

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” e di lunghezza costante
- 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 $m \neq m'$ 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

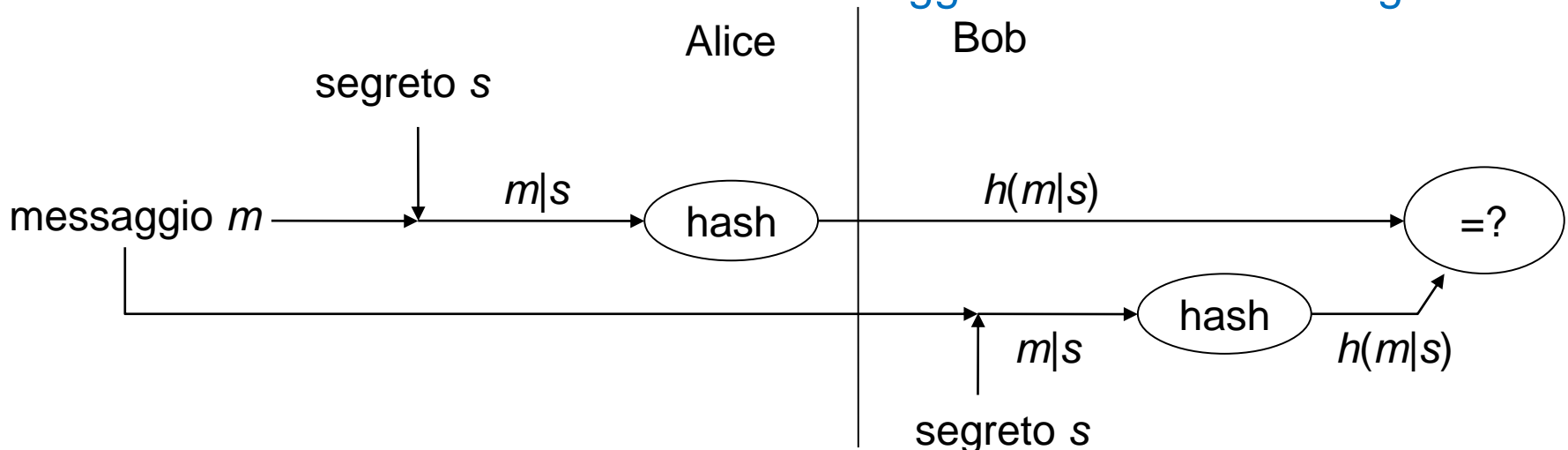
- MD2, MD4, MD5 (output: 128 bits, Rivest)
 - vulnerabili (collisioni trovate)
- ripemd160 (output: 160 bits, sviluppato in un progetto europeo)
 - ok
- SHA-1 (output: 160 bits)
 - vulnerabile (collisioni trovate), ma ok per gran parte delle applicazioni
- **SHA-2** (output: 224-512 bits, 6 varianti)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

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.

