metodi crittografici

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

sommario

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

richiami di crittografia e applicazioni

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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" e di lunghezza constante
- 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, non invertibilità, one-way
  - data *h,* è computazionalmente difficile trovare *m≠m'* tale che *h*(*m*)=*h*(*m*')
    - strong collision resistance
  - data *h* e *m,* è computazionalmente difficile trovare *m≠m'* tale che *h*(*m*)=*h*(*m*')
    - weak collision resistance o second pre-image resistance

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

hash: algoritmi famosi

- MD2, MD4, MD5 (output: 128 bits, Rivest)
  - vulnerabili (collisioni trovate)
- ripemd160 (output: 160 bits, sviluppato in un progetto europeo)
  - ok
- SHA-1 (output: 160 bits)
  - vulnerabile (collisioni trovate), ma ok per gran parte delle applicazioni
- **SHA-2** (output: 224-512 bits, 6 varianti)
  - ok
- **SHA-3** (output: 224-512 bits, 4+2 varianti)
  - ok
- vedi anche https://en.wikipedia.org/wiki/SHA-3#Comparison_of_SHA_functions

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

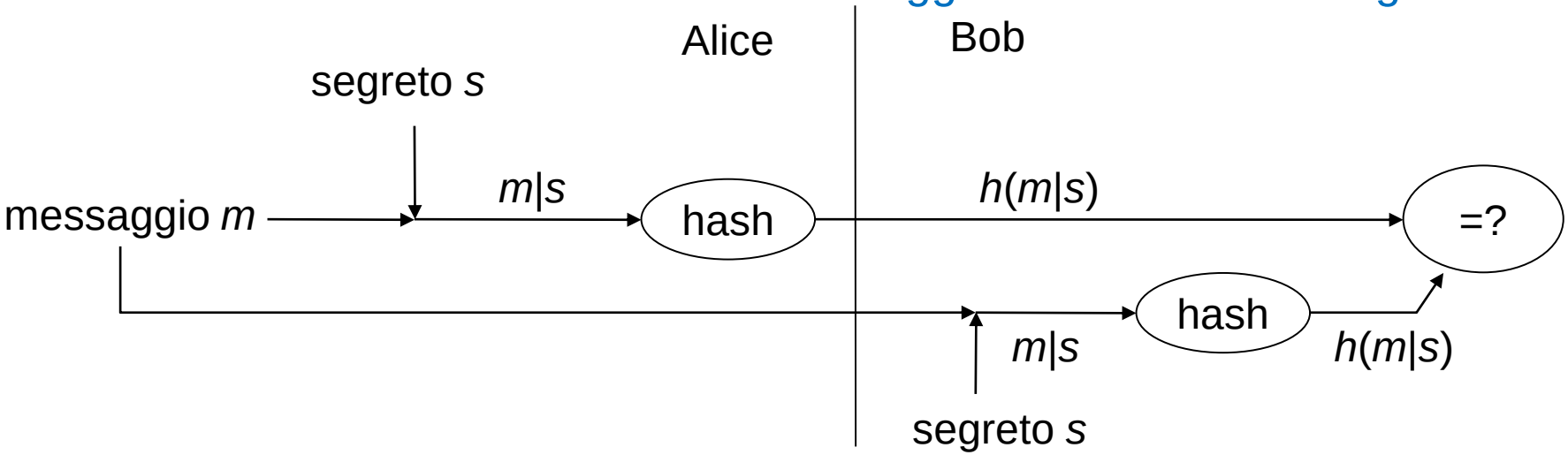
hash crittografici: applicazioni

- 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 (es. Dropbox)
    - reti peer-to-peer (ciascun file è identificato dal suo hash)
    - ecc.

