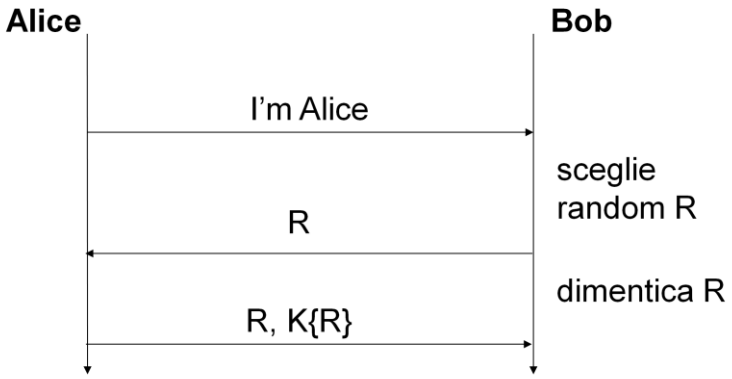
esercizi su metodi crittografici

server statelss e autenticazione del client (1)

1 supponi che B debba essere è un server stateless per evitare DoS
2 K shared secret
3 il seguente protocollo è vulnerabile?

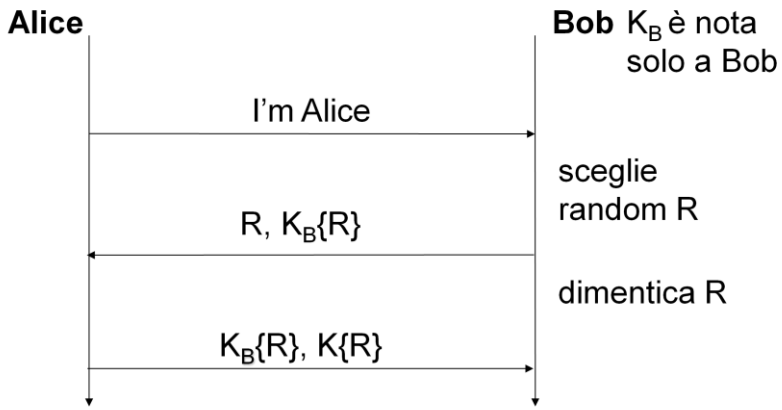


2

Vulnerabile a reply attack, poiché B dimentica R e A può inviare una coppia R, K{R} registrata da una sessione precedente.

server statelss e autenticazione del client (2)

1 il seguente protocollo è vulnerabile?

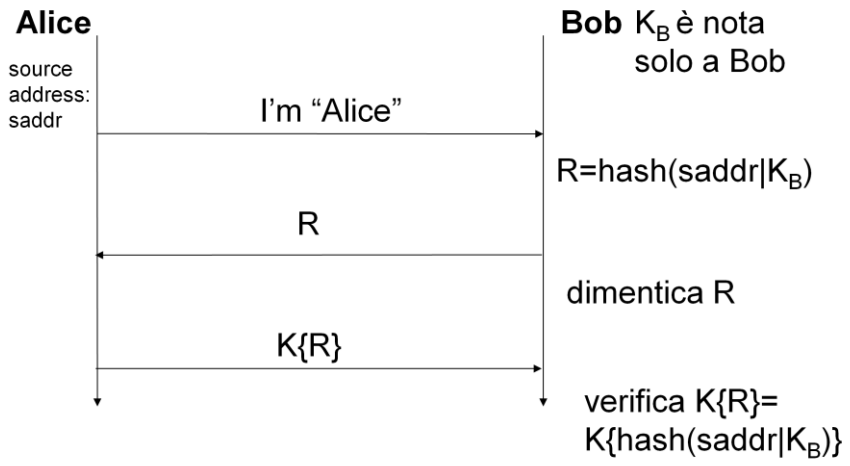


3

come sopra, non è necessario conoscere R ma solo la coppia K_B{R}, K{R}

server statelss e autenticazione del client (3)

1 il seguente protocollo è vulnerabile?



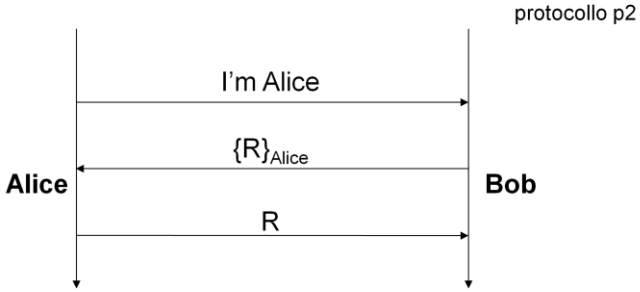
4

Alice può ora impersonare solo utenti su una stessa macchina con un reply attack

p2 non vulnerabile

1 il protocollo p2 permette un attacco known plaintext

2 modifica il protocollo in modo che tale attacco non sia possibile



mutua autenticazone con chiave pubblica

1 supponi che sia A e B abbiano ciascuno una chiave privata

1 dai un protocollo di mutua autenticazione

2 dai un protocollo di scambio di chiavi in cui sia A che B concorrono alla creazione del master secret

