

# Network and System Defense

November 29, 2021

# Contents

<b>I</b>	<b>Parte Hardware</b>	<b>5</b>
<b>1</b>	<b>Introduzione</b>	<b>6</b>
<b>2</b>	<b>Introduzione alla cybersecurity</b>	<b>7</b>
2.1	Lezione 2: vulnerabilità intrinseche IP/TCP . . . . .	8
2.1.1	Architettura di IP . . . . .	8
2.1.2	Vulnerabilità di TCP/IP . . . . .	9
2.1.3	Security requirements per le vulnerabilità . . . . .	10
2.2	Lezione 3: Ethernet LAN security . . . . .	10
2.2.1	Ethernet LAN vulnerabilities . . . . .	11
2.2.2	Contromisure . . . . .	13
2.2.3	IPv6 neighbour discovery . . . . .	14
<b>3</b>	<b>Virtual LANs</b>	<b>17</b>
3.1	Background . . . . .	17
3.1.1	VLAN membership . . . . .	17
3.1.2	VLAN e sottoreti IP . . . . .	18
3.1.3	Formati per VLAN . . . . .	19
3.2	Sicurezza delle VLAN (per device CISCO) . . . . .	19
3.2.1	Media Access Control (MAC) . . . . .	19
3.2.2	Basic VLAN Hopping attack . . . . .	19
3.2.3	Double encapsulation . . . . .	19
3.2.4	ARP attack . . . . .	20
3.2.5	VLAN Trunking Protocol Attack . . . . .	20
3.2.6	CDP attack . . . . .	20
3.2.7	Private VLAN attack . . . . .	20
<b>4</b>	<b>802.1X</b>	<b>21</b>
4.1	Introduzione . . . . .	21
4.2	EAP . . . . .	21
4.3	RADIUS . . . . .	22
4.4	802.1X overview . . . . .	22
4.4.1	EAPOL . . . . .	22
4.4.2	EAPOR . . . . .	23
4.5	EAP in relay mode . . . . .	23
4.5.1	EAP-TLS . . . . .	23
4.5.2	802.1X Authorization: VLAN . . . . .	23
4.5.3	802.1X Authorization: ACL . . . . .	23

4.5.4	802.1X Authorization: UCL . . . . .	24
<b>5</b>	<b>Firewall and packet classification algorithm</b>	<b>25</b>
5.1	Introduzione sul firewall . . . . .	25
5.1.1	Access Policy . . . . .	25
5.1.2	Filtering characteristics . . . . .	25
5.1.3	Limiti e capacità dei firewall . . . . .	26
5.1.4	Categorizzazione dei firewall . . . . .	26
5.2	NETFILTER . . . . .	28
5.2.1	ALG related state . . . . .	28
5.2.2	iptables . . . . .	29
5.2.3	NAT . . . . .	30
5.3	Packet classification algorithms and data structures . . . . .	30
5.3.1	Problema del packet classification . . . . .	30
5.3.2	Requisiti e metriche . . . . .	30
5.3.3	Schema uni-dimensionale . . . . .	31
5.3.4	Algoritmo generalizzato per matching esatto . . . . .	32
5.3.5	Hashing exact match . . . . .	32
5.4	Schema bi-dimensionale . . . . .	33
5.4.1	Set-Pruning Tries . . . . .	33
5.4.2	Estensione dello schema bi-dimensionale . . . . .	34
5.5	Linear Bit Vector Firewall con eBPF/XDP . . . . .	35
5.5.1	Hookse programmi . . . . .	35
<b>6</b>	<b>Secure protocols and overlay VPNs</b>	<b>37</b>
6.1	Recap: protocolli di sicurezza di rete . . . . .	37
6.1.1	Livello applicativo: SSH . . . . .	37
6.1.2	Transport layer: TLS . . . . .	39
6.1.3	Livello rete: IPSec . . . . .	39
6.1.4	Attacchi a TLS . . . . .	39
6.2	Overlay VPN . . . . .	40
6.2.1	OpenVPN . . . . .	41
6.2.2	Interazione con NETFLITER . . . . .	43
<b>7</b>	<b>BGP</b>	<b>45</b>
7.1	Introduzione . . . . .	45
7.2	BGP in a nutshell . . . . .	45
7.2.1	Protocolli di gateway esteriori . . . . .	46
7.2.2	Scelta del best path in BGP . . . . .	46
7.3	BGP configuration . . . . .	47
7.4	MPLS . . . . .	48
7.4.1	MPLS e BGP . . . . .	49
7.4.2	VPN con MPLS e BGP . . . . .	49
7.5	BGP Security . . . . .	50
7.5.1	Vulnerabilità legate a IP/TCP . . . . .	50
7.5.2	Vulnerabilità del control plane BGP . . . . .	52
7.5.3	RPKI e BGP origin validation . . . . .	53

<b>II</b>	<b>Parte software</b>	<b>55</b>
<b>8</b>	<b>Introduzione</b>	<b>56</b>
<b>9</b>	<b>Hardware based attacks e contromisure</b>	<b>57</b>
9.1	Storia dell'hw . . . . .	57
9.2	Branch prediction . . . . .	58
9.2.1	Correlated prediction . . . . .	60
9.2.2	Tournament predictor . . . . .	60
9.2.3	Simultaneous multi-threading . . . . .	61
9.2.4	Multicores (2000s) . . . . .	62
9.2.5	Memory Control . . . . .	65
9.3	In memory transaction . . . . .	66
9.3.1	Funzionamento . . . . .	67
9.4	Recap sulla gestione della memoria virtuale . . . . .	68
9.4.1	Traduzione in x86 . . . . .	69
9.4.2	Traduzione Virtual-to-physical i386 . . . . .	70
9.5	Primitive di lettura . . . . .	70
9.5.1	Algorithm Timing . . . . .	70
9.5.2	Code path . . . . .	71
9.5.3	Side channel attacks . . . . .	71
9.6	Out of order pipeline . . . . .	74
9.6.1	Meltdown primer . . . . .	75
9.6.2	Inganno della branch predicition unit . . . . .	76
9.7	Mitigare i side channels . . . . .	77
9.7.1	Detection way . . . . .	78
9.7.2	Mitigare le transient execution: kernel isolation . . . . .	78
9.7.3	Mitigazione retpoline . . . . .	79
9.7.4	Prevenire branch poisoning . . . . .	80
<b>10</b>	<b>Recap sulle DRAM</b>	<b>81</b>
10.1	Funzionamento della RAM . . . . .	81
10.1.1	Refresh della RAM . . . . .	82
10.2	Primitive di lettura . . . . .	82
10.2.1	Mitigazioni possibili . . . . .	82
10.3	Memory performance attacks . . . . .	83
10.3.1	Architettura di memoria . . . . .	83
<b>11</b>	<b>OS Security Principles</b>	<b>84</b>
11.1	Principi di sicurezza . . . . .	84
11.2	Kerenl User Space API . . . . .	84
11.2.1	GATE . . . . .	85
11.2.2	Syscall . . . . .	85
11.2.3	Syscall table . . . . .	85
11.3	User identification . . . . .	86
11.3.1	UID/GID in Unix . . . . .	87
11.3.2	su e sudo . . . . .	88
11.3.3	Access control . . . . .	88

- 11.4 Capabilities . . . . . 89
  - 11.4.1 Implementazione delle capabilities . . . . . 90
- 11.5 Security modules . . . . . 91
  - 11.5.1 MAC on Linux . . . . . 93

# Part I

## Parte Hardware

# Chapter 1

## Introduzione

In cybersecurity, ci sono almeno 5 aree esterne differenti che si mischiano fra loro, e poi 3 aree interne relative all'hardware ed al software.

"L'attore principale" sono applicazioni Internet-based:

- vulnerabilità del sistema, della rete etc
- come difendersi o evitare tali vulnerabilità, o almeno mitigarle

Molta configurazione pratica: laboratori da 0, ma è utile rifare tutto a casa (**CAZZI**).

Per via del fatto che è davvero difficile oggi separare cosa è la rete da cosa è il software, è utile parlare di tutti i diversi campi che riguardano sia la rete che il software.

Punti chiave:

- Access networks and perimetral security: Ethernet, VLAN, IPv6, 802.11x, firewall, packet classification algorithms
- Core networks: BGP, MPLS, DDos e Botnets, VPNs con BGP
- End to End security: PKIs, DNS security, HTTPS, Overlay VPNs
- Sw and Operating System
- Virtualization & Cloud

Piattaforme da utilizzare per la parte da 6 CFU (Hardware):

- GNS3
- Tinycore Linux
- VMware o Virtual Box: Virtual Box sembra lavorare meglio con GNS3
- Cumulus Linux: serve per emulare le funzionalità di livello 2 di uno switch. Net OS, **scaricare la versione 4.1** e non le ultime. C'è un insieme di VM pronte per essere installate su un virtualizzatore
- Immagini CISCO (da cercare online, if you know what I mean)
- Lubuntu
- Ubuntu server

# Chapter 2

## Introduzione alla cybersecurity

Ci sono 3 fattori principali quando si parla di cybersecurity:

- Cosa bisogna proteggere?
- Da quali minacce? Ci sono diverse fonti di attacco da cui proteggersi
- Come fare per contrastare queste minacce? Integrità, encryption, etc...

**Definizione di computer security:** le misure ed i controlli che garantiscono confidenzialità, integrità e disponibilità degli assets dei sistemi informativi, incluso hardware, software etc...

- confidenzialità: i dati sono privati, le informazioni confidenziali non sono note ad entità non autorizzate. Esempi: usare SSH o HTTPS per scambiare credenziali con un server.
- Privacy: (slides)
- Integrità: se dei dati, indica che essi sono cambiati solo in maniera autorizzata. Se voglio trasferire un messaggio con cui trasferisco del denaro, non voglio che il contenuto sia compromesso. Se si parla di integrità dei sistemi, si intende che il sistema performi come deve (vedi slides)
- disponibilità: si assicura che il sistema lavori in maniera corretta e che i servizi non siano negati ad utenti autorizzati

Altri aspetti importanti:

- Authenticity: dell'utente, indica che sia possibile verificare che l'utente è chi dice di essere. Della sorgente: capacità di verificare che un messaggio arriva da una sorgente effettivamente affidabile.
- altri ... (slides)

### ALTRE IMPORTANTI DEFINIZIONI CHE SI TROVANO SULLE SLIDES.

Quali sono le diverse superfici di attacco:

1. la rete stessa: i sistemi sono Internet-based, quindi è sempre possibile attaccare la rete. Attaccare la rete implica sfruttare vulnerabilità della rete Internet: ARP, WEP, link fisici, intrusioni nella rete etc...



2. attacchi al software: vulnerabilità nell OS, server web, code injection etc...
3. attacchi all'umano: molte vulnerabilità create da noi stessi, social engineering, errori umani, mancanza di competenze etc...

È importante non pensare che la sicurezza sia data solo dalla tecnologia, ma anche dalle persone.

**CIS critical security controls:** 20 applicazioni pratiche che la SANS suggerisce di applicare per verificare la sicurezza di una corporation (anche piccola Enterprise). Ogni controllo ha dei sotto-controlli più "concreti"

Quindi, non avendo il tempo di fare tutto, ci concentrare su alcuni aspetti fondamentali di tutto l'insieme visto.

## 2.1 Lezione 2: vulnerabilità intrinseche IP/TCP

Prima di capire le vulnerabilità, è necessaria una revisione dei protocolli di rete.

### 2.1.1 Architettura di IP

Internet non è altro che una inter-conneSSIONe di reti che possono avere differenti tecnologie.

La comunicazione fra i device è possibile con IP, che è implementato sui livelli 1 e 2 (che sono indipendenti). Ogni dispositivo è identificato dall'indirizzo univoco a 32/64 bit (che seguono la nomenclatura CIDR), le diverse sotto-reti comunicano tramite i router ovvero un device IP che ha almeno 3 livelli dello stack Internet. Ha diverse interfacce che possono essere in diverse tecnologie: ADSL, Ethernet, Fibra etc...

Le operazioni compiute dai router:

- IP forwarding: longest prefix matching, manda un pacchetto verso la prossima interfaccia del percorso di rete. È diretta se la destinazione è nella subnet, mentre indiretta se serve trovare il next hop, quindi andare fuori dalla propria sotto-rete. Il next hop è un dispositivo nella propria sotto-rete che sa come arrivare alla destinazione.

Il goal di IP è quello di mandare il pacchetto a destinazione, l'Internet è diviso in Autonomous Systems all'interno dei quali si può configurare il routing come si vuole. Ma poi, serve scambiare informazioni fra As, si parla quindi di protocolli intra-AS come OSPF, RIP e protocolli inter-AS, come BGP.

C'è l'header per ogni pacchetto che ha i diversi campi (TTL, src, dest, protocol, checksum etc...), diverso fra IPv4 ed IPv6, differenze fra i due:

- header più piccolo in IPv6
- no fragmentation in IPv6

**Routing table:** struttura dati che associa una destinazione ad un next hop. Per il routing si usa il longest prefix matching, l'IP più "specifico" è quello scelto. La differenza principale fra host e router è che se un host riceve un pacchetto da una src non fra quelle locali, lo scarta; un router lo forwarda. Il forwarding standard basico è fatto in base all'indirizzo di destinazione. Dopo l'estrazione

del pacchetto IP, se l'IP dest è locale, lo manda al livello superiore, altrimenti lo guarda nella tabella di routing: se non si trova un matching, il pacchetto è scartato. Altrimenti: se c'è un next hop, bisogna scoprire chi è, altrimenti basta scoprire il MAC associato all'IP.

La maggior parte dei pacchetti che vengono mandati vanno fuori dall'AS con cui si firma il contratto: possono esserci diversi AS di transito prima di arrivare al data center del sito a cui si cerca di connettersi.

### 2.1.2 Vulnerabilità di TCP/IP

Per design, IP e TCP non si preoccupano della sicurezza in quanto sono stati progettati quando la sicurezza non era un problema. C'è un certo numero di vulnerabilità intrinseche nei protocolli, ed è ancora così in quanto sono stati progettati senza pensare all'aspetto di sicurezza:

- Identification: i device della rete possono essere falsificati, è possibile spoofare l'IP address per dire di essere, ad esempio, un certo server web. Sia per i pacchetti generati dall'utente che per quelli forwardati. Se mandiamo un pacchetto di un legittimo server DNS, stiamo impersonificando il server stesso. Non ci sono meccanismi in IP per verificare l'autenticità di chi manda il pacchetto
- Reputation: come è possibile verificare che l'origine del pacchetto è effettivamente la sorgente?
- Confidentiality: non vogliamo che le informazioni scambiate sulla rete siano viste da 3e parti. Vorrei che solo il server veda i dati in uno scambio client-server. Ma intercettare il pacchetto in maniera "malevola" è fattibile ed anche decodificarlo perché l'header e l'IP sono in chiaro. Il problema non è nella rete interna, ma passa per diversi AS (noi ci fidiamo solo del nostro): anche se il path fra sorgente e destinazione è fidato, è possibile fare hijacking su BGP, fra gli attacchi più pericolosi e in voga.
- Integrity: voglio essere sicuro che il pacchetto non sia modificato durante il percorso fra src e dest. C'è il checksum, ma è calcolato su dati in chiaro, quindi non va bene come "codice" per poter assicurare l'integrità
- Packet replication: non c'è sequence number nell'IP header nella sessione, non ci sono meccanismi per proteggersi da questo threat

#### Dynamic mapping

Le cose si complicano perché i protocolli Internet usano diversi meccanismi per implementare il mapping: ad esempio il DSN, ARP, 802.3 bridging (lo switch impara in automatico quale MAC è dietro quale porta) e questo è dinamico in quanto può cambiare nel tempo. Questo problema è presente in ogni layer ed anche questi meccanismi non sono stati pensati per essere sicuri.

**DNS spoofing:** possiamo spoofare una richiesta DNS, quindi fare un hijack della sessione. Attacco triviale (e vecchio):

- sfruttiamo il mapping MAC-IP per diventare MiTM
- sfruttiamo il mapping fra il nome di dominio e l'IP per impersonare il server web
- mappiamo l'IP del sito al nostro

Lo scenario è che l'attaccante sia nella stessa sotto-rete.

L'idea è quella di mandare dei messaggi ARP spoofati per far credere alla vittima di essere il default gateway e di far credere al default gateway di essere la vittima.

Per impersonare il sito target è possibile usare il comando `wget`, ed usare Apache2 per impersonare il server web.

