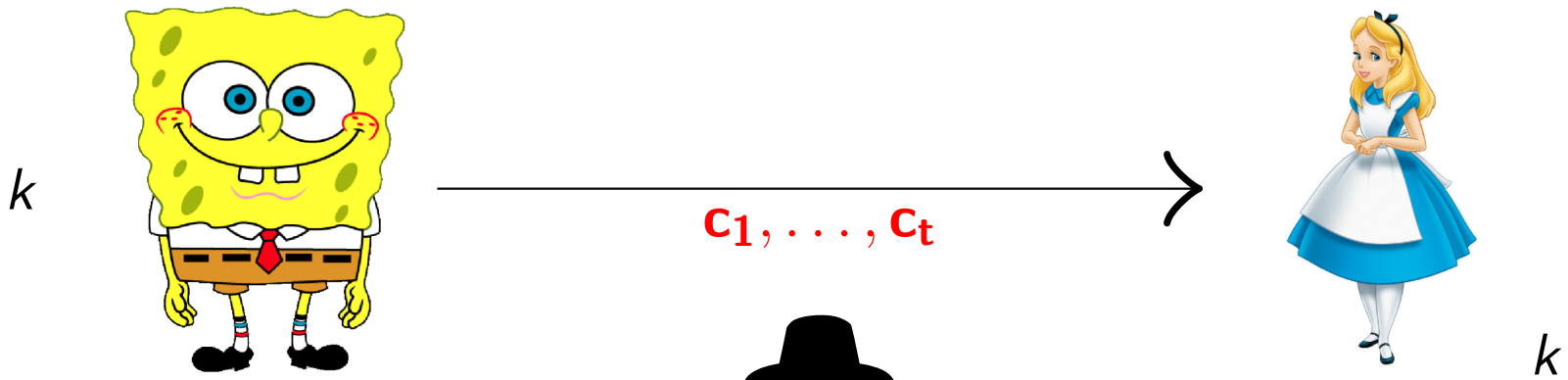
Noções de segurança ainda mais fortes

- Até agora, usou-se modelo de atacantes passivos que apenas escutavam as comunicações
- Mudança do tipo de ataque considerado: atacante ativo
- Atacante pode modificar texto cifrado sendo enviado
- Segurança contra ataque de texto cifrado escolhido
- Em inglês, *Chosen-Ciphertext Attack*-security

Sigilo de múltiplas mensagens



$m_1, \ldots, m_t$

$c_1 \leftarrow Enc_k(m_1)$

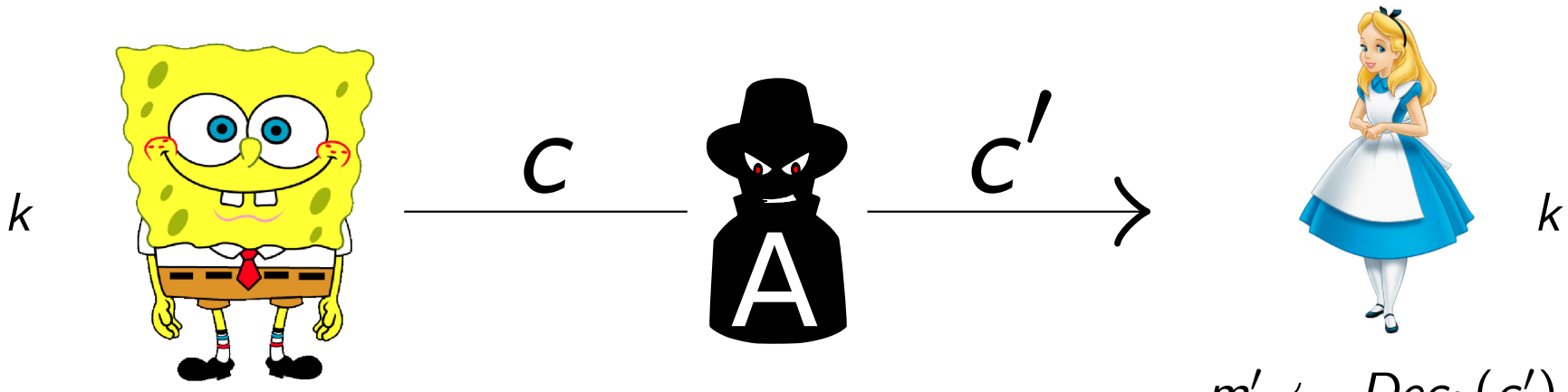
$\ldots$

$c_t \leftarrow Enc_k(m_t)$

Até agora

- E se atacante pode ser ativo e interferir no canal de comunicação?

