

metodi crittografici

sommario

- richiami di crittografia e applicazioni
 - hash crittografici
 - crittografia simmetrica
 - crittografia asimmetrica
- attacchi e contromisure
 - attacchi tipici
 - key rollover
 - generatori di numeri casuali per applicazioni crittografiche

richiami di crittografia e applicazioni

funzioni hash crittografiche

dette anche *message digests* o *one-way transformations*

- l'hash di un messaggio (cioè della stringa) m è denotato $h(m)$
- $h(m)$ è “apparentemente casuale”
- proprietà:
 1. per ogni m il calcolo di $h(m)$ è efficiente
 - tempo lineare nella lunghezza di m
 2. dato H è computazionalmente difficile trovare m tale che $H=h(m)$
 3. data h è computazionalmente difficile trovare $m?m'$ tale che $h(m)=h(m')$

hash: algoritmi famosi

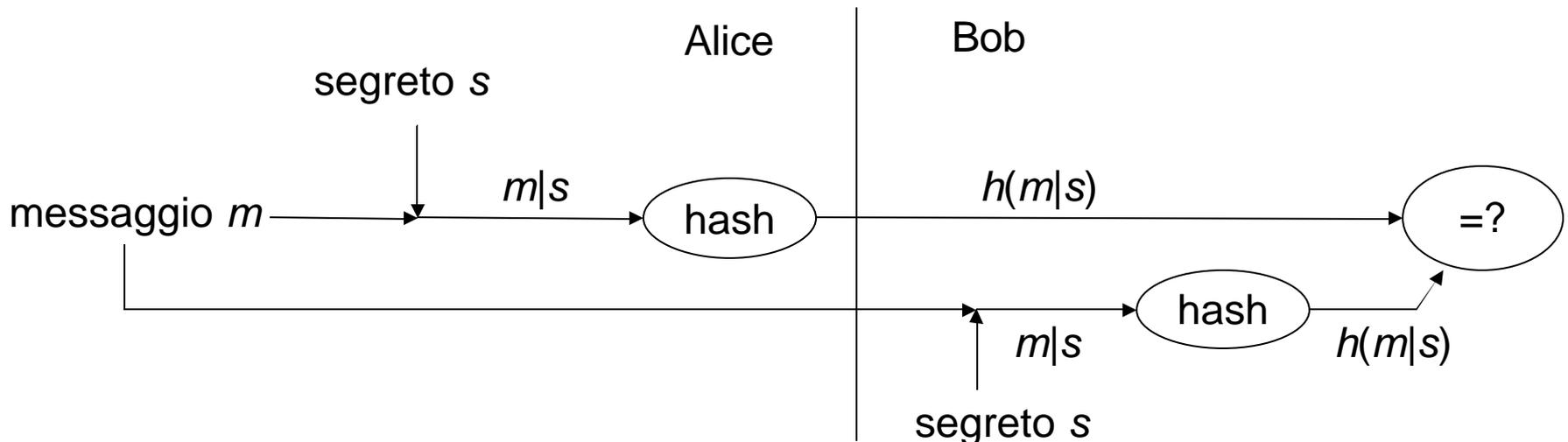
- MD2 (output: 128 bit, Rivest)
 - vulnerabile
- MD4 (output: 128 bit, Rivest)
 - vulnerabile
- **MD5** (output: 128 bit, Rivest)
 - vulnerabile, ma ok per gran parte delle applicazioni
- SHA, **SHA-1** (output: 160 bit, NIST)
- ripemd160 (output: 160 bit, standard europeo)

hash applicazioni

- password hashing
 - anziché memorizzare la password in chiaro si può memorizzare l'hash
 - la conoscenza del db permette comunque di fare un attacco off-line molto più vantaggioso rispetto a quello on-line
- message digest (riassunto del messaggio)
 - è una stringa di lunghezza fissa (limitata) che “quasi” identifica il messaggio
 - utile per verificare/memorizzare pochi bytes anziché l'intero messaggio
 - efficienza della firma digitale con chiave asimmetrica
 - verifica di integrità di file negli HIDS
 - verifica di integrità di file scaricati
 - sincronizzazione di file efficiente via rete (rsync)
 - ecc.

