

# metodi crittografici

# sommario

- richiami di crittografia e applicazioni
  - hash crittografici
  - crittografia simmetrica
  - crittografia asimmetrica
- attacchi e contromisure
  - birthday
  - rainbow
  - key rollover
  - generatori di numeri casuali

# 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:
  - per ogni  $m$  il calcolo di  $h(m)$  è efficiente
    - tempo lineare nella lunghezza di  $m$
  - dato  $H$ , è computazionalmente difficile trovare  $m$  tale che  $H=h(m)$ 
    - pre-image resistance
  - data  $h$ , è computazionalmente difficile trovare  $m \neq m'$  tale che  $h(m)=h(m')$ 
    - strong collision resistance
  - data  $h$  e  $m$ , è computazionalmente difficile trovare  $m \neq m'$  tale che  $h(m)=h(m')$ 
    - weak collision resistance o second pre-image resistance

# hash: algoritmi famosi

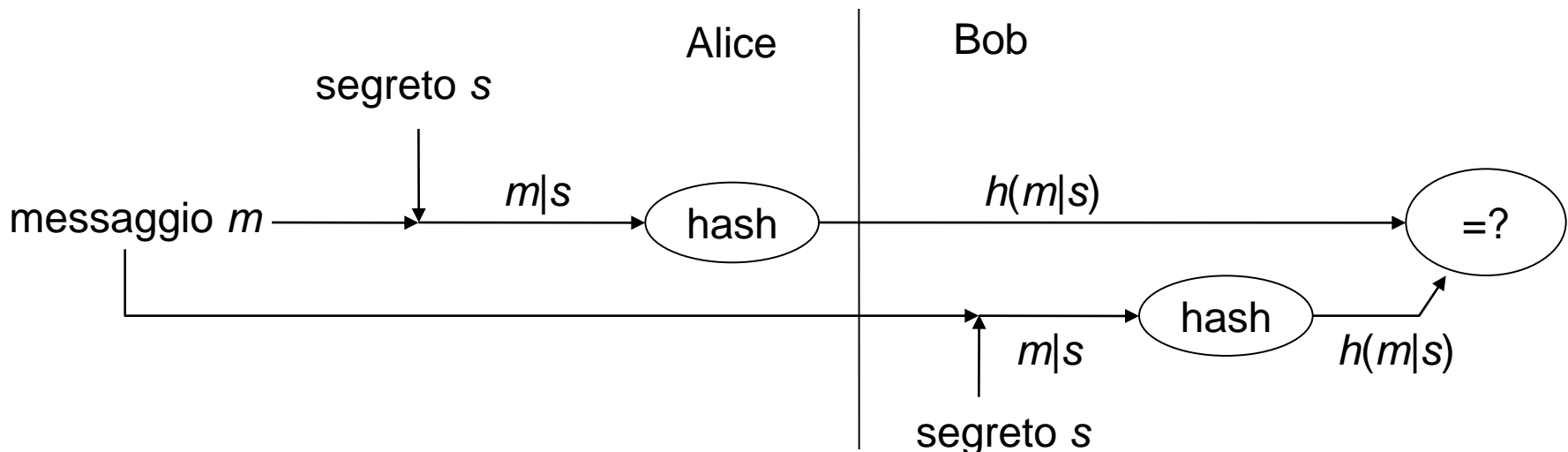
- MD2 (output: 128 bit, Rivest)
  - vulnerabile
- MD4 (output: 128 bit, Rivest)
  - vulnerabile
- **MD5** (output: 128 bit, Rivest)
  - vulnerabile, ma ok per gran parte delle applicazioni
- NIST: SHA-0, **SHA-1** (output: 160 bit), SHA-2 (output: 224/256 bit)
- ripemd160 (output: 160 bit, standard europeo)

# 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 identifica il messaggio (cioè messaggi diversi → digest diversi)
  - 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.