L'attacco sfrutta 3 vulnerabilità:

- ARP spoofing
- DNS redirection
- Impersonification

Per emulare un server DNS è possibile configurare `bind` ma c'è un piccolo servizio DNS da configurare e che permette di forwardare all'attacker tutto ciò che sono noto.

### 2.1.3 Security requirements per le vulnerabilità

Vediamo cosa è possibile risolvere questi problemi: per la confidenzialità si usano algoritmi a chiave simmetrica per garantirla.

Un algoritmo a chiave simmetrica, entrambe le end della comunicazione condividono la stessa chiave, c'è anche la differenza fra:

- stream ciphers
- block ciphers, che usano concatenazione per evitare ECB, in cui se la stessa chiave viene riusata per molto è possibile scoprire il contenuto di blocchi che hanno lo stesso contenuto

Per l'integrità, vogliamo una prova che nessuno modifichi il contenuto del messaggio, quindi si produce un MAC basato su hash functions: l'hash è calcolato non solo sui dati ma anche sulla chiave.

L'Authenticated Encryption permette, con "la stessa chiave" di fornire sia confidenzialità che integrità. Si può ottenere un algoritmo del genere anche con le tecniche base di symmetric encryption. Per l'autenticità è possibile usare pub key cryptography per realizzare dei meccanismi di firma, come RSA e Diffie-Hellman. Serve comunque avere una certificazione che un utente è il vero proprietario di una chiave, quindi che sia crittograficamente legato alla chiave: Public Key Infrastructure.

## 2.2 Lezione 3: Ethernet LAN security

Ethernet è una tecnologia di livello 2, il primo standard open e multi-vendor nato nel 1976.

L'802 è una famiglia di standard dell'IEEE, fra di essi ci sono diversi gruppi di lavoro e quello che si occupa di Ethernet è 802.3 e quindi si parla di questi standard, in quanto Ethernet era il nome commerciale.

La trama Ethernet originale ha un header molto snello, c'è il campo type / length che può essere due campi differenti a seconda della situazione (vedi slides)

Anche in questo caso è tutto in chiaro, quindi ci sono gli stessi problemi. Gli indirizzi MAC sono a 48 bit

**Hub, Switch e Bridge:** un hub è uno strumento che forwarda pacchetti verso tutti. Uno switch ha un forwarding database, ovvero una struttura dati che associa MAC alle porte. Lo switch impara in automatico quale è il MAC dietro una certa porta. Il problema sta proprio nel fatto che lo switch impara in automatico il mapping.

Si usa l'algoritmo spanning tree per evitare i loop, che si possono creare perché, per motivi di ridondanza, è possibile avere dei loop nella rete.

Per operare al di sopra di Ethernet, IPv4 usa ARP e DHCP mentre IPv6 usa NDP, protocollo simile. NDP non è sicuro, ma c'è un protocollo per renderlo sicuro e lo stesso protocollo è stato progettato già pensando alla sicurezza.

Anche nel caso di DHCP, usato per ottenere un IP, abbiamo gli stessi problemi detti sopra.

### 2.2.1 Ethernet LAN vulnerabilities

Quali sono le possibili contro-misure per difendersi dai threats. I problemi di Ethernet sono dovuti al fatto che per natura si auto.configura. Siccome è possibile avere accesso a qualunque trama Ethernet, l'attaccante può:

- imparare qualcosa sulla topologia della rete
- avere accesso agli switch
- eavesdropping
- etc...

Vediamo alcune categorie di problemi

#### Network and system access

Come è possibile ottenere accesso ad un Ethernet segment: unioni non autorizzate:

- tramite accesso fisico allo switch, se la porta è attiva
- accedere ad una socket a muro
- rimuovere il cavo ad un PC e metterlo in un altro
- inserire uno switch fra il PC esistente e la socket

Espansioni della rete non autorizzate.

Un altro modo per ottenere l'accesso è quello di accedere in maniera remota, o anche fare il probe della rete per scoprire informazioni, come ad esempio usare nmap. Altri modi:

- break-ins
- switch control: uno switch che ha password di default o non la ha e la password può essere resettata fisicamente. Se si ottiene il controllo di uno switch si possono fare varie cose, ad esempio se lo switch gira su cumulus Linux

Una volta che si è ottenuto l'accesso alla rete, si può fare lo sniffing del traffico di rete. Oggi non è più vero che la trama arriva a tutti e che sono tutti connessi, se la possibilità di intercettare fisicamente il pacchetto, è possibile fare un MiTM etc...

Ma il problema è anche nella procedura di learning dello switch: il MAC non è autenticato, quindi mandando una trama con un MAC reale allo switch, viene ingannato nel pensare che il MAC è dietro una porta sbagliata.

Quindi l'attaccante può reindirizzare il traffico trasmesso dalla vittima verso se stesso, anche se è più che altro teorico perché anche la vittima manda messaggi.

Si può generare un pacchetto con un indirizzo falso, o anche intercettare un pacchetto e cambiarlo in quanto anche a livello 2 non c'è integrity check o HMAC tag.

Per cambiare il MAC, ci sono vari modi:

- cambiare il MAC della NIC (comando Linux)
- usare raw socket programming
- in-kernel programming

Per intercettare il pacchetto, basta mettere l'interfaccia di rete in modalità promiscua per ricevere tutto il traffico anche non diretto a me, così da poter cambiare il MAC.

**MAC flooding:** l'idea è di inondare lo switch con un grande numero di trame con diversi indirizzi MAC per saturare la memoria dello switch in modo da far sì che tutti i pacchetti siano inviati verso tutte le porte in broadcast.

**ARP e DHCP poisoning:** si può fare ARP poisoning (vedi sopra) ma anche facendo poisoning di DHCP facendo credere di essere il server, spoofando tutto lo scambio DHCP.

Nell'ARP poisoning si avvelena tutta la ARP cache, che è usata per memorizzare risultati di precedenti ARP request per evitare di rifarle ogni volta (ogni riga ha comunque un TTL). È sempre possibile configurare la cache ARP in maniera statica. Le ARP gratuite sono utili per vari motivi, non solo pericolosi. È possibile fare un MiTM: ho un PC ed un default gateway, mando una ARP response (op code 2) col MAC della vittima al default gateway ed una ARP response col MAC del default gateway alla vittima.

(N.B:ARP non è stato progettato specificamente per mappare IP-MAC, ma per associare un indirizzo di layer 3 ad uno di layer 2).

**Session hijack:** a livello 2, Ethernet non ha conoscenza della sessione, è come IP: non c'è relazione fra pacchetti inviati in sequenza, e questo è un'altra vulnerabilità. È possibile dirottare una sessione e iniziare a trasmetterli in una sessione già stabilita, perché Ethernet non ha protezioni per questo.

**Denial of service:** l'obiettivo è quello di negare il servizio, si può fare nel layer Ethernet. È possibile esaurire le risorse di una macchina, cercare di far crashare lo switch ma anche farlo a livello di protocollo. STP (Spanning Tree) permette di gestire grandi topologie di rete, con molti switch e link ridondanti, quindi loop fisici. Con STP si disabilita la porta che causa il loop, ma anche STP non autenticato e si può far credere di essere uno switch.

### 2.2.2 Contromisure

Per risolvere i problemi, è stato deciso che tutte le trame Ethernet vengano marcate come non sicure. Per farlo è necessario metterlo in un dominio protetto, ovvero protezioni perimetrali come il firewall etc... Altrimenti, è possibile usare soluzioni crittografiche, in ogni caso ci sono 4 categorie di contromisure:

- router based security: se si può rimpiazzare uno switch con un router, si risolvono molti problemi. Un IP router messo fra tutti i nodi, non c'è un singolo dominio di broadcast, che è interrotto perché il router non forwarda i pacchetti in broadcast. In questo modo si risolvono ARP, STP, MAC table based attacks. (Si possono avere dei singoli domini di broadcast usando le VLAN.)
- access control: se non si può sostituire con un router, si può comunque controllare chi accede alla rete in differenti modi. Per farlo, uno dei modi è usare il protocollo 802.1X port authentication: l'idea è che la porta di uno switch è aperta solo se il client s è autenticato correttamente verso un'altra entità, che è l'autentication server. Un altro modo è usare le ACL (Access Control List), (RIFAI IL LABORATORIO 2)  
Il problema rimane, perché i MAC sono comunque spoofabili e quindi i pacchetti non sono comunque protetti e possono essere forgiati a piacere

### Central managed LAN

Sarebbe utile avere una entità centrale per poter garantire l'accesso in rete ed i progetti sono per lo più di ricerca:

- SANE: ogni client ha del software e prima di poter comunicare con lo switch deve mandare una richiesta al punto centrale
- Ethane: i client non devono avere nessun software sull' IP/TCP stack: per ogni pacchetto, è lo switch a mandare i pacchetti alla entità centrale ed è quella che dice se i pacchetti vengono accettati oppure droppati.

È simile al concetto dell SDN: il controllo è separato dai dati, il data plane è staccato dal control plane. L'idea è che il software procede molto più velocemente dei protocolli di rete, perché è più facile e ci sono interfacce di programmazione ben definite. Non è facile invece aggiornare un protocollo e come questo viene implementato: l'hardware è comunque più veloce del software in quanto è specializzato mentre per il software c'è un grande overhead dovuto al SO, al kernel etc... mentre l'hardware è dedicato.

**OpenFlow** una delle prime implementazioni di SDN, lo stack di networking è diviso in data plane e control plane. OpenFlow definisce come è fatto il data plane ed anche il protocollo per iniettare il codice di configurazione nel control flow. Inoltre, OpenFlow è fatto da una pipeline di flow table, per cui se ho un miss nella tabella di routing il controllo passa al control plane che è fatto nel linguaggio preferito. Quindi, dopo averlo processato, viene rimandato allo switch con un comando (regola) che dice come trattare tutti i successivi pacchetti dallo stesso IP. Non è stata progettata per essere sicura ma il processamento: una volta che ho imparato dal primo pacchetto cosa fare, tutti gli altri sono processati velocemente. Non è scalabile, in quanto il control plane centralizzato riceve tutti i pacchetti nuovi e diventa il collo di bottiglia. Viene però centralizzata la decisione su cosa fare per i pacchetti, come dicevamo sopra.

### Sicurezza dei protocolli: MACsec

Perché non applicare un approccio crittografico per la sicurezza al livello 2: abbiamo TLS ed IPSec per il 5 ed il 3. Abbiamo MACsec, che è come l'IPsec per Ethernet. Definisco il parametro dell'associazione, non sono obbligatori, ma abbiamo

- confidenzialità
- integrità
- anti-replay

È più simile ad IPsec, in quanto TLS è all-in-one: definisce sia come implementare le sessioni sicure che come fare l'handshake. Mentre MACsec non definisce la fase di negoziazione, che è fatta con un protocollo apposito.

L'header di MACsec può avere come opzionali il TAG per l'autenticazione e la parte di encryption. Serve anche il sequence number perché Ethernet non è reliable, a differenza di TLS che poggia su TCP. Come in IPsec, la Security Association che viene creata è mono-direzionale e quindi va ogni volta creata in entrambe i versi della comunicazione.

### Security monitoring

Ci può essere controllo sull'accesso alla rete, ma non si può essere sicuri che i client non siano malevoli. Si può quindi monitorare il traffico con un Ethernet firewall ma non ha senso fare la differenza dei firewall ai diversi livelli.

Altrimenti ci sono IDS e Prevention System, le implementazioni più importanti open source sono (slides)

### 2.2.3 IPv6 neighbour discovery

La prima motivazione per implementare IPv6 è che l'IPv4 ha indirizzi troppo corti che sono finiti, ma le altre motivazioni riguardano il neighbour discovery. In IPv4 ci sono vari protocolli come DHCP, ICMP, ARP che sono di controllo e gestione, in IPv6 è tutto unificato e fatto da ICMPv6 in maniera migliore e più chiara.

La neighbour discovery viene fatta per capire il MAC associato ad un IPv6, o chi è il default gateway etc... e può essere fatto tutto con IPv6 neighbour discovery; non è un meccanismo in se ma un protocollo che definisce dei messaggi, con cui si può

- scoprire un gateway
- fare redirection
- etc...

I messaggi base definiti da ICMPv6 per il protocollo di neighbour discovery sono i seguenti

- Router Solicitation
- Router Advertisement
- slides

Ogni combinazione di messaggi viene usata per fare una delle azioni che in IPv4 viene fatta con un protocollo apposito

## Neighbour solicitation e Advertisement

In questo caso, un nodo può usare degli indirizzi speciali:

- multicast verso tutti: indirizzo con prefisso (FF02::1, destinazione) (:: = 0:0...)
- Multicast verso tutti i router: (FF02::1, dest)
- indirizzo multicast per fare solicitation

Per fare Address Resolution si manda il neighbour solicitation e si riceve il messaggio di risposta per poter risolvere il MAC associato ad un IPv6.

Anche in questo caso, non ci sono concetti di sicurezza

- DoS: per configurare un IPv6 è possibile fare una cosa nuova, ovvero senza DHCPv6 perché la neighbour discovery è possibile scoprire chi sono i router, capire il prefisso della rete e serve solo la parte host dell'indirizzo. Siccome gli indirizzi sono molto lunghi, è possibile auto-configurare un IP che non collida con quello di qualche altro nodo della rete. Ora, bisogna cercare se c'è duplicazione dell'IPv6. Se si vuole fare DoS, si intercettano i messaggi di richiesta duplicati e si dice che l'host esiste già.

ma la crittografia è implementata come estensione al protocollo con la Secure Neighbour Discovery: si usano 4 nuovi messaggi

- CGA: possiamo fare il binding fra IP address con un dispositivo senza una CA? Sì, un IP generato crittograficamente: abbiamo una chiave pubblica, ogni volta che mandiamo un messaggio lo firmiamo con la chiave privata e chiunque riceve può verificare che nessuno sta spoofando quell'IP. I 64 bit più significativi sono il prefisso della rete e i restanti di host, ha anche dei parametri di sicurezza per pararsi da bruteforce attacks. La struttura dati associata alla CGA è la seguente: (slides)

La generazione avviene a partire dalla struttura dati della CGA: l'algoritmo sceglie un modificatore random, seleziona un valore sicuro e mette il collision number a 0. Si fa SHA-1 e si prendono 112 bit, si verifica poi che 16\*(sec leftmost Hash2 bits) sia 0, per poter essere robusti a bruteforcing. Se il prodotto non fa 0, si riparte e se dopo la generazione del CGA c'è una collisione, ovvero un IP duplicato va incrementato il counter della collision.

Siccome non è spiegato come controllarlo ma va fatto, ci sono vulnerabilità associate e quindi il controllo va protetto. Si continua poi con la generazione

La cosa importante è che c'è una chiave pubblica legata ad un IP address, in modo da non avere una CA per ogni nodo che entra in una rete e quindi non sia richiesto un certificato.

È vero che si può generare una CGA propria se si è un attaccante, ma le CGA non sono usate per fare authorization, quindi non è possibile spoofare un address perché dovrebbe trovare una collisione nell'hash function (che è crittografica) ed inoltre non si può generare la chiave privata associata alla chiave pubblica. Per questo, ci sono dei tipi di attacco differenti.

C'è una opzione della CGA per verificare la firma dopo aver verificato la CGA: se uno dei due controlli fallisce, il pacchetto non è valido

- RSA signature: opzionale, metto una firma fatta con RSA nel messaggio. Se è un router, abbiamo la chiave pubblica del router, altrimenti quella pubblica del client associata all'IP
- Nonce e Timestamp

col protocollo possiamo dimostrare (slides)



**Router Authorization** Otteniamo un messaggio di Router ? che è autenticato dal fatto che il router ha un certificato dato da una CA, se l'host ha la chiave della CA può verificare che il messaggio è effettivamente autentico.

Mettendo tutto insieme, ICMPv6:

1. il nodo 1 vuole scoprire un certo MAC e quindi manda un messaggio di sollecitazione. Avrà una sua chiave pubblica (slides)
2. dopo tutto il pippono di roba, si firma tutto il pacchetto con la chiave privata usando l'algoritmo e si appende l'opzione della firma RSA e viene mandato il pacchetto

Il receiver:

1. controlla la src
2. (slides)

Si procede con i passi scritti sulle slides

Le conclusioni (slides)

# Chapter 3

## Virtual LANs

Parliamo ancora di sicurezza di Ethernet, quindi siamo ancora nella rete locale. Abbiamo visto degli approcci crittografici per rendere sicura la rete locale, vediamo ora la Virtual LAN come sicurezza per Ethernet, ma servono anche per semplificare la gestione della rete.