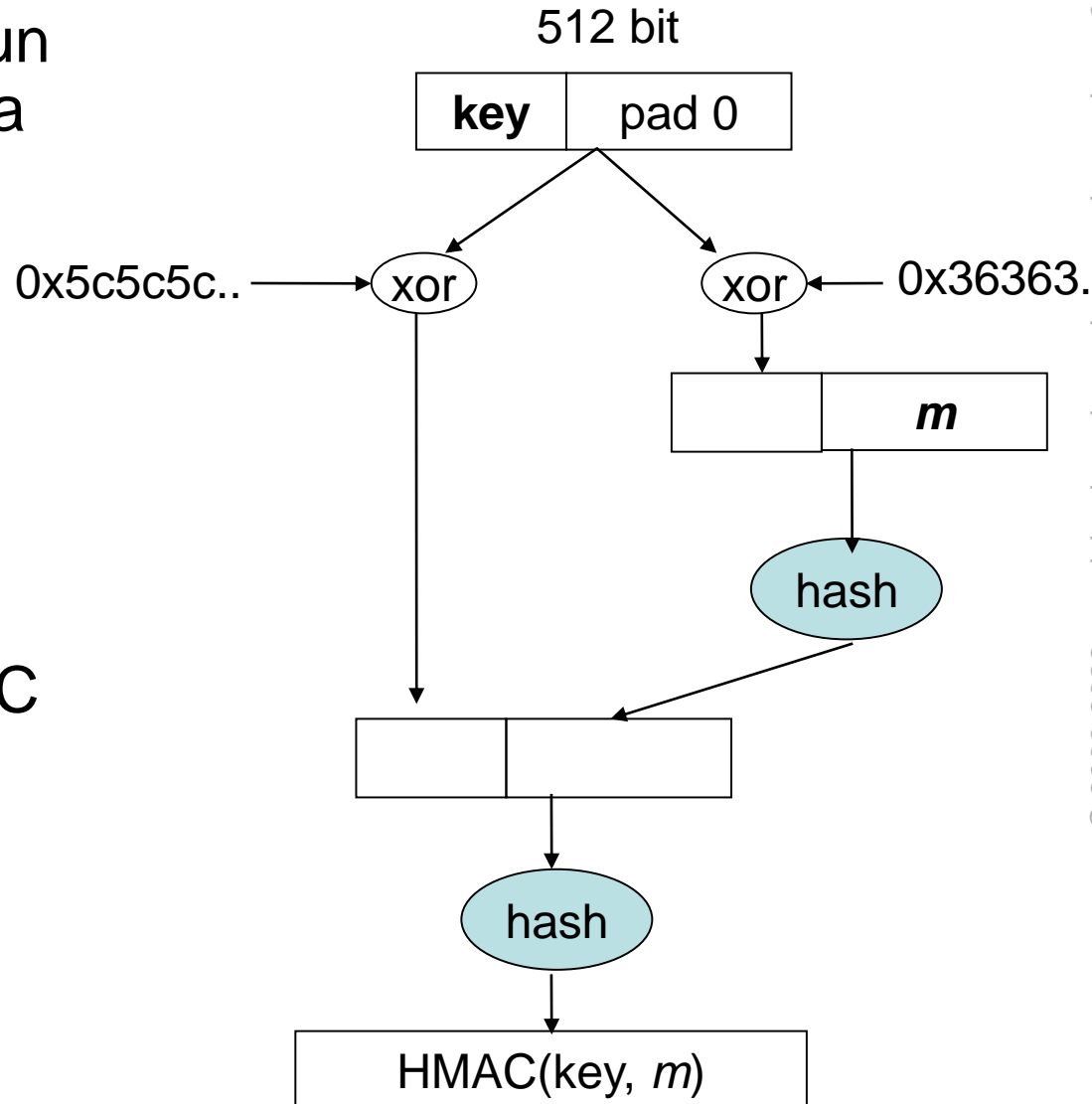
hash applicazioni: MAC (MIC)

