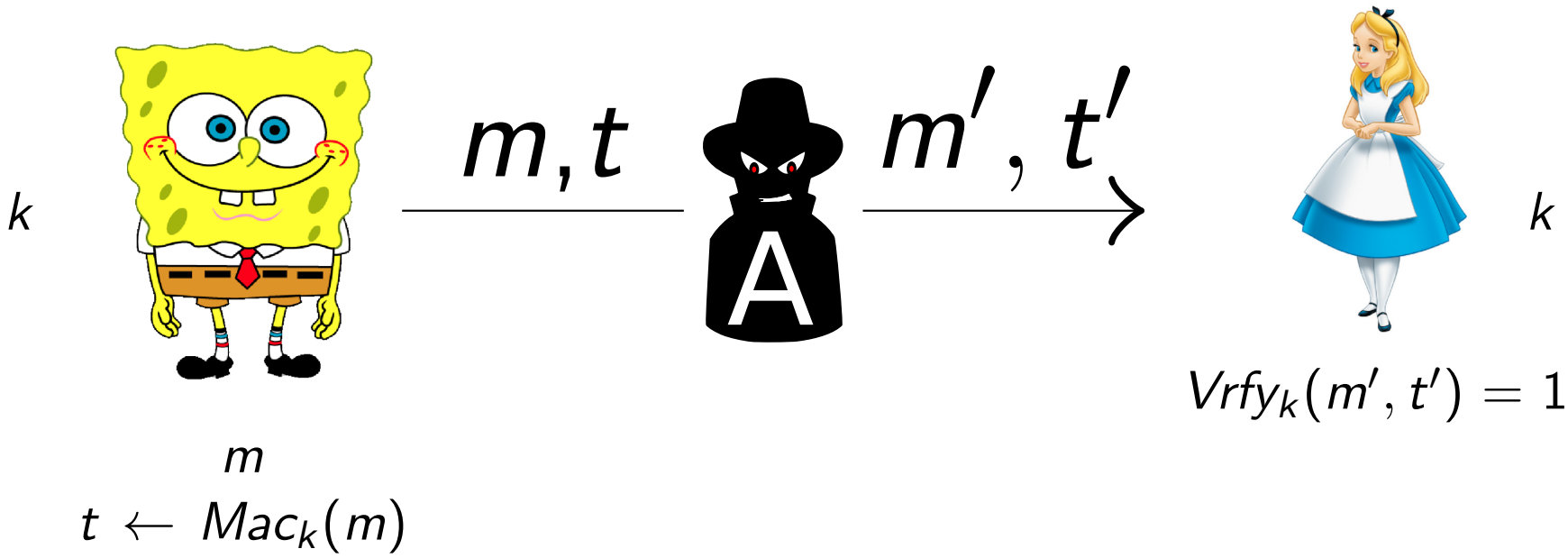
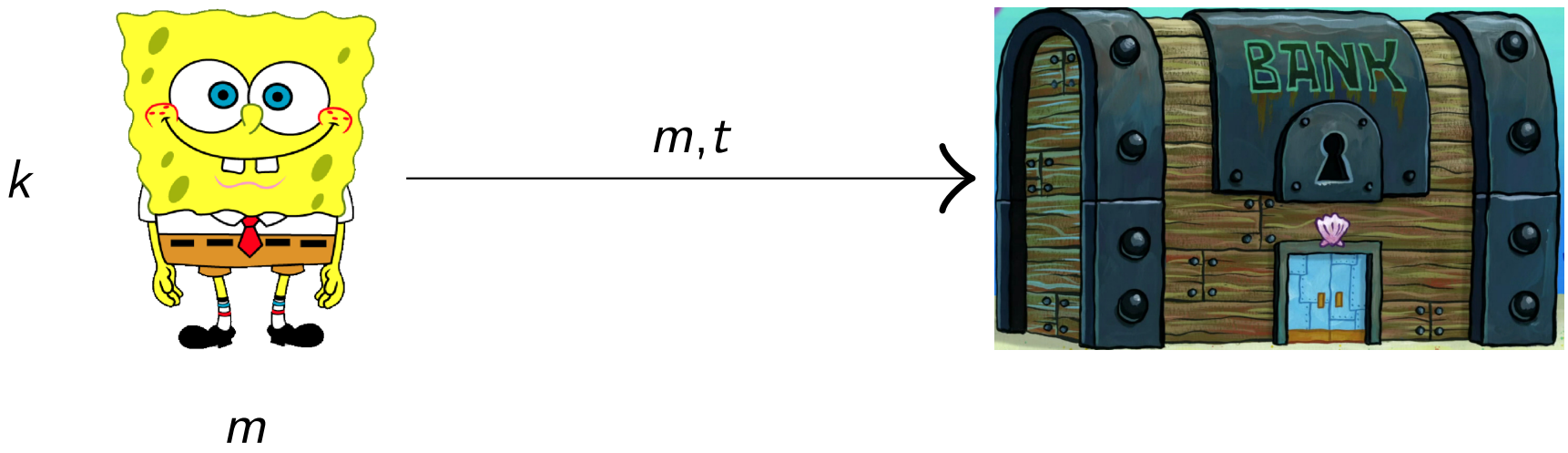
GBC083 – Segurança da Informação
Aula 5 - Integridade e Criptografia autenticada