### 3.1 Background

Una rete Ethernet ha il problema della comunicazione broadcast e questo è vero sia con gli hub che con gli switch: il dominio broadcast è condiviso fra tutte le stazioni collegate, se la topologia è composta da vari bridge, l'intera rete vede la richiesta broadcast. Ci piacerebbe partizionare la rete Ethernet in segmenti indipendenti:

- usare un router invece di uno switch, prima soluzione triviale. Se mettiamo uno switch dobbiamo gestire differenti LANs, ma poi ci sono diversi problemi di gestione

vorremmo avere degli approcci differenti per partizionare la rete in diversi segmenti Ethernet, i problemi di avere un router è che dobbiamo avere diversi switch per ognuna delle stanze, ma ciò che vorremmo è un approccio più flessibile che non richiede di avere uno switch per ogni segmento Ethernet: le Virtual LAN. Sono virtuali perché si possono avere diversi domini Ethernet anche con un solo switch fisico, quindi il dominio di broadcast è diverso, quindi non separiamo i segmenti del layer 2 con degli switch ma con delle reti logiche sulla stessa rete fisica.

I benefici della VLAN sono

- broadcast confinement: un pacchetto broadcast non viene forwardato alle altre VLAN
- isolamento dei fallimenti della rete, la gestione è più semplice
- sicurezza, non si può più fare ARP poisoning fra diverse VLAN

#### 3.1.1 VLAN membership

Come viene gestita la membership, ovvero identificare quale è la VLAN associata ad un device:

- per port, approccio tipico. Prendiamo lo switch e lo configuriamo per associare una specifica porta ad una VLAN, quindi una stazione connessa alla porta 1 è automaticamente della VLAN1
- per user, se riusciamo ad identificare chi è l'utente connesso ad una stazione che vuole usare lo switch, possiamo far autenticare l'utente e renderlo parte della VLAN

- per protocol, definiamo la VLAN per i diversi protocolli. Dobbiamo classificare i pacchetti ed associarli alle diverse VLAN
- combinazione degli approcci

Abbiamo quindi un layer fisico che consiste in diversi switch, definiamo una topologia virtuale che non ha nulla a che vedere con quella fisica, non c'è mapping 1-a-1

### 3.1.2 VLAN e sottoreti IP

Ogni VLAN ha bisogno di una sotto-rete IP dedicata, non possiamo avere che la stessa sotto-rete IP copra molteplici VLAN e quindi la conseguenza di questo è che se vogliamo comunicare con un'altra VLAN è necessario un router: una stazione che appartiene a VLAN1 non può più comunicare a livello 2 con una che appartiene alla VLAN2, è come se lo switch avesse due forwarding tables diverse.

Come lo colleghiamo alle diverse VLAN:

- diverse interfacce per connettersi alle VLAN
- altra soluzione, migliore: abbiamo solo parlato della membership, ma se avessimo due switch e la macchina fosse connessa alla porta 1 dello switch uno e fosse di VLAN1, lo switch 1 dovrebbe mandare qualcosa allo switch 2 per raggiungere la seconda VLAN, quindi serve poter fare **packet tagging**, in modo da poter indicare quale è la VLAN associata al pacchetto.

Abbiamo bisogno di un trunk link e di trunk ports: abbiamo le porte di accesso a cui le stazioni si collegano allo switch, tipicamente le porte di accesso fanno riferimento alle diverse VLAN. Le stazioni connesse a queste porte non taggano i pacchetti, ma se bisogna mandare un pacchetto alla VLAN rossa che è connessa dietro un altro switch, lo switch 1 manda il pacchetto a switch 2 ma quando questo lo riceve dove lo forwarda? Se il pacchetto non è unicast o non sa a chi mandarlo? Non sa a chi fare il flooding del pacchetto. Abbiamo quindi trunk link, a cui si collegano le trunk port, su cui si mandano pacchetti con degli header aggiuntivi in cui si marca la VLAN di appartenenza del pacchetto inviato.

Nell'esempio di prima, possiamo connettere il router ad un trunk link (possiamo anche attaccare un server ad una VLAN), che riceverà pacchetti taggati e manderà pacchetti taggati. È possibile fare questo avendo diverse interfacce virtuali, connesse ad una interfaccia fisica ed ognuna delle virtual interface è associata ad una VLAN.

#### Access link

Un access link è un link connesso ad una access port, usato per connettere un PC allo switch un piccolo hub-to-switch link, sull'access port le stazioni sono collegate solo ad un VLAN, spesso in questo modo quando si collega una NIC alla porta di accesso non è consapevole di essere in una VLAN, non serve configurare il SO.

#### Trunk link

Tipicamente un link switch-to-switch o switch-to-router, la cui caratteristica è che permette la trasmissione di pacchetti taggati, quindi porta pacchetti appartenenti a differenti VLAN. Quindi, a differenza delle access link, i pacchetti ricevuti sono taggati, mentre i pacchetti ricevuti da un access port non sono taggati. Ma se avessimo un VLAN unaware switch? Ovvero uno switch che non sa gestire l'header extra associato al tagging, non può fare altro se non dropare il pacchetto. C'è

un modo di permettere a dei legacy VLAN switch con degli switch aware: quando lo switch unaware deve trasmettere un pacchetto, lo fa senza tag ed il pacchetto è assunto essere della VLAN nativa, che è una vulnerabilità.

### 3.1.3 Formati per VLAN

Ci sono due formati, i dettagli sono sulle slides ma al prof non sembra interessare, fa il listato intero ma ce ne frega poco. Siamo interessati all'aspetto di sicurezza.

## LAB-3

La topologia prevede 2 VLAN, due switch ed un router, fra i due switch c'è un trunk link. Quando lo switch riceve un pacchetto destinato alla VLAN1, aggiorna il DB associato alla VLAN1 che è logicamente separato da quello della VLAN2, anche se ci sono le VLAN lo switch fa comunque learning. **IMPORTANTE:** anche il traffico unicast che fa parte di VLAN diverse viene logicamente separato, il forwarding avviene solo sui trunk links e sulle porte associate alla stessa VLAN. Per cumulus linux, la private VLAN è anche la VLAN nativa e quindi va aggiunta alla configurazione di net. N.B: per Tiny occorre salvare con un backup apposito i cambiamenti al FS (file\*.sh -b tipo) Il protocollo per il tagging ha uno specifico tipo, è incapsulato nel frame Ethernet come header aggiuntivo (vedi Wireshark).

## 3.2 Sicurezza delle VLAN (per device CISCO)

Alcuni degli attacchi che vedremo si hanno anche in switch senza VLAN

### 3.2.1 Media Access Control (MAC)

L'idea è quella di fare flooding del forwarding DB, quindi lo switch finisce lo spazio nel DB e comincia a fare flooding verso tutte le porte. Per mitigare la vulnerabilità ci sono una serie di funzioni implementate nello switch, le **port security** features.

### 3.2.2 Basic VLAN Hopping attack

L'hop vuol dire che si "salta" in una VLAN. È un attacco base, la cui idea è che se un attacker riesce a connettersi ad una trunk port, può mandare un pacchetto in qualunque VLAN. Il punto è riuscire a connettersi al trunk link: il protocollo DTP dei router CISCO è usato per negoziare il trunking su un link fra due device, ed il tipo di incapsulamento del trunking.

Il problema è sempre che si può spoofare un pacchetto DTP per impersonare uno switch ed ottenere un trunk link. Per mitigarlo, si può disabilitare DTP sulle porte che sappiamo non essere connesse a switch

### 3.2.3 Double encapsulation

È sempre un VLAN hopping attack, ma viene fatto incapsulando il pacchetto in due header 802.1Q. L'attacco si basa sul fatto che gli switch VLAN aware supportano la native VLAN, per comunicare con gli unaware switch. Un pacchetto non taggato sul trunk link viene visto come un pacchetto dalla

native VLAN: se viene ricevuto un pacchetto col tag della prossima native VLAN e deve forwardarlo ad un altro trunk link con valore della native VLAN, quell'header viene rimosso. In situazioni particolari, la native VLAN può mandare pacchetti con questo double tag: il primo switch rimuove il primo tag, della native VLAN, il secondo rimuove quello più interno ed alla fine il pacchetto arriva alla vittima. Un attacker deve essere attaccato ad una trunk port, oppure ad una access port che ha lo stesso ID della native VLAN, inoltre lo switch deve accettare pacchetti con i tag anche dalle access port.

Per evitare l'attacco, non bisognerebbe mai usare un VLAN ID come native VLAN.

### 3.2.4 ARP attack

Sempre lo stesso, non si può fare ad una vittima in un'altra VLAN ma si può comunque fare

### 3.2.5 VLAN Trunking Protocol Attack

VTP riduce l'amministrazione della rete con switch. Quando viene configurata una nuova VLAN su un VTP server, la VLAN viene distribuita (slides)

### 3.2.6 CDP attack

Altro protocollo CISCO, i pacchetti sono in chiaro, c'era una vulnerabilità nei router CISCO che faceva andare oom (slides)

### 3.2.7 Private VLAN attack

Possiamo definire una VLAN privata, abbiamo anche però i concetti di VLAN primarie e secondarie, ma i concetti sono sempre simili. Abbiamo l'attacker in una VLAN privata, quindi la comunicazione non è possibile, per cui l'unico modo per comunicare è passare per il router e fare spoofing 2 nel caso dell'attacker è l'IP della vittima, la destinazione è il MAC del attacker. Stando attenti con le ACL è possibile evitare questo tipo di attacchi.

## LAB 4

La topologia è come quella del LAB3, ma su cumulus l'attacco del double encapsulation non funziona, perché la access port non accetta pacchetti taggati. È tipico che, magari si attiva una porta di uno switch e non si assegna una VLAN, e questa viene assegnata per default ad 1 che è proprio la VLAN native di default e quindi rende fattibile l'attacco.

# Chapter 4

## 802.1X

### 4.1 Introduzione

Protocollo standard IEEE, che definisce un meccanismo di accesso basato sulla porta da cui viene ricevuto un pacchetto. Fornisce un meccanismo di autenticazione ed autorizzazione: ci autenticiamo con 802.1X ma siamo anche autorizzati ad accedere alla rete. Può essere usato in diversi scenari in generale, ma viene usato realmente per:

- LAN
- Wireless LAN
- usato da 802.11 per la sicurezza. Prima c'era WEP, che però era un casino, quindi per patchare uscì WPA\_1, mentre WPA\_2 è la specifica 802.11 completa, sia per home che per enterprise. Nel caso enterprise si usa 802.1X, non abbiamo una porta fisica ma logica, a cui ogni client wireless è connesso

I protocolli usati da 802.1X sono tutti interni, i componenti sono quindi definiti tutti in altri standard, per cui possiamo adottare la notazione di framework.

Inizialmente EAP non era trasportato da Ethernet, quindi venne ideato un meccanismo per far sì che venisse permesso e 802.1X usa EAP over LAN (EAPOL), EAP è indipendente da 802.1X.

I vantaggi del protocollo EAPOL:

- è un protocollo di livello 2, quindi non richiede configurazioni IP. C'è quindi una semplicità di utilizzo
- (slides)

L'architettura ad alto livello è la seguente: Il supplicant è un client 802.1X, all'inizio l'autenticator (switch) blocca tutto il traffico dal supplicant e lo manda solo verso l'auths server e quando questo si autentica comincia a forwardarne il traffico.

### 4.2 EAP

EAP è un framework di autenticazione, non implementa di per sé un protocollo di autenticazione, bensì solo come trasportare al suo interno un protocollo per l'autenticazione, quindi per l'interfaccia ed il formato. Quindi se TLS vuole essere incapsulato in EAP, bisogna definire come deve avvenire questo incapsulamento.

Ci sono diversi metodi di autenticazione supportati, anche vendor specific (slides)

## 4.3 RADIUS

(slides) è la scelta standard per l'autenticazione in 802.1X

## 4.4 802.1X overview

802.1X usa classicamente un sistema di autenticazione dell'utente di tipo client/server con 3 componenti:

- client o supplicant
- Access Device, ovvero authenticator
- Authenticatoion server, tipicamente un server RADIUS o DIAMETER, che mantiene le informazioni per l'autenticazione

Usando EAP, il supplicant mette i messaggi EAP in Ethernet, tra auth e server auth dipende dal protocollo usato.

EAP può girare senza IP, è comodo perché la prima cosa da fare quando si accede ad una rete è autenticarsi ed essere autorizzati all'accesso. Ci sono due modalità di autenticazione:

- EAP termination mode: usiamo il classico protocollo RADIUS, quindi col metodo usato da RADIUS
- EAP relay mode: l'access device prende lo stesso EAP preso dal client e lo mette nel pacchetto di RADIUS

(SLIDES)

### 4.4.1 EAPOL

La complessità è relazionata al metodo di autenticazione usato, difatti EAPOL ha una struttura di pacchetto molto semplice:

- PAE Ethernet Type
- Protocol version
- Type: 4 possibili
  - EAP packet
  - EAP-Start
  - EAP-Logoff
  - EAP-Key: usato per scambiare materiale di chiavi
- length
- body

Se il type è EAP, abbiamo un pacchetto EAP, anche in questo caso il pacchetto è semplice:

- Code: 1 byte, 4 tipi di messaggi
  - Request: il messaggio del client è incapsulato in un Request packet
  - Respons: messaggio di risposta mandato dall'autenticator
- ID
- Data: se il tipo è request o response c'è payload

(SLIDES).

### 4.4.2 EAPOR

Incapsula i pacchetti in RADIUS, per supportare EAP relay. RADIUS usa gli attributi, il tipo 79 supporta EAP

## 4.5 EAP in relay mode

Se usiamo una MD5 challenge-auth mode in relay mode, questi sono i messaggi scambiati

- parte tutto con lo start
- 

(LEGGI LE SLIDES PER I DETTAGLI). Periodicamente è possibile mandare dei messaggi di controllo per vedere se il client è ancora attivo:

- se il client va via, serve chiudere la porta o qualcun altro arriva e si autentica come il client
- può esserci accounting, quindi serve controllare se il client è attivo

### 4.5.1 EAP-TLS

Lo scambio di messaggi è più complesso, ma il meccanismo è sempre lo stesso: si incapsulano dei messaggi di tipo TSL in un messaggio EAP, quindi nuovamente EAP trasporta solo i messaggi dei protocolli di autenticazione.

### 4.5.2 802.1X Authorization: VLAN

È la per user membership della VLAN: se vogliamo assegnare la VLAN ad un utente specifico, abbiamo bisogno di poter autenticare l'utente ed in base all'identità dell'utente si decide di quale VLAN fa parte

### 4.5.3 802.1X Authorization: ACL

Possono esserci diverse ACL per diversi utenti, quindi è necessario incapsulare le ACL in EAP per poter determinare chi può fare cosa. L'associazione delle ACL agli utenti sono nel RADIUS server, quindi l'autenticatore (slides)



#### 4.5.4 802.1X Authorization: UCL

Possiamo specificare una ACL per un dato gruppo di utenti, sempre tramite EAP. (slides).

## Lab 5

Recap: usiamo 802.1X per l'autenticazione nelle aree locali. L'idea è di avere un device di accesso che fa da autenticatore, ad esempio switch, abbiamo i device che vogliono connettersi allo switch e all'indizio possono solo mandare pacchetti di autenticazione. Il 3° attore è il server di autenticazione. 802.1X definisce un modo per incapsulare i pacchetti di sicurezza nelle trame Ethernet.

Vediamo l'authorization port based e l'assegnazione di VLAN con 802.1X, configuriamo un lab usando md5 challenge-response come metodo di autenticazione. Per installare radius (freeradius), basta usare il paket manager di ubuntu. Cumulus è stato configurato per essere usato come switch di layer 3: nel lab precedente c'era un router CISCO, qui facciamo la stessa cosa permettendo l'IP forwarding in Cumulus.

Per RADIUS dobbiamo configurare il client, ma di RADIUS e non il supplicant che richiede l'accesso alla rete

# Chapter 5

## Firewall and packet classification algorithm

### 5.1 Introduzione sul firewall

Un firewall ispeziona un pacchetto in ingresso ed in base alle regole definite o le policies, decide se accettare o dropare un pacchetto. Un firewall è necessario perché la connettività ad Internet è necessaria e se c'è accesso ad Internet si è esposti a threats dal mondo esterno. Quindi è usato per proteggere la rete interna dalle minacce esterne, solitamente è posto fra la rete e l'Internet ed è un singolo punto di accesso (ma possono essere anche più di uno) per cui passa il traffico; è usato come difesa perimetrale.