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

hash applicazioni: MAC (MIC)

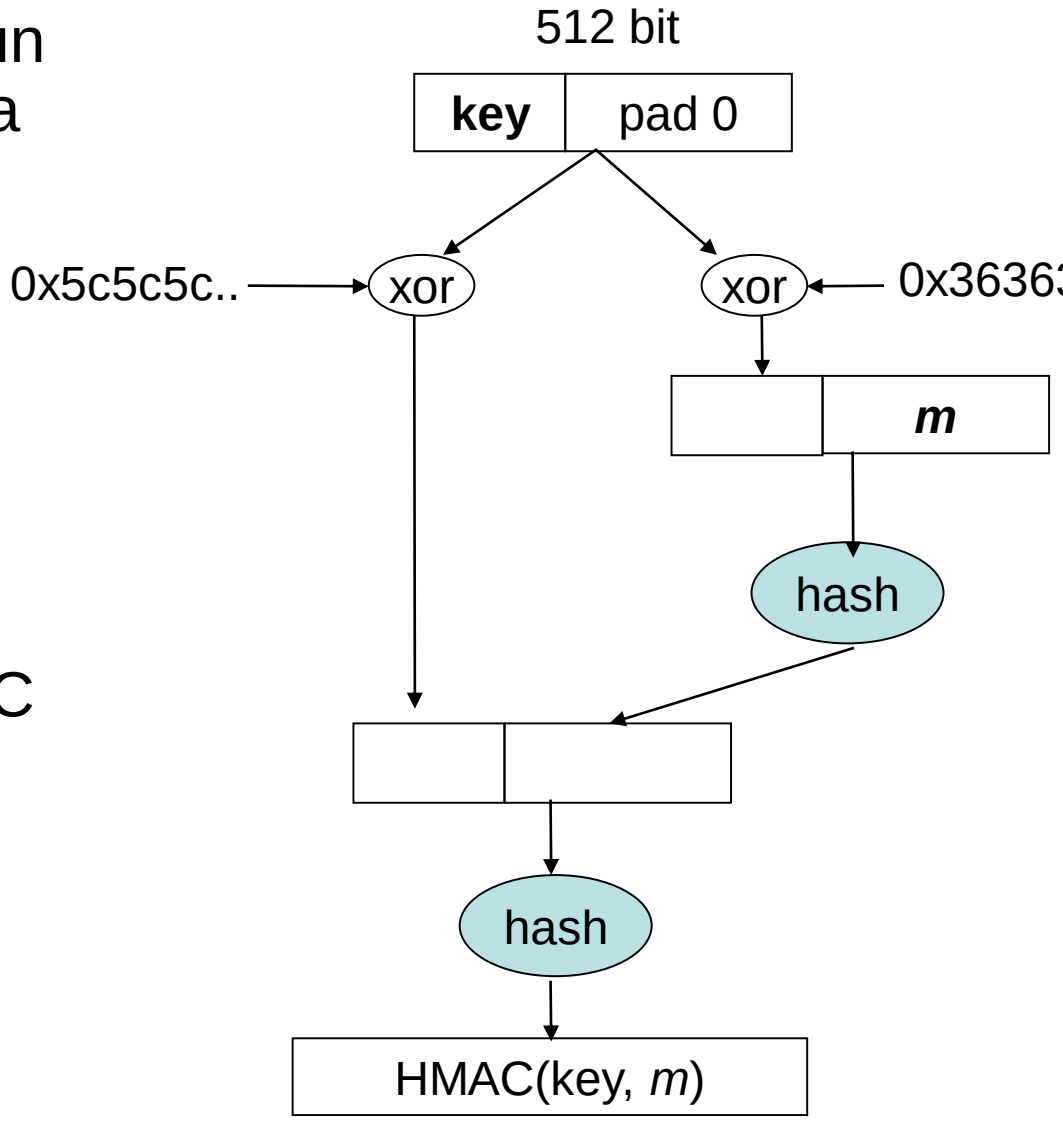
- un *MAC* (*message authentication code o MIC message integrity code*) è un codice che associato al messaggio assicura **l'integrità del messaggio e dell'origine**
  - è una firma senza la proprietà di non ripudio
- si può generare un MAC per mezzo di una funzione hash crittografica
- supponiamo che 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



© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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



© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

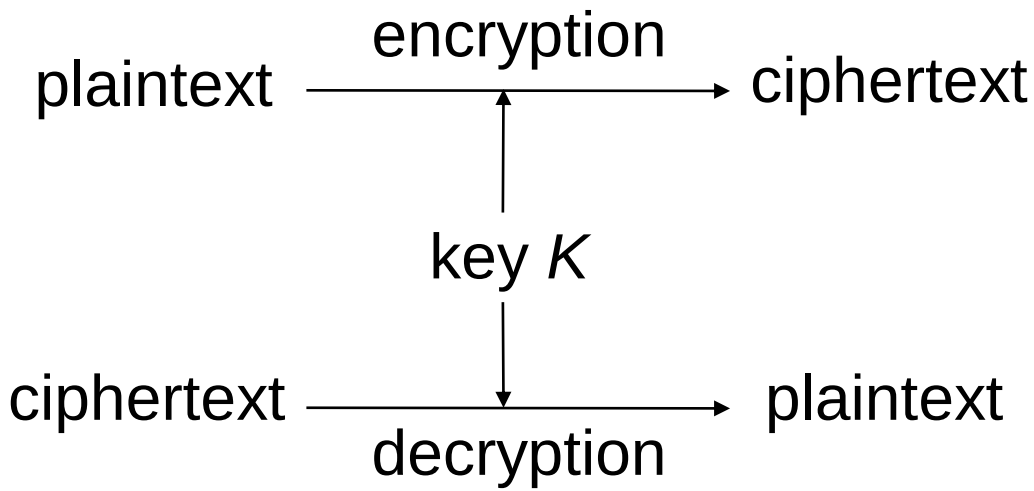
hash applicazioni: strong authentication

- **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 MAC(*k*,*m*) calcolato da alice coincide quello calcolato da lui

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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



© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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
  - **one-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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

c. simmetrica - applicazioni

- trasmissione confidenziale su canale non fidato
  - la chiave deve essere trasferita su canale sicuro
  - nasce il problema della distribuzione sicura delle chiavi
- memorizzazione confidenziale su media non fidato
  - filesystem cifrati

- strong authentication
  - Bob sceglie a caso un challenge *m*, e chiede ad Alice di cifrarlo con la chiave condivisa

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

c. simmetrica applicazioni: MAC

- si può ottenere un MAC(*K*,*m*) cifrando un valore che dipende da *m* come se fosse 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*}

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

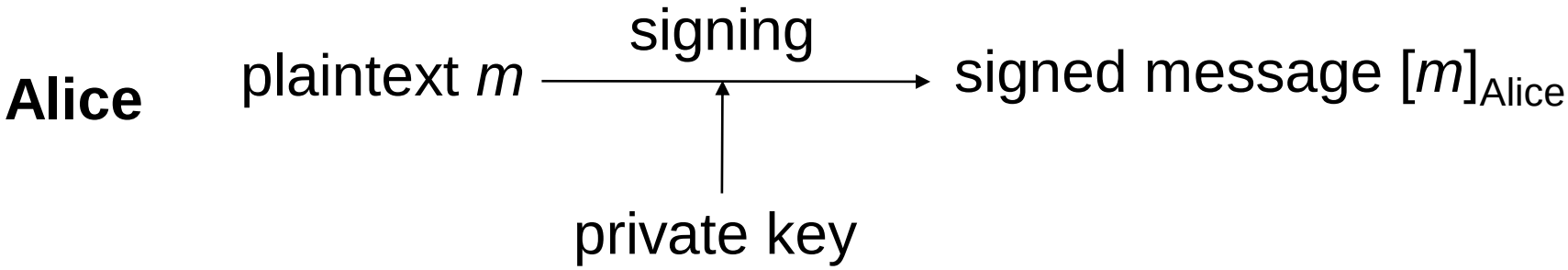
crittografia asimmetrica
(o a chiave pubblica)