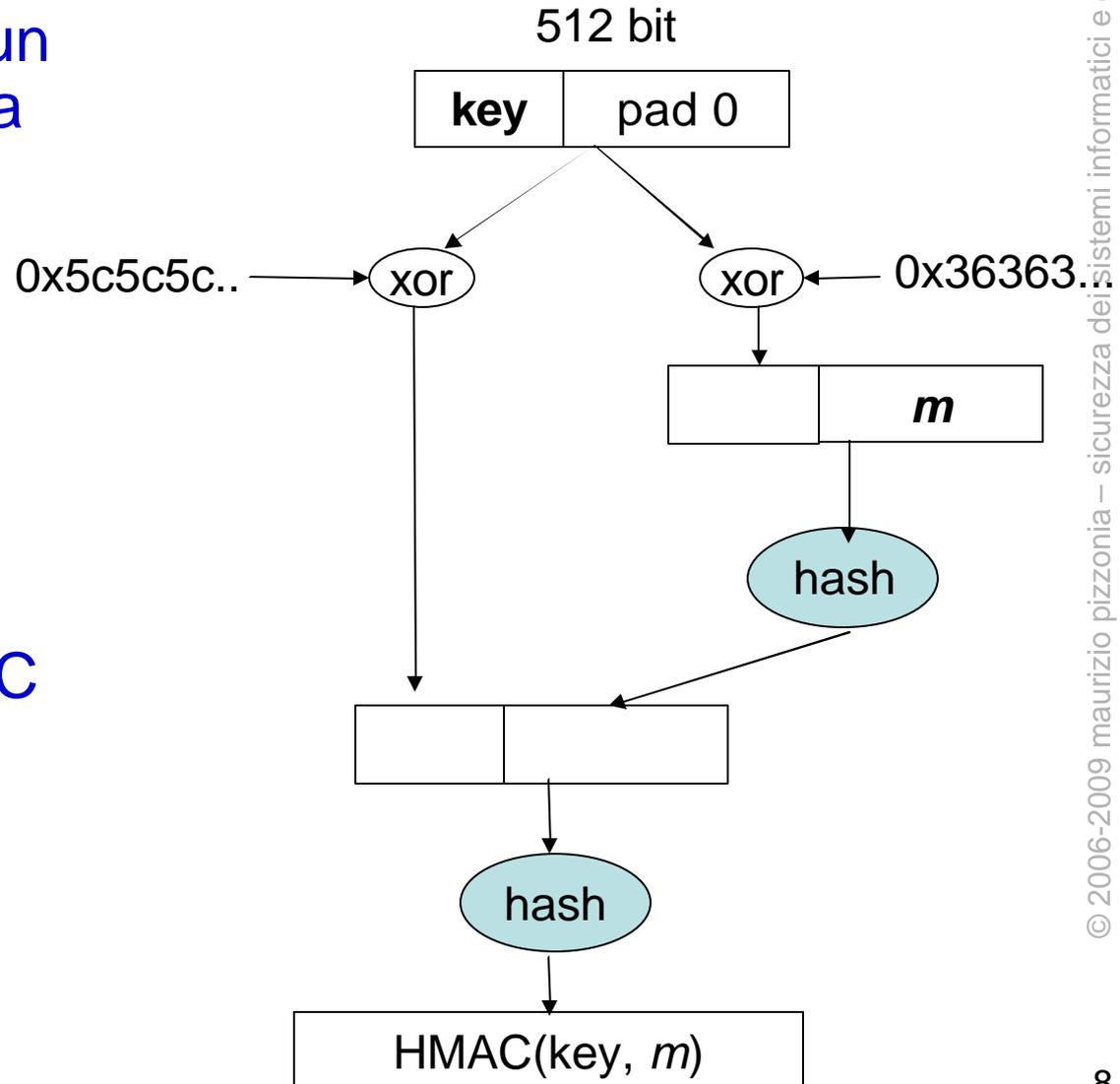
hash applicazioni: MAC (MIC)

- un *MAC* (*message authentication code* o *MIC message integrity code*) è un codice che associato al messaggio assicura l'integrità del messaggio e dell'origine
- si può generare un MAC per mezzo di una funzione hash crittografica
- supponiamo che Alice e Bob conoscano un segreto s condiviso (*shared secret*)
- il MAC di un messaggio m è $h(m|s)$
 - cioè l'hash calcolato da sul messaggio concatenato al segreto



HMAC(key,m)

- standard per creare un MAC di m a partire da una funzione hash qualsiasi e da una chiave
- la lunghezza del risultato è dipende dalla funzione hash scelta
- si dimostra che HMAC è sicuro quanto la funzione hash usata