Anche avendo un firewall, la sicurezza non è garantita ma è utile per difendere il perimetro della rete chiudendo tutto ciò che non è necessario. I design goal di un firewall sono i seguenti:

1. tutto il traffico verso l'esterno e vice versa deve passare per il firewall;
2. il firewall deve avere un insieme di policy di sicurezza;
3. il firewall deve essere immune alla penetrazione

il firewall è visto come un bastione.

#### 5.1.1 Access Policy

La prima cosa che si fa quando si installa un firewall è capire come specificare una access policy adeguata alla situazione ad alto livello, non c'è una procedura standard e dipende dalla situazione particolare.

#### 5.1.2 Filtering characteristics

Nel firewall, le limitazioni non sono basate solo su porta o IP ma in generale una volta definita la policy occorre configurare il firewall per rintracciare il traffico che fa riferimento a quella policy. Ci sono diversi meccanismi implementabili:

- IP address e valori dei protocolli: si filtra l'header del protocollo per vedere l'IP, la porta src e dest etc...

- protocollo applicativo: in termini di performance è costoso, soprattutto se il payload non è un header fisso come nel caso di IP o Ethernet. Per, ad esempio, una GET all'interno di un pacchetto HTTP non è in una posizione fissa, bisogna fare pattern o regexp matching, quindi si può provare a fare ispezione su una particolare stringa dell'header, ma ad oggi il traffico è cifrato
- basato sull'identità dell'utente, assumendo che stiamo forzando un certo tipo di autenticazione utente
- network activity, più complicato

### 5.1.3 Limiti e capacità dei firewall

Le capacità del firewall:

- il firewall è un punto da cui deve passare tutto il traffico, quindi definisce un singolo choke point
- fornisce una locazione per monitorare gli eventi di sicurezza
- piattaforma conveniente per diverse funzioni di Internet che non sono relazionate alla sicurezza
- può essere usata come piattaforma for IPSec

Limitazioni:

- non è possibile proteggersi da attacchi che bypassano il firewall
- non è possibile proteggersi dai threat interni
- wireless LAN impropriamente sicure possono essere accedute dall'esterno dell'organizzazione
- i laptop, PDA, o storage portatili potrebbero essere infettati all'esterno → **letteralmente fa l'esempio di vedere un porno a casa e beccarsi un virus sul PC (GOAT)**

### 5.1.4 Categorizzazione dei firewall

Ci sono 4 diverse tipologie di firewall, ma non è verosimile che non ci siano firewall che implementano più cose insieme

#### Packet filtering firewall

Il firewall applica le regole ai pacchetti IP in I/O, solitamente i campi ispezionati da questo di firewall sono

- IP src/dest address
- porte src/dest
- la parte del protocollo IP

Solitamente ha 2 policy: discard o accept, possiamo definire black o white list. Vantaggi

- sono molto semplici
- trasparenti all'utente
- molto veloci, possono andare a throughput veloci

Svantaggi

- non possono prevenire attacchi che usano vulnerabilità specifiche dell'applicazione

(slides)

### Stateful Inspection Firewall

L'ispezione è basata sul flusso dei pacchetti

- se è un flusso TCP, la socket si identifica con le coppie IP,porta src e dest, in più c'è il protocollo

I firewall sanno associare lo stato di un pacchetto ad una connessione:

- se vede un sin, sa che è il primo pacchetto della connessione
- se vede un altro pacchetto, si salva lo stato in un DB che può essere interrogato per avere informazioni sullo stato della connessione

(slides) Per UDP, non c'è nozione di messaggi di terminazione /inizio, si può usare un timer per considera un flusso UDP concluso ed alcuni firewall avanzati possono andare più in fondo nel protocollo applicativo: in Linux, c'è lo stato related. Se mando una richiesta ICMP e la porta è chiusa, viene mandato un messaggio di port unreachable, il firewall può entrare nei dettagli e capire che il pacchetto è relazionata a quello della richiesta su UDP. Dal punto di vista più semplice abbiamo qualcosa del genere

### Application-level gateway

Consideriamo un proxy http, per usarlo occorre configurare il browser e passarvi e nel proxy possiamo forzare delle white list o black list ad esempio per il browsing dei siti web. I firewall sono sicuri, ma non così semplici da configurare, serve il client HTTP per il proxy uno per ogni protocollo (problema più grande), in ultimo si usa ed inoltre sono onerosi computazionalmente.

### Circuit level proxy

Il SOCKS v5 proxy è un server che permette di incapsulare diversi protocolli di livello applicativo. L'applicazione client contatta il server SOCKS (slides)

### Host-Based firewall

Fin ora abbiamo pensato al firewall come un relay, ma si può implementare anche direttamente sull'host. Può essere utile averli perché il firewall dell'access point non è a grana così fine, mentre quello dell'host può essere configurato a grana più fine, portando ad una situazione simile tipicamente l'OS implementa un firewall host-based

### Personal-based firewall

Commercialmente sono personal-based firewall, installati nel laptop. Solitamente nei personal firewall ci sono meccanismi per identificare malware (slides)

### Approcci e topologie tipiche

Possiamo avere topologie più o meno complesse, dipendenti dai server, dalle policy da usare etc... I firewall sono anche i punti dove tipicamente vengono configurati (slides, immagine)

## 5.2 NETFILTER

NETFLITER è un framework che fornisce un hook nel kernel Linux per intercettare e manipolare i pacchetti. I pacchetti che passano per lo stack IP, quindi quelli generati dalla macchina, vengono intercettati, matchati con delle regole specifiche dell'hook ed ogni matching di una regola triggera uno specifico meccanismo, ci sono 5 hooks: un hook è una callback, nel kernel che vengono chiamate in base alle esigenze come nel seguente esempio: Tutti i pacchetti intercettati passano per delle tabelle built-in associate agli hook, sono delle linked list. Ogni tabella è dedicata ad una specifica ad un particolare famiglia di azioni

- filter: inseriamo le regole del firewall, accetta il pacchetto o dropa
- nat
- mangle
- raw: a livello basso, invocata prima della connessione (non la useremo mai)

L'immagine di alto livello per i pacchetti generati è la seguente: nel local output hook ci sono tutte le possibile tabelle built-in, in quanto è possibile anche definire delle tabelle custom, che vengono ispezionate secondo un certo ordine. L'ordine è importante: se viene messa una regola in una tabella che sta sotto nella catena, ed il pacchetto viene droppato prima, non raggiungerà mai la tabella e la regola.

Dopo il local, il pacchetto va nel post-routing hook ed alla fine va via. Per i pacchetti ricevuti verso l'utente, nel pre-routing non abbiamo la filter table e dopo il pre-routing sappiamo se il pacchetto è per noi o no. Tracciare lo stato di tutte le connessioni è importante, NETFLITER si appoggia ad un altro modulo del kernel. Con lo stato di match possiamo controllare chi o a cosa è concesso di iniziare una nuova sessione. Lo stato è importante perché ci sono protocolli con stato, come TCP in cui ogni connessione TCP "esegue" una FSM, anche per flussi UDP dove non c'è il concetto di iniziare e chiudere la comunicazione, è possibile capire lo stato dei pacchetti.

### 5.2.1 ALG related state

Se estendiamo lo stato al protocollo applicativo, occorre andare nel payload per capire lo stato: quando mandiamo un pacchetto ad una porta chiusa, ad esempio un pacchetto ICMP, otteniamo un messaggio di "port unreachable", quindi c'è lo stato RELATED. In NETFILTER c'è un conntrack helper (slides)

### 5.2.2 iptables

È il frontend di NETFLITER, usato a user level per configurare una NETLINK socket. iptables viene usato per inserire le regole nelle tabelle, per interagire con NETFILTER.

L'API è usata per set uppare, mantenere, ed ispezionare le tabelle con le regole di filtraggio per IPv4 nel kernel Linux, ogni tabella contiene un certo numero di tabelle, ogni tabella ha un certo numero di chain built-in ma anche definite dagli utenti.

Una regola del firewall specifica un criterio per un pacchetto ed un target. Se il pacchetto non trova un matching, viene applicata la regola successiva dalla chain.

Se il pacchetto non ha alcun match, allora la prossima regola è specificata dal valore del target (opzione -j) che può essere una chain user-defined:

- ACCEPT
- DROP
- QUEUE
- RETURN

I matches di iptables: abbiamo sempre dei match built-in

- IP source
- IP dest
- input interface
- output interface
- status

ogni match ha delle opzioni proprie, tutti quanti i campi delle opzioni sono in AND logico.

## Lab 006

Dobbiamo configurare i firewall dopo aver creato la topologia. Andiamo a fare le seguenti cose

- il firewall sul default gateway per default è accetta tutto. Vogliamo cambiare la policy

Con lo state match possiamo fare una cosa del genere:

- permettiamo tutti i pacchetti dal client al server
- non ci preoccupiamo più del flusso dei pacchetti da server a client, perché la regola ci dirà che quando i pacchetti sono in stato ESTABLISHED e saranno accettati.

Per configurare il firewall sul client, possiamo fare la stessa cosa ma occorre specificare le policy corrette. Nel caso ad esempio della configurazione per le policy di entrata sul default gateway vanno configurate sulla input chain.

IMPORTANTE: per una policy per ICMP, ricordare che questo viene messo direttamente su IP, non è di livello applicativo nel classico stack ISO/OSI, quindi matchamo -P ICMP.

### 5.2.3 NAT

Il NAT è necessario per un ambiente domestico, in una Enterprise magari c'è un range di IP pubblici, ma non li assegniamo a i PC comuni. In Linux, il NAT è implementato sempre da NETFILTER, le regole del NAT interagiscono con quelle del firewall. Cosa possiamo fare con il NAT

- source NAT, ma se cambia l'IP dell'interfaccia va cambiata a la regola

Il NAT statico setta le regole prima di ricevere il primo pacchetto, mentre il dynamic NAT, fatto con MASQUERADE, viene fatto in modo dinamico: ogni volta che entra un nuovo flusso, viene introdotta una nuova regola nella NAT table.

## 5.3 Packet classification algorithms and data structures

Perché la classificazione dei pacchetti è così importante: è un operazione fondamentale non richiesta solo dai firewall, abbiamo visto come configurare i firewall. Un algoritmo di PC veloce è un building block fondamentale dei firewall, ma anche in altri campi dell'ingegneria del traffico e delle TLC. Sappiamo che il packet forwarding basato su longest prefix matching è conosciuto, LPM può essere visto come un algoritmo specifico di packet classification. Abbiamo diversi approcci per implementare LPM, come ad esempio il seguente. Abbiamo però bisogno di algoritmi diversi per use case diversi, vista l'evoluzione continua dell'Internet

### 5.3.1 Problema del packet classification

La classificazione avviene facendo il matching con delle specifiche regole, il problema è trovare la regola di costo più basso che matchi il messaggio in input.

L'informazione di un lookup è contenuta in  $K$  diversi header field, gli header sono denotati con  $H[i]$ . Il classificatore consiste in un insieme di regole  $R_i$  ed ogni campo in una regola può avere 3 math

- exact match, come ad esempio il look-up del MAC, cerchiamo proprio quel MAC
- prefix match, quindi come LPM
- range match, ovvero ad esempio dropare tutti i pacchetti tcp da porta 1000 a 2000

Ogni regola è associata ad una direttiva che dice come processare il pacchetto che matcha la regola. Un pacchetto  $P$  matcha la regola  $R$  se ogni campo di  $P$  matcha il corrispondente campo di  $R$ , e questa corrispondenza è implicita nella specifica del campo (slides)

Per esempio, se abbiamo la regola  $R = (100*, *, TCP, 1024:1080, *)$  [ip src (in bit), ip dest (in bit), protocol, port range, non lo so] con **disp=DROP**; ogni wildcard dice che si matcha qualsiasi cosa.

Siccome ogni pacchetto può corrispondere a diverse regole nel database, ogni regola ha un costo non negativo **cost(R)**, l'ambiguità viene risolta ritornando sempre la regola col costo minimo e l'obiettivo è quello di ritornare la prima regola meno costosa.

### 5.3.2 Requisiti e metriche

I requisiti del matching sono simili a quelli del lookup di IP, vorremmo poter fare classificazione dei pacchetti alla velocità del cavo per i pacchetti di taglia minima, ma anche di ridurre la quantità

di memoria usata. Dipende ovviamente dallo scenario, magari abbiamo dell'hardware dedicato che implementa delle tabelle che vengono controllate veloci ma c'è poca memoria etc...

Per la maggior parte dei database dei firewall, la velocità di inserimento non è un problema perché le regole vengono cambiate di rado, una volta settate all'inizio rimangono così. Non è sempre vero, ad esempio NETFILTER usa un firewall statefull, quindi serve anche fare le insert nel DB velocemente. Quindi se vogliamo anche insert veloci abbiamo una 3 metrica, che è il fast update time.

Abbiamo visto iptables, perché è una implementazione di firewall statefull molto noto, è stata molto usata perché flessibile ma ha problemi di velocità e scalabilità: il problema è l'algoritmo di classificazione, che è lineare ovvero  $O(N)$ , se abbiamo  $N$  regole si fanno  $N$  lookups. Ma non è la sola ragione, l'altra è che NETFILTER è molto interconnessa con il resto del modulo di networking di Linux, quindi c'è molto overhead dovuto all'interazione.

Una possibile soluzione potrebbe essere il caching della ricerca fatta per il primo pacchetto accoppiata all'intero header. Il rate delle cache hit è al più sul 80/90% (slides sul perché), quindi il 10% delle volte si prende la strada più lenta e nel caso peggiore abbiamo quindi 1.1 msec di tempo di processamento che non va comunque bene

### CAM: Content

Una CAM è una memoria dove la prima cella che corrisponde un dato verrà restituito usando un lookup parallelo su hardware. Un CAM ternario permette ad ogni bit di dati di essere 0 o 1 o una wildcard, ma ci sono comunque diverse alternative al considerare tCAMs, tra cui il fatto che comunque serve dell'hardware dedicato (altri sulle slides). Questo è il modo di funzionamento di un tCAM

### 5.3.3 Schema uni-dimensionale

Il blocco fondamentale è il **prefix tree**, un albero usato per localizzare le chiavi, nell'esempio cerchiamo la chiave "ted", ma anche "teddy" sarebbe arrivato lì perché era il prefisso più lungo (slides) Consideriamo di avere un database dei prefissi di referenza: (slides) non ci preoccupiamo dell'azione associata, ma solo del match. Vogliamo cercare il prefisso più lungo che corrisponde ad un indirizzo

#### Prefix tree

La prima idea è quella di creare un prefix tree, ottenendo una struttura del genere: per fare il lookup della chiave, prendiamo i bit che la compongono, quindi viene estratto il dest address dal pacchetto e viene scorso bit a bit, ed ogni volta aggiorniamo quale è il longest prefix che ho incontrato scendendo nell'albero. Ci sono diversi lookups, nel caso di IPv4 facciamo al più 32 lookup, mentre nel caso IPv6 128 e le memorie per lo più usate sono le DRAM, quindi più lente. Quindi, questo motiva la multi-bit tree search

#### Multi bit

I nodi possono avere più bit nei nodi, dobbiamo scegliere quanti bit avere in ogni nodo, soprattutto se avere un numero fissato di bit o variabile. Decidiamo di scegliere 3 bit per ogni nodo, dobbiamo implementare la controlled expansion: il problema è che ci può essere una collisione, ad esempio data dall'espansione di P6 con P7. il problema è che un albero fissato può portare a dello spreco di memoria. Questo si può migliorare considerando delle stride variabili, come mostrato qui Il problema



di scegliere uno stride ottimo non è triviale, ci sono diversi approcci. Possiamo comunque fare di meglio, in quanto stiamo comunque sprecando della memoria,

### LC tries

la cosa fondamentale da ricordare è che il LPM è un caso particolare di algoritmo di classificazione di tipo prefix, la soluzione più nota è l'LC tries

### 5.3.4 Algoritmo generalizzato per matching esatto

In alcuni casi, lavora bene la soluzione di exact matching, come ad esempio la ricerca binaria che è una ricerca di tipo esatto. Un'altra generalizzazione è quella dell'hash table, usando una pipeline per fare prefix matching

#### Binary search

Nella ricerca binaria su range, ogni prefisso è rappresentato con un range, usando l'inizio e la fine del range. (slides)

Come costruiamo un albero o tabella di ricerca binaria: abbiamo gli end points dei nostri range

- P4: 1\*\*\*
- P1: 101\*

abbiamo 2 prefissi

- nella prima colonna, abbiamo indirizzi che sono strettamente maggiori dell'end point e sono più piccoli del valore successivo in tabella
- sulla seconda colonna, abbiamo indirizzi che corrispondono esattamente all'end point

quindi abbiamo la seguente tabella, che al più  $2N$  entry, e può essere attraversata in tempo logaritmico il lookup sarà dato dalle slides

### 5.3.5 Hashing exact match

Come fare LPM con hash tables, dobbiamo considerare più hash table che devono essere tante quante il più lungo prefisso, quindi in totale 32 per IPv4. Quindi, nell'esempio del DB, dividiamo in 4 hash table, mettendo i prefissi in ordine decrescente di prefissi. I problemi delle hash tables: se facciamo una hash table, se il result set è più piccolo del set di partenza, ci sono collisioni, per risolverlo si può usare ad esempio una lista collegata, che va scorsa per trovare il record corretto. Ci sono anche problemi sul dimensionamento e sul resize.