- 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



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

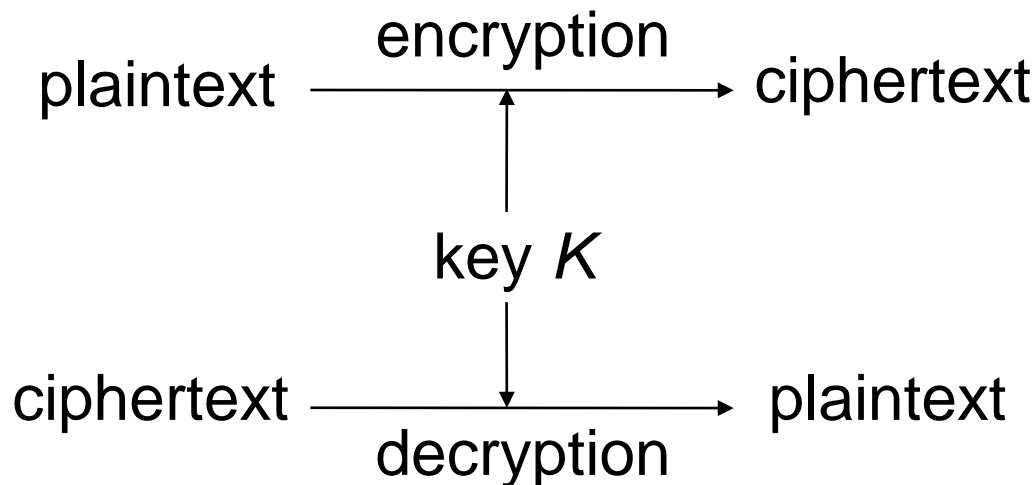


hash applicazioni: strong authentication

- **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**
 - **appartiene alla categoria degli *stream cipher* (o *one-time-pad*)**
 - **stream di bit random xor'ed con *m***
 - la sequenza è generata dalla chiave che viene usata come *seed* del generatore
 - **efficiente e semplice (10-15 linee di codice)**
- blowfish, RC5, twofish, CAST-128

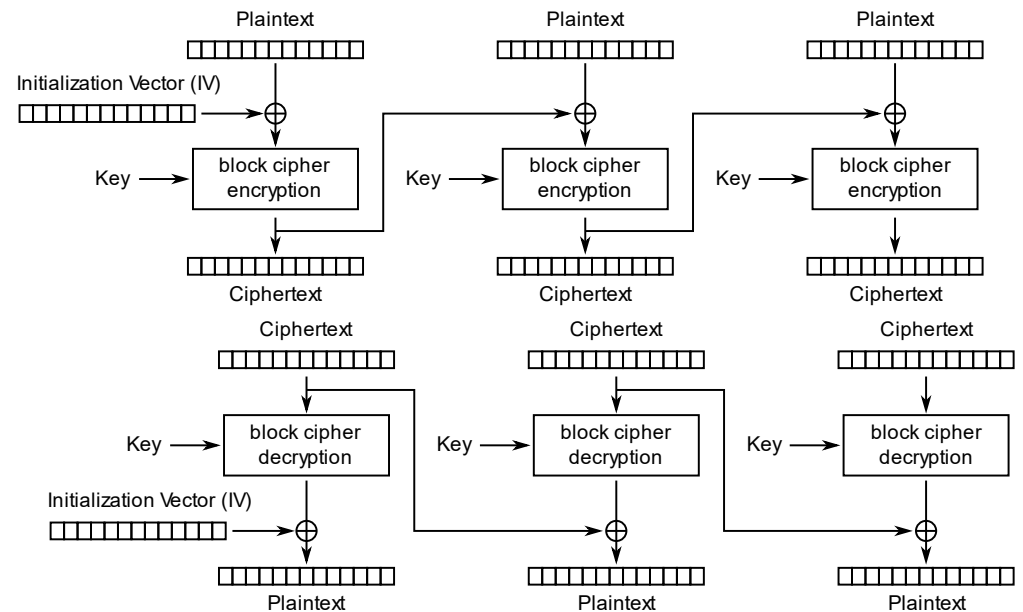
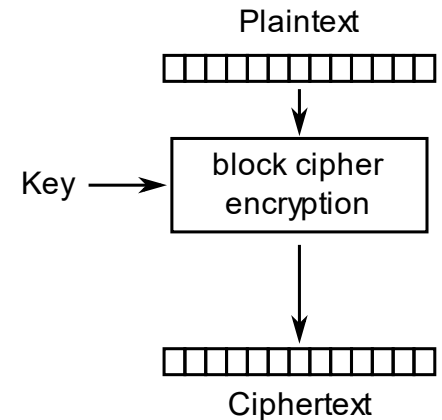
block ciphers