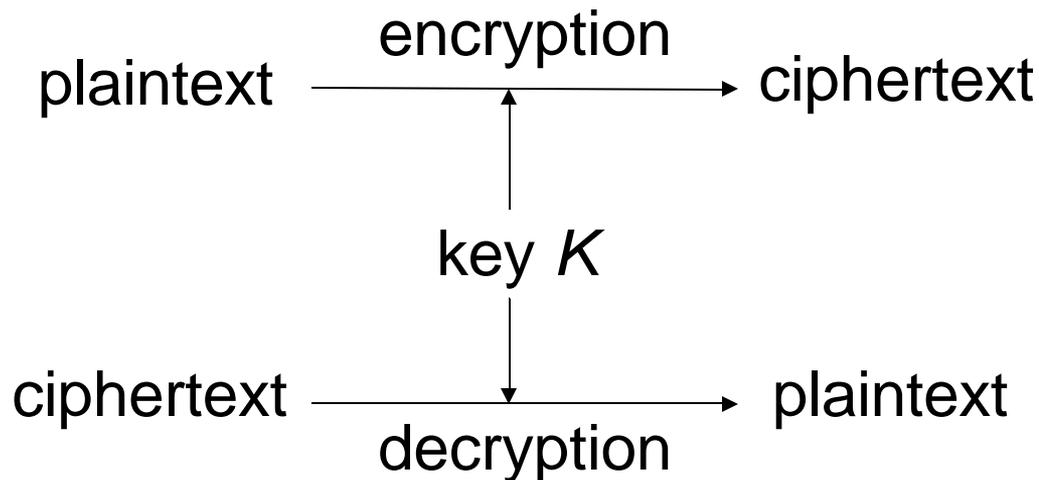


hash applicazioni: strong authentication

- **strong authentication:** chi si autentica prova che conosce un segreto k senza rivelarlo
- l'implementazione con hash sfrutta il concetto di MAC
- Bob sceglie a caso un m (*challenge*), Bob sa che Alice è veramente chi dice di essere se $\text{MAC}(k,m)$ calcolato da Alice coincide quello calcolato da lui

cirttografia simmetrica

- impiega una sola chiave K che è un segreto condiviso da chi usa il canale crittografico
- la notazione $K\{m\}$ indica che m (plaintext) è trasformato crittograficamente (in ciphertext) mediante la chiave K
 - $K\{m\}$ è lungo circa quanto m
 - $K\{m\}$ è “apparentemente casuale” e quindi non comprimibile
- la stessa chiave K è usata per decifrare il messaggio



c. simmetrica: algoritmi famosi

- DES (1977, 56-bit key)
 - insicuro
- IDEA (1991, 128-bit key)
 - brevettato, poco efficiente, simile a DES, sospetto
- 3DES (2x56-bit key,)
 - applicazione tripla di DES (EDE), poco efficiente
- AES (standardizzato nel 2001, 128, 196, 256-bit key)
 - NIST
 - deriva da rijndael (1999)
 - standard FIPS01
- RC4 (pubblicato nel 2001, 1-256-bytes key)
 - Rivest
 - on-time-pad sequenza random xor'ed con m
 - la sequenza è generata dalla chiave
 - efficiente e semplice (10-15 linee di codice)
- blowfish, RC5, twofish, CAST-128

c. simmetrica - applicazioni

- trasmissione sicura su canale insicuro
 - la chiave deve essere trasferita su canale sicuro
 - nasce il problema della distribuzione sicura delle chiavi
- memorizzazione sicura su media insicuro
 - filesystem criptati
- strong authentication
 - Bob sceglie a caso un challenge m , e chiede ad Alice di cifrarlo con la chiave condivisa