Abbiamo le diverse hash tables, assumiamo di fare il lookup di 0101.

#### Approccio lineare

L'approccio base è fare una ricerca lineare:

nel caso di una wildcard, mettiamo in AND i bit con la wildcard con quelli della chiave cercata. (slides)

## Binary search

Costruiamo un albero binario se trovo un match, vado a destra e se non lo trovo a sinistra. Ma c'è un problema: se non ho un match, non vuol dire che non posso trovare un prefisso a destra, quindi l'approccio è greedy e serve un match artificiale detto **marker** quando c'è un potenziale prefisso più lungo che corrisponde:

- ho due marker nella prima tabella, se ho un match non vuol dire che ho trovato la key giusta
- vado a destra e trovo il match

ma anche qui c'è lo stesso problema di prima, ovvero rischio di prendere la scelta sbagliata. La soluzione è best prefix match, ovvero a setup time pre-computiamo un insieme di bmp come mostrato in figura

## 5.4 Schema bi-dimensionale

La classificazione dei pacchetti è un problema più generale, partiamo col definire degli schemi efficienti quando ci sono due dimensioni, ovvero basandosi su una combinazione arbitraria di due campi, ad esempio la combinazione di IP src e dest.

Il DB delle regole di riferimento è il seguente dest e scr sono dei casi speciali di matching di wildcard, se matchiamo la regola 4, potremo anche prendere la regola 1, ma dipende tutto dalla priorità che diamo alle regole. Per poter risolvere il problema, siamo partiti dallo schema uni-dimensionale, quindi abbiamo diversi approcci

### 5.4.1 Set-Pruning Tries

Creiamo un prefix tree per il campo destinazione, ed appendiamo a ciascuno prefissi dell'albero un insieme di sotto-tries che rappresentano le sources che matchano con la regola. Quali sono i prefissi delle source da mettere nei tries dipende dal DB: in termini di memoria, si spreca molto perché molti prefissi vanno in più sotto-tries. Se quindi abbiamo dei source tries che sono esattamente gli stessi non li replichiamo, che è la prima ottimizzazione ovvia da fare, ma serve qualcosa in più:

### Backtracking look up

È possibile applicare una strategia di back tracing, dove non si replicano i prefissi che sono inclusi nel sotto-prefisso di una destinazione. Ad esempio nel nodo a sinistra, abbiamo un antenato del prefisso che lo contiene, quindi non occorre replicarlo

L'algoritmo di ricerca procede per back searching, procedendo come in figura attraversiamo l'albero per cercare il longest prefix matching nel dest field dell'header. Ora dobbiamo cercare il matching nel sotto-albero. Dobbiamo fare back tracing, fino ad un prefisso che matcha il dest field e quindi andare a vedere se c'è un matching nel src, se troviamo un matching si aggiorna la regola di matching trovata. Diventa una ricerca lineare, ma i src prefixes sono solo in un sotto-albero ma c'è un spreco perché sappiamo già quando non c'è un matching.

### Grid of tries

Si può introdurre uno switch pointer, ovvero un puntatore ad un nodo da cui possiamo far ripartire la ricerca in caso di non matching.

Ora abbiamo una griglia di puntatori che dicono da dove ripartire che vanno precomputati. Dall'esempio, abbiamo anche un problema perché tutto funziona solo se la priorità è intrinseca nel fatto che si prende il prefisso più lungo, ma se cambiasse la regola di priorità della regola non funzionerebbe più. Quindi, anche se abbiamo il matching su una specifica regola, aggiungiamo quale è la regola che effettivamente matcha, anche questi valori vengono pre-computati.

È il miglior approccio per un approccio bi-dimensionale, ma c'è un problema: chi implementa questo tipo di policy di filtraggio non controlla solo due campi ma verosimilmente molti ed usando un approccio del genere si ha una taglia dello storage che cresce esponenzialmente.

Ma in pratica, i veri DB sono strutturati e questa struttura può essere sfruttata per risolvere il problema della classificazione con tecniche algoritmiche.

## 5.4.2 Estensione dello schema bi-dimensionale

”regole” che valgono in pratica dalle slides. Come è possibile quindi implementare uno schema multi-dimensionale (slides).

La prima idea non naive si basa sul punto 4: creiamo una grid of tries dove connettiamo alla parte finale dell'albero una lista lineare di regole. Questo funziona se non si hanno molte regole, ma in generale non è così. Ci sono dei casi in cui è richiesto di avere soluzioni migliori, abbiamo quindi l'idea del divide et impera: spezziamo il problema in sotto-problemi

- cominciamo col spezzare il DB delle regole in colonne, dove ogni colonna è uno "sliced" DB (vedi immagine)
- dato un pacchetto P, determiniamo i prefissi che matchano per ognuno dei suoi campi separatamente
- infine, si combinano i risultati dei lookup sul best-matching prefix sui campi individuali

Ci sono 3 metodi per realizzare l'algoritmo (slides)

Questo è il DB che consideriamo per gli esempi, con la seguente topologia.

### Bit vector linear search

Abbiamo un vettore di bit con un 1 in corrispondenza delle regole che matchano: facciamo questa operazione per ogni DB individuale. Per fare l'intersezione, si mettono in AND tutte le maschere e la regola presa sarà il bit più significativo pari ad 1. Per trovare questo bit più significativo, possiamo costruire una tabella pre-computata ma anche qui la richiesta di memoria crece esponenzialmente. Ma non abbiamo bisogno di salvare tutte le combinazioni, se basta salvare solo il primo bit settato ad 1, basta salvare solo quello: **Algoritmo di de Bruijn**

- isoliamo il bit ad 1 più significativo, facendo  $x \& (-x)$
- definiamo una funzione di hash per indicizzare n diverse "parole ad un 1":

(slides)

Le performance dell'algoritmo

- N regole, le bitmap intersecate sono di N bit, quindi l'AND richiede  $O(N)$ ;
- calcolare l'AND di K vettori lunghi N bit richiede  $O(N \cdot K)$ , ma in realtà le CPU a 64 bit fanno un lookup in un ciclo di clock, quindi è  $O(N \cdot \frac{K}{W})$ , dove W è la larghezza di banda
-

## Rule Cross Product

Creiamo tutte le possibili combinazioni variando tutte le possibili entry di un campo quando c'è una wildcard, ma di nuovo c'è un problema di esplosione della memoria.

Ci sono ottimizzazioni, in quanto gli attuali cross products sono tanti, ma in realtà le classi ottenute da queste sono molte meno e quindi possiamo **Equivalence Cross-Producting**, in quanto se consideriamo il cross product di diversi campi, questi possono portare ad una stessa regola, quindi si identifica una classification class ed il numero di queste è molto minore del totale dei cross products. Quindi si riduce l'occupazione di memoria in maniera significativa, ma quello fatto fin ora è solo sui campi degli IP, occorre unire gli altri e poi fare quello che veniva fatto anche nel linear search bit vector.

## Decision Tree

L'idea è di creare un albero di decisione per arrivare alle regole scartandone alcune (??), qualcosa del genere.

## 5.5 Linear Bit Vector Firewall con eBPF/XDP

Implementare l'algoritmo di ricerca lineare con bit vector usando eBPF.

eBPF è un framework originariamente sviluppato per Linux con cui è possibile scrivere dei piccoli programmi di rete in linguaggi di alto livello, si compila il programma e si inietta il bytecode generato all'interno di specifici hooks del kernel. Il programma viene eseguito nel kernel ma in una sandbox, quindi ci sono importanti aspetti di sicurezza. È possibile inoltre interagire col programma, ci sono differenti interfacce, dette **maps** che possono essere lette e scritte sia dal kernel space che dallo user space.

### 5.5.1 Hookse programmi

I programmi eBPF sono guidati ad eventi, l'evento che triggera l'hook è l'arrivo di un pacchetto: questo viene processato dall'hook e poi si passa al prossimo. L'hook più interessante è l'XDP hook, il più efficiente in quanto si bypassa quasi del tutto lo stack kernel e siamo nella parte più di basso livello dove fare qualcosa col pacchetto. (slides)

Un programma eBPF si scrive in un linguaggio di alto livello come C (restricted), si usa un compilatore come llvm e si compila il programma di eBPF. Si ottiene un bytecode per un'architettura virtuale in grado di processare l'instruction set di eBPF: quando viene iniettato il bytecode nel kernel si ricompila il binario nell'ISA della macchina host col JIT compiler. La syscall **bpf** inietta il codice nel kernel:

- la prima cosa che fa il kernel è la verifica del programma, quindi verifica staticamente se non ci sono eccezioni dovute a letture di memoria errate etc... Ci sono varie altre limitazioni;
- viene chiamato il JIT;

Le due componenti fondamentali di eBPF sono

- maps: strutture di tipo key:value scrivibili/leggibili sia lato kernel che user. il ruolo delle mappe è almeno duplice

- salvare dello stato riguardo l'esecuzione;
- configurare il programma, se ad esempio c'è una routing table si può cambiare a run time
- helper function: ci sono varie funzioni helper, ad esempio per accedere alla mappa. Sono come delle syscall implementate in dei moduli appositi del kernel.

## LAB eBPF

Occorre fare tutti i controlli sugli accessi di memoria, altrimenti al caricamento del modulo nel kernel si ottiene un errore dopo i controlli effettuati dal kernel. XDP può essere usato in parallelo, la stat\_db map è globale quindi è sharata fra le diverse istanze e quindi occorre mettere un lock per garantire la mutua esclusione degli accessi concorrenti.

Le limitazioni del lab sono le seguenti

- il DB è piccolo, solo 32 regole
- la ricerca è lineare per trovare il bit più significativo
- l'adattamento delle regole è statico

Ci sono delle possibili estensioni (ovviamente, scritte nelle slides)

# Chapter 6

## Secure protocols and overlay VPNs

### 6.1 Recap: protocolli di sicurezza di rete

Abbiamo visto che i meccanismi base di IP sono insicuri, non c'è nulla. Abbiamo discusso alcuni possibili meccanismi di difesa

- 802.1X auth
- firewalls
- ACL

abbiamo anche visto come la crittografia può permetterci di rendere sicuri i protocolli, vediamo ancora come usare i tool crittografici: tramite questi, tutto quello che non viene offerto dal protocollo di base può essere fatto con la crittografia simmetria / asimmetrica.

Definiamo gli standard che usano le funzionalità crittografiche, applicate a diversi livelli dell'ISO/OSI

#### 6.1.1 Livello applicativo: SSH

SSH serve per avere un accesso remoto sicuro ad un server, dobbiamo accedervi perché non vi abbiamo accesso fisico. Ci sono gli stessi problemi di prima:

- il server a cui ci loggiamo è quello giusto?
- username e password mandate sul canale vengono captate?
- data integrity

telnet era un protocollo usato per la comunicazione fra due host, ma fu progettato senza minimamente pensare alla sicurezza, infatti ci sono diversi problemi. Si è cercato di fare delle patch di sicurezza a telnet, ma era meglio ripartire da 0 ed è quello che è accaduto con telnet.

SSH è un protocollo di sicurezza per il login remoto, è formato da una serie di protocolli tra cui i 3 principali sono

- Il protocollo di transport layer
- User auth protocol
- Connection protocol

ci sono svariate implementazioni OS di ssh, una delle più famose in Linux è openssh che offre diversi servizi (scritti sulle slides).

**SSH transport layer** Gira tipicamente su tcp/ip, la secure shell ha bisogno di una consegna sicura del messaggio quindi si usa tcp piuttosto che udp. Il layer di trasporto gestisce la parte iniziale dell'handshake, alla fine si ottiene una shell sicura per poter creare altri canali

**user auth** Ci sono diversi modi per autenticarsi con ssh

- password based
- public key
- keyboard interacting

**SSH conenction layer** dopo l'handshake, si possono usare diversi servizi come ad esempio sftp, scp etc... che si possono negoziare e far partire dopo l'handshake iniziale

SSH usa diversi algoritmi di cifratura, molti dei quali simili a quelli usati da TLS.

All'atto dell'handshake, si negoziano gli algoritmi da usare etc.. (slide con immagine).

La prima volta che ci si connette via ssh, viene ricevuta dal client lo SHA256 della chiave pubblica del server di ECDSA: ssh non usa certificati x509 e quindi siccome non c'è una CA di terza parte non possiamo certificare l'autenticità del server. Dobbiamo certificare manualmente l'autenticità del server: la connessione è critica, è la prima volta che il server manda la sua chiave pubblica ed è fondamentale. Se qualcuno è nel mezzo della connessione, è non protetta. Come possiamo essere sicuri che la chiave è corretta? Verificando se il fingerprint corrisponde con quella del server e c'è un comando apposito: le chiavi del server sono tutte in `/etc/ssh/...`

Possiamo quindi loggarci con la password, fatto una volta non verrà più richiesto di assicurarsi se ci si fida dell'identità associata alla chiave pubblica. Lo scenario è ragionevole per non avere un certificato X509 per ogni server a cui connettersi, il che rende il tutto più scalabile ma non è applicabile a server web, cosa accade se nei prossimo login non si verifica questa associazione? C'è un grande warning dal client: ricevo una chiave pubblica diversa, spesso però non è un qualcosa di malevolo perché magari semplicemente sono stati rigenerate le chiavi, quindi per sbloccarsi occorre cambiare l'associazione fra identità e chiave.

## Mutual public key auth

Il client si autentica per default usando username e password. Per default, utenti di root non si possono loggare, sappiamo che nella catena di sicurezza gli utenti sono quelli più deboli perché scelgono password deboli, quindi il server si autentica con chiave pubblica sempre, ma il client no. Dobbiamo abilitare lo scenario di autenticazione con chiave pubblica del client: si può fare durante l'handshake oppure cambiando il file di configurazione di ssh. Serve una coppia di chiavi per il client, che vanno generate esplicitamente, tramite `ssh-keygen` e viene sempre creato un file nella home directory. Il problema è lo stesso del server, la chiave non è certificata e quindi va resa sicura per il server o meglio va installata nel server

- si può fare manualmente
- si concatenano tutte le chiavi a cui è permesso fare PKA nel file `authorized_keys` per l'utente sul server. Si può fare copiando il file sul server oppure col comando `ssh-copy-id`

### 6.1.2 Transport layer: TLS

Anche se è possibile incapsulare dati IP raw in SSH, si può pensare di usarlo per proteggere il traffico IP, ma non è l'approccio migliore. Se dobbiamo rendere sicuri tutti i protocolli applicativi con HTTP, dobbiamo rifare lo stesso approccio per tutti i protocolli. Possiamo quindi far sì che meccanismi di sicurezza siano in layer sotto quelli applicativi ed esposti come servizi.

TLS è un protocollo fra il livello 5 e 4, è una protezione per applicazione perché è per singola porta. Prima di far partire lo scambio dati si fa un handshake, fornisce gli stessi servizi di ssh. I passi per come sempre sulle slides.

L'handshake si fa quando si crea una sessione di TLS ma anche quando si vogliono rinegoziare le chiavi, da una chiave master si generano tutte le sotto-chiavi.