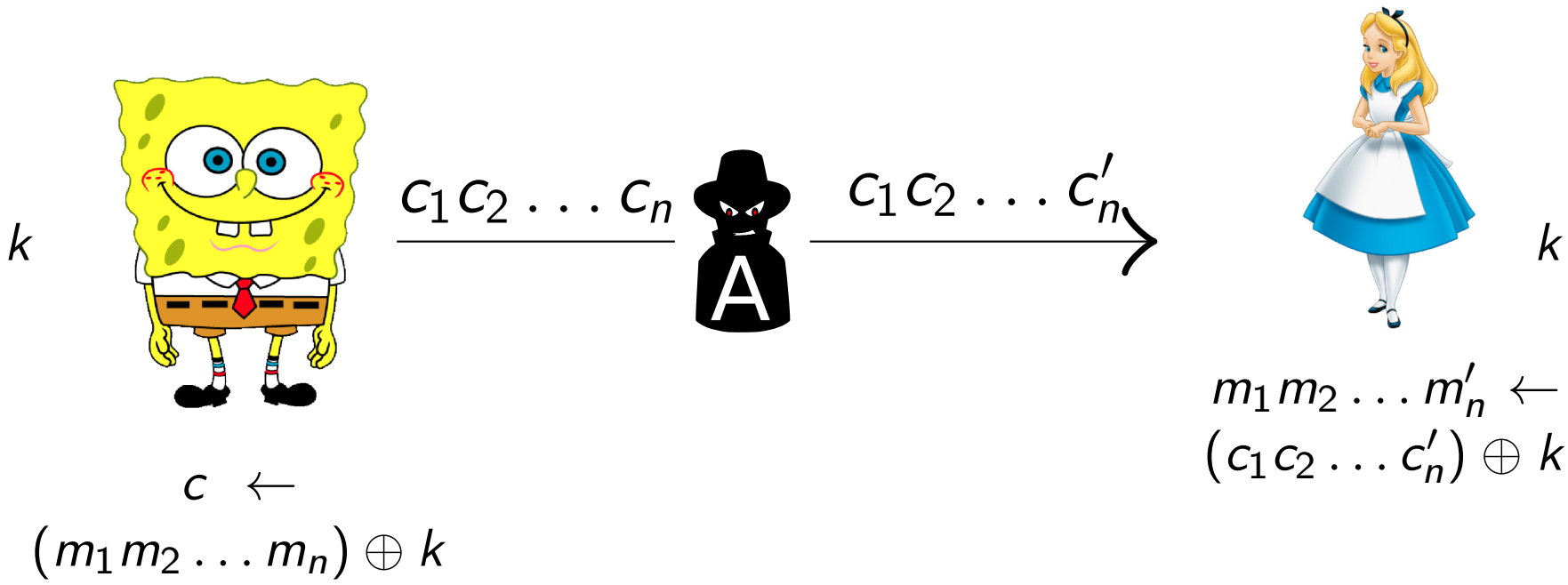
Atacante interfere no canal



Maleabilidade

- Informal: um esquema é maleável se é possível modificar um texto cifrado e causar uma mudança predizível ao texto em claro
- Maleabilidade pode ser perigosa
  - Modificação de conteúdo de emails
  - Alteração de números em transações financeiras
- Todos os esquemas visto até agora são maleáveis
- One-Time Pad é maleável

