cifratura CCA-sicuri richiede strumenti aggiuntivi.

Padding-Oracle attack

Un attacco CCA utilizzato contro protocolli reali

L'attacco richiede soltanto l'abilitá di determinare se un cifrato modificato viene decifrato correttamente oppure no

Nella cifratura CBC un msg deve avere lunghezza multipla della lunghezza del blocco. Pertanto, uno *schema di padding* (completamento) viene usato per ottenere il requisito.

Sia L la lunghezza del blocco.

Sia b il numero di byte che devono essere aggiunti al messaggio. Risulta $1 \leq b \leq L$.

Se il messaggio é giá "multiplo" di L, allora $b = L$

Strategia di padding: aggiungiamo al messaggio la stringa contenente b (un byte) esattamente b volte.

Padding-Oracle attack

1 byte necessario $\Rightarrow$ aggiungiamo il byte con valore $0x01$ (rappr. esadecimale)

2 byte necessari $\Rightarrow$ aggiungiamo la stringa $0x0202$ (rappr. esadecimale)

4 byte necessari $\Rightarrow$ aggiungiamo la stringa $0x04040404$ (rappr. esadecimale)

...

In fase di decifratura, il pad viene controllato e rimosso, prima di restituire il plaintext.

Se il pad *non* é corretto $\Rightarrow$ viene generato e restituito un errore $\perp$

$\Downarrow$

Usando questa informazione, Adv riesce a recuperare *completamente* il plaintext

Padding-Oracle attack

Consideriamo l'attacco su un cifrato di 3 blocchi

$$c =< c_0, c_1, c_2 >=< IV, c_1, c_2 >$$

Avendo applicato il CBC-mode e lo schema di padding descritto,

$$m_2 = F_k^{-1}(c_2) \oplus c_1 \qquad \text{dove } m_2 \text{ termina con } 0xbb\ldots b \ (b \text{ volte})$$

Sia c_1' identico a c_1 a parte una modifica nel byte finale. Nota che:

$$c' =< IV, c_1', c_2 > \qquad \Rightarrow \qquad m_2' = F_k^{-1}(c_2) \oplus c_1'$$

Risulta m_2' uguale ad m_2 eccetto che per una modifica nel byte finale.

Padding-Oracle attack

Lo stesso ragionamento vale per qualsiasi byte scelto, i.e., se modifichiamo l'i-esimo byte di c_1, allora m_2' differisce da m_2 nell'i-esimo byte soltanto.

In generale,

$$c_1' = c_1 \oplus \Delta \qquad \Rightarrow \qquad m_2' = m_2 \oplus \Delta$$

Come possiamo usare questa relazione per calcolare il valore di b?

Un Adv A puó agire come segue:

A modifica il *primo* byte di c_1 e chiede la decifratura di $c' =< IV, c_1^1, c_2 >$

Se la decifratura

- *fallisce* significa che, verificando il pad, l'algoritmo di decifratura é arrivato al primo byte e l'ha trovato scorretto $\Rightarrow b = L$
- *non fallisce* significa che il primo byte é del messaggio (non del pad) $\Rightarrow b < L$

Padding-Oracle attack

A ripete l'attacco modificando il *secondo* byte di c_1 e chiedendo la decifratura di $c'' =< IV, c_1^2, c_2 >$

L'attacco viene ripetuto al piú L volte ed alla fine A ottiene il valore di b.

Disponendo di b, A puó calcolare i byte del messaggio uno dopo l'altro al modo seguente:

A sa che m_2 termina con $0xB0xb \ldots b$ dove

- B é il byte sconosciuto del messaggio in chiaro che A vuole conoscere
- $0xb \ldots b$ é il pad, con il byte b ripetuto b volte

A definisce, per ogni i tale che $0 \leq i < 2^8$,

$$\Delta_i \stackrel{def}{=} \begin{array}{cccc} 0x00 \ldots 0 & 0xi & 0x(b+1) \ldots & (b+1) \\ \oplus\, 0x00 \ldots 0 & 0x0 & 0xb \quad \ldots & b \end{array}$$

Padding-Oracle attack

Si noti che gli ultimi $b+1$ byte di Δ_i contengono

$$\text{l'intero } i \text{ seguito da } (b+1) \oplus b \ldots (b+1) \oplus b$$

A questo punto, quando A chiede la decifratura di

$$c_i =< IV, c_1 \oplus \Delta_i, c_2 >$$

il messaggio sottostante al cifrato é

$$0x(B \oplus i)0x(b+1)\ldots(b+1).$$

Nota che il pad $0xb \ldots b$ é stato sostituito con $0x(b+1)\ldots(b+1)$.

Padding-Oracle attack

Pertanto, se la decifratura é corretta

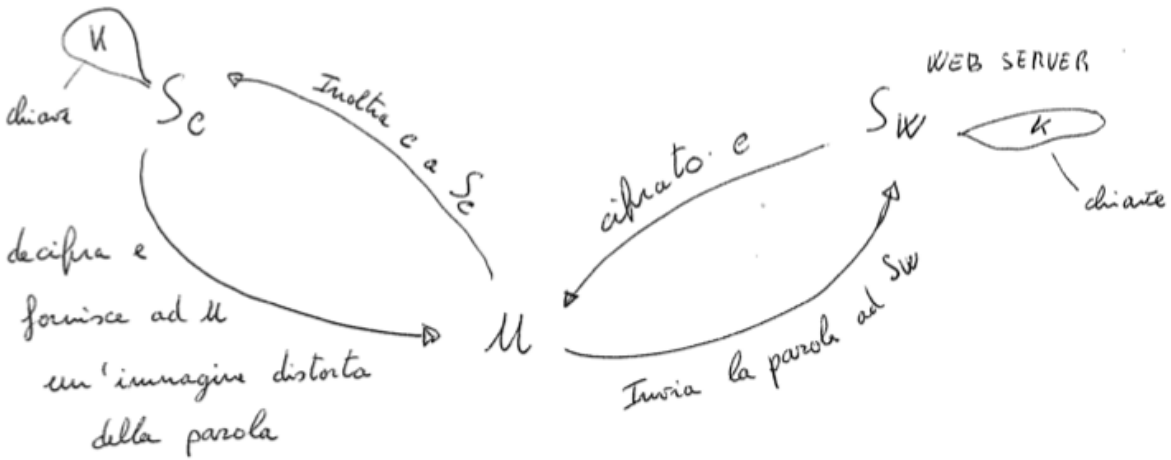
$$0x(B \oplus i) = 0x(b+1) \qquad \Rightarrow \qquad B = (b+1) \oplus i.$$

A ha quindi calcolato il byte B del messaggio!

L'attacco viene ripetuto per $i = 0, \ldots, 2^8 - 1$, fino a quando la decifratura non risulta corretta e B viene calcolato

L'attacco puó essere esteso per recuperare gli altri byte del messaggio in chiaro.

Un attacco di tipo Padding-Oracle contro un CAPTCHA



Il punto chiave di questa organizzazione é che S_c decifra *qualsiasi* cifrato riceva e dá un errore se il cifrato é scorretto.

$$\Downarrow$$

$\mathcal{U}$ puó implementare un attacco di tipo Padding-oracle per calcolare la parola cifrata "senza intervento umano"!

Un attacco di tipo Padding-Oracle contro un CAPTCHA

Attacco CCA

- Manipola opportunamente il cifrato c
- Invia la versione manipolata e osserva la risposta del server S_c
- Ripete fino a quando non riesce a calcolare la parola

Pertanto, uno schema di cifratura CCA-sicuro é necessario, a meno di rendere il CAPTCHA inutile.