### 6.1.3 Livello rete: IPsec

IPsec usato per rendere sicura la comunicazione su IP. Gli obiettivi sono gli stessi di TLS, ma ci sono delle differenze

- IPsec è una suite di protocolli, combinazione di diversi standard (ESP, AH etc...)
- operano su due livelli diversi, IPsec è a layer 3 quindi con IPsec si protegge l'host, mentre TLS protegge l'applicazione
- in IPsec ci sono le security associations
- IPsec ha delle policy di sicurezza esplicite
- IPsec ha diverse modalità di operatività che vanno definite
- mentre TLS spesso è implementato user space, IPsec è kernel space

## LAB 007

IL motivo per cui l'HTTPs downgrade è ancora possibile è dovuta alla possibilità di fare ridirezione su https quando si ci collega ad un sito che supporta ssl ma per default il browser prelude all'URL http.

### 6.1.4 Attacchi a TLS

#### HTTPs downgrade

L'attaccante riesce a mettersi nel mezzo di una comunicazione HTTPs e rimuove la "s" fra se stesso e la vittima e forwarda i pacchetti con una sessione HTTPs reale col server. Possiamo anche metterci nel mezzo ma anche fare reply come il target server ma senza forzare l'uso di TLS nella comunicazione. Funziona davvero? Come fa il browser della vittima a non rendersi conto che viene rimosso TLS? Il problema è storico, in quanto nel passato i siti web erano ibridi, quindi permettevano http per il sito, si è poi deciso di usare ancora http magari per la home page ed oggi è ancora così. Ad esempio per configurare un server https serve la ridirezione esplicita, ma se il browser può mandare una http get in chiaro l'attacco funziona.

L'attacco può essere fatto così



- ci mettiamo nel mezzo fra la vittima ed il router
- redirigiamo il traffico da un certo sito web ad un proxy interno
- non redirigiamo il traffico https
- ...

Si può mitigare l'attacco tramite HSTS, meccanismo per il cui il server informa il browser che la connessione al sito dovrebbe sempre usare ssl/tls. Quindi l'header HSTS è dentro la richiesta http dentro cui il server specifica che supporta solo https. Ci sono delle limitazioni

- la prima richiesta rimane non protetta
- c'è un timeout, alla fine del quale viene ricevuto un altro HTST header
- non tutti i client usano HSTS

alcuni siti più noti usano una lista pre-caricata di nomi, ma non copre tutti i siti.

## 6.2 Overlay VPN

Una VPN estende una rete privata, permettendo agli utenti di mandare traffico fra reti pubbliche come se fossero connessi nello stesso segmento di rete. È una rete privata, quindi nessuno dall'"esterno" può accedere al traffico di rete. Cifratura ed integrità sono comuni, nella overlay VPN sono obbligatorie ma in altri tipi di VPN non lo sono, ad esempio le intra-AS VPN non forzano la cifratura.

L'overlay VPN ha una topologia costruita su una topologia esistente non sicura, come ad esempio Internet. La rappresentazione grafica è la seguente: costruiamo quindi la nostra topologia virtuale sulla cima di un'altra rete. Ci sono 2 problemi da risolvere

**Creare una rete privata** Come realizzare una rete privata che consiste in nodi deployati su reti diverse, è un problema di addressing e routing. L'addressing si risolve, il problema è il routing. Serve poter raggiungere un nodo centrale che abbia un IP pubblico, che poi deve saper raggiungere i nodi privati, la soluzione di come parlare con i nodi è il **tunneling**. Il tunneling è un concetto generico, in quanto si fa tunneling quando si incapsula un protocollo come payload di un altro. Per risolvere il problema, serve comunque avere un server con IP pubblico, il pacchetto esterno può raggiungere il secondo router, il pacchetto interno è in qualche modo nascosto e non viene visto dal router, i router fanno forwarding solo guardando l'header esterno.

Abbiamo quindi una rete virtuale, ma non è privata perché tutti i router nel percorso sono in grado di capire chi è il destinatario

**Problema 2: usare protocolli di sicurezza** Occorrono protocolli di sicurezza per incapsulare il traffico interno, non è solo un problema di integrità, encryption etc... ma anche di verifica di identità. Possiamo avere diversi tipi di encryption + authentication, sia gateway to gateway ma anche host to host.

### 6.2.1 OpenVPN

VPN lato user space con openvpn: tool open source per creare delle VPN. Ha un protocollo custom, usa due canali uno per controllo ed uno per i dati, supporta sia tunneling UDP che TCP, lo scenario più comune è UDP tunneling. Il canale di controllo usa TLS per negoziazione delle chiavi e autenticazione etc... e poi c'è lo scambio dati sull'altro canale, openvpn usa openssl ed offre un sacco di feature.

Un building block fondamentale di openvpn è il tun/tap driver:

- un TUN driver è un device di rete point-to-point per tunneling IP. Quindi, le applicazioni possono usare questa interfaccia virtuale configurando le tabelle IP, il TUN manda i pacchetti IP allo user space dove un'altra applicazione è in ascolto ed è un modo per integrare in maniera trasparente openvpn con i programmi in esecuzione, non è openvpn l'applicazione che manda il traffico e quindi si aggiungono delle rotte che mandano il pacchetto per il TUN device in modo che sia openvpn che riceve il traffico. È un modo per "fregare" l'applicazione quando manda il traffico, quando openvpn riceve il pacchetto lo manda attraverso la vera NIC. Le applicazioni non se rendono conto, il sysadmin lo sa e configura le tabelle di routing
- un TAP: device di livello 2, mentre il TUN è di livello 3. Quindi, ad esempio possiamo fare tunneling di richieste broadcast etc...

openvpn è NAT friendly perché è un protocollo di tipo client/server, quindi il client parla per primo e se c'è una NAT è come un qualunque scambio client/server. Abbiamo quindi l'openvpn server, che riceve il pacchetto con l'IP virtuale configurato dalla VPN, incapsulato in un TCP/UDP header oppure IP header, dove l'IP è quello reale della rete. C'è un collegamento point-to-point, quindi serve solo conoscere l'IP dell'altro end. Il PKI di openvpn usa TLS, da un punto di vista alto basta sapere questo, viene usato nell'handshake: il server usa una chiave pubblica per autenticarsi, il client può usare username e password ma anche certificati x509. Se vogliamo fare nel modo migliore, dobbiamo mettere su il PKI con la CA etc..., che è un normale PKI x509 e possiamo usare un tool completamente compatibile con openvpn che è easyRSA, serve un certificato separato per client e server ed anche una CA master per certificare i coefficienti di DH. Al server basta avere chiavi pubbliche e private ed il certificato che ha la chiave pubblica associata alla chiave privata usata per firmare gli altri certificati (quella quindi di root o della CA intermedia). Se viene compromessa una chiave privata, c'è la revoca dei certificati classica di x509.

Possiamo creare quindi ACL basate sui client facilmente identificandoli con i common name all'interno dei certificati.

C'è una regola generale che dice che se UDP funziona va usato, altrimenti si usa TCP, ma in generale UDP è la scelta migliore quindi assumiamo che il layer 4 usato sia UDP da adesso in poi.

OpenVPN usa TLS, usato solo per autenticazione e per scambiare materiale per le chiavi, usiamo però UDP come layer 4 e TLS si aspetta di lavorare sotto TCP e c'è la versione apposita di TLS che è DTLS che non supporta diverse cose invece supportate da TLS.

OpenVPN usa TLS sul top di TCP ed implementano un meccanismo di ACK semplice per garantire la consegna.

Vengono usati due canali

- un canale di controllo con TLS, usato allo start della connessione fra client e server
- un canale dati, incapsulato nello stesso tunnel udp, riconosciuto tramite l'header openvpn dove viene scambiato traffico encrypted.

C'è una versione meno sicura di openvpn in cui le chiavi sono configurate staticamente (pre-shared). Durante l'inizializzazione del canale, c'è il classico tls handshake, dove quindi si possono scegliere i chipersuite voluti, gli algoritmi di cifratura e autenticazione sono staticamente messi nel file di configurazione.

## LAB 008

La prima cosa da fare è crearsi la propria PKI, usiamo easy-rsa. La prima cosa da fare è `./vars` per importare l'ambiente virtuale. Buildiamo i certificati della ca con `./build-ca`, ogni cosa creata viene salvata nella directory `keys`. In seguito, con `./build-key-server` col nome del server, siccome va trustata solo localmente va bene avere una CA "non trusted", si fa tutto automaticamente. Lo stesso per i clients. Serve poi creare i certificati per i coefficienti DH. Ogni nodo ha una coppia di chiavi ed un certificato, il certificato del client sta solo sul client perché lo manda lui durante l'handshake. Il certificato della CA sia sul server che sul client perché serve avere la chiave pubblica della CA e siccome è self signed serve installare la root CA in tutte le macchine che devono verificare le chiavi. Nella topologia c'è un access gateway che è un client in openvpn, quindi può essere sfruttato dall'host connesso per entrare nella vpn. I due nodi all'interno delle sotto-reti sono completamente ignari dell'esistenza della vpn.

Nel router CISCO abbiamo un'access list per matchare i pacchetti che passano.

Il modo migliore per poter scrivere i file di configurazione di openvpn è partire da quelli già presenti nell'applicazione, le opzioni più importanti sono

- port: porta di ascolto del server, è la porta di destinazione del pacchetto tunneled verso il server;
- proto: tcp o udp
- dev
- ca: il path ai certificati
- cert
- key
- dh
- client: dice ad openvpn che siamo dei client
- remote: da specificare in caso di nodo client
- server, il duale di client
- client\_to\_client
- push route
- route
- client\_config\_dir

Ci sono 3 diverse direttive di route

- route è per la macchina locale
- push route è lo stesso, ma facciamo il push
- iroute influenza il routing della overlay: se dobbiamo mandare un pacchetto nella rete di overlay abbiamo bisogno delle informazioni relative. Il server è il forwarder della overlay network, è lui che manda i pacchetti nel tunnel e deve conoscere quale rete si trova dietro quale tunnel. Quindi, i client vengono confiugrati in modo che i pacchetti verso la vpn abbiamo come next hop l'indirizzo di un link point-2-point, quindi non ci saranno arp request. L'unico che deve conoscere informazioni sulla rete di overlay è il server perché la topologia è di tipo "hub and spoke"(??)  
Per far partire opevpn, è possibile configurarlo anche per girare con systemctl oppure da shell

Test cases per verificare la configurazione:

- (slides per il primo test case)
- secondo test case: client1 pinga tiny1 (rispetto alle slides). Tiny1 può essere raggiunto solo dal server in quanto è connesso via il router, servirebbe una destination NAT ma non è quello che vogliamo: la vpn non è solo raggiungere qualcuno in una rete privata, ma anche rendere sicura la comunicazione. Abbiamo aggiunto una regola di MASQUERADE sul server, quindi tiny1 vede un ping dall'IP pubblico 2.0.0.2, che è quello del server. La reply torna al server, viene de-nattato e inviato al client. Se non ci fosse stato il masquerade, ci sarebbe stato come indirizzo IP destinazione del echo reply 192.168.100.x, che era l'IP virtuale del server ed il router 2 non saprebbe come raggiungerlo (non ha la route) e quindi il pacchetto sarebbe discartato;
- test case 3: client1 pinga tiny2: il pacchetto interno ha dest address 10.0.0.100, la route sul server vpn per questo indirizzo è su tun0, ma ora il server ha due possibilità: ha un tunnel verso client 1 ed uno verso client2 ed è un problema di routing di overlay. Abbiamo scritto nel file di configurazione del client2 l'iroute, quindi il server sa che il pacchetto deve essere forwardato a client2 perché viene matchata la regola.

### 6.2.2 Interazione con NETFLITER

Supponiamo di voler configurare un firewall sul server, abbiamo tutte le regole in drop e dobbiamo permettere alcune regole per far sì che tutto funzioni:

- partiamo con tutto in drop tramite iptables
- ora, tutti i collegamenti nella vpn non funzionano
- il primo layer è il tunnel esterno, quindi vogliamo sbloccare la comunicazione per il control channel, ma facendo così sblocciamo anche il data channel che è sullo stesso canale udp
- come prima cosa quindi, sblocciamo con iptables udp sulla porta 1194 in input. Ora ho usato lo state match con cui permettiamo solo le connessioni established oppure lo facciamo permettendo i pacchetti di risposta
- ora l'handshake iniziale parte, ma non basta. Quando viene decapsulato il pacchetto, vogliamo permettere che il pacchetto si accetti quando l'interfaccia di input sia tun0, in modo da riconoscere che il pacchetto appartiene alla vpn;

- occorre anche sbloccare i pacchetti da e verso tun0 ma in FORWARD, ovvero quelli che vanno verso i due tiny nelle sotto-reti private.

## Lab09

IP over GRE over IPses. In questo esempio configuriamo una vpn staticamente, usiamo una gw2gw vpn: la modalità che usiamo è la tunnel mode, ovvero vogliamo incapsulare i pacchetti dentro altri pacchetti IP.

Un problema di IPsec è che non si possono usare indirizzi multicast, una soluzione è usare GRE quindi

- creiamo un tunnel GRE fra i due gateway
- usiamo IPsec in transport mode per proteggere i pacchetti nel tunnel GRE
- le SA (Security Association) quindi si applicano ai pacchetti GRE

così possiamo incapsulare anche pacchetti multicast. (slides per vedere come finisce il laboratorio)  
Dobbiamo creare le due SAs per entrambe le direzioni, la cryptomap mescola la policy alla SA.

# Chapter 7

## BGP

### 7.1 Introduzione

Parliamo di BGP perché è uno dei building block fondamentali di Internet, vediamo BGP non in dettaglio ma sulla parte di sicurezza. Dopo aver capito come funziona BGP vedremo MPLS e delle VPNs basate su di esse, ora siamo negli AS e vogliamo capire come funziona la comunicazione ed inoltre il control plane di vixLAN è basato su BGP.

### 7.2 BGP in a nutshell

L'obiettivo dei protocolli di routing è quello di girare sui router di diversi AS per scambiarsi delle informazioni di routing fra AS, vedremo che è comune avere molteplici rotte per la stessa destinazione, questo perché la topologia deve essere resistente ai guasti, quindi il protocollo di routing non è solo responsabile di scegliere la rotta ma anche di scegliere la migliore. Abbiamo protocolli interni:

- IGP: protocollo di routing progettato per essere usato in un unico AS
- EGP: progettato per essere usato fra diversi AS

Un AS è una rete sotto controllo amministrativo di una singola entità ed ogni AS ha uno o più range di indirizzi IP. Un'organizzazione può avere più AS, ma un singolo AS è gestito da una singola entità di amministrazione, il punto è che ogni AS può fare quello che vuole:

- essere configurato in un certo modo
- usare un certo IGP diverso dagli altri, ad esempio OSPF

Per i protocolli di routing IGP ci sono differenze fra

- protocolli distance vector, dove un nodo non deve per forza conoscere tutta la topologia di rete
- protocolli link-state, dove ogni nodo deve conoscere tutta la topologia per calcolare tutte le rotte migliori. Ad esempio OSPF lavora in questo modo, scopre i vicini mandando in broadcast l'"hello" e cominciano a costruire l'OSPF adjacency e dopo un certo tempo che dipende dalla cardinalità della rete tutti i router hanno la stessa cardinalità della rete.

### 7.2.1 Protocolli di gateway esteriori

I protocolli di questo tipo sono spesso usati per scambiare informazioni di routing fra ISPs o in alcuni casi fra un AS di un customer ed il provider di rete. BGP v4 è il protocollo più comune ed è considerato lo standard de-facto per l'Internet, quindi per connettersi alla rete occorre configurare BGP, quando due AS devono comunicarsi devono usare un protocollo comune e quindi si usa BGP. BGP è un protocollo di tipo distance vector, usa una lista di numeri di AS, quindi la metrica non è data dalla somma delle metriche come in OSPF bensì il numero di AS da attraversare per raggiungere la destinazione. Un announcement BGP è dato da alcuni campi fissi:

- indirizzo di rete
- path vector che trasporta la lista di AS visti
- il prossimo hop per la destinazione

Ogni AS ha un numero identificativo (slides).

BGP usa TCP, diversamente da OSPF, quando due nodi BGP effettuano una connessione con BGP sono detti "neighbour", quindi occorre conoscere l'IP address dei BGP peer, mentre in OSPF sono detti neighbour.

I peer si mandano dei messaggi di keep alive ogni volta che garantisce che siano attivi, prima di poter comunicare i peer devono aprire la socket sulla porta 179 e dopo questo possono mandare i messaggi che sono unicast e di 4 tipi, il protocollo in se non è complicato, mentre la policy sì. Occorre far girare del filtering per le policy in ingresso, c'è poi la fase di decisione per vedere se il messaggio in arrivo da una rotta nuova o migliore di quella già posseduta e dopo questo si forwarda il pacchetto ma prima di questo si potrebbero applicare altre policies. Abbiamo quindi code di input ed output e si fa filtering ed attribute manipulation.