Integridade de mensagens – Sigilo vs. Integridade

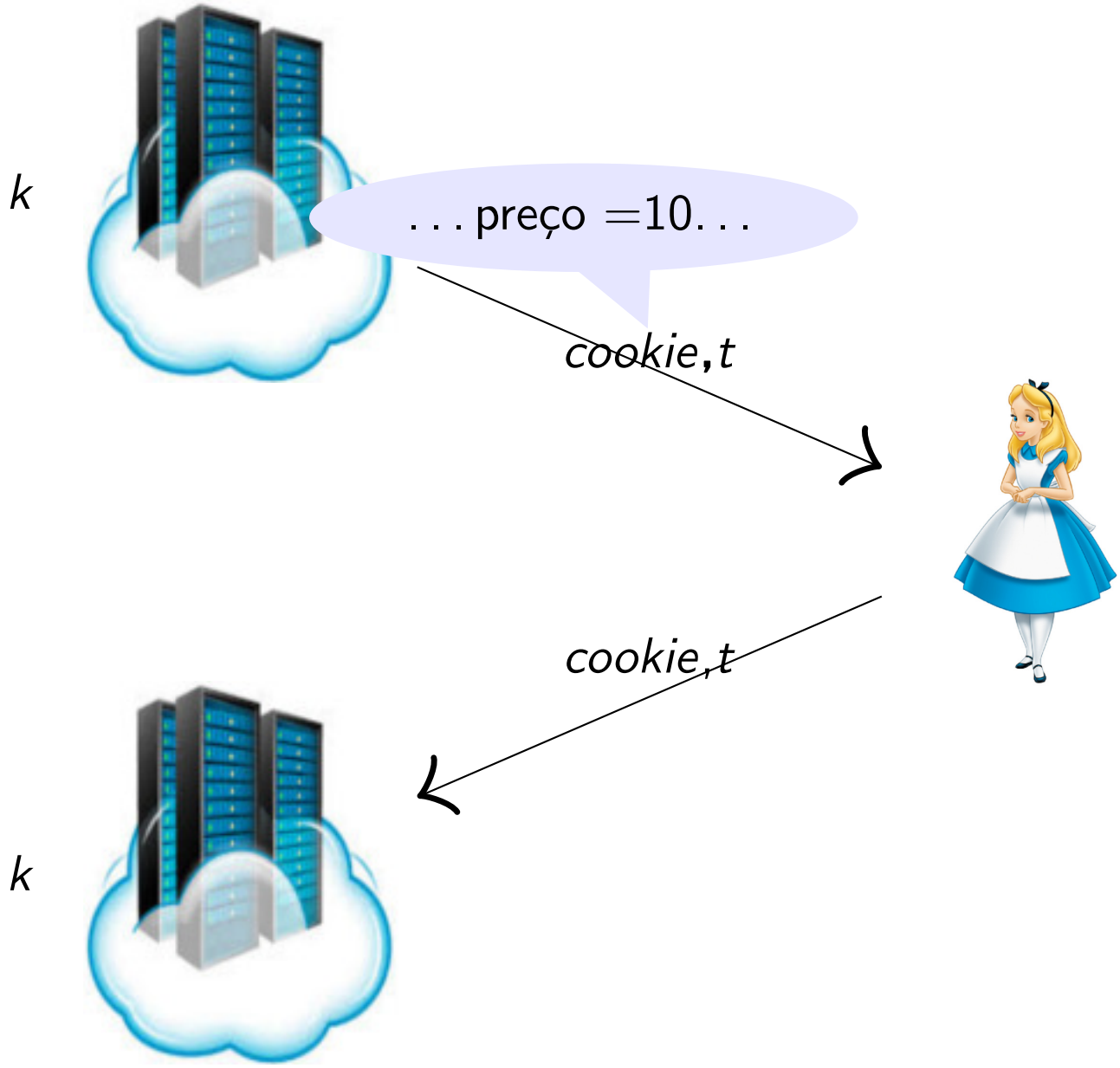
- Até agora, preocupados com garantia de sigilo da comunicação
- E sobre integridade?
  - Garantir que uma mensagem recebida é originada da pessoa certa e que não foi modificada
    - Mesmo se o atacante controla o canal
  - Técnicas padrões de detecção e correção de erros não são suficientes
    - Ferramenta certa é um código de autenticação de mensagens



