

vulnerabilità delle reti

vulnerabilità apparati

- gli apparati possono essere vulnerabili
 - errata implementazione dei protocolli
 - tutti gli standard lasciano un margine di decisione al progettista
 - vulnerabilità del firmware
 - es. buffer overflow
- ci concentriamo su vulnerabilità delle reti non legate all'implementazione o al software

reti e protocolli vulnerabili

- gran parte delle vulnerabilità specifiche delle reti sono in realtà

vulnerabilità dei protocolli

- inserire la sicurezza in un protocollo significa costringere tutte le implementazioni a realizzare quelle funzionalità
 - costoso, inefficiente, non sempre necessario, ecc.

protocolli in chiaro e non autenticati

- è facile con uno sniffer ricostruire le sessioni tcp e trovare password
 - es. Wireshark/Ethereal
 - esistono strumenti più sofisticati
 - `sudo apt-get install ettercap`
 - `sudo apt-get install dsniff`
- è facile inserire pacchetti sulla rete facendo credere che li ha inviati un'altra macchina

reti locali vs. Internet

- protocolli vulnerabili spesso sono una minaccia solo se l'hacker è “presente” su una lan per cui passa il traffico vulnerabile
- “presente” significa
 - presenza fisica (collegamento ethernet o wifi)
 - controllo remoto di una macchina (win, unix, apparato di rete)
- zone critiche:
 - la lan dell'utente
 - una lan di una server farm (es. web hosting)
 - una lan di un ISP intermedio

fiducia e sniffabilità

- questa vulnerabilità sono minacce solo se...
 - non ci fidiamo dell'ambiente
 - il traffico è “sniffabile”
- sniffare su una lan
 - facile nelle reti vecchie
 - quelle inerentemente broadcast: 10base2, 10baseT con hubs
 - leggermente più complesso per reti switched

reti switched

- le tecnologie per reti locali nascono come inerentemente broadcast
 - ma ora le reti sono tutte switched
- si dice che in una rete switched non si possa sniffare quasi nulla
- purtroppo le reti switched sono molto vulnerabili

mac flood

- quando uno switch satura la sua source address table si comporta come un hub
 - a questo punto lo sniffer vede tutto
- molto invasivo
 - alcuni switch vanno in crash
 - le spie dello switch segnalano traffico molto intenso

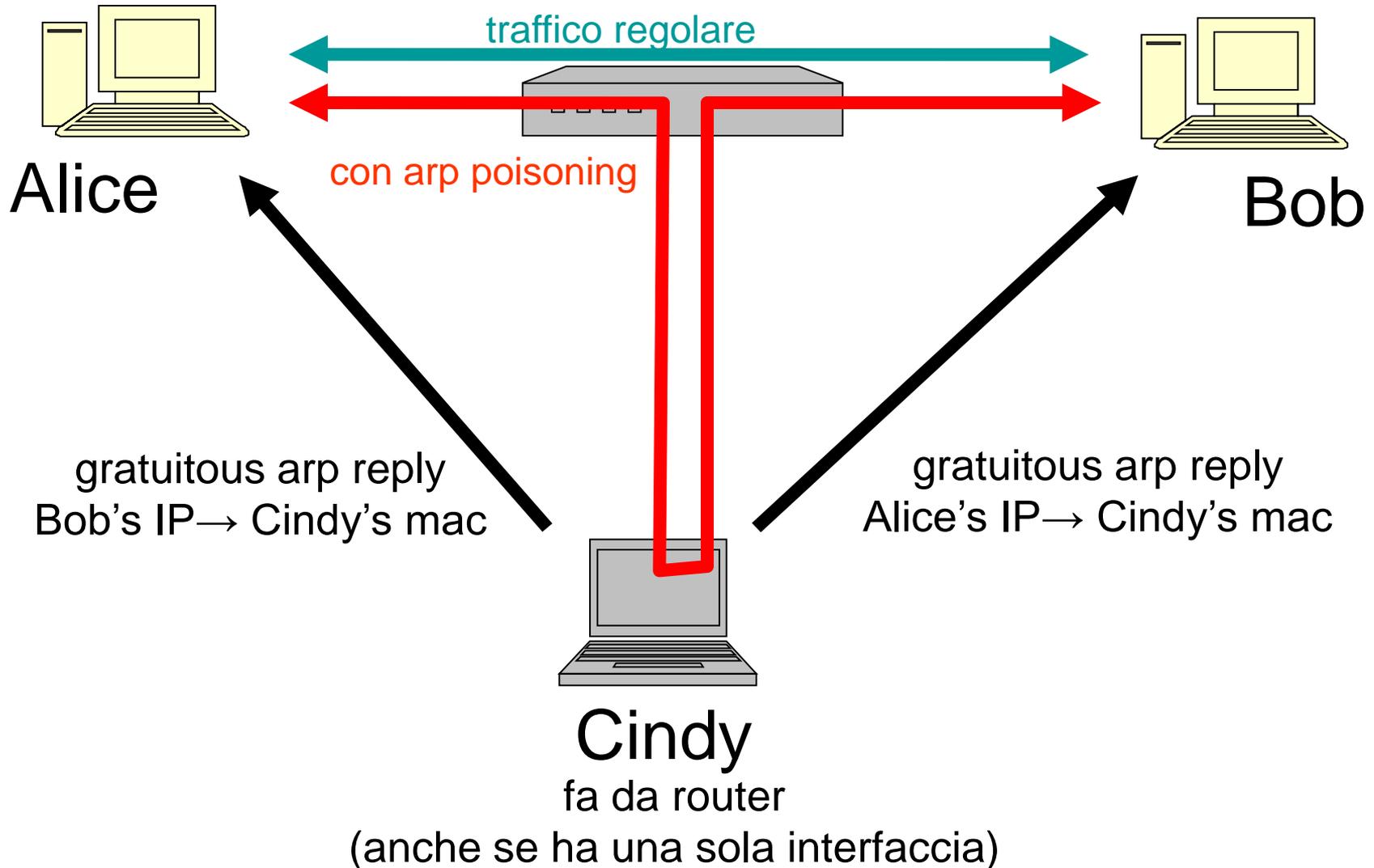
terminologia

- *spoofing o forgery*: i termini sono usati quasi indifferentemente per denotare cambiamenti illeciti di dati
 - tipicamente in rete
 - header/campi di pacchetti o di messaggi
 - es. l'indirizzo sorgente
- *poisoning*: alterazione di una cache o altro stato

arp poisoning (o spoofing)

- le implementazioni di arp sono stateless
 - da standard, praticamente tutte
 - aggiornano la arp cache ogni volta che ricevono un'arp reply... anche se non hanno inviato alcuna arp request!
- si può “avvelenare” la arp cache inviando delle arp reply “gratuite”
 - è visibile dalla macchina avvelenata (arp -a)
- le entry statiche risolvono il problema
 - ma rendono la vita impossibile!