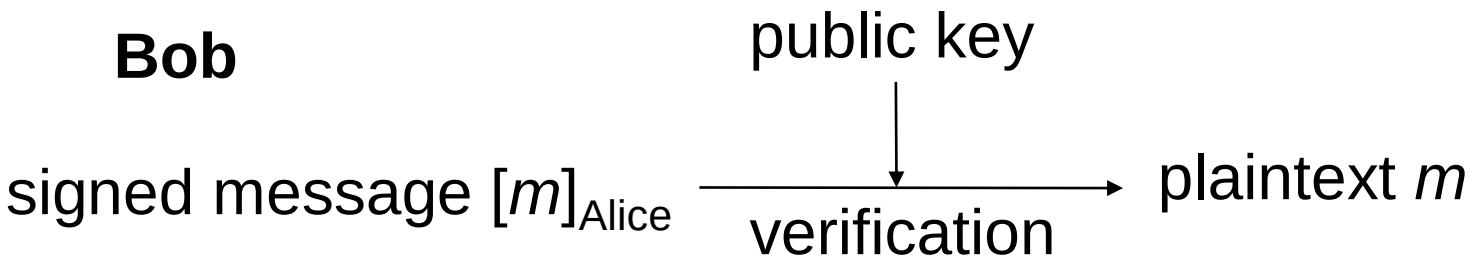
- impiega due chiavi una *privata* non divulgata e una *pubblica* nota a tutti
  - tipicamente la coppia di chiavi è associata ad un solo soggetto
  - nessun problema di distribuzione delle chiavi
- il testo cifrato con una delle due chiavi può essere decifrato solo con l'altra chiave
- il risultato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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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

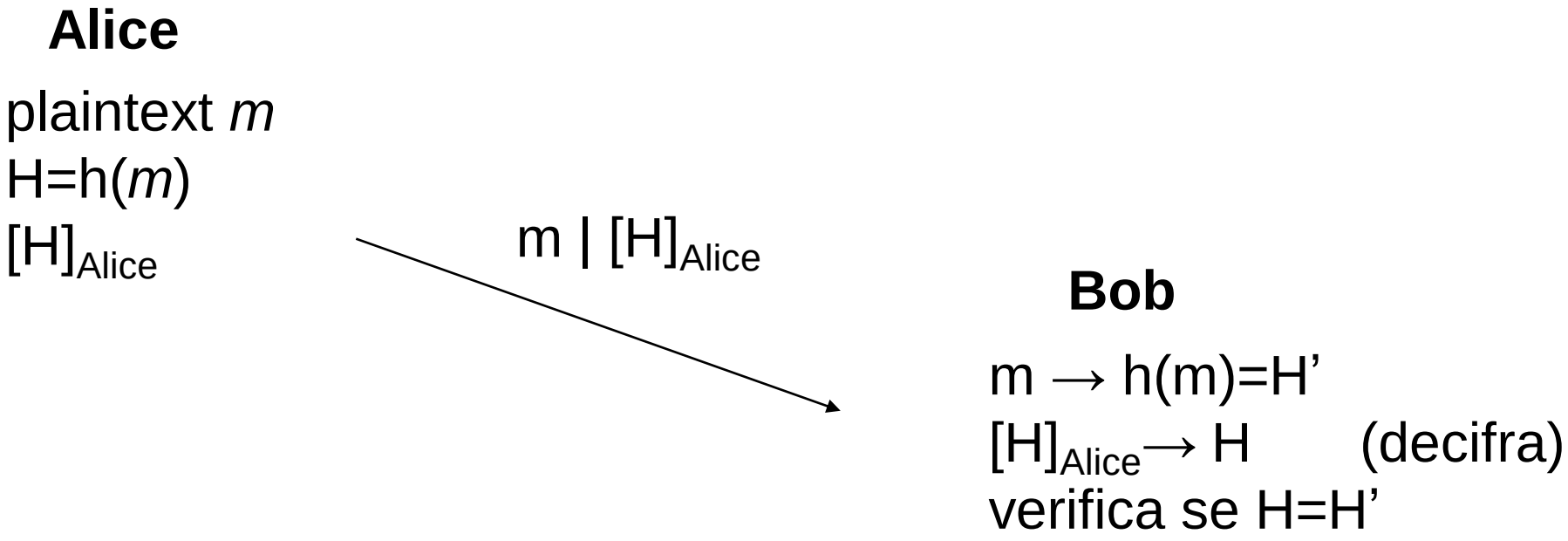




© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

crittografia asimmetrica: *firma*

- per efficienza si firma un hash del messaggio *m* ottenendo $[h(m)]_{Alice}$



- la sicurezza si basa sulla proprità **strong collision resistance** di h(*m*)