- Esquema de autenticação de mensagens



- Garantir a identidade em operações



- Comunicações em diferentes momentos: a ordem é autêntica

Sigilo e integridade

- Sigilo e integridade são preocupações ortogonais
  - Possível ter um sem o outro
- Encriptação não provê, em geral, qualquer integridade
  - Relacionado ao problema da maleabilidade

Código de autenticação de mensagens

- Message authentication code (MAC)

- Um MAC é definido por 3 algoritmos $(Gen, Mac, Vrfy)$:
  - Gen: recebe entrada 1^n, produz chave uniforme k, $|k| = n$.
  - Mac: recebe como chave de entrada k e mensagem $m \in \{0,1\}^*$; produz etiqueta $t \in \{0,1\}^*$

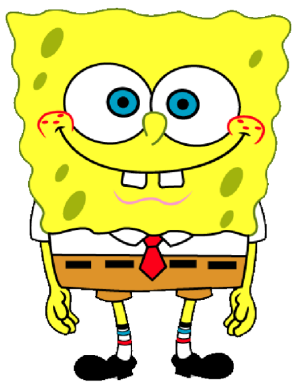
$$t \leftarrow Mac_k(m)$$

  - $Vrfy$: recebe chave k, mensagem m, e etiqueta t como entrada; produz 1: aceita ou 0:rejeita

- Para toda m e todo k produzido por Gen, $Vrfy_k(m, Mac_k(m)) = 1$

Segurança?

- Apenas uma definição padrão
- Modelo de ameaça
  - Ataque de escolha de mensagem adaptativa
  - Supor que o atacante pode induzir o transmissor a autenticar mensagens da escolha do atacante
- Meta de segurança
  - Inforjabilidade existencial
  - Atacante não deve ser capaz de forjar uma etiqueta válida em qualquer mensagem não autenticada pelo transmissor



k

m_1, t_1

m_2, t_2

$\ldots$

m_i, t_i

m', t'

$Vrfy_k(m', t')???$

$t_1 \leftarrow Mac_k(m_1)$

$t_2 \leftarrow Mac_k(m_2)$

$\ldots$

$t_t \leftarrow Mac_k(m_t)$

Definição formal

- Fixar A, Π
- Definir experimento aleatório $Forge_{A,\Pi}(n)$:
  - $k \leftarrow Gen(1^n)$
  - A interage com um oráculo $Mac_k(\cdot)$; seja M o conjunto de mensagens enviado a esse oráculo
  - A produz (m, t)
  - A é bem sucedido e o experimento produz 1 se $Vrfy_k(m, t) = 1$ e $m \notin M$