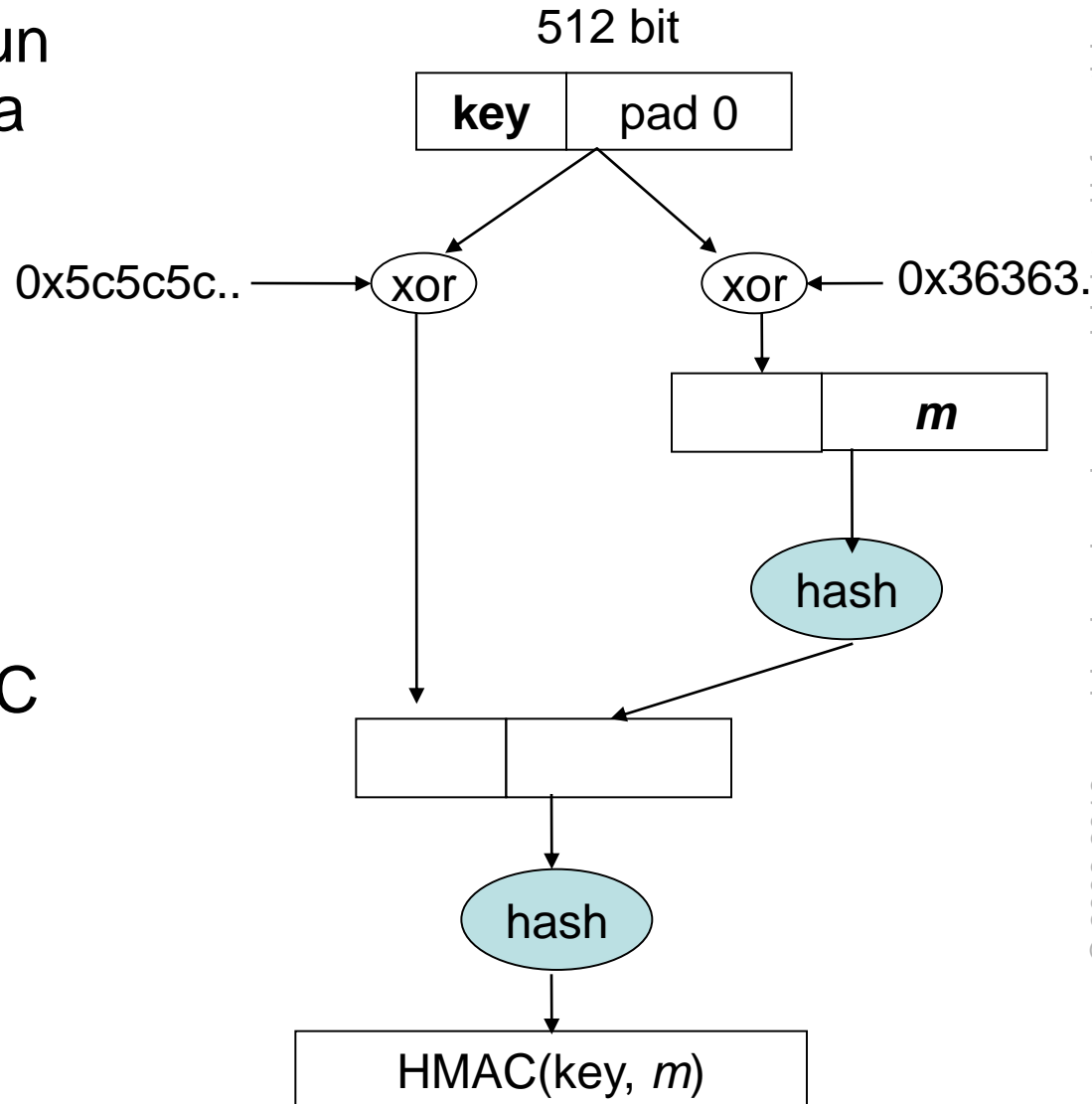
# hash applicazioni: MAC (MIC)