integrity vs. confidentiality

- stream ciphers do not guarantee integrity
 - those that perform xor with a random bit string
- e.g.,
 - an attacker does not know the key
 - but knows the plaintext sent “yes”
 - using xor properties it can transform the encrypted version of “yes” in the encrypted version of “not”
 - $E\{\text{yes}\} = \text{bitstream} \oplus \text{yes}$
 - $E\{\text{yes}\} \oplus \text{yes} \oplus \text{not} = \text{bitstream} \oplus \text{not} = E\{\text{not}\}$
- in general you cannot ask integrity to encryption algorithms
 - unless declared explicitly

block cipher mode of operation

- block ciphers just encrypt a “block” of bits
- to encrypt a stream of bits
 - encrypt each block independently (ECB)
 - several drawbacks
 - ...or use *chaining*
- Cipher Block Chaining (CBC)
 - note the introduction of the *initialization vector*
 - note that decryption can be parallelized



other modes

- certain modes make a stream cipher out of a block cipher
 - e.g., CFB, OFB, CTR, etc.
 - essentially, they use a block cipher to build a generator of a random bit stream to be xor'ed with the plaintext
- certain modes perform *authenticated encryption* (AE, i.e., provably secure w.r.t. integrity)
 - single or double pass
 - may ask/provide Additional Data (AEAD)
 - e.g., Galois Counter Mode (GCM)
- certain modes self-generates the IV
 - e.g., Synthetic Initialization Vector
- for encrypted filesystem special purpose modes may be used

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

c. simmetrica applicazioni: MAC

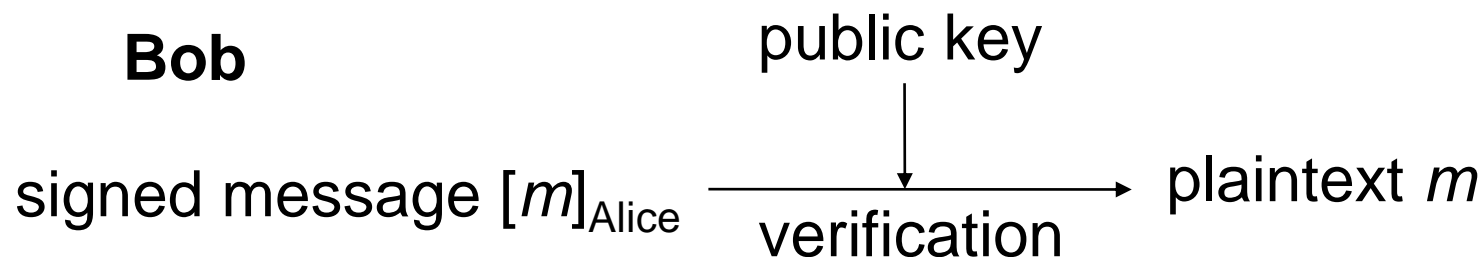
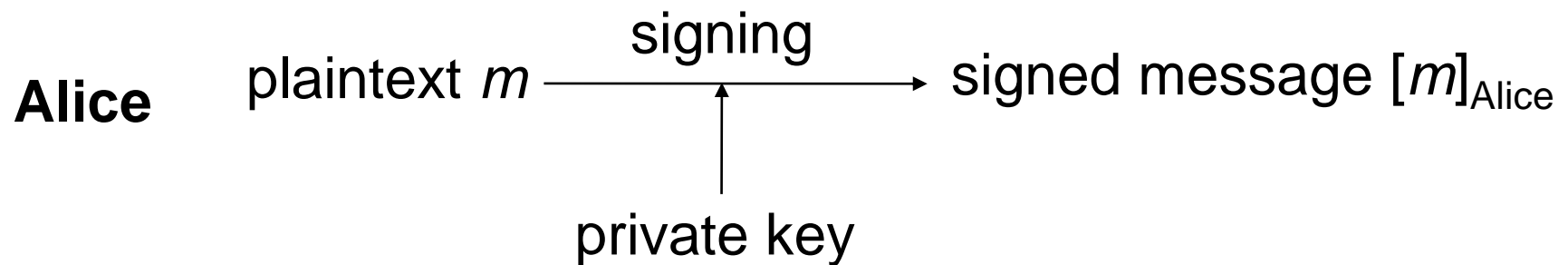
- si può ottenere un $\text{MAC}(K,m)$ cifrando un valore che dipende da m come se fosse un hash crittografico
 - $K\{ h(m) \}$
 - non tutti gli algoritmi vanno bene per questo (es. RC4 non va bene, on-time-pad basato su xor)
- se l'algoritmo di cifratura è fatto in modo che gli ultimi bit dipendono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