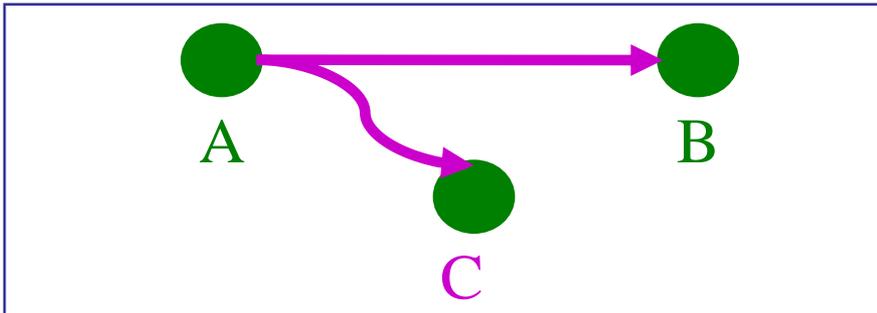
arp poisoning



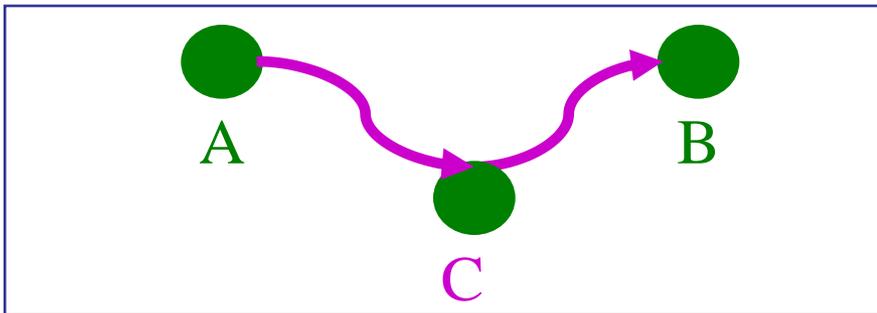
moving to ipv6

- well... sooner or later ARP will be a legacy protocol
- ipv6 use Neighbor Discovery (ND)
 - rfc 4861
- same behavior
 - Neighbor solicitation \equiv ARP request
 - Neighbor advertisement \equiv ARP reply
- cached, stateless request
- same security problems of ARP
- SeND – **secure** neighbor discovery

attacchi Man in the Middle (MitM)



MitM passivo
solo sniffing



MitM attivo
anche modifica dei
dati

MitM attivo è semplice per protocolli udp based
richiede un lavoro complesso su protocolli tcp based
(gestione dei numeri di sequenza)

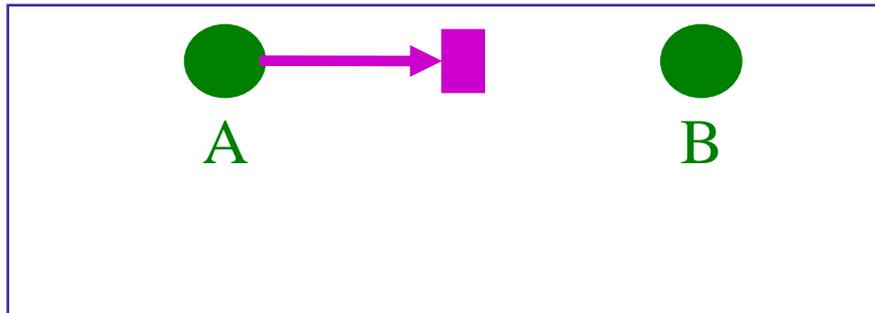
MitM terminology: active vs. passive

- consider the network stack
- a MitM can be active below a certain level and passive above

example

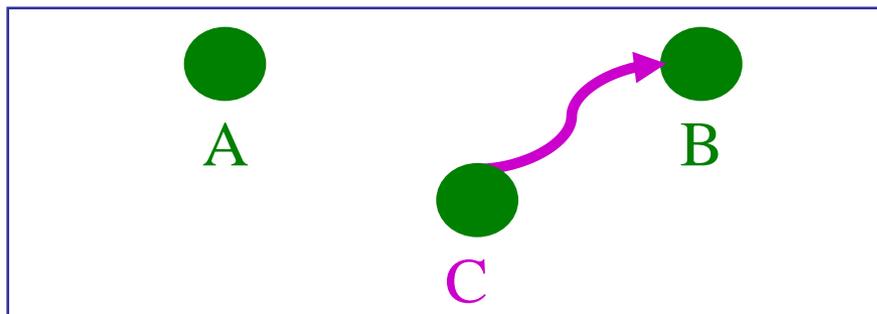
- ARP poisoning is **active** at levels 1 and 2
 - since it affects MAC addresses
- it does not affect level 3 addresses
 - it may or may not affect IP TTL and checksum
- it can be used to realize **passive** sniffing of UDP data (level 4)

denial of service (DoS)