- 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



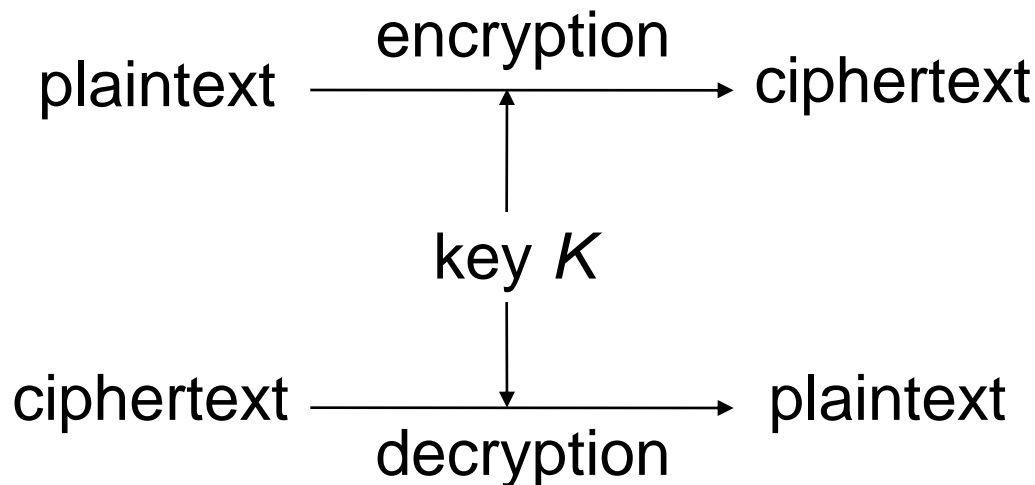


# hash applicazioni: strong authentication

- **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

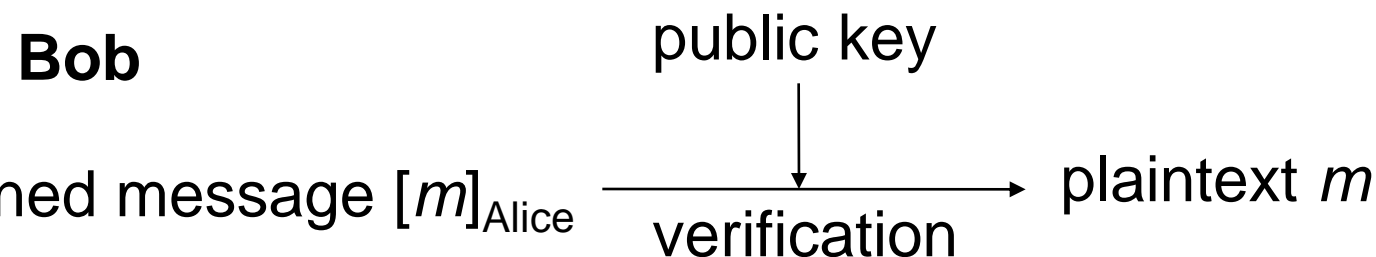
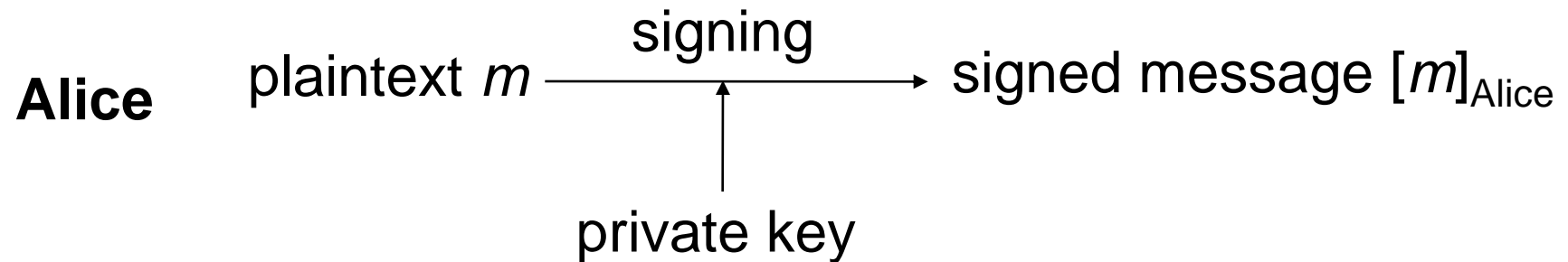
- si può ottenere un  $\text{MAC}(K, m)$  cifrando un valore che dipende da  $m$  come un hash crittografico
  - $K\{ h(m) \}$
  - non tutti gli algoritmi vanno bene per questo (es. RC4 non va bene, on-time-pad basato su xor)
- se l'algoritmo di cifratura è fatto in modo che gli ultimi bit dipendono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