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



crittografia asimmetrica: *firma*

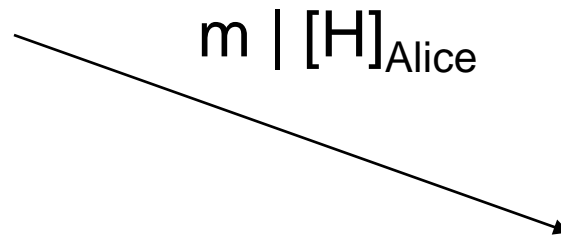
- per efficienza si firma un hash del messaggio m ottenendo $[h(m)]_{\text{Alice}}$

Alice

plaintext m

$H=h(m)$

$[H]_{\text{Alice}}$



Bob

$m \rightarrow h(m)=H'$

$[H]_{\text{Alice}} \rightarrow H$ (decifra)

verifica se $H=H'$

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

c. asimmetrica applicazioni: firma digitale (per integrità)

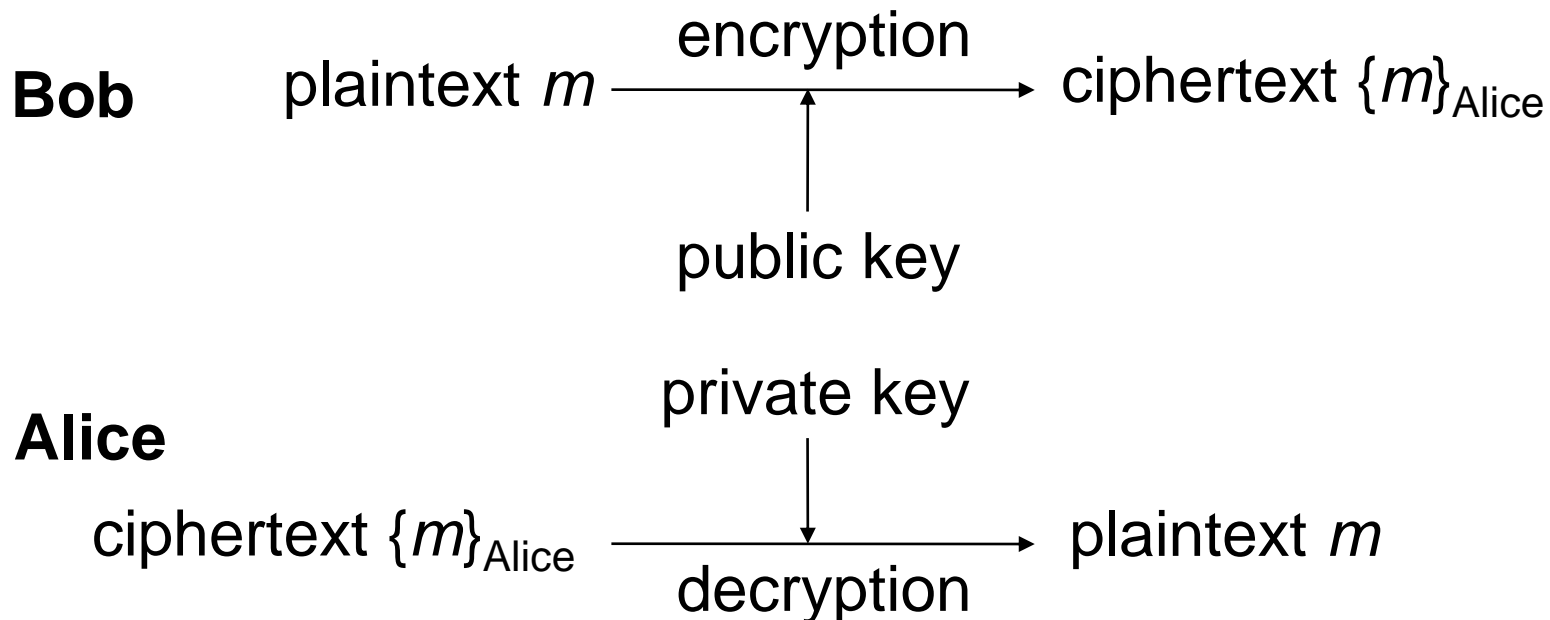
- Alice calcola da m il messaggio firmato
 $m \parallel [h(m)]_{\text{Alice}}$
 - $h(m)$ è corto quindi il calcolo è efficiente
 - alle volte abbreviamo la notazione $m \parallel [h(m)]_{\text{Alice}}$ con $[m]_{\text{Alice}}$
- garantisce...
 - autenticità (integrità della sorgente)
 - integrità (del 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: *cifratura*