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

c. asimmetrica applicazioni: firma digitale (per integrità)

- Alice calcola da *m* il messaggio firmato $m \mid [h(m)]_{\text{Alice}}$
  - $h(m)$ è corto quindi il calcolo è efficiente
  - alle volte abbreviamo la notazione $m|[h(m)]_{\text{Alice}}$ 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 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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

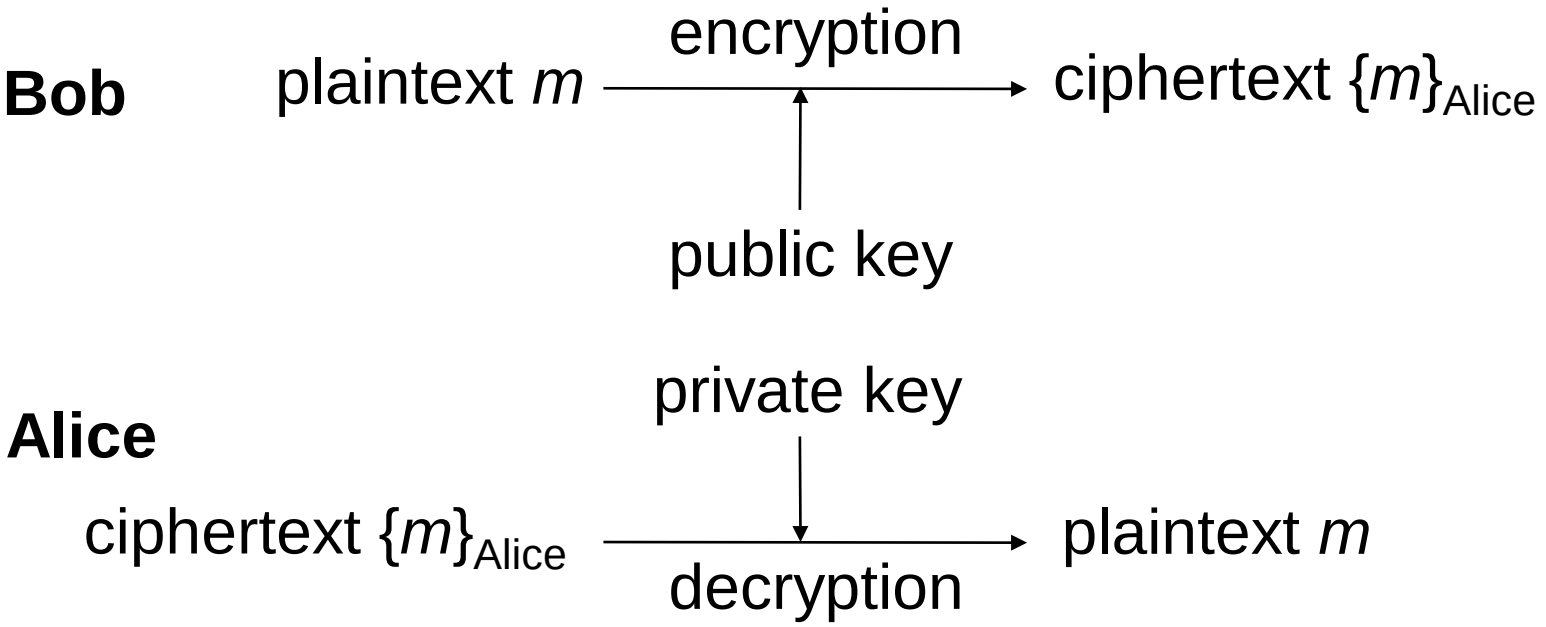
c. asimmetrica applicazioni: autenticazione