- DoS su tutta la LAN
 - raramente è fatto saturando la rete
 - più facile saturare risorse di calcolatori
 - broadcast storm
 - per le macchine ogni broadcast ricevuto è un interrupt
- si può inibire una singola macchina con arp poisoning
 - es. dirottare tutto il traffico senza instradarlo a destinazione
 - o instradandolo selettivamente

ip address spoofing

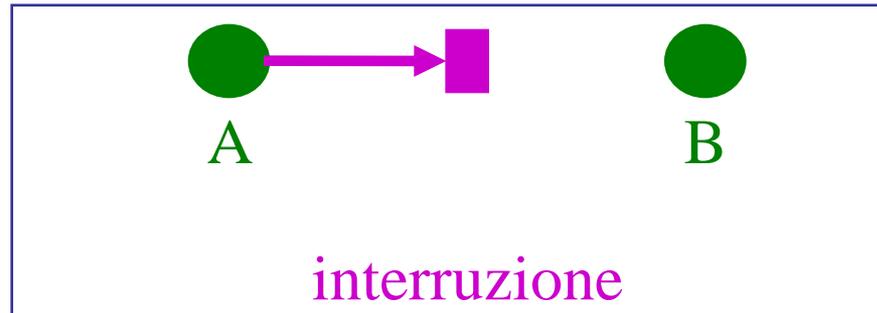


- l'indirizzo ip è facile da modificare in modo da impersonare una altra macchina
 - per mezzo di arp poisoning la macchina proprietaria dell'ip può essere neutralizzata (vedi DoS di una singola macchina)
- non riceveremo mai la risposta
 - a meno di arp poisoning di C su B
- anche su Internet
 - ma per ricevere la risposta bisogna attaccare il routing

DoS con ping smurf

- interesse storico
- esempio di sfruttamento di IP spoofing per DoS
- C vuol fare DoS su A
- C invia un echo_request con sorgente A (spoofed) e destinazione bcast (cioè “a tutte le macchine della sottorete”)
- tutte le macchine della sottorete risponderanno ad A con echo_reply
 - non tutte le macchine rispondono ai ping bcast
 - la frequenza di echo reply ricevuti da A è (echo request inviati da C) * (numero pc in subnet che rispondono al bcast)

tcp DoS (tcp reset)



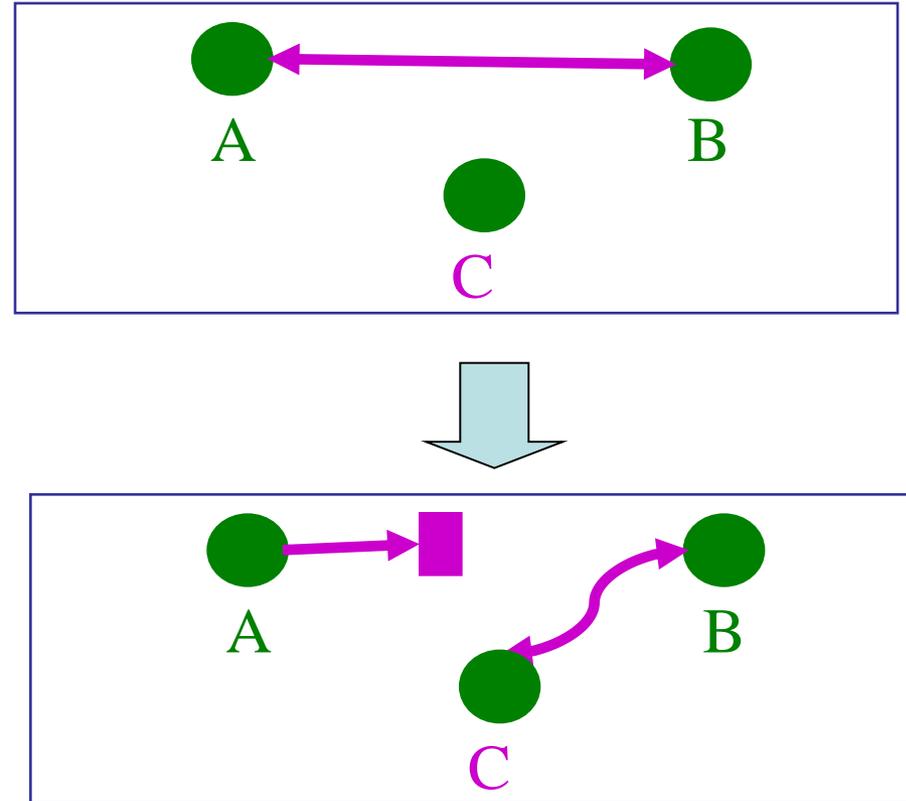
- una sessione tcp attiva può essere “buttata giù”:
 - una delle due parti può essere “resettata”
- ecco come...
 - pacchetto tcp “forgiato” con la corretta quadrupla <ip, porta, ip, porta>
 - flag RST attivo
 - numero di sequenza scelto opportunamente
 - **funziona anche su Internet** poiché non ha bisogno di risposta

TCP reset e inter-domain routing

- se le sessioni tcp sono critiche può essere molto pericoloso
- le sessioni tcp più critiche sono quelle su cui si basa BGP
 - il loro reset rende intere porzioni di internet irraggiungibili
 - estensione MD5 Cisco
 - sostanzialmente una estensione di tcp per autenticare l'header
 - metodo generale ma usata solo per BGP

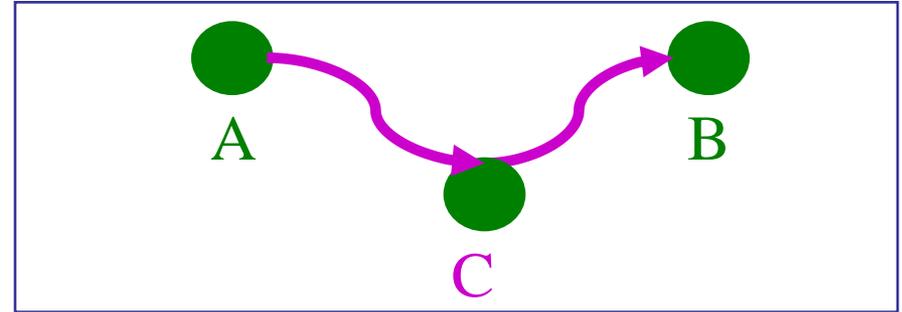
tcp session hijacking

- l'obiettivo è di trasformare una sessione tcp tra A e B in una sessione tcp tra C e B senza che B se ne accorga