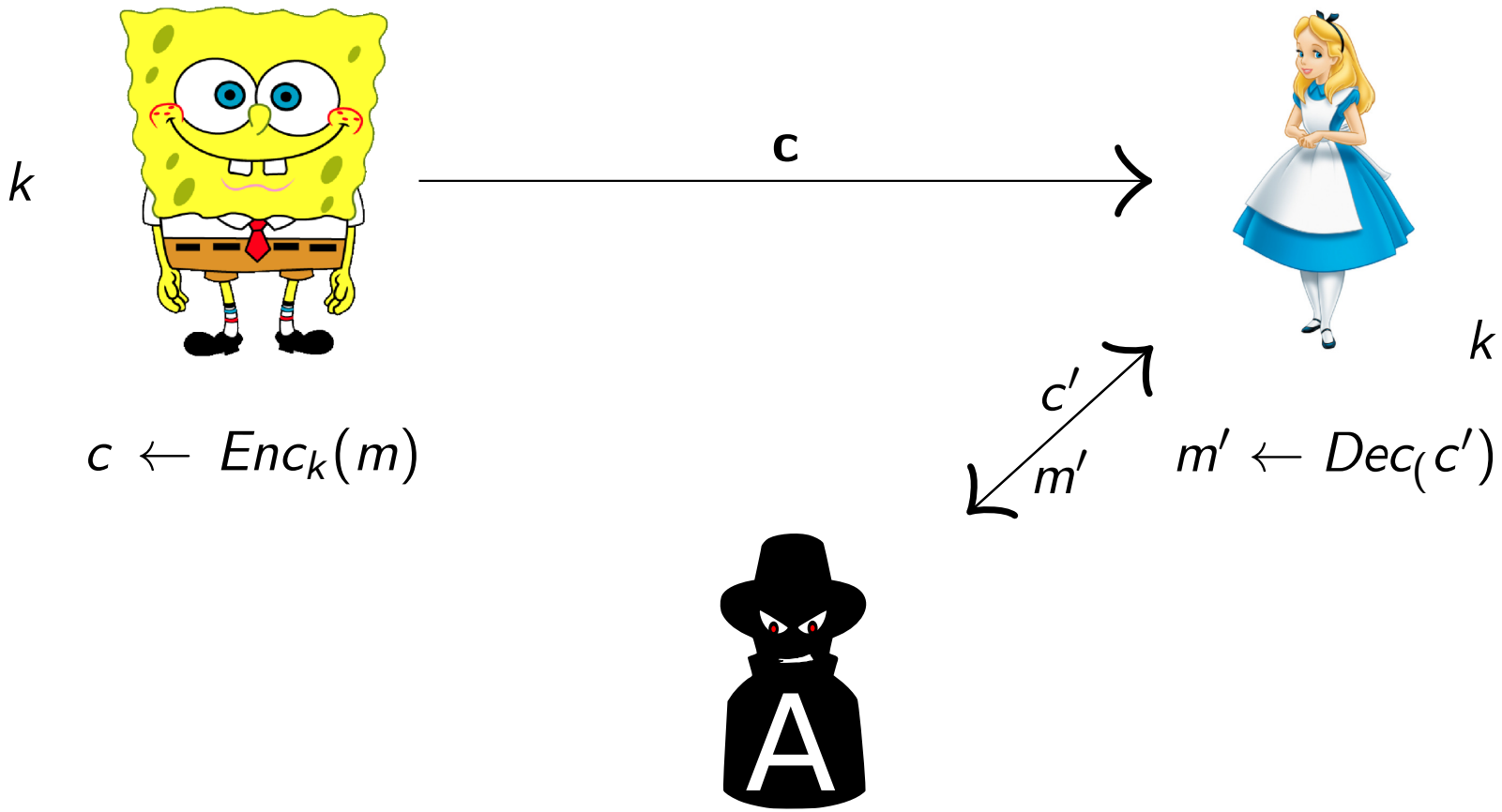
Atacante interfere no canal (OTP)



Até agora

- E se atacante pode ser ativo e interferir no canal de comunicação?
  - Impersonificação do emissor original
  - Injeção de dados no canal de comunicação

Injeção



Ataques de textos cifrados escolhidos

- Chosen Cyphertext Attack (CCA)
- Modelar condições em que atacante pode influenciar o que é decriptografado e observar os efeitos
  - Como modelar?
- Permite atacante enviar textos cifrados de sua escolha ao recipiente e aprender o texto em claro correspondente
  - Em adição ao ataque de texto em claro escolhido