Segurança para MACs

- Π é seguro se para todos atacantes em tempo polinomial A, existe uma função negligível ϵ tal que

$$P(Forge_{A,\Pi}(n) = 1) \leq \epsilon(n)$$

Ataques replay

- Note que ataques replay não prevenidos
  - Nenhum mecanismo sem estado pode previr ataques replay
- Ataques replay podem ser uma preocupação real
- Necessário proteção contra ataques replay em um nível mais alto

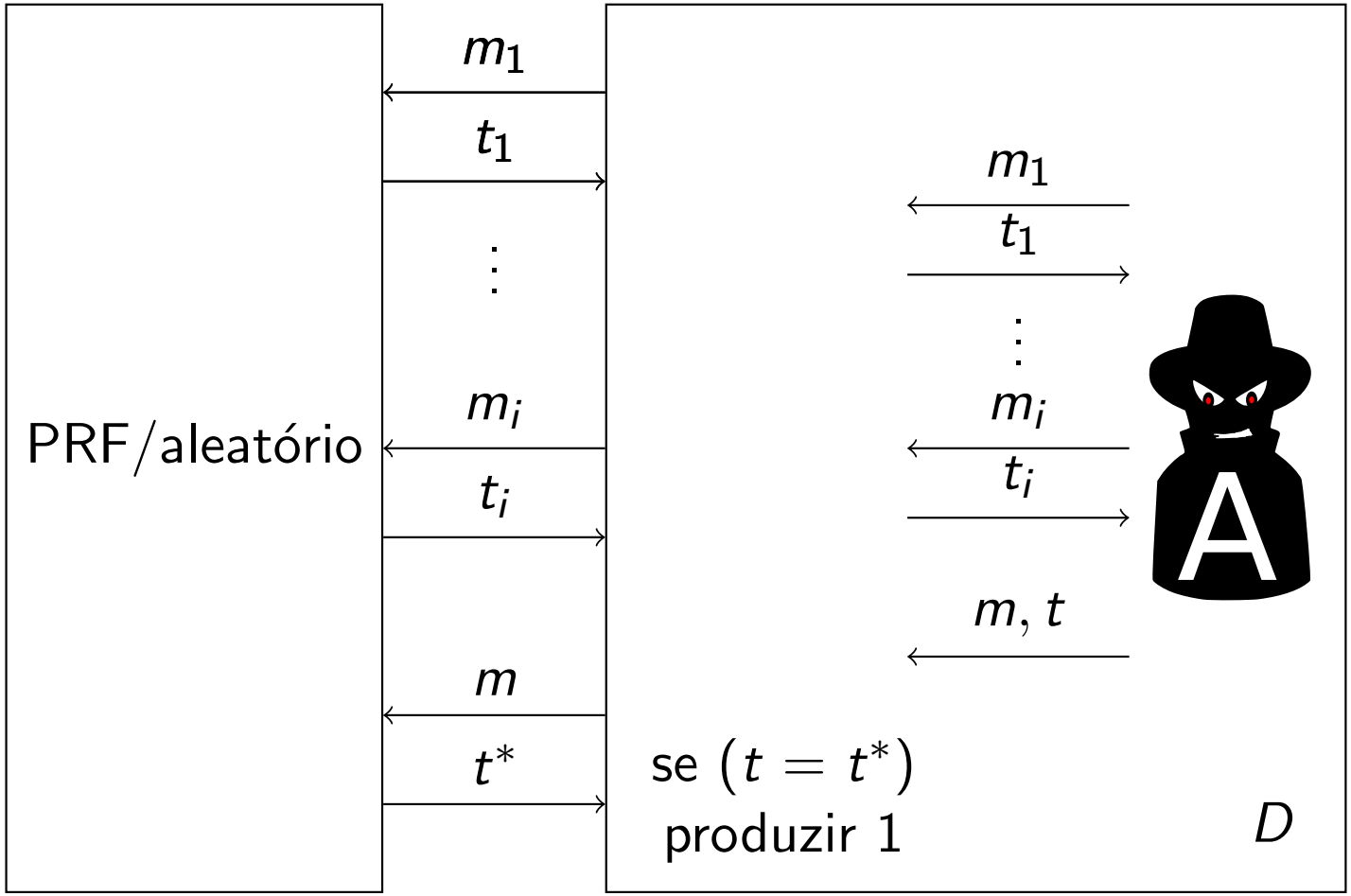
Intuição para desenvolvimento de método seguro para integridade