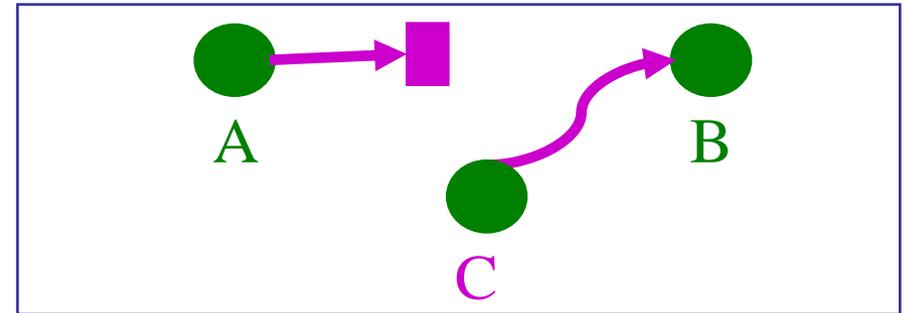


tcp session hijacking

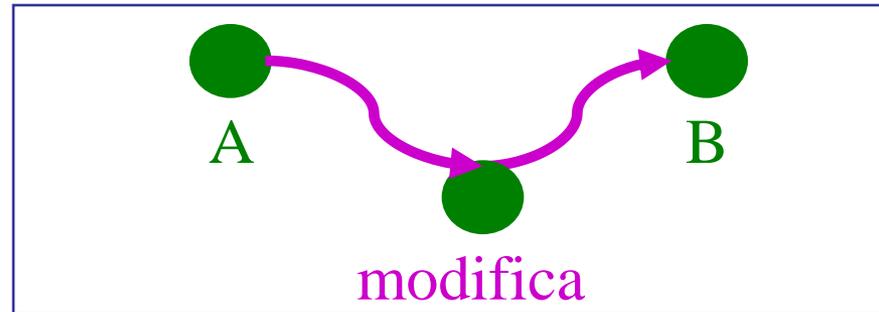
- fase1
 - MitM passivo
 - arp poisoning



- fase 2 (rubare la sessione)
 - A riceve un reset (tcp DoS su A)
 - C continua a fare arp poisoning su B
 - C continua la sessione tcp al posto di A continuando con i numeri di sequenza di A
 - B non si accorge del cambiamento di soggetto



tcp MitM attivo



- il MitM può modificare singoli bytes dei pacchetti tcp (no inserimenti e cancellazioni)
 - nessun problema con i numeri di sequenza
- inserire nuovi bytes nel flusso tcp
 - B: manda ack per numeri di sequenza che la sorgente non ha inviato
 - gli ack possono essere droppati dal MitM
 - i numeri di sequenza nei pacchetti successivi possono essere slittati dal MitM (tecnica già usata da NAT per FTP)
- risincronizzazione
 - obiettivo: terminare l'arp poisoning ma mantenere la sessione $A \leftrightarrow B$ attiva
 - modo1: perdendo alcuni caratteri della sorgente
 - dipende dal protocollo (ad esempio è possibile per telnet: l'utente non vede l'eco di alcuni tasti digitati, ma il problema è temporaneo)
 - modo2: inviando un TCP SYN
 - dipende dall'implementazione, oramai considerata una vulnerabilità

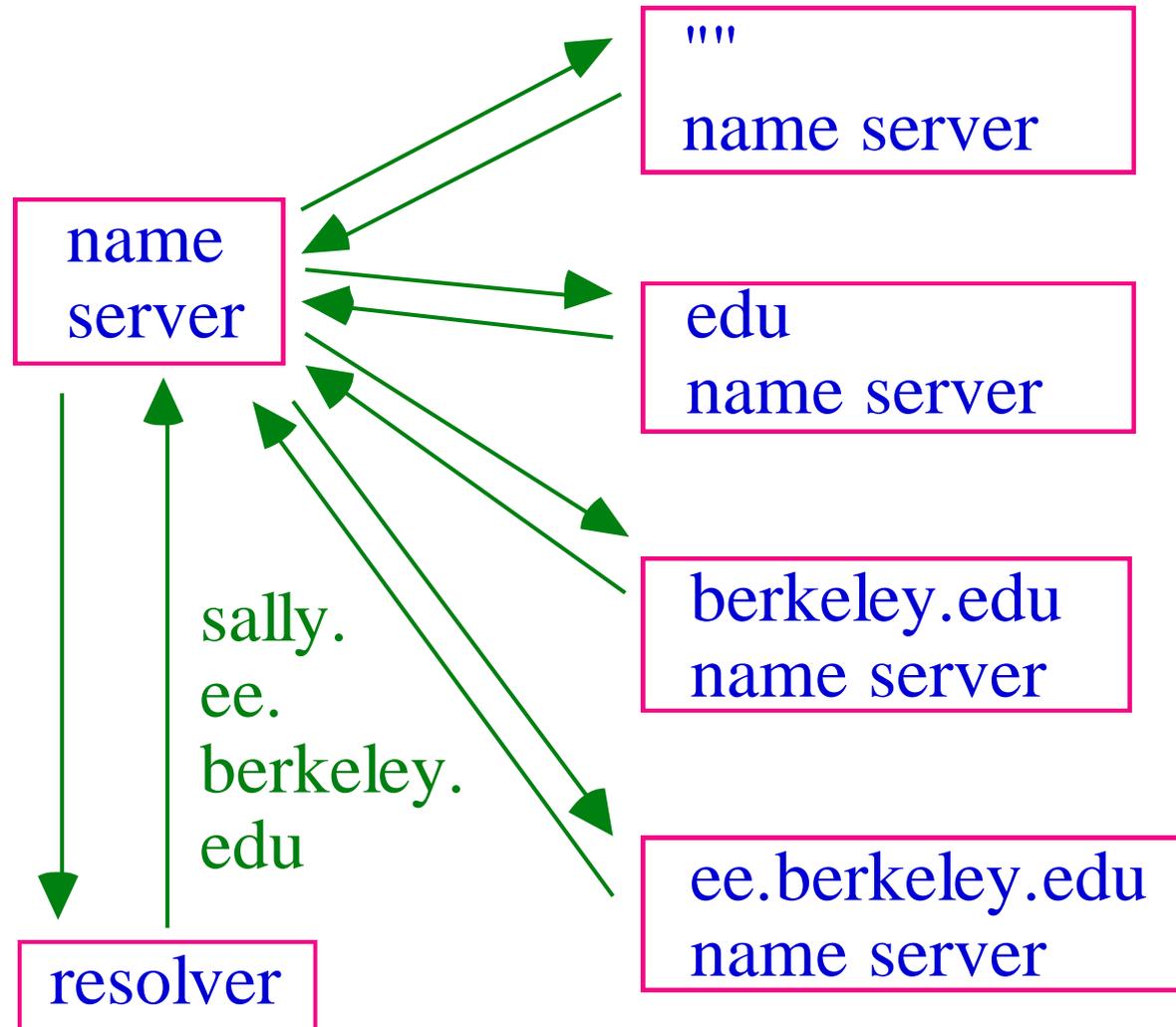
vulnerabilità del DNS

- il protocollo DNS non è autenticato
- spoofing: rispondere prima del server
 - tipicamente il protocollo è molto lento
 - facile intercettare le richieste (ad es. con arp poisoning)
 - solo in rete locale
- è una delle minacce più pericolose per il web

se non ci possiamo fidare del DNS...