c. simmetrica applicazioni: MAC

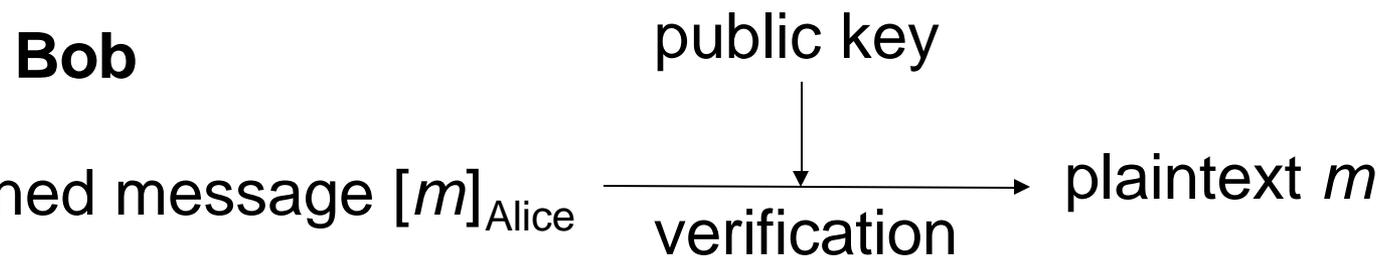
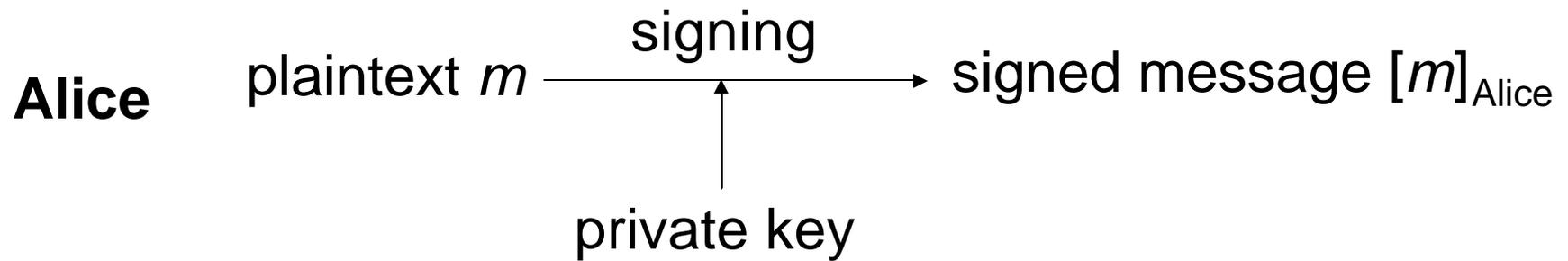
- si può ottenere un $MAC(K, m)$ cifrando un valore che dipende da m come un hash crittografico
 - $K\{ h(m) \}$
 - non tutti gli algoritmi vanno bene per questo (es. RC4 non va bene, on-time-pad basato su xor)
- se l'algoritmo di cifratura è fatto in modo che gli ultimi bit dipendono dall'intero messaggio basta prendere gli ultimi bit del messaggio
 - ultimi bit di $K\{m\}$

crittografia asimmetrica (o a chiave pubblica)

- impiega due chiavi una *privata* non divulgata e una *pubblica* nota a tutti
 - tipicamente la coppia di chiavi è associata ad un solo soggetto
 - nessun problema di distribuzione delle chiavi
- il testo cifrato con una delle due chiavi può essere decifrato solo con l'altra chiave
- il risultato della cifratura è
 - lungo circa quanto l'input
 - “apparentemente casuale”
- inefficiente rispetto alle tecniche a chiave simmetrica

crittografia asimmetrica: *firma*

- la notazione $[m]_{\text{Alice}}$ indica che m è cifrato da Alice con la sua chiave privata (*firma*)
 - la crittografia asimmetrica è inefficiente
 - m non può essere molto lungo



c. asimmetrica applicazioni: firma digitale

- Alice calcola da m il messaggio firmato $m \parallel [h(m)]_{\text{Alice}}$
 - $h(m)$ è corto quindi il calcolo è efficiente
 - alle volte abbreviamo la notazione $m \parallel [h(m)]_{\text{Alice}}$ con $[m]_{\text{Alice}}$
- garantisce...
 - autenticità (integrità della sorgente)
 - integrità (del messaggio)
 - **non ripudio**
- la tecnica del MAC con **segreto condiviso non garantisce il non ripudio**
 - Bob può creare $\text{MAC}(m)$ esattamente come Alice, Bob sa che Alice è l'autore ma non può mostrarlo come prova a nessuno
 - nella firma digitale Bob non può creare la firma perché non conosce la chiave privata di Alice

c. asimmetrica applicazioni: autenticazione

- Bob chiede ad Alice di firmare un challenge
- la chiave pubblica di Alice deve essere associata ad Alice in maniera inequivocabile
 - certificati

c. asimmetrica applicazioni

- trasmissione sicura su canale insicuro
 - **inefficiente**
 - non usato direttamente per messaggi lunghi
 - **non** è necessario trasferire la chiave pubblica su canale sicuro
 - nessun problema della distribuzione sicura delle chiavi
 - molto usato per distribuire chiavi simmetriche
 - problema della associazione tra chiave pubblica e soggetto
- memorizzazione sicura su media insicuro
 - problematiche simili alla trasmissione