Segurança contra CCA

- Definir experimento aleatório $PrivCCA_{A,\Pi}(n)$:
  - $k \leftarrow Gen(1^n)$
  - $A(1^n)$ interagem com uma oráculo de encriptação $Enc_k(\cdot)$ e um oráculo de decriptação $Dec_k(\cdot)$ e produz m_0 e m_1 do mesmo comprimento
  - $b \leftarrow \{0,1\}$, $c \leftarrow Enc_k(m_n)$
  - A pode continuar a interagir com $Enc_k(\cdot)$, $Dec_k(\cdot)$, mas não pode requisitar decriptação de c
  - A produz b'; A é bem sucedido se $b = b'$ e experimento neste caso produz 1

Segurança contra CCA

- Π é seguro contra CCA se para todos atacantes de tempo polinomais A, existe uma função negligível ϵ tal que

$$P(PrivCCA_{A,\Pi}(n) = 1) \leq 0.5 + \epsilon(n)$$

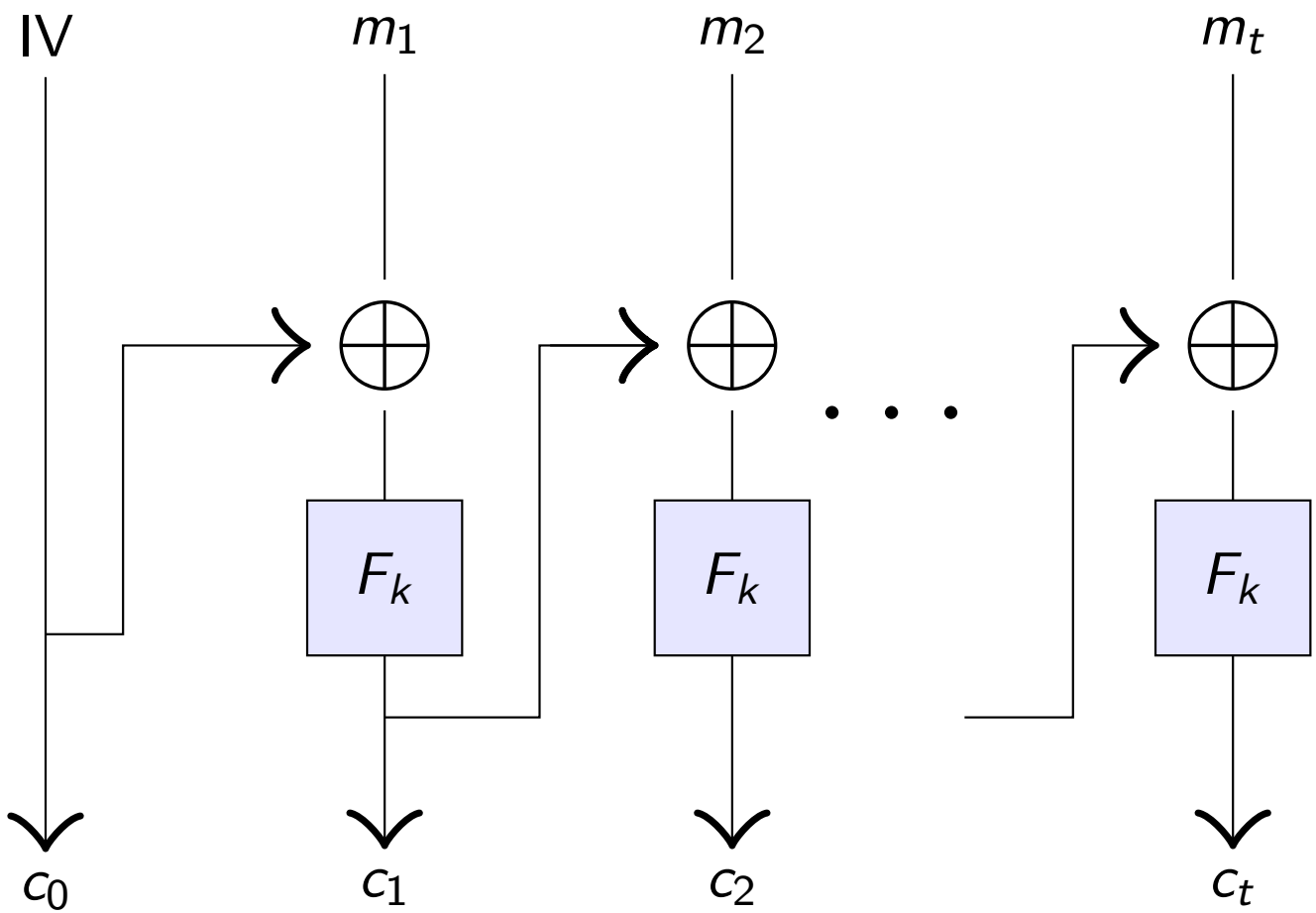
Ataque de texto cifrado escolhido e maleabilidade