- ...è molto importante autenticare il (web) server
 - vedi **ssl/tls e https** nel seguito
 - oppure autenticare il DNS
 - DNSSEC: ancora poco diffuso

DNS



DNS cache poisoning

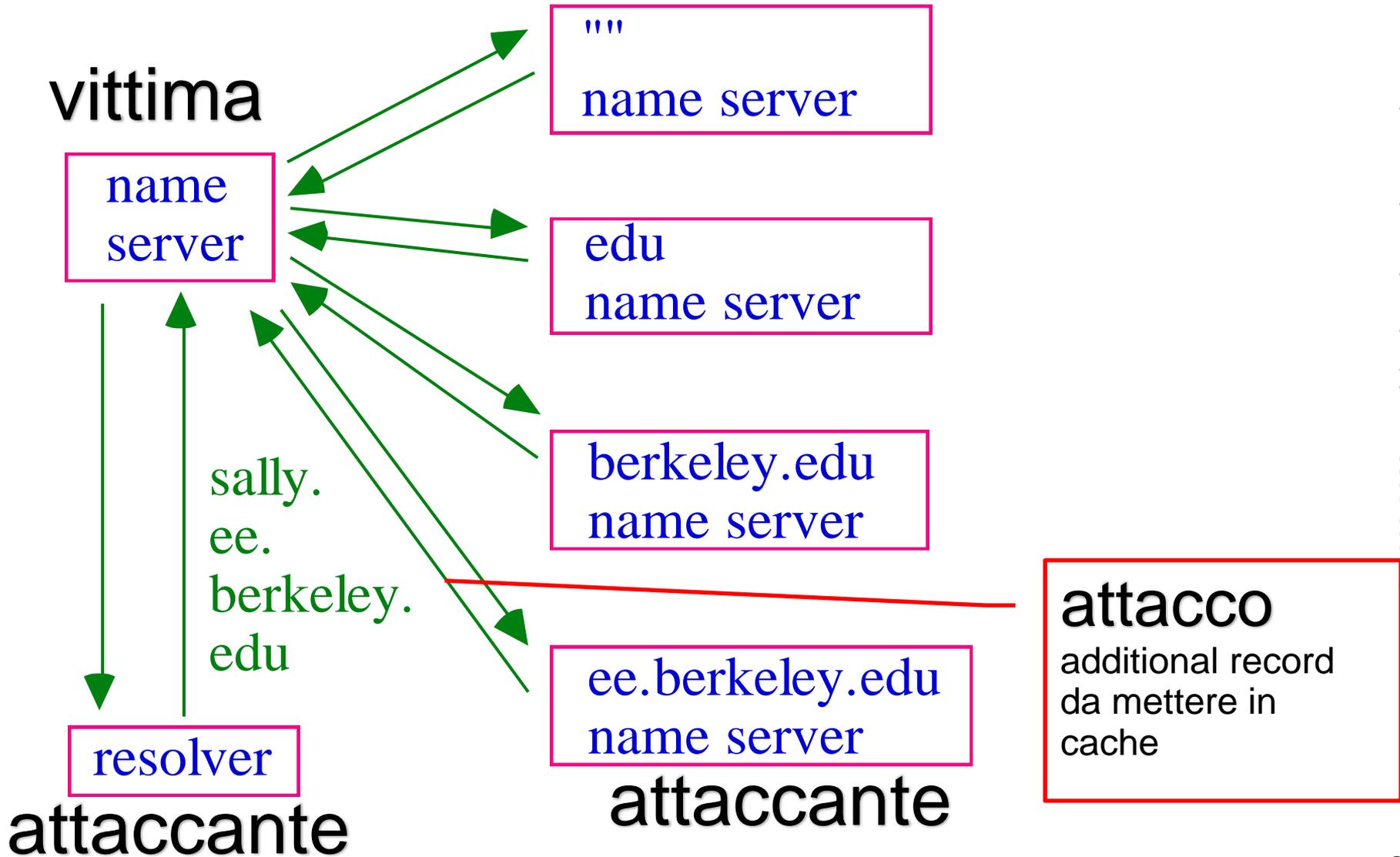
- DNS cache poisoning
obiettivo: modificare la cache di un DNS server, da un punto qualsiasi di Internet
 - alle successive richieste il name server risponde con l'indirizzo ip deciso dall'attaccante
- normalmente richiede che il name server (NS) serva richieste ricorsive

DNS pharming

- alcuni NS “creduloni” mettevano in cache i record della sezione “additional records” qualunque fosse il loro contenuto
 - anche se non relative alle richieste
 - nota che gli additional records dovrebbero contenere risoluzioni per nomi citati nelle altre sezioni (es. sezione “answers”)