- la notazione $\{m\}_{Alice}$ 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



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

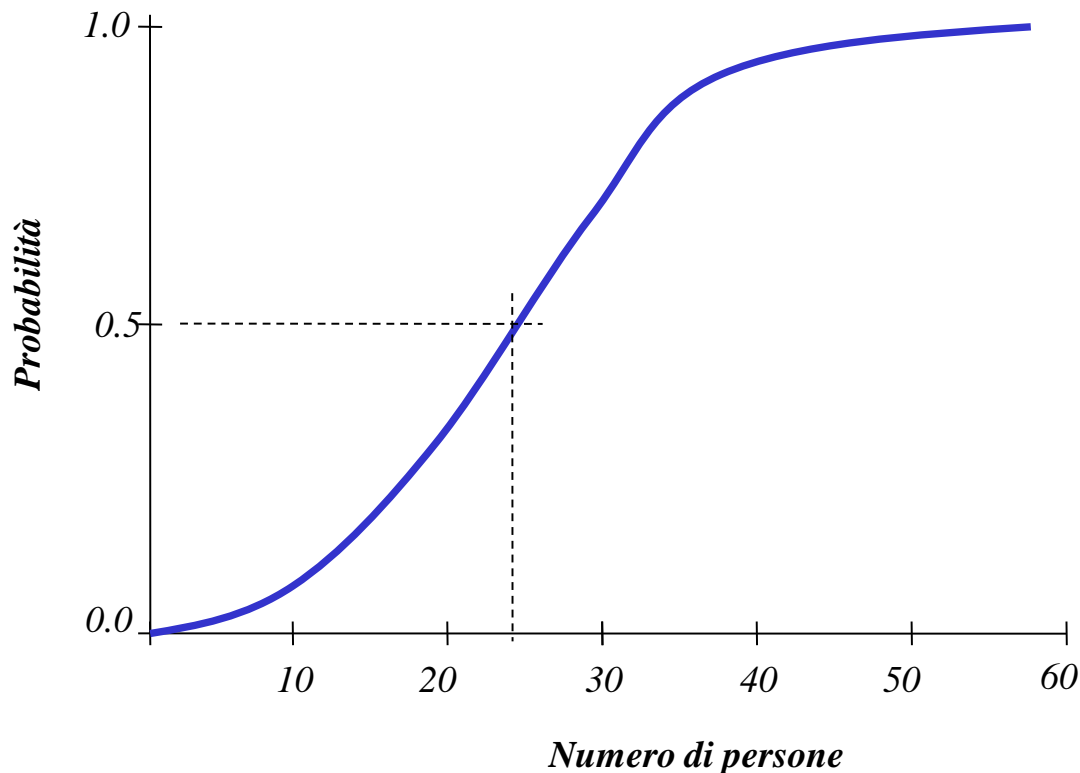
c. asimmetrica: algoritmi famosi

- 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

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

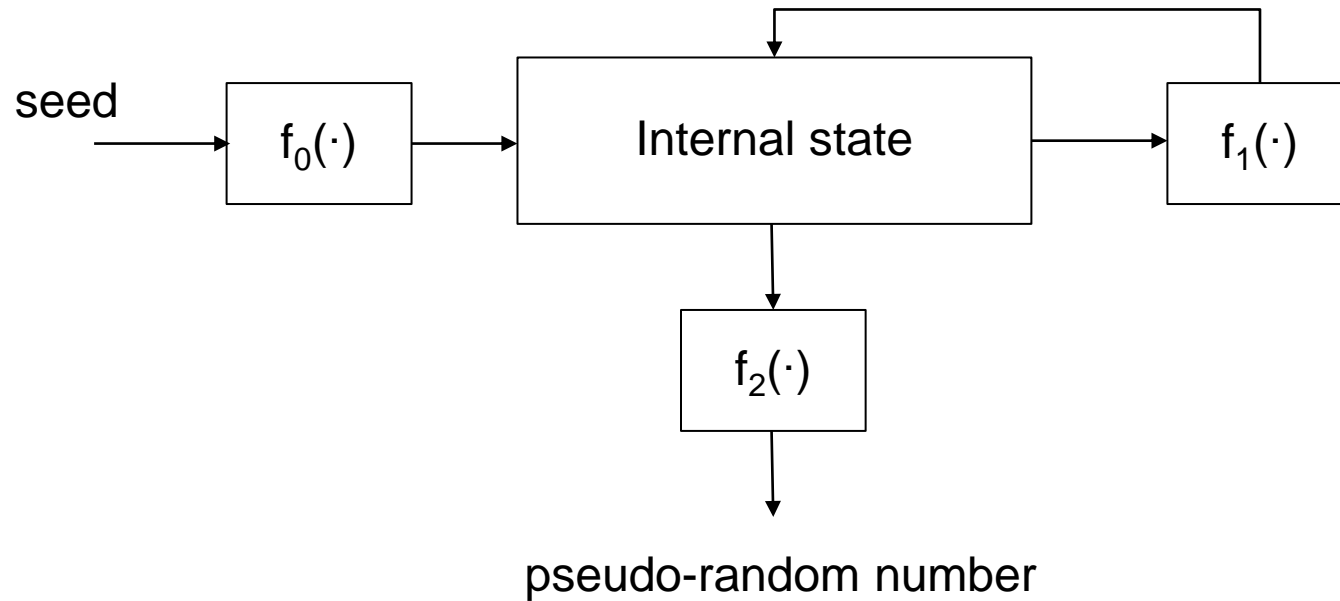
- gli attacchi sono semplici quanto più m è lungo rispetto a K
- la chiave migliore è quella lunga quanto m
 - la tecnica viene detta one-time-pad
 - una chiave infinita può essere generata pseudo-casualmente
 - il problema è creare numeri pseudo-casuali “buoni”
 - es. algoritmo RC4 (stream cipher)
- 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

pseudo random number generators (PRNG)

- i generatori di numeri casuali sono fondamentali per l'applicazione sicura dei metodi crittografici
 - ad esempio sono usati per generare chiavi crittografiche
- 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*)

an simple PRNG schema



PRNG and security

problems are essentially two

- bad PRNG
 - e.g. non cryptographic PRNG
- bad use of a good PRNG
 - e.g. bad seed

PRNG and security

- typical attack objective:
prediction of the next random number
 - a predictable random number usually makes any security application vulnerable

in fact,

- sometimes random numbers are published
 - e.g. authentication challenges
- sometimes they should be kept secret
 - e.g. encryption keys
- info about seed or published random numbers may allow the attacker to obtain information on the internal state of the PRNG and hence help to predict the next random number

seed

- 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)
 - il comando nmap spesso permette di conoscere l'uptime di un calcolatore remoto