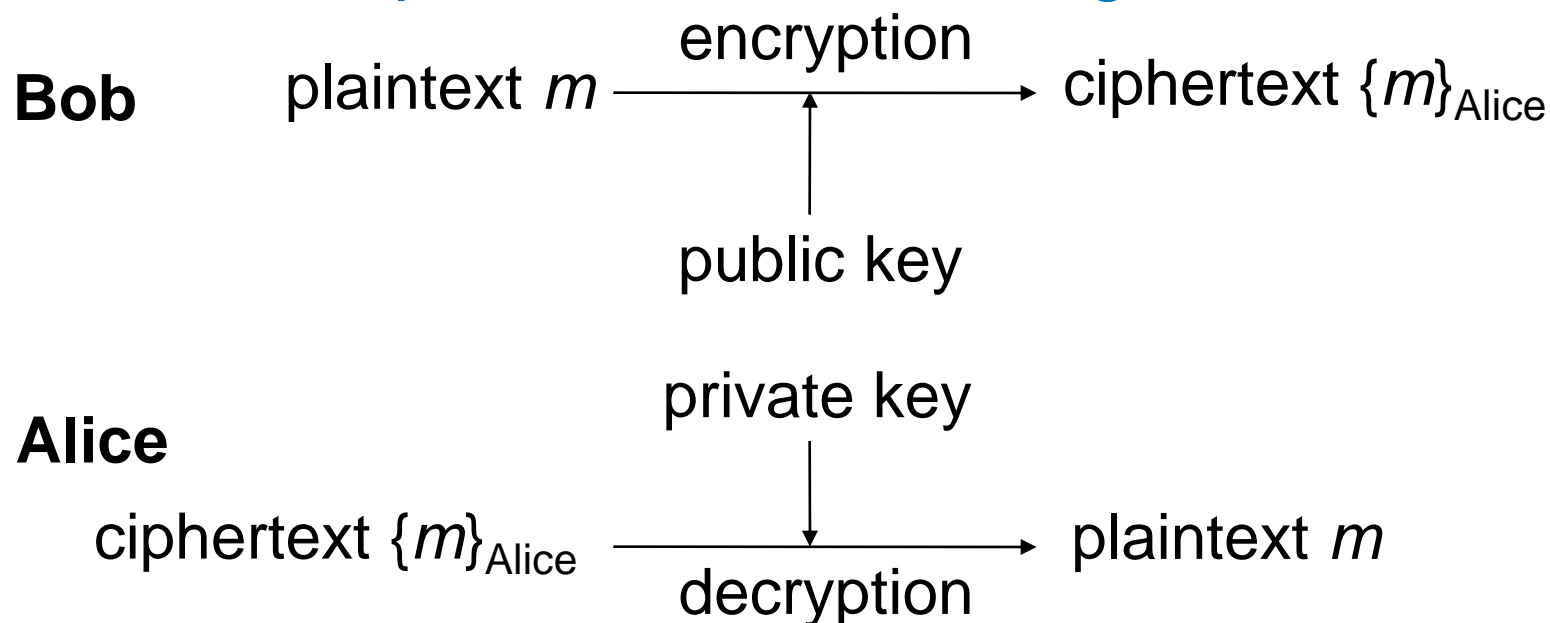


## c. asimmetrica applicazioni: autenticazione

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

# crittografia asimmetrica: *criptazione*

- la notazione  $\{m\}_{\text{Alice}}$  indica che  $m$  è *cifrato* da Bob con la chiave pubblica di Alice (*criptazione*)
- la crittografia asimmetrica è inefficiente
  - $m$  non può essere molto lungo