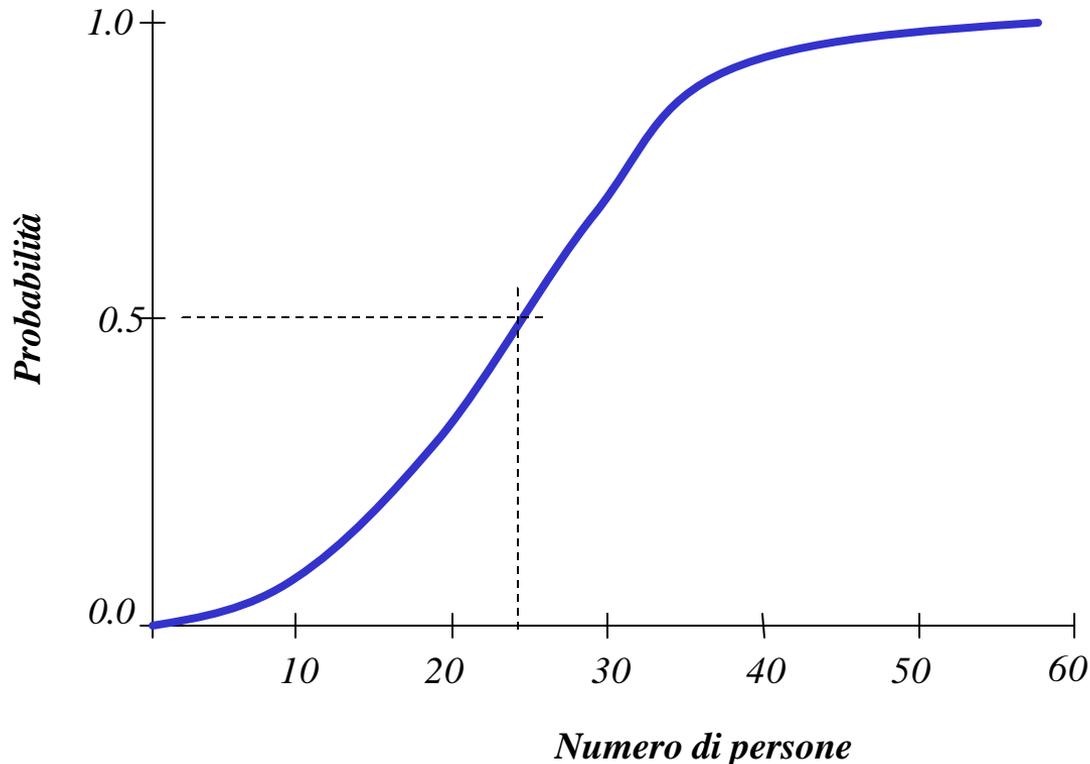
c. asimmetrica: algoritmi famosi

- Diffie Hellman
 - solo scambio di shared secret
- RSA
 - crittazione, firma, scambio di shared secret
- ElGamal
 - firma, derivato da diffie-hellman
- DSS (NIST, basato su ElGamal)
 - firma

attacchi e contromisure

hash: birthday attacks

- paradosso del compleanno
- la probabilità che in un gruppo di N persone ne esistano almeno due che sono nate lo stesso giorno aumenta velocemente con N



hash: birthday attacks

- il compleanno è distribuito uniformemente come il valore di hash
 - persone → messaggi
 - data di compleanno → valori di hash
- si può dimostrare che...
 - in uno spazio degli hash di cardinalità N
 - cercando tra $1.2 \sqrt{N}$ messaggi si ha alta probabilità di trovare una coppia m_1, m_2 tale che $h(m_1) = h(m_2)$

attacchi birthday e firma

Vogliamo trovare due messaggi che dicano cose opposte ma abbiano lo stesso hash

- consideriamo una famiglia di testi che sia abbastanza vasta
- almeno $1.2 \cdot vN$ elementi

```
{Egr. | Spett.} direttore,  
la ringrazio {del suo interessamento | della sua proposta}.  
Relativamente {a questa | ad essa} {ho | abbiamo}  
{deciso | preso la decisione} di non {acquistare | comprare}  
le {azioni | quote azionarie} {della | relative alla}  
securebank.com.
```

```
{Distinti saluti | cordiali saluti | cordialità}
```

```
hash: ??????????????????????
```