vedi figura a slide
successiva →

DNS pharming

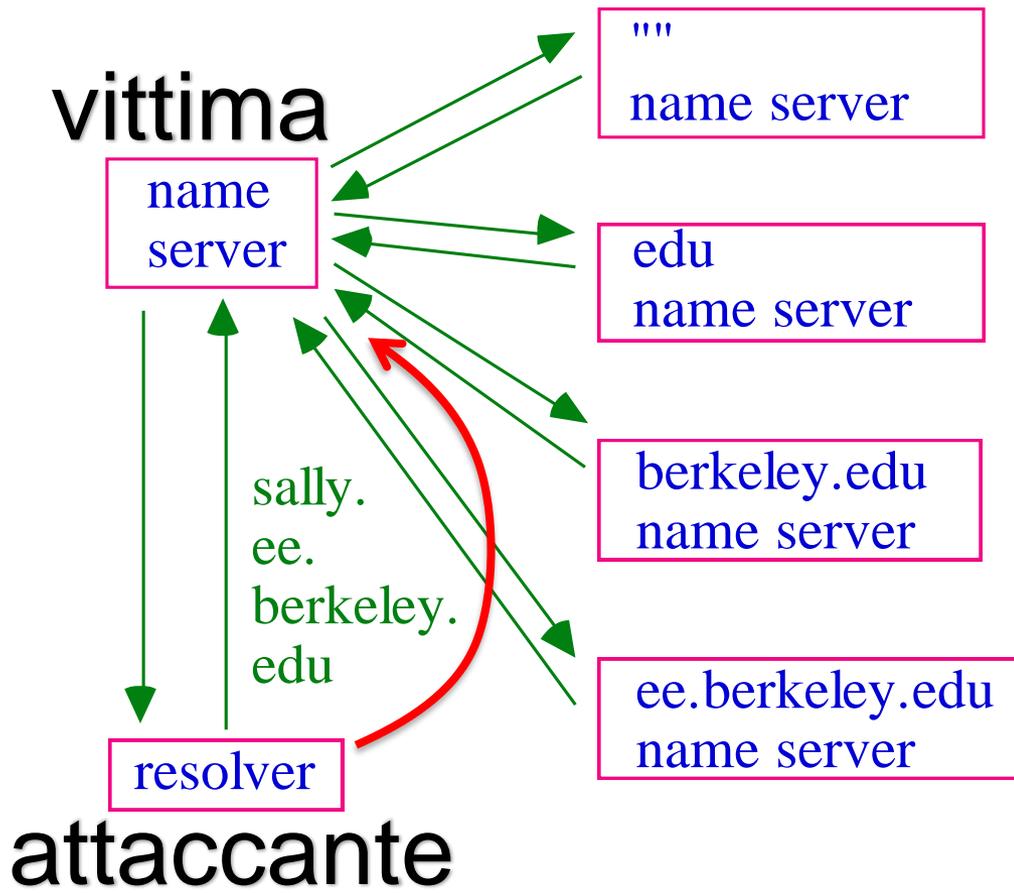


DNS pharming

- oramai i NS eseguono tutti le verifiche di consistenza della sezione additional records

vulnerabilità di Kaminsky

- potenzialmente un attaccante potrebbe impersonare il name server



l'attaccante impersona ee.berkeley.edu inserendo un indirizzo malevolo nella risposta che name server registra in cache

vulnerabilità di Kaminsky

- l'attaccante deve rispondere prima del server originale
- il name server vittima accetta la risposta quando....
 - IP sorgente corretto
 - ID della richiesta corretto
 - resource record corretto
 - porta destinazione e sorgente corrette
- l'attaccante deve indovinare tutto
- l'attaccante può inviare molte risposte, la probabilità di successo si può calcolare
- l'attacco funziona se la probabilità di indovinare tutto è alta
- ci aspettiamo che tale probabilità sia bassa, e invece...

vulnerabilità di Kaminsky

- certe osservazioni e tecniche rendono l'attacco a un NS ricorsivo molto facile se non si prendono adeguate contromisure
 - Dan Kaminsky Febbraio-Luglio 2008
 - annuncio:
<http://www.kb.cert.org/vuls/id/800113>
 - l'analisi probabilistica è una variante del birthday attack (vedi parte di crittografia)

vulnerabilità di Kaminsky

condizioni per il successo dell'attacco

- IP sorgente corretto
 - spoofing
 - facile
- resource record corretto
 - richieste sollecitate dall'attaccante
 - facile

vulnerabilità di Kaminsky

condizioni per il successo dell'attacco

- ID della richiesta predicibile
 - vedi generazione di numeri casuali nella parte di crittografia
 - **spazio degli ID piccolo, solo 16 bit, rende possibile un attacco brute force**
- contromisura standard: usare la porta sorgente come una estensione dell'ID
- porta sorgente della richiesta
 - nelle implementazioni vulnerabili è fissa
 - deve essere scelta random come l'ID per rendere l'attacco circa 65000 volte più difficile

Internet: vulnerabilità del DNS

- documentazione dell'impatto ad ottobre 2008
 - prodotti noti come vulnerabili 39%
 - prodotti noti come non vulnerabili 11%
 - prodotti per cui non è noto lo stato 50%
- ad oggi la maggior parte delle installazioni dei NS sono sicure
- ma non sempre è possibile usare porte random
 - efficienza NS, limiti del sistema operativo

Distributed DoS: SYN flood

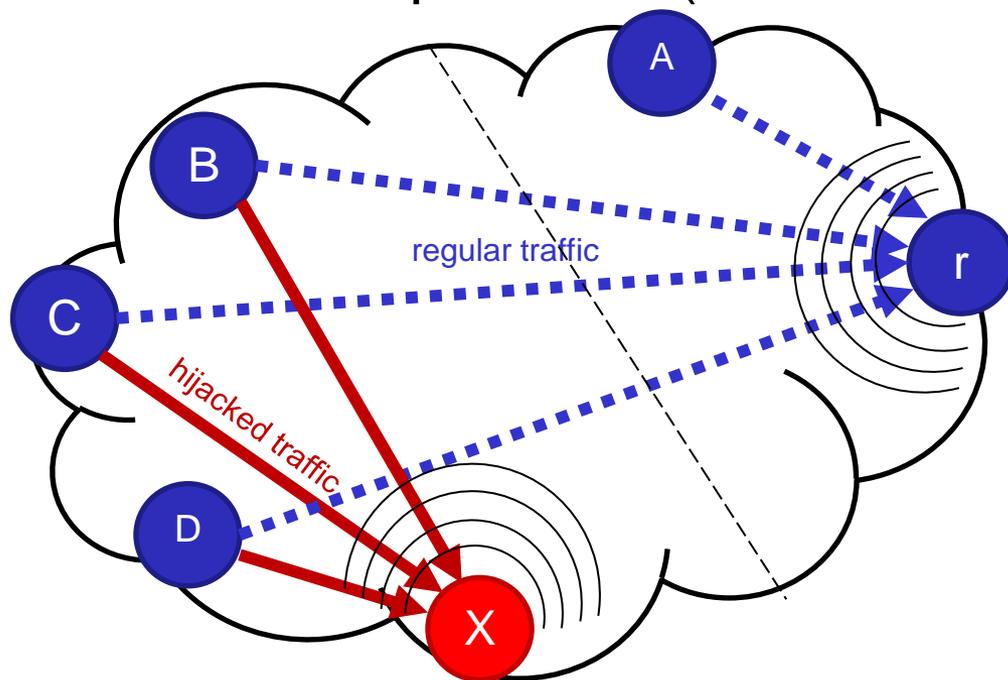
- obiettivo: **saturare le risorse del server** costringendolo ad allocare un gran numero di connessioni tcp
- tipicamente tramite syn flood
- ip sorgente spoofed (casuali)
 - la sorgente non ha bisogno di ricevere il syn+ack
- alla ricezione del syn il server...
 - alloca i buffer
 - risponde SIN+ACK
 - attende un ACK
 - mantiene allocato lo spazio fino al timeout
- difficile da evitare
 - esistono delle tecniche interessanti per contenere il problema: fanno uso accorto delle risorse quando arriva un SYN