- Necessária uma função chaveada *Mac* tal que:
  - dados $Mac_k(m_1)$ e $Mac_k(m_2)$, ...,
  - deve ser inviável predizer o valor $Mac_k(m)$ para qualquer $m \in \{m_1, \ldots, \}$
- Podemos usar uma função pseudo-aleatória como sendo o *Mac*

Construção de segurança para integridade: primeira versão

- Seja F uma função pseudo-aleatória que preserva comprimento da entrada
- Construir o seguinte esquema Π MAC:
  - Gen – escolher uma chave uniforme k para F
  - $Mac_k(m)$ – computar $F_k(m)$
  - $Vrfy_k(m, t)$ – produzir 1 se e só se $F_k(m) = t$
- Teorema: esquema Π é um MAC seguro.

Prova por redução



- Supor existência de um "diferenciador" entre PRF ou aleatório que usa o atacante do tipo *Forge*

Análise

- Duas opções:
  - Quando D interage com F_k para uma chave uniforme k, a visão do adversário é idêntica à visão do atacante no experimento MAC real
    - $P(D^{F_k} \text{ produz } 1) = P(Forge_{Adv,\Pi}(n) = 1)$
  - Quando D interage com f uniforme, então sendo $f(m_1), \ldots, f(m_i)$ não ajuda predizer $f(m)$ para qualquer $m \notin \{m_1, \ldots, m_i\}$
    - $P(D^f \text{ produz } 1) = 2^{-n}$

Análise

- Com F é uma função pseudo-aleatória

$$|P(D^{F_k} \text{ produz } 1) - P(D^{f} \text{ produz } 1)| < \epsilon(n)$$

Portanto,
$P(Forge_{Adv,\Pi}(n) = 1) = P(D^{F_k} \text{ produz } 1) \leq 2^{-n} + \epsilon(n)$