Se il numero di varianti è abbastanza alto ho buone probabilità di trovare due messaggi con significato opposto e stesso hash.

hash: brute force

- su messaggi brevi p (passwords)
- si crea un db che contiene “tutte” le coppie $(p, h(p))$
- si indicizza per $h(p)$
- richiede uno spazio enorme

hash: rainbow tables

- compromesso tra tempo e spazio
 - l'idea è di perdere un po' di tempo pur di guadagnare molto spazio nel db
- funzione di riduzione
 - r : hashes \rightarrow passwords
- rainbow chain
 - $p_1 \rightarrow h_1=h(p) \rightarrow p_2=r(h(p)) \rightarrow h_2=h(r(h(p))) \rightarrow \dots \rightarrow h_n$
 - la chain associa ad un insieme di passwords $p_1 \dots p_n$ un solo hash h_n
- rainbow table
 - la tabella memorizza (p_1, h_n)
- query nella rainbow table
 - se l'hash g_1 si trova tra gli h_n la password è p_n (calcolabile da p_1), altrimenti...
 - si cerca tra gli h_n $g_2=h(r(g_1))$ e poi $g_3=h(r(g_2))$ ecc...
 - se lo si trova si ricalcola dall'inizio la chain facendo la ricerca nelle coppie (p_i, h_i) della chain
- <http://www.antsight.com/zsl/rainbowcrack/rcracktutorial.htm>

c. simmetrica: attacchi

in ordine di complessità

- **ciphertext only**
 - è l'attacco più ovvio, tipicamente inevitabile, gli algoritmi devono assolutamente resistere a questo tipo di attacco
 - l'attaccante deve essere in grado di riconoscere quando ha successo
 - deve conoscere la struttura del plaintext (lingua inglese, http, ecc.)
- **known plaintext**
 - su alcune coppie <ciphertext, plaintext>
- **chosen plaintext**
 - come known plaintext ma il plaintext può essere scelto dall'attaccante
 - i protocolli che usano tecniche crittografiche dovrebbero cercare di evitare che questo attacco sia possibile.

c. simmetrica: lunghezza della chiave e del messaggio

- gli attacchi sono semplici quanto più m è lungo rispetto a K
- la chiave migliore è quella lunga quanto m
 - la tecnica viene detta one-time-pad
 - una chiave infinita può essere generata pseudo-casualmente
 - il problema è creare numeri pseudo-casuali “buoni”
 - es. algoritmo RC4 (stream cipher)
- la chiave si deteriora con l’uso e col tempo
 - tanti messaggi cifrati facilitano gli attacchi
 - più passa il tempo più aumenta la probabilità che
 - la chiave sia stata pubblicata
 - la chiave sia stata scoperta mediante crittoanalisi
- ogni tanto dobbiamo cambiare la chiave
 - generazione casuale

generatori di numeri pseudo-casuali

- i generatori di numeri casuali sono fondamentali per l'applicazione sicura dei metodi crittografici
 - un generatore prevedibile rende spesso vulnerabile l'implementazione l'algoritmo di crittografia
- i generatori pseudo-casuali sono degli automi a stati finiti deterministici
 - ad ogni passo si pubblica parte dello stato
 - il numero degli stati è finito e quindi il sistema è periodico
 - il periodo deve essere abbastanza lungo! (facile)
 - l'evoluzione è determinata dallo stato iniziale (*seed*)

numeri pseudo-casuali e crittografia

- per applicazioni crittografiche è essenziale la non predicibilità
 - per altre applicazioni basta avere ad esempio distribuzione uniforme dei valori prodotti
 - **le librerie standard non soddisfano il requisito di non predicibilità**
- il seed deve essere il più possibile casuale
- errori tipici
 - seed pubblicato (perchè usato in altro contesto)
 - seed da fonte pubblica (real time clock)
 - spazio del seed troppo piccolo (es. 16 bit, oppure uptime granularità del secondo)
 - sorgente casuale non abbastanza casuale (es. uptime)
 - nmap vi permette di conoscere l'uptime di un calcolatore remoto
- buone sorgenti casuali
 - keystrokes timing, mouse, ecc. + system clock
 - hardware dedicato (tipicamente assente nei pc)