Distributed DoS: DNS amplification

- obiettivo: **saturare la banda del server**
- attaccante: query a DNS con IP spoofed
 - l'IP della richiesta è quello della vittima
- DNS: risponde alla vittima
- **amplification**: la query è creata in modo da avere una risposta “grande”
 - DNS max 512 bytes per risposta
 - Extension mechanism for DNS, RFC 6891
 - max 4096 bytes per risposta
 - es. usato per DNSSEC
 - amplificazione x66 (60B→4KB)

route hijacking

- consiste nell'annunciare, nel protocollo di routing, da una certo router X (sotto il controllo dell'attaccante) una rotta r che non dovrebbe essere annunciata
- effetto:
 - “succhiare” tutti i pacchetti destinati a r verso X , a meno che non ci siano annunci di r più vicini (ad es. il legittimo proprietario)
 - cioè la rete si partiziona in **bacini di attrazione**
 - legittimo per configurazioni anycast



route hijacking

- intra-dominio: OSPF, RIP, ecc.
 - è un problema di sicurezza dell'ISP
 - risolvibile con una azione del SOC/CSIRT dell'ISP
 - strumento usato dagli ISP per contrastare DDoS (configurazione detta “blackholing”)
- inter-dominio: BGP
 - nessuna vera autorità centrale che possa agire
 - spesso sono errori di configurazione
 - usato legittimamente per supportare anycast
 - es. root name server
 - osservato spesso con indirizzi non assegnati o rotte molto generiche, usate per inviate spam e poi ritirate
 - e per il *Biggest Security Hole...*

BGP route hijacking: tactic contrast

- a route hijacking attack can be temporarily contrasted announcing more specific routes covering the attacked route

example

- Attack: prefix $P=193.200.100.0/23$, belonging to ISP X, is currently announced by an attacker A
 - customers of X in P receive traffic only if packet source is closer to X than to A
- Contrast: X can announce two *more specific* routes $193.200.100.0/24$ $193.200.101.0/24$ covering P
 - these routes propagate independently from P
 - by best match rule, routers chose the more specific routes for routing traffic towards customers of X

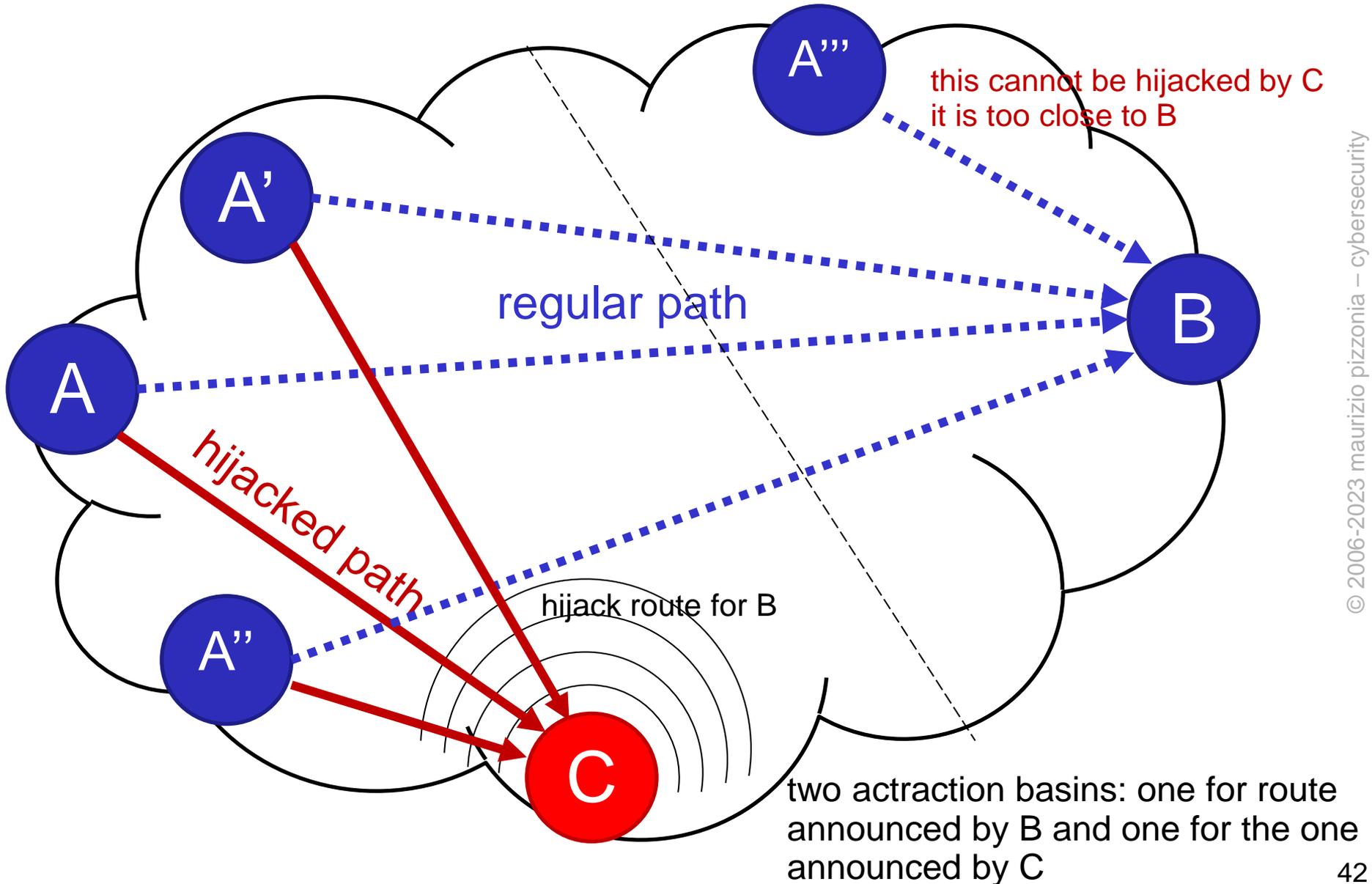
The Internet “biggest security hole”