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

crittografia asimmetrica: *cifratura*

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



© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

c. asimmetrica applicazioni

- trasmissione confidenziale su canale non fidato
  - **Inefficiente**
    - non usato direttamente per messaggi lunghi
  - usata molto per **distribuire chiavi simmetriche**
- problema della associazione tra chiave pubblica e soggetto
- memorizzazione confidenziale su media non fidato
  - cifratura di chiavi simmetriche usate per cifrare files
  - per ciascun utente A che ha diritto di accedere al file cifrato con la chiave K, viene memorizzato $\{K\}_A$ assieme al file

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

c. asimmetrica: algoritmi famosi

- Diffie Hellman
  - solo scambio di shared secret
- RSA
  - criptazione, firma, scambio di shared secret
- ElGamal, DSA (digital signature algorithm)
  - firma, derivato da diffie-hellman
- DSS (digital signature standard NIST, basato su ElGamal)
  - Firma
- Ed25519, variante di DSA, più efficiente

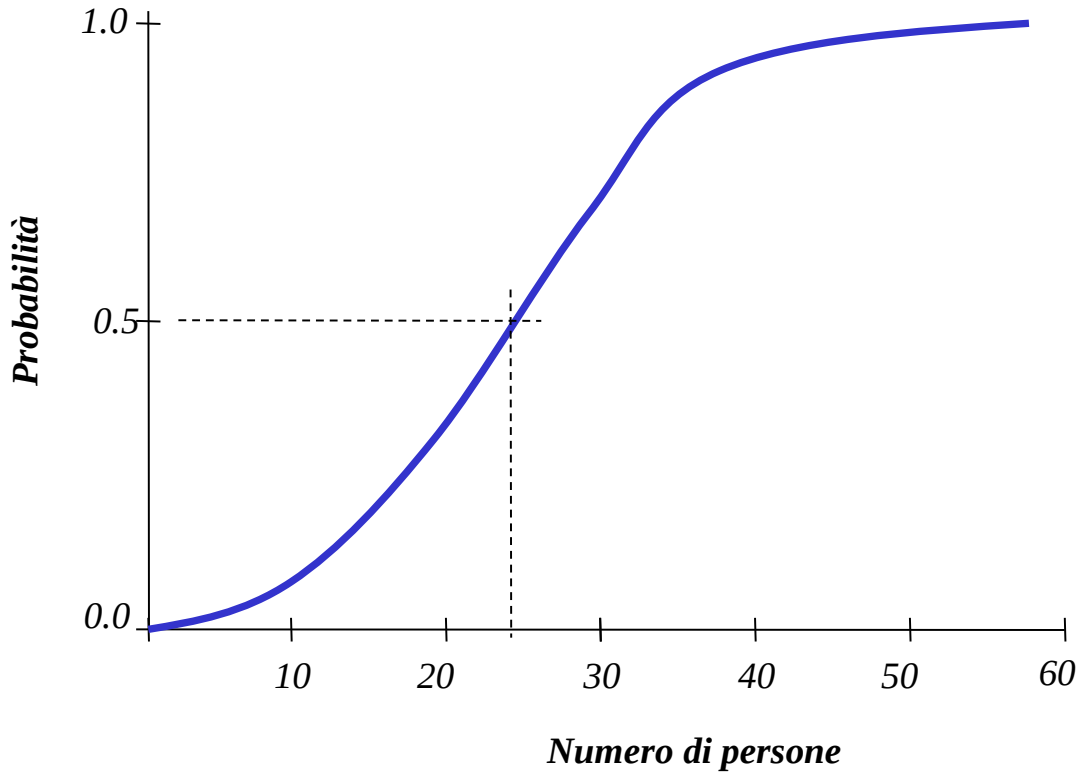
© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

attacchi e contromisure

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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



© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

hash: birthday attacks

- il compleanno è distribuito uniformemente come il valore di hash
  - persone $\rightarrow$ messaggi
  - data di compleanno $\rightarrow$ 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 $h(m_1)=h(m_2)$