- Se um esquema for maleável, então não pode ser seguro contra CCA
  - Modificar c, enviar texto cifrado modificado c' para o oráculo de decriptação
- Segurança contra CCA implica em não-maleabilidade

Ataques de oráculos de preechimento (*padding-oracle*)

- Na definição de segurança contra CCA, o atacante pode obter a decriptação de qualquer texto cifrado de sua escolha (além do texto cifrado de desafio)
  - Isto é realista?
- Mostraremos um cenário real onde:
  - Um bit sobre textos cifrados decriptados é vazado
  - Isto pode ser explorado para descobrir todo o texto em claro

Modo CBC



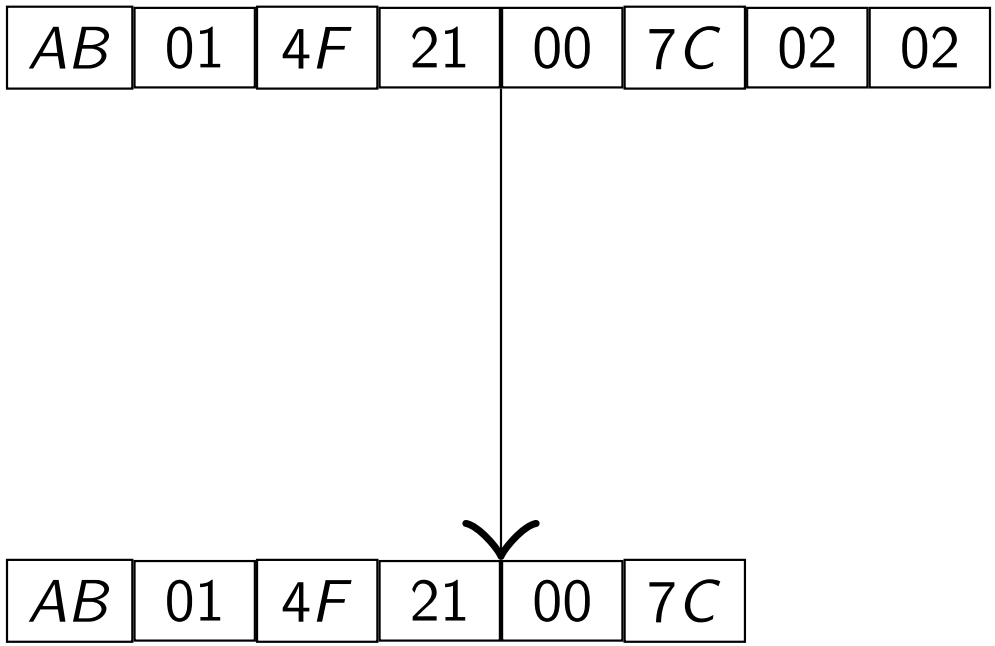
Mensagens de comprimento arbitrário

- Mensagem $\rightarrow$ dados codificados $\rightarrow$ texto cifrado
  - Considere que mensagem é composta de N bytes
- Codificação PKCS #5:
  - Seja L o comprimento do bloco em bytes da cifra
  - Seja b o número de bytes que são necessários para adicionar à mensagem para alcançar o tamanho múltiplo de L
    - $1 \leq b \leq L$ note que $b \neq 0$
  - Concatenar b na mensagem (codificado em 1 byte), b vezes
    - Ou seja, se 3 bytes de padding são necessários, concatenar $0x030303$
  - Se N é múltiplo de L, concatenar L bytes com valor L