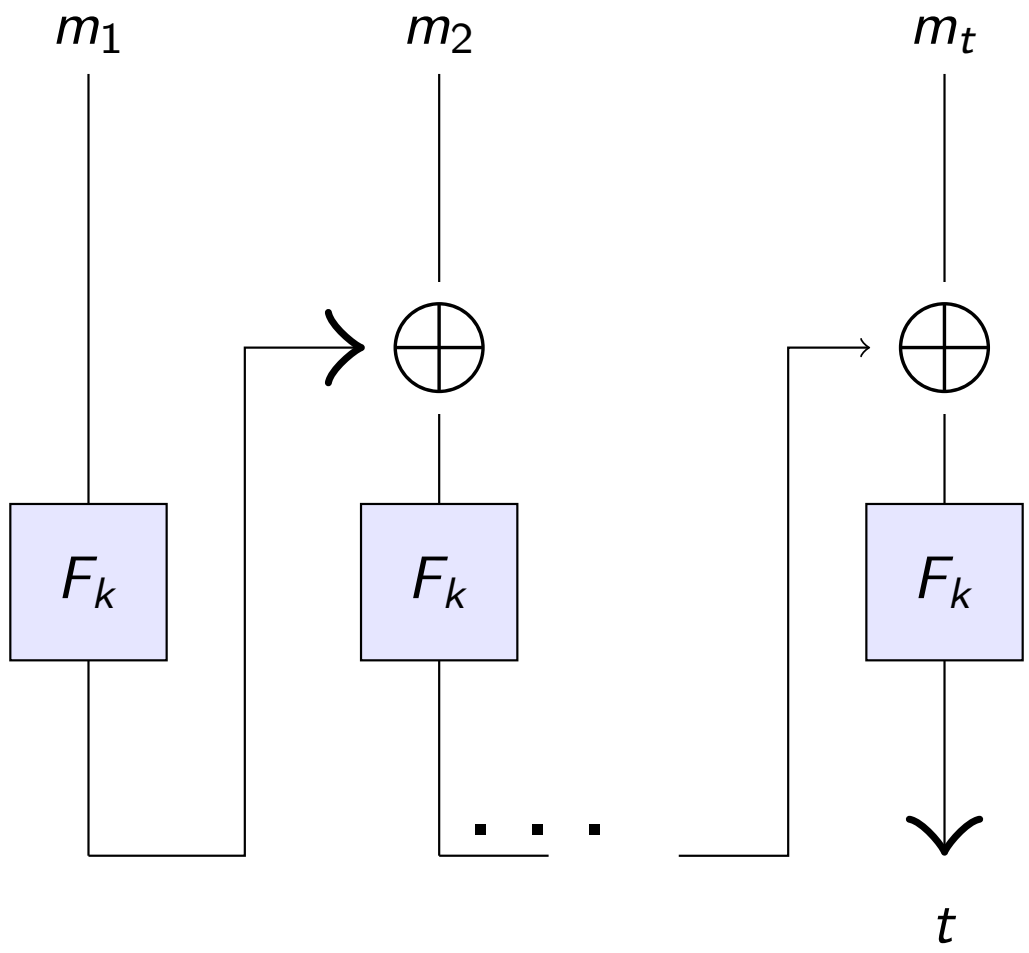
Desvantagens deste primeiro método basedo em cifra de 1 bloco

- Na prática, cifra de blocos (aka funções pseudo-aleatórias) tem tamanho pequeno e fixo
  - Exemplo, AES tem bloco de 128 bits
  - Então a construção prévia é limitada à autenticação de mensagens curtas (comprimento fixo)

Até agora

- Mostramos como construir um MAC seguro para mensagens curtas de tamanho fixo baseado em qualquer cifra de blocos (função pseudo-aleatória)
- Queremos obter um MAC seguro para mensagens de tamanho arbitrário
  - Aqui será o CBC-MAC

Modo CBC-MAC básico



Modo CBC-MAC vs. Modo CBC

- CBC-MAC é determinístico (sem IV)
- Em CBC-MAC, somente o valor final é mostrado
  - Verificação é realizada por recomputação do resultado
- Ambos são essenciais para segurança

Segurança do CBC-MAC básico

- Se F é uma função pseudo-aleatória que preserva comprimento, então para qualquer l fixo, o CBC-MAC é um MAC seguro para mensagens de comprimento $l \cdot n$
- O transmissor e o receptor devem concordar com o parâmetro de comprimento l antecipadamente
  - CBC-MAC básico não é seguro se isto não é feito
    - Sejam (m, t) e (m', t') conhecidos
    - Atacante consegue gerar: $m'' = m|[(m'_1 \oplus t)|m'_2|\ldots]$
    - CBC-MAC$(m'') = m'$ pois o $m'_1 \oplus t$ elimina contribuição da primeira parte

Extensões CBC-MAC

- Várias maneiras de manipular mensagens de tamanho variável
- Uma simples: transmitir tamanho inicial antes de aplicar CBC-MAC básico
  - Também pode ser adaptado para mensagens que não tem tamanho múltiplo do comprimento do bloco
- Outra forma: usar outra chave e encriptar último bloco (Encrypt Last Block):
  CBC-MAC-ELB$(m, (k_1, k_2)) = E(k_2$,CBC-MAC$(k_1, m))$

Modo CBC-MAC: “prepend length”