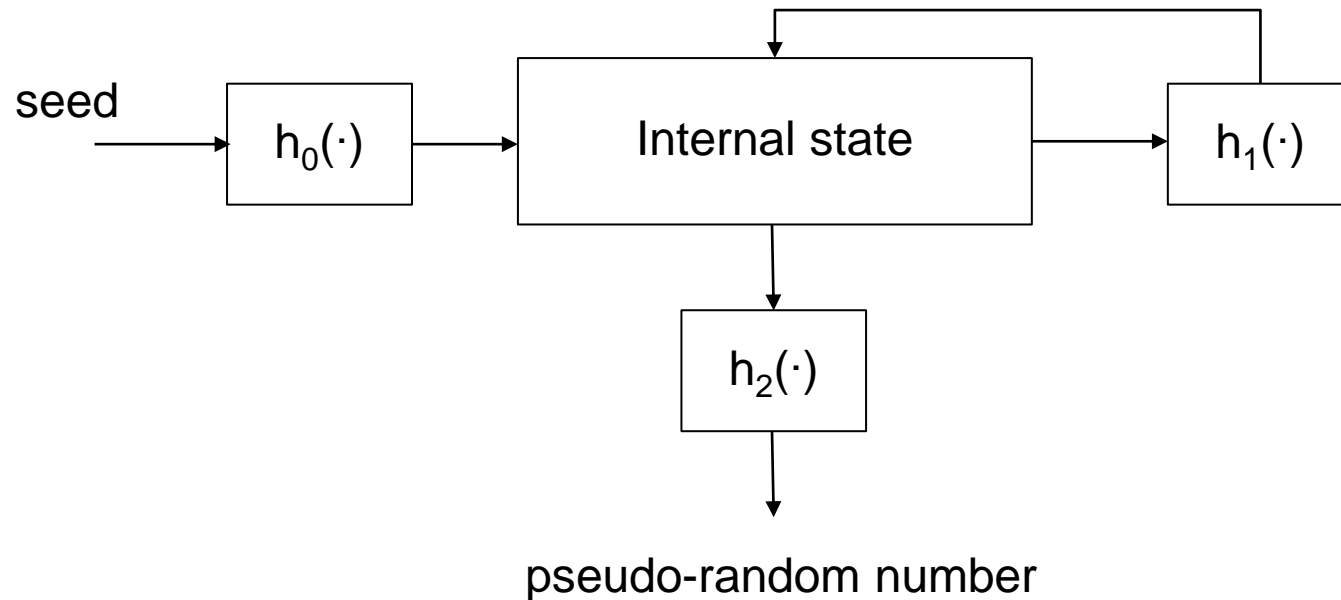
numeri casuali veri

- 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!!!!
 - latenza 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 (TPM)
 - non costoso ma non è detto che sia presente nei pc

PRNG e necessità crittografiche

- un buon seed non è sufficiente
- per applicazioni crittografiche è essenziale la non predicibilità del prossimo numero casuale a partire dai precedenti
 - 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

an simple cryptographic PRNG schema



- $h_0(\cdot)$, $h_1(\cdot)$, $h_2(\cdot)$ are cryptographic hash functions
- it is non-predictable since $h_2(\cdot)$ is one-way.

(P)RNG recap

	suited for cryptography	usability	blocking	speed depends on...
Scientific Pseudo-RNG	NO	easy	no	the CPU speed
Cryptographic Pseudo-RNG	yes	easy	no	the CPU speed
True RNG (software)	yes (seeds only)	it requires a source of entropy	yes (long)	the entropy source
True hardware RNG (e.g., TPM)	yes (mostly seeds)	it requires a specific hardware	yes (short)	the speed of the hardware, usually not comparable with CPU speed