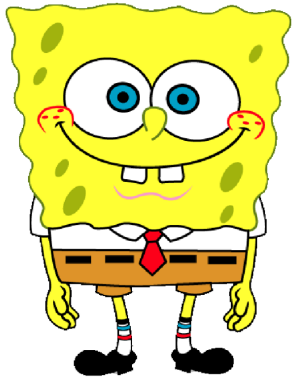
Decriptação

- Para decriptar:
  - Usar decriptação em modo CBC para obter dados
  - Digamos que o byte final dos dados tem valor b
    - Se $b = 0$ ou $b > L$, retornar "erro"
    - Se b bytes no final não são iguais a b, retornar "erro"
    - Caso contrário, remova os b bytes finais dos dados codificados e mostre o que restou da mensagem

Exemplo com $L = 8$



Injeção



k

$c \leftarrow Enc_k(m)$

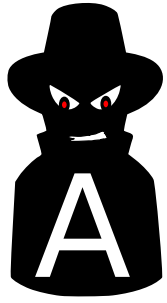
c

k

c'

erro?

$Dec_k(c')$



Oráculo de padding verifica se os bytes finais estão corretos

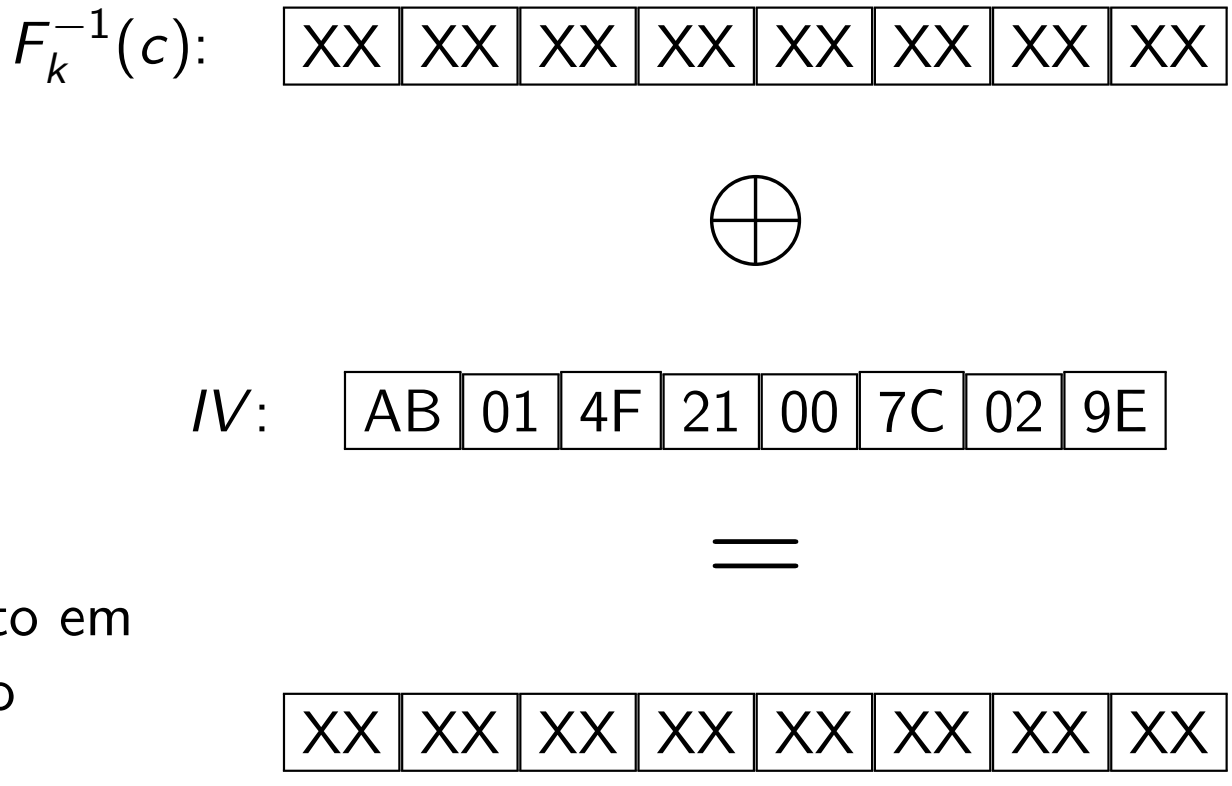
Oráculos de padding

- Oráculos de paddings podem ser encontrado em aplicações Web
- Mesmo se um erro não é explicitamente retornado, um atacante pode ser capaz de detectar diferenças no tempo de processamento, comportamento de CPU e entre outros