BGP non si usa solo fra diversi AS, ma anche per distribuire informazioni di routing interne alla stessa AS e viene riferito come IBGP, quando BGP viene usato invece fra diversi AS viene detto EBGp ed i router al bordo di un AS scambia informazioni con un BGP peer di un altro AS è detto boarder router (vedi esempio sulle slides carino per ricordare come funziona BGP).

### 7.2.2 Scelta del best path in BGP

Non è detto che il best path sia sempre quello a latenza minore, un numero di AS viene scelto solo se non c'è un loop e questo si vede controllando se nella lista passata nell'update non ci sia il numero del ricevente, ma nel caso di IBGP non c'è modo di verificare che non ci sia un loop all'interno dell'AS. Per evitarlo, si applica la "split horizon rule":

- una rotta imparata con IBGP non viene mai propagata ad altri peers BGP;
- una rotta non viene rimandata indietro ad un EBGp peer da cui è stata ricevuta.

La conseguenza è che se tutti i router interni hanno necessità di tutta la tabella di routing, dovrebbe esserci un (slides), come in una topologia hub-and-spoke.

Gli attributi BGP sono usati nei messaggi e ce ne sono alcuni fissi (slides) se non si fa nulla, l'unica metrica da voler minimizzare è la lunghezza del path vector, ma ci sono diversi attributi BGP per minimizzare altre metriche. C'è una forte categorizzazione degli attributi di BGP, per evitare problemi fra le implementazioni dei diversi vendors

- well-known mandatory

- well-known
- discretionary
- optional transitive
- slides

BGP sceglie solo un path come migliore, quando scelto viene messo nella BGP routing table e viene propagato ai vicini, si potrebbero avere diversi attributi che decidono la rotta migliore e nella scelta c'è un ranking fra gli attributi, dettato dalla fantastica frase "We Love Oranges AS Oranges Mean Pure Refreshment" (slides per vedere gli attributi reali).

- LOCAL\_PREF, viene scelto solo nello stesso AS e non viene propagato al di fuori

Questa è la pipeline di processamento di BGP si possono filtrare prefissi, o filtrare attributi o manipolare attributi nella fase di input policy engine. Quando si decide che una rotta è la migliore si salva nel DB e si propaga agli altri vicini. C'è un meccanismo molto noto (slides) AS path prepend: appende un certo numero di volte l'AS number (VEDI ESEMPIO)

L'attributo COMMUNITY è importante, usato per controllare le topologie BGP/MPLS VPNs, è opzionale ed è come un tag: quando un vicino riceve un messaggio, può filtrare in base al valore del COMMUNITY e applicare determinate policies. Ci sono un certo numero di attributi ben noti e processati nello stesso modo dai router

- NO\_EXPORT: se un router riceve una rotta con questo valore di COMMUNITY, la rotta non è esportata al di fuori dell'AS;
- NO\_ADVERTISE: non va inviato l'update a nessun altro;

Si possono usare anche dei valori di community custom

## 7.3 BGP configuration

Vediamo come configurare BGP su CISCO IOS, la prima cosa da fare è far girare un BGP process (QUAGGA ha la stessa sintassi dell'IOS CISCO): il comando base è `router bgp AS-number`, a differenza di OSPF un router non può far parte di diversi AS.

È possibile fare ri-distruzione delle rotte ai peers esterni, parliamo di milioni di entries nelle tabelle BGP quindi non è conveniente farlo per tutte le entry (??? che cazzo ho scritto ???). Si usa il comando `network` per dire al processo BGP quale rete locale va contattata, anche OSPF ha questo comando, ma ha un doppio ruolo:

- si attivano i nodi sulla rete da aggiornare
- si connettere direttamente alla rete ad aggiornare

La cosa importante è che la rotta da voler aggiornare è già nella routing table, altrimenti l'aggiornamento si perde.

Il BGP peering si ottiene col comando `neighbor`, (slides) si potrebbero usare le interfacce di loopback, è utile crearla quando un peer può essere raggiunto con molteplici path, in modo da usare l'interfaccia di loopback che abbia un IP virtuale e che sia possibile da raggiungere quindi ad esempio si deve fare advertising dell'indirizzo virtuale del loopback con OSPF.



## Lab 010

Vediamo uno scenario BGP semplice, usiamo due tipi di loopback, usiamo i due gruppi di IP /16 nel caso di router1 per evitare di avere altre macchine collegate e per poter usare ICMP.

R4, R2 ed R5 possono essere raggiunti da diversi path, quindi se uno dei link fallisce è OSPF che deve ridistribuire l'informazione su come raggiungere il nodo sulla nuova rotta. Fra i router di AS 200 ci sono dei link privati punto-punto, si usa OSPF anche per come raggiungere la loopback di gestione. Ci sono modi per evitare che tutti i router del core debbano conoscere le tabelle di routing, se si usa una backbone MPLS, con LDP si manda in flooding a tutte le reti e si creano tutti i path MPLS per arrivare a tutti. Fondamentale il discorso delle loopback: usate quando un router ha più path verso di lui perché se si può raggiungere un router, si annuncia una interfaccia virtuale e starà al protocollo di routing ottenere la strada fisica, in modo che se il link fallisce è possibile raggiungere il nodo.

Le loopback di management hanno /32 come subnet, le /16 sono "fittizie", in quanto simulano la presenza di una rete dietro il router.

OSPF conosce tutta la topologia di rete, con le aree OSPF è possibile che tutti i router interni alla stessa area condividano la stessa tabella OSPF, in modo da poter scalare meglio. Tutto ciò che è fuori dalla area è visto come un indirizzo esterno, si conosce solo il router per arrivarci e non l'intera topologia.

Configurazione dei router CISCO, la rotta **ip route 1.0.0.0 255.0.0.0 Null0**: una best practice di BGP è compattare le entry, quindi il primo modo è compattare le entry, occorre però avere la tabella di routing per fare advertising nella sotto-rete, non manda fuori rotta per via del longest prefix matching (la /8 hanno un prefisso più lungo della /16, quindi non manda fuori rotta). Tramite il comando nella configurazione BGP, si annuncia che l'indirizzo è quello della loopback interface, con next-hop-self si cambia il next hop perché di default il forwarding di un messaggio BGP con next hop interno preserva il next hop. Quando si tenta il ping dal router cisco occorre dire l'indirizzo sorgente, in quanto altrimenti il ping esce con l'IP privato, non raggiungibile.

## 7.4 MPLS

L'idea chiave è mettere una piccola fra il layer 2 e layer 3 ed il router che riceve il pacchetto fa solo switching e non routing: questo è il formato della label il forwarding in MPLS è fatto a livello 2, a livello di switching. Come in molti protocolli, ci sono componente di controllo e componente di forwarding ed i due componenti sono indipendenti.

Prima, nel protocollo ATM c'era un campo specifico campo dove poter mettere la label, in ethernet vanno aggiunti 4 byte aggiuntivi fra livello 2 ed header IP. Terminologia:

- Label Edge Router (LER): router di edge per la rete MPLS
- Label Switching Router: fa lo switching delle operating labels cambiando internamente la rete MPLS
- Label Distribution Protocol
- Forwarding (slides)

Le operazioni sono

- Push: push della label di un pacchetto

- Forwarding: si prende la label in ingresso e si cambia con la proprio egress label
- Pop: il router fa pop della label e passa il pacchetto a livello IP

LDP viene usato per creare associazioni fra i LER ed i LSR, vediamo un esempio di come si distribuiscono le labels: è possibile effettuare il downstream on demand, il router che gira con LDP manderà delle label request, in modo che questi sappiano quali label porre sui pacchetti. (slides per vedere l'esempio) C'è anche il tipo unsolicited, nel caso on demand si richiede esplicitamente una label per fare routing, mentre nel secondo caso si dice a tutti i neighbor di usare una certa label per raggiungere la mia rete. MPLS è versatile, perché si possono stackare diverse label: se il bit di s è settato ad 1 vuol dire che non si possono aggiungere più MPLS labels, quindi dal quel punto in poi c'è un pacchetto IP.

### 7.4.1 MPLS e BGP

Un problema da dover affrontare in BGP è fare un full mesh delle label in modo che nessun router interno abbia informazioni sul mondo esterno e vale solo se il router non ha una rete dietro. (LDP si basa sulle informazioni scambiate per i costi dei link da OSPF). Nel pacchetto IP con la label MPLS c'è solo il tipo del pacchetto switchato e non di due tipi come nel caso di VLAN, perché MPLS lavora solo con IP. (LAB per vedere come funziona)

### 7.4.2 VPN con MPLS e BGP

In questo caso, MPLS sarà "l'incapsulamento" e BGP il control plane di questo incapsulamento. È quello che si chiama peer-to-peer VPN, che non è configurata dagli end host bensì dagli ISP: grandi compagnie che hanno diversi edifici sparsi per il mondo comprano le VPN dagli ISP per ottenere dei link con determinati QoS. Per degli use case come questi, la soluzione BGP MPLS è la più usata, ha il vantaggio di essere plug&play: se mettiamo un altro router, detto customer edge, l'ISP connette il sito alla VPN.

Altra terminologia:

- customer edge: il router che si interfaccia all'ISP
- provider edge: è l'access router dell'ISP, il primo che implementa la MPLS VPN. Sono quelli che controllano davvero i paths e che implementeranno la MPLS VPN
- provider router: fa il forwarding dei pacchetti basandosi sulle label
- MPLS backbone: la rete che partecipa all'MPLS vpn

Parleremo di VPN A o B etc... che è il customer con i siti sparsi in giro.

L'implementazione basilare: il customer edge manda un pacchetto al provider edge, che è il primo a mettere una label (il router del provider non sa nemmeno che c'è una VPN) ed il control plane fornisce le label per arrivare a destinazione, avviene lo swapping al provider edge 2 che manda il pacchetto a destinazione.

Possiamo risolvere problemi (slides) con due label: la label esterna è il tunnel, quella interna è il customer

- la label esterna identifica la VPN, che è uguale per le diverse VPN
- la label interna può essere cambiata

- nell'ultimo edge provider abbiamo la label interna, rimossa la esterna, in base a questa si decide dove forwardare il pacchetto

Occorre gestire diverse forwarding table, possiamo avere tante VPN e routing table quanti i client connessi ad un certo device.

Nel VRF si inserisce il VPN network address da raggiungere, la maschera, l'IP del prossimo provider edge.

Abbiamo diversi tunnel, nella Global Forwarding Table avremo un unico tunnel, ma due diverse VPNs (slides).

Le GTF vengono popolate dal provider nel momento in cui avviene il setup della VPN, quindi è popolata automaticamente da LDP. La VRF invece, quindi le informazioni fra le reti dei customers si ottiene tramite un'estensione del protocollo BGP detto MP-IBGP, è BGP semplice ma negli announcements si possono mettere più informazioni, quindi gli annunci conterranno le informazioni sulle VPN e ci sono le stesse regole di BGP, quindi avremo un overlay full mesh fra tutti i provider edges.

L'identificatore più importante della MP-BGP è il **route distinguisher**, che è unico per la VPN ma può essere usato anche dagli altri provider edges ed è best practice che ogni customer abbia un **route distinguisher** unico, viene messo prima dell'indirizzo nell'annuncio BGP. (Esempio sulle slides per come si popola la VRF). Il route distinguisher è cosa distingue la VPN da una customer VPN, in quanto viene messo prima della rete all'interno del messaggio, nel pacchetto ci sono anche le label interne ed esterne dove l'esterna identifica il tunnel mentre l'interna la VPN.

Nella topologia VPN, in iBGP c'è una full mesh fra tutti i nodi che partecipano all'iBGP ma il problema è che se le rotte vengono scambiate usando iBGP tutti si connettono con tutti e ci sono use case in cui si vuole invece avere ad esempio una topologia hub&spoke.

Per cambiare la topologia di una certa VPN, occorrerebbe cambiare tutto l'MP-BGP overlay, quindi la scelta è quella che ogni provider edge decide quali annunci accettare dagli altri provider edges: se ad esempio tutti i provider accettano tutti gli adv, abbiamo questo risultato: se invece vogliamo una topologia di tipo h&s, abbiamo questo tipo di risultato: ad esempio, il provider edge 3 esporterà una certa rotta ed in questo caso pe1 accetta mentre pe2 rifiuta la rotta. Possiamo quindi avere situazioni di mesh parziale, per farlo si usa un altro identificatore che è il **route target**: è configurabile, di 64 bit e ciò che si fa è configurare quali id si vuole esportare ed importare, il modo di definire i 64 bit in BGP è 32:32.

## 7.5 BGP Security

La sicurezza di BGP è ancora un issue molto importante, in particolare con BGP hijacking etc...

Ci sono due famiglie di vulnerabilità:

- BGP gira su TCP, quindi ci sono i problemi di sicurezza legati a TCP/IP;
- il secondo tipo di problema dipendono dal fatto che dobbiamo certificare un prefisso e l'AS che c'è dietro

### 7.5.1 Vulnerabilità legate a IP/TCP

Siccome BGP gira su TCP/IP c'è un problema di autenticazione, quindi i messaggi BGP possono essere spoofati come se fossero mandati da un peer reale, questa è però una vulnerabilità teorica: il

provider forza dei meccanismi di anti-spoofing per evitare che ad esempio da casa mando un messaggio BGP spoofato.

C'è un caso speciale di messaggi di spoofing che è il reset attack: se la connessione TCP non è sicura, si può pensare di resettare la connessione TCP e fare un reset della connessione TCP tramite un messaggio BGP è un grosso DoS, se un peer perde la connessione con un altro peer tutte le rotte che vengono considerate down sono ritirate e l'informazione viene propagata agli altri peers e ci vogliono minuti per rimettere tutto a posto.

Per risolvere i problemi, per resettare una connessione serve conoscere il seq number del messaggio TCP, quindi non è così semplice ma in ogni caso la prima contromisura a questi attacchi è la strong sequence number randomization.

Quindi, la seconda vulnerabilità prevede che basti semplicemente spoofare l'IP address, inoltre una connessione TCP può essere resettata anche con ICMP e qui non era neanche necessario conoscere il seq number, ma di nuovo ci sono varie contro-misure.

Per l'hijack della sessione, siamo ancora in un caso di peer spoofing, ma in realtà l'idea è di entrare in una sessione già stabilita, quindi è ancora più complicato. Ci sono le stesse contro-misure di prima, 10 anni fa è stato suggerito di usare IPsec ma oggi non si usa.

L'md5 signature option è un opzione TCP che può essere usata per proteggere delle sessioni TCP, quindi si aggiunge un MAC ai pacchetti TCP, usando una chiave simmetrica (è un HMAC), c'è la nuova versione di questa opzione che è la TCP Authentication Option, dove la funzione di hash è negoziabile, inoltre vengono fornite altre cose come una migliore generazione delle chiavi, derivate da una singola chiave mater, inoltre si può cambiare la chiave in una stessa sessione.

Non si può quindi spoofare una sessione TCP perché non si ha la chiave, è solo autenticazione ma il problema è che lo standard non ha specificato come negoziare la chiave.

Abbiamo quindi un problema di autenticazione, non c'è IPsec/TLS, non serve l'entryption e si può risolvere autenticando la connessione TCP con questa opzione, sia quella vecchia che quella nuova.

TTL hack è un'altra contromisura, l'idea è che un peer esterno BGP è ad un hop di distanza, su un p2p link dedicato oppure in una rete interna, per iBGP è diverso ma in generale il numero di hop è limitato quindi se si conosce questo numero di hop si può controllare il valore del TTL quando si riceve un messaggio BGP: i peer fanno agreement su un certo valore di TTL, se si scende sotto una certa threshold il messaggio BGP viene buttato.

L'idea è che per peer vicini sono gestiti dagli operatori, peer più lontani possono essere quelli da dove parte l'attacco infatti il problema non è della home network perché tutti gli operatori usano meccanismi anti-spoofing quasi sempre, ma da altri AS ci può essere il problema, ma ci sono molti hop da altri AS.