# 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**

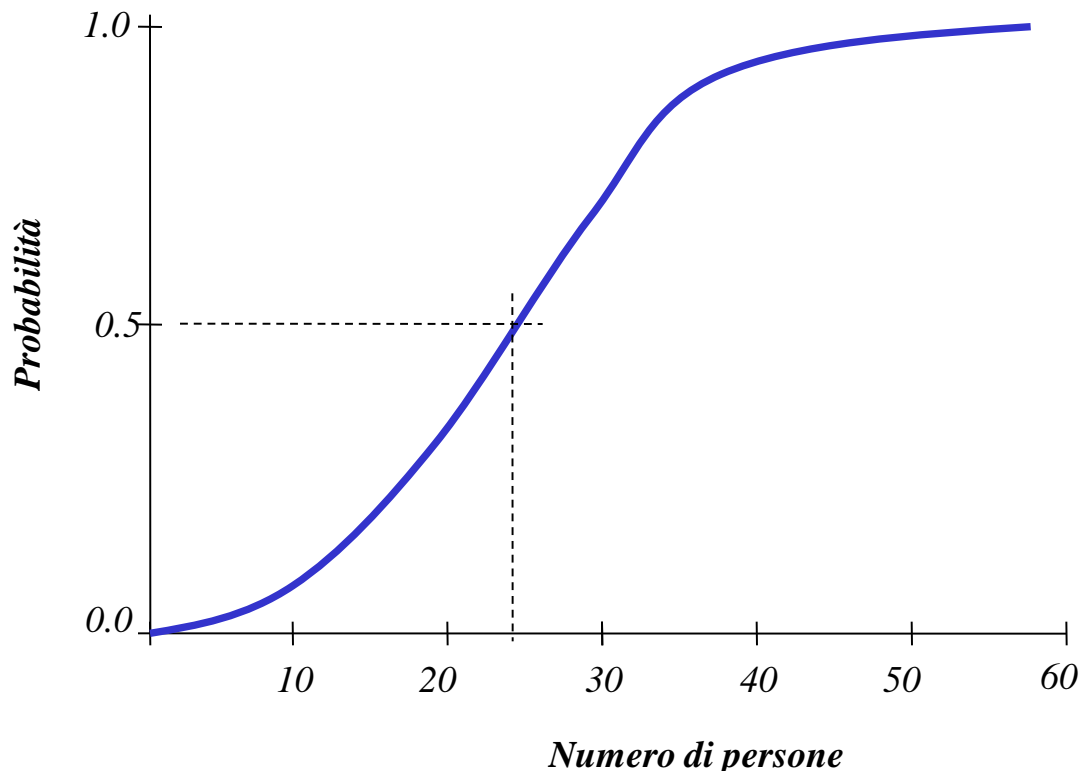
# c. asimmetrica: algoritmi famosi

- 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

- serve a trovare una collisione (attacco alla firma digitale)
- 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  $m_1 \neq m_2$  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  $1.2 \sqrt{N}$  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

- serve a invertire l'hash
- su messaggi brevi  $p$  (es. passwords)
- si crea un db che contiene “tutte” le coppie  $(p, h(p))$
- si indicizza per  $h(p)$
- richiede uno spazio enorme

# rainbow tables

- come attacco brute force ma...
- compromesso tra tempo e spazio
  - l'idea è di perdere un po' di tempo pur di guadagnare molto spazio nel db
  - rappresentazione implicita di un gran numero di coppie (password, hash)
- funzione di riduzione
  - $r$ : hashes  $\rightarrow$  passwords
  - di fatto un'altra funzione di hash arbitraria dallo spazio degli hash a quello delle password
- 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 tables

- 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  $h_n$   $g_2 = h(r(g_1))$ 
    - se c'è la password è al penultimo posto della catena
  - e poi  $g_3 = h(r(g_2))$  ecc...
  - se c'è la password è al terzultimo posto della catena
  - la catena è comunque nota a partire dalla password
- rispetto a brute force: divido lo spazio per  $n$ , moltiplico il tempo per  $n$
- db generati random
  - probabilità alta di trovare una password nel db (es  $>0.9$ )
- <http://www.antsight.com/zsl/rainbowcrack/rcracktutorial.htm>

# salting

- invece di fare hash della password si fa hash di un derivato randomizzato
- NO:  $h(p)$ , SI:  $h(p,s)$ 
  - es.  $s$  stringa random,  $s$  è detto “sale”
  - $p$  ed  $s$  concatenati
- si memorizza la coppia  $\langle s, h(p,s) \rangle$
- $p,s$  è in uno spazio molto più ampio di  $p$
- quindi  $h(p,s)$  è molto più difficile da invertire di  $h(p)$ 
  - indipendentemente dall'attacco: rainbow, brute force, ecc.

# 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 quasi sempre 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**
    - hanno altri obiettivi, es. efficienza + distribuzione uniforme
- 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)