- obiettivo: MitM interdominio
- dimostrato “in vitro” da Tony Kapela e Alex Pilosov (agosto 2008)
- osservato in “in the wild”
 - <https://www.wired.com/2013/12/bgp-hijacking-belarus-iceland/>
<https://web.archive.org/web/20140330093454/http://www.renesys.com/2013/11/mitm-internet-hijacking/>

standard hijacking in BGP

- l'attaccante C controlla un router BGP collegato ad Internet
- nel routing hijacking tradizionale C non si può fare MitM tra A e B perché non si possono inviare pacchetti alla vittima,
 - infatti questi tornerebbero all'attaccante

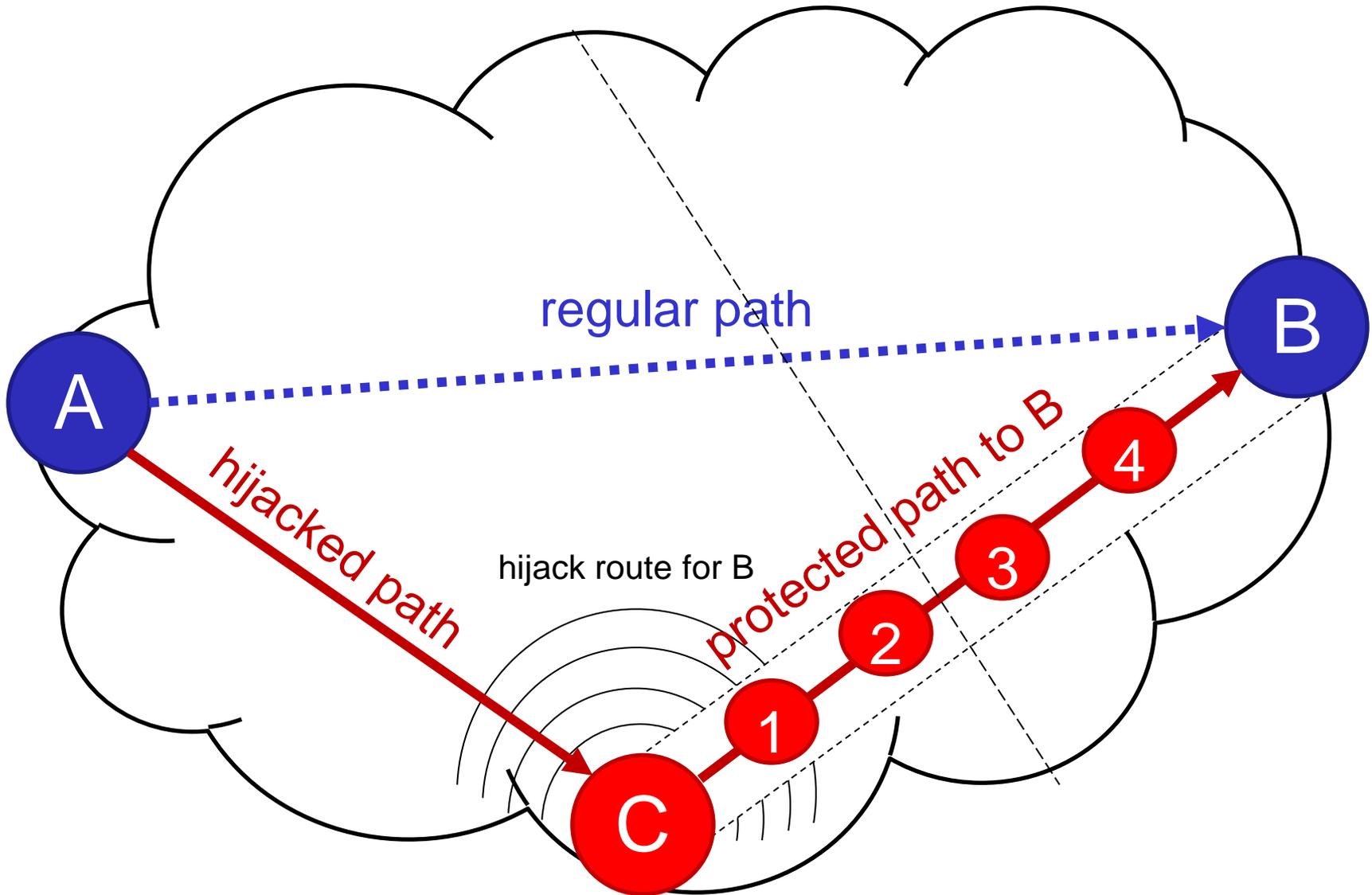
standard hijacking in BGP



The Internet “biggest security hole”

- l'idea:
per inviare i pacchetti alla vittima **proteggiamo** i router nel percorso dall'attaccante alla vittima
 - in modo che possano seguire il routing senza hijacking
 - la protezione usa la caratteristica di BGP detta *loop avoidance*
 - gli AS da proteggere sono inseriti nell'AS-path

The Internet “biggest security hole”



The Internet “biggest security hole”

- procedura per MitM del traffico destinato alla vittima
 1. traceroute verso la vittima
 2. trovare tutti gli AS dagli indirizzi ip del traceroute (facile: `mtr -z <ipdest>`)
 3. fare l'hijacking inserendo nell'AS path tutti gli AS calcolati al punto 2
 - BGP loop avoidance fa sì che tali AS non ricevano (o ignorino l'annuncio)
 4. Inserire una rotta statica verso il primo hop nella direzione della vittima
- tutto il bacino di attrazione manda il traffico all'attaccante che poi può inoltrarlo alla vittima