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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 √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|coridalità}
hash: ??????????????????
```

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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
  - $p_1 \rightarrow h_1=h(p) \rightarrow p_2=r(h(p)) \rightarrow h_2=h(r(h(p))) \rightarrow ... \rightarrow h_n$
  - la chain associa ad un insieme di passwords $p_1...p_n$ un solo hash h_n

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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 < s, h(p,s) >
- 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.

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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.

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

generatori di numeri pseudo-casuali

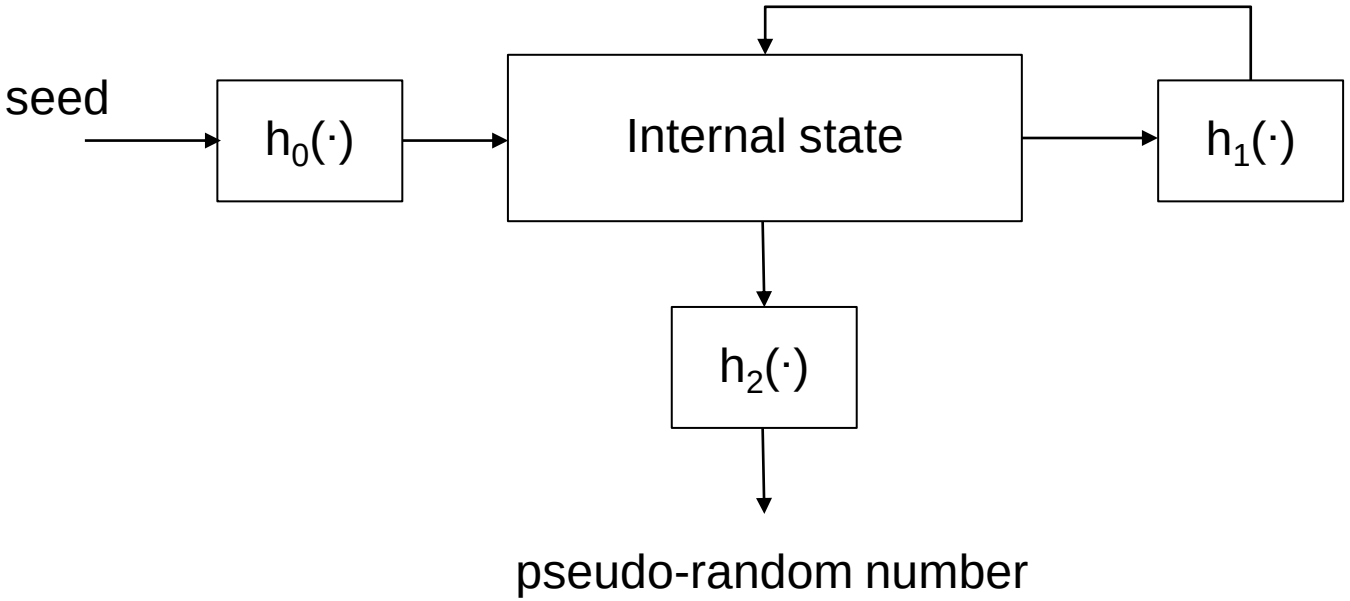
pseudo random number generators (PRNG)

- i generatori di numeri casuali sono fondamentali per l'applicazione sicura dei metodi crittografici
  - un PRNG prevedibile rende quasi sempre vulnerabile l'implementazione l'algoritmo di crittografia
  - necessario usare **PRNG crittografici non prevedibili**
- 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*)

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

semplice schema di PRNG

- $h_0(\cdot)$, $h_1(\cdot)$, $h_2(\cdot)$ sono funzioni di hash crittografiche



© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

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

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3

numeri casuali veri

- necessari per ottenere buoni seed per PRNGs
  - keystrokes timing
  - mouse movements
  - process scheduling events
  - ecc
- librerie crittografiche danno generatori di numeri casuali di questo tipo
  - ATTENZIONE: la generazione è molto lenta
    - Non possono essere usati al posto dei PRNG!!!!
  - non prevedibile (ad esempio dipende se l'utente interagisce)
  - **bloccante finché non si vede abbastanza "entropia"**
- Generatori basati su rumore termico
  - necessita di hardware dedicato
  - non costoso ma non è detto che sia presente nei pc

© 2006-2020 maurizio pizzonia – cybersecurity – uniroma3