3 analizza le vulnerabilità rispetto ad attacchi reply, reflection, hijacking

6

A –> R1 –> B

A <– $[R1]_B$ <– B

A <– R2 <– B

A –> $[R2]_A$ –> B

genera S_1 genera S_2

A –> [$\{S_1\}_B$]$_A$ –> B (la firma è necessaria altrimenti vulnerabile ad hijacking)

A <– [$\{S_2\}_A$]$_B$ <– B

session key= S_1 xor S_2

efficienza

1 dai un protocollo con le stesse caratteristiche del precedente che preveda due soli messaggi

7

A –> { S_1 | $[S_1]_A$ }$_B$ –> B

A <– { S_2 | $[S_2]_B$ }$_A$ <– B

session key= hash(S_1 | S_2)

intercettazioni legali (key escrow)

1. supponi che per legge esista un repository "fidato" di tutte le chiavi private (key escrow)
2. la magistratura può autorizzare una intercettazione e richiedere le corrispondenti chiavi private
3. la tecnologia dovrebbe permettere alla magistratura di
   - decifrare le trasmissioni a partire dalla data di autorizzazione
   - impedire di decifrare trasmissioni precedenti alla data di autorizzazione (le autorizzazioni di intercettazione non sono retroattive)

esercizio: pubblicazione delle chiavi

1. dopo che le chiavi sono state usate possono essere pubblicate senza alterare la confidenzialità delle trasmissioni precedenti?
2. la domanda è importante: considera i seguenti casi pratici
   - supponi che un eavesdropper **registri** una trasmissione e poi ottenga la/le chiavi di A, B o di entrambi, può risalire al contenuto della trasmissione?
   - tipicamente le chiavi hanno una **scadenza** dopo la quale vanno cambiate, alla scadenza le chiavi private sono pubblicabili?
   - key escrow: la magistratura può ottenere il contenuto di registrazioni precedenti all'autorizzazione?

(perfect) forward secrecy (PFS)

1 un protocollo si dice avere la proprietà PFS se non permette di decifrare una trasmissione registrata pur avendo i segreti a lungo termine (chiavi di autenticazione) a disposizione.

2 analizza i protocolli precedenti rispetto a questa proprietà

chiavi effimere

1 supponi che sia A e B abbiano ciascuno una chiave privata

2 mostra un protocollo con che goda di PFS

11

Supponiamo cha A e B abbiano ciascuna una coppia di chiavi pubbliche.

A genera nuova coppia EA effimera

B genera nuova coppia EB effimera

A –> $[EA.public]_A$ –> B

A <– $[EB.public]_B$ <– B

A –> $\{ S_1 \}_{EB}$ –> B

A <– $\{ S_2 \}_{EA}$ <– B

$S=S_1$ xor S_2

A dimentica EA

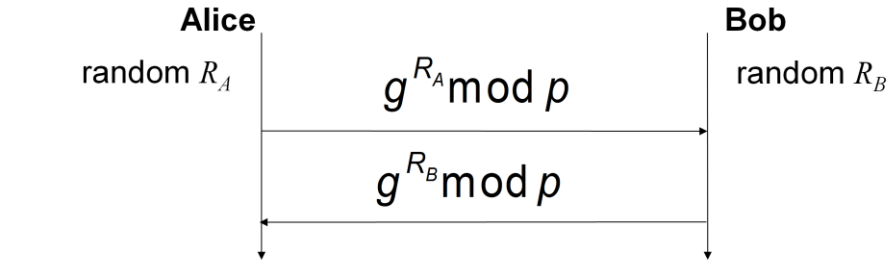
B dimentica EB

inizia lo scambio dati usando S

diffie-hellman

1 p e g due numeri pubblicamente noti
- devono avere delle proprietà particolari ma non ci interessano

2 il logaritmo mod p in base g è difficile da calcolare



$$\left(g^{R_B}\right)^{R_A} = g^{R_A R_B} \bmod p \qquad \left(g^{R_A}\right)^{R_B} = g^{R_A R_B} \bmod p$$

12

chiavi effimere DH

1 supponi che sia A e B abbiano ciascuno una chiave privata

2 mostra un protocollo di autenticazione e scambio di chiavi che
- si avvalga di DH
- goda di PFS usi DH
- preveda soli due messaggi

13

Supponiamo cha A e B abbiano ciascuna una coppia di chiavi RSA (segreti a lungo termine per l'identificazione) e siano d'accordo su g e p

A genera nuova coppia EA effimera DH: a, $g^a \bmod p$

B genera nuova coppia EB effimera DH: b, $g^b \bmod p$

A –> $[g^a \bmod p]_A$ –> B

A <– $[g^b \bmod p]_B$ <– B

S= $g^{ab} \bmod p$

A dimentica a

B dimentica b