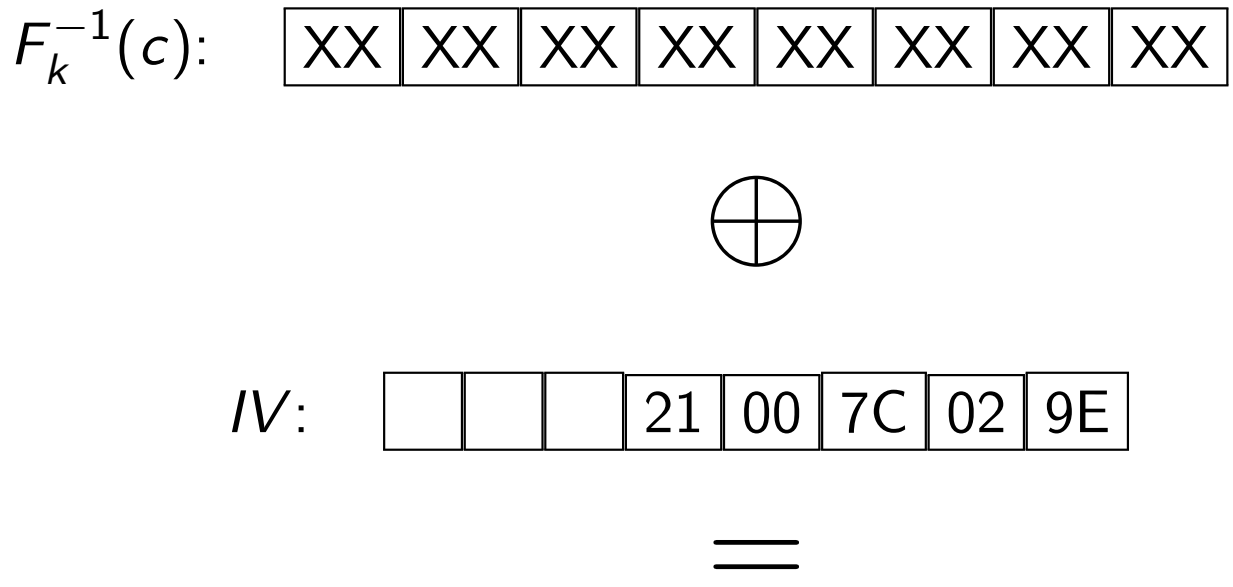
Ideia principal do ataque

- Sendo um IV e um bloco de texto cifrado c
  - Texto em claro com PKCS $= F_k^{-1}(c) \oplus IV$
- Observação principal: se um atacante modificar o i-ésimo byte de IV, isto causa uma mudança predizível somente para o i-ésimo byte dos dados codificados

Cenário inicial do ataque



- k é desconhecido pelo atacante
- IV e texto cifrado são conhecidos pelo atacante
- Atacante quer descobrir texto em claro.



- Atacante modifica IV até obter erro de padding

$F_k^{-1}(c)$:

XX	XX	XX	XX	XX	XX	XX	XX

$\oplus$

IV:

AB	41	4E	20	01	7D	03	9F

$=$

Texto em PKCS#5:

XX	07	07	07	07	07	07

$$IV' = IV \oplus 41$$
$$07 = F_k^{-1}(c) \oplus IV \oplus 41$$
$$07 \oplus 41 \oplus 01 = F_k^{-1}(c)$$

- Atacante modifica bytes à direita em IV para obter padding igual a 07
  - 0x9E $\oplus$ 0x06 $\oplus$ 0x07 = 0x9F
- Atacante faz tentativas para aprender cada byte que não está no padding, um por vez.

Complexidade do ataque?

- $\leq L$ tentativas para aprender o número $\#$ de bytes de padding
- $\leq 2^8 = 256$ tentativas para aprender cada byte de texto em claro

Resumo

- Ataques de texto-cifrado escolhido representam uma ameaça significativa e real
- Encriptação moderna deve ser projetada para ser segura contra CCA
- Veremos exemplo de um esquema seguro contra CCA