Route flapping: cambio ripetitivo alla routing table BGP, una route flap occorre quando una rotta viene rimossa e poi re-advertised e se avviene ad un tasso elevato può portare diversi problemi ai router perché tutte le withdraw vengono propagate a tutti gli altri peers. Se avviene abbastanza velocemente, quindi ad esempio 30-50 volte per secondo il router è sovraccarico, il danno potenziale è lo slow down o anche drop dei pacchetti. La contromisura è il route damping, quindi c'è una finestra temporale per cui si usa un algoritmo che genera un backoff esponenziale per cui si ignora la rotta inviata (slides per finire), da un certo punto di vista mitiga il problema ma da un punto di vista di attaccante può incrementare il DoS.

IPsec per BGP? Qualcuno ha suggerito di usarlo, ma la realtà è che BGP ed IPsec non vanno d'accordo in reti reali, per diverse ragioni.

Abbiamo comunque avuti problemi di BGP hijacking dovuti a configurazioni sbagliate dovute ad errori umani, ma anche per vulnerabilità software, servono quindi protezioni che certifichino cosa c'è scritto nel messaggio BGP: crypto binding fra l'AS ed il prefisso BGP

## 7.5.2 Vulnerabilità del control plane BGP

### Prefix hijacking

Si fa hijack del prefisso, quindi l'attaccante comincia a fare annunci per un AS che in realtà lui non è. Ci sono due conseguenze:

- si può fare un MiTM
- si può anche fare un DoS

Può avvenire quando un AS accidentalmente o malevolmente genera ed annuncia un prefisso che non è il suo. Alcuni AS quindi, vedranno dei path più corti e preferiranno la rotta annunciata dall'AS che fa hijack, che quindi ruberà i pacchetti destinati all'altro.

È possibile farlo funzionare per tutti gli AS, non basta nemmeno rubare tutto il prefisso, se questo è più lungo tutti i router installeranno quella rotta perché il prefisso sarà più lungo, quindi quando si fa hijacking si annuncia una rotta con prefisso più lungo.

Le conseguenze dell'attacco sono

- DoS: il pacchetto viene droppato dall'attaccante
- eavesdropping: l'attaccante può vedere i pacchetti
- misdirection verso server impostori, stiamo comunque facendo impersonificazione o MiTM, possiamo far credere di essere dei server legittimi

Ci sono vari problemi ogni anno:

- Dicembre 2017: un AS russo ha fatto hijacking di 80 prefissi ad alto traffico di Google, Facebook, Riot Games e Twitch TV;
- ...

la prima contromisura per questo tipo di attacco è il BGP filtering, se tutti gli AS implementassero filtering fare hijacking sarebbe impossibile: bisogna fare filtering su messaggi in ingresso ma anche in uscita perché possono esserci errori; si filtrano prefissi che vengono da AS reali.

### BGP UPDATE modification

Modifichiamo un UPDATE ricevuto da un altro peer e si può modificare qualunque cosa, come l'AS path inserendo il proprio AS oppure cambiando path e siccome non c'è autenticazione nessuno può effettuare controlli.

Un avversario modifica il prefisso ...

## Route leaks

Tipicamente, non tutte le rotte sono richieste dai peers, dipende dalla natura del collegamento fra peers: se c'è un customer di un AS, non è detto che debba conoscere tutte le rotte verso gli altri. Quindi un root leak prevede che un AS rubi un update, tipicamente ad esempio un customer non direbbe mai le sue rotte.

La local preference è un attributo che ha una priorità maggiore valore fra gli attributi, quindi quando un customer manda un messaggio BGP tipicamente ha la local preference più alta e quindi verrebbe scelto nella rotta per prendere tutto il traffico. Occorre capire quali sono i diversi tipi di peers BGP:

- transit provider
- customer AS: paga un altro AS per raggiungere il resto di Internet
- stub customer
- leaf customer: stub con un solo exit point

occorre considerare quali relazioni esistono fra i peers: la rete IXP è di layer 2 e viene usata per connettere diversi operatori etc... usata perché altrimenti occorrerebbe creare una connessione fisica fra i diversi peers BGP.

Un peer connesso ad un IXP viene chiamato public peer, tipicamente ogni ISP che partecipa ad una rete IXP ha il suo router di bordo.

Un peer privato è connesso ad un link privato, quindi gli AS connessi hanno creato una connessione, nel caso del public peer non si usa come transito verso altri AS. Lo stesso vale per i private peers, che gestiscono solo i prefissi dei customer

Un downstream peer prevede che l'ISP faccia advertising di tutta la routing table oppure delle rotte di default, i prefissi ricevuti dai customer sono rimandati a tutti i customer, i prefissi sono ricevuti perché l'AS è di transito per il customer.

Upstream peers: a meno di non avere un 1st tier provider, occorre comprare la connettività per raggiungere il resto dell'Internet, altrimenti si può parlare con i propri customers. Anche in questo caso o si riceve l'intera routing table oppure le route default, uno dei in quanto dipende dalla topologia. Le conseguenze di un root leaks sono

- Ridirezione del traffico tramite path non voluti
- quando un grande numero di rotte viene simultaneamente leakato, l'AS offending viene sovraccaricato e quindi si ha DoS o degrado delle performance

### 7.5.3 RPKI e BGP origin validation

Una soluzione crittografica: abbiamo gli Internet registries regionali ed i routing registries di Internet (sono DB dove c'è l'associazione fra AS e prefissi).

Gli oggetti presenti nell'IRR forniscono rotte dichiarate dagli operatori, è possibile col comando `whois` (slides)

L'informazione nel DB non erano autenticate, quindi è stato creato l'RPKI che è il PKI richiesto per certificare le informazioni di routing, vediamo la gerarchia

- IANA sono al top e allocano ai RIR
- I RIRs sub-allocano risorse agli ISPs ed alle Enterprise

- gli ISPs a loro volta sub-allocano ad altri ISPs
- In alcune regioni i RIRs sub-allocano a dei LIRs, come ad esempio Telecom

RPKI è una autorità di certificazione locale offerta da tutti i RIR, la catena di RPKI segue lo stesso ordine visto sopra, quindi IANA è il ground truth etc... Alla fine della catena abbiamo la ROA che è un binding fra prefisso, AS ed una lunghezza massima (per evitare di mandare rotte più corte), è un altro tipo di certificato ma come in ogni PKI abbiamo una catena di certificati. Ci sono due modalità di certificazione delle risorse:

- hosted: viene tutto firmato dal RIR
- delegated: si delega la firma

Una volta che un ISP o una società (qualunque AS) riceve un certificato dalla RIR, è in grado di firmare le sue ROAs, può generare un EE-certificate ed usare la chiave privata per firmare. Una funzione ROA, ovvero l'ultimo oggetto della catena si possono avere più prefissi e se viene specificata una max length tutti i prefissi che hanno lunghezza entro il max possono essere pubblicati. (slides)

Come fanno i router ad ottenere questi certificati, perché le ROAs non sono trasportate dai messaggi di annuncio BGP: i router ottengono le ROAs ed una volta ricevuti gli annunci BGP fanno un controllo incrociato. Le ROAs sono salvate nei RIRs o negli ISPs, un router non vi accede direttamente, c'è una cache di ROAs negli ISPs, c'è un'entità centrale dell'AS che prende le ROAs dalle repository che server RPKI validatori (uno per ogni AS), che oltre a prendere le ROAs le verificano e le salvano nelle cache. Infine, i router prendono col protocollo RTR le ROAs dalle cache.

Quando arriva un annuncio da un peer, il router controlla se il prefisso è in uno delle ROAs, non è il router che controlla la validità delle ROA in quanto il router le scarica già validate, si controlla anche se l'AS è quello giusto nella ROA.

# Part II

## Parte software



# Chapter 8

## Introduzione

Approccio bottom up a partire dall'hardware fino al software. Imparare i componenti interni di ogni livello dello stack prima di imparare l'attacco, in modo da capire meglio come funzionano. A questo punto, capire come e se è possibile incrementare il livello di sicurezza. Perché non dire che renderemo il sistema sicuro? È impossibile rendere un sistema sicuro, **un computer sicuro è scollegato dalla rete, con l'hw che prende fuoco**. Argomenti che vedremo:

- attacchi hardware-based e contromisure
- OS e principi di sicurezza
- virtualizzazione
- malware detection
- DB security

# Chapter 9

## Hardware based attacks e contromisure

Perché sono interessanti gli attacchi all'hardware: perché ogni sistema IT si basa sull'hardware, quindi compromettendo questo si riesce a compromettere tutto lo stack IT. Quando scrivo sw, mi aspetto qualcosa dall'hw e quindi se lo altero per il software è molto difficile capire che è compromesso.

I blocchi fondamentali per costruire degli attacchi hw based di successo:

- leggere primitive, per circumnavigare la sicurezza del sw
- scrivere primitive
- covertness: se l'attaccante può fare un attacco che non può essere scoperto è impossibile per il sw capire che c'è un attacco in corso

La prima cosa da fare è capire come funziona l'hw

### 9.1 Storia dell'hw

Legge di Moore: il numero di transistor di un calcolatore raddoppia di ogni anno.

Quindi possiamo aggiungere sempre più componenti nel chip: tempo fa si aveva il sw, si cambiava la frequenza del processore e il sw andava più veloce. Ma c'è un upper bound nella potenza consumabile, che è 130W e quindi anche aggiungendo componenti non si può sfruttare più potenza. Non si può aumentare la frequenza oltre il power wall, l'ammontare della potenza nel calcolatore è talmente alta che non si può aumentare la velocità della CPU.

Le CPU inizialmente erano multi ciclo e single core, già complesse ma lente. Quindi la prima cosa fu quella di cercare di rendere più veloci:

1. la prima cosa fatta negli 80' fu l'introduzione del pipelining: allo stesso tempo, in parallelo, vengono processare diverse istruzioni che sono in diversi stadi della pipeline.  
Si può committare una istruzione per ogni ciclo, ma si velocizza l'esecuzione delle istruzioni. Quindi la frequenza della CPU venne aumentata, ma si può sempre committare una istruzione alla volta
2. architettura super-scalare, aggiunge la possibilità di committare più istruzioni perché gli elementi base come alu, più elementi per il fetch etc... sono ridondati. Quindi, c'è l'istruzione nella pipeline e serve della logica nella CPU che dica quale hardware è disponibile e può essere assegnato alle istruzioni ogni volta, quindi serve un run-time scheduling. In ogni caso, ci sono i problemi della pipeline come i branch condizionali e la necessità di dati quando non ancora disponibili

3. dai problemi sopra, nasce la speculazione:

```
a → b + c
if a ≥ 0 then
    d ← b
else
    d ← c
```

fetcho un'istruzione prima di avere conoscenza del fatto che devo fare un salto piuttosto che un altro. Quindi ci sono una serie di bolle necessarie anche per un codice semplice, c'è una penalità per gli stalli enorme ed il codice fa molti salti.

Quindi, serve cambiare le cose: branch prediction.

## 9.2 Branch prediction

Se la predizione è sbagliata, si scarta il risultato, quindi si flusha una serie di stadi della pipeline perché incorretti, altrimenti si continua con l'esecuzione delle istruzioni. Ci sono delle parti dedicate nel chip del processore apposite per il branch prediction, migliore sarà la predizione e meno stalli si osserveranno e quindi migliori prestazioni. Le performance dipendono da due fattori: quanto presto si può controllare se la predizione è corretta e se la predizione è corretta.

Ci sono due tipi di predizione:

- **dynamic prediction:** implementata in hw, la predizione cambia in base al comportamento del sw. Basata tipicamente sulla storia dei branch
- **static branch prediction:** determinata a compile time, come ad esempio il *likely* nel codice del kernel. Viene riflessa a livello assembly con dei prefissi come ad esempio *0x2e* o *0x3e* ma nelle architetture moderne non funziona più perché la pipeline è troppo complessa.

La branch prediction table è una piccola memoria nella CPU utilizzabile per capire l'outcome di una branch instruction: si usano i bit meno significativi dell'istruzione per indicizzare la tabella e prendere la decisione, il risultato è binario (take or not take).

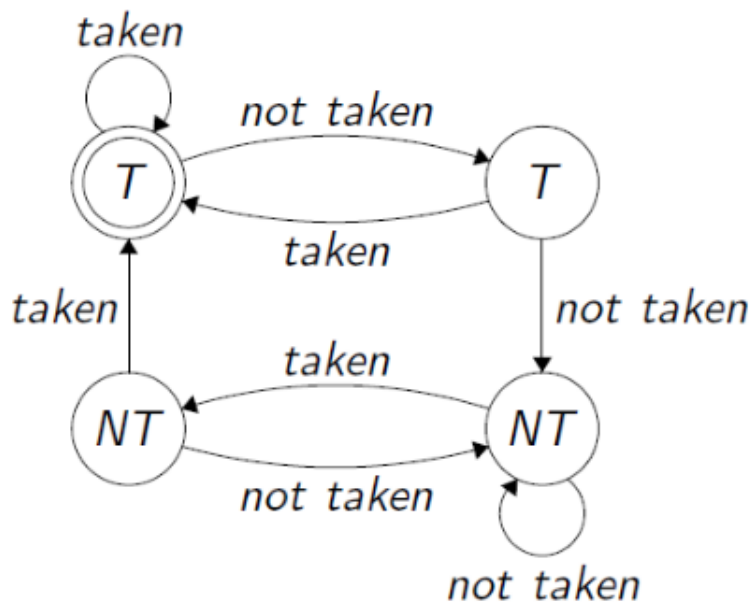
Se la predizione è corretta ed è take ho un ciclo di penalità: questo perché si esegue l'istruzione di salto, ma nella pipeline c'è comunque la fase di fetch per cui semplicemente la carico, ma per poter fare la predizione devo arrivare almeno alla fase di decode.

Se la predizione è not take ed è corretta non ho penalità

Se invece la predizione è incorretta, devo

- cambiare la predizione
- aggiornare la tabella
- flushare la pipeline, la penalità è la stessa che si avrebbe se non ci fosse la branch prediction, perché ci sarebbero gli stalli.

L'automa a stati che rappresenta i cambi di stato in base alla predizione è il seguente:



si possono usare due bit per decidere come spostarsi in base alla predizione. Come si comporta con dei cicli annidati?

```

    mov $0, %ecx
.outerLoop:
    cmp $10, %ecx
    je .done
    mov $0, %ebx
.innerLoop:
    ; actual code
    inc %ebx
    cmp $10, %ebx
    jnz .innerLoop

    inc %ecx
    jmp .outerLoop
.done:

```

L'unità per la branch prediction continuerà a dire branch taken finché non si arriva a 10, alla fine c'è una decisione sbagliata e si torna al loop esterno. Si cambia continuamente idea per via dell'interazione fra loop interno e loop esterno, per via di questo il 2-bit saturating counter non funziona bene perché sbaglia sempre la prima predizione e l'ultima.

La branch prediction è importante, perché da un'analisi risulta che nel codice il 20% delle istruzioni sono branch condizionali, inoltre ci sono pipeline più complesse e super-scalari, quindi la possibilità di trovare delle istruzioni condizionali è più alta ed inoltre c'è la programmazione ad oggetti, dove per capire se una classe è figlia di un'altra bisogna navigare l'albero per capire la classe padre e quindi prendere decisioni.

Per migliorare la branch prediction:

- migliorare la predizione
- determinare il target prima

- ridurre la penalità per predizioni errate

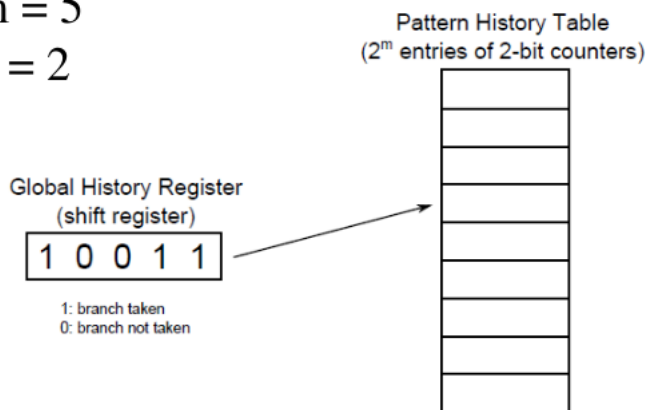
### 9.2.1 Correlated prediction

L'idea è che alcuni outcome dei branch sono correlati fra loro, quindi serve poter correlare due branch condizionali in assembly. In un correlated predictor si usa una storia degli  $m$  branch passati e si può usare la storia per correlare i branch. Si usa la path history table:

- si mette la storia globale in un registro globale della storia
- si usa il valore per accedere ad una pht di 2-bit saturating

$m = 5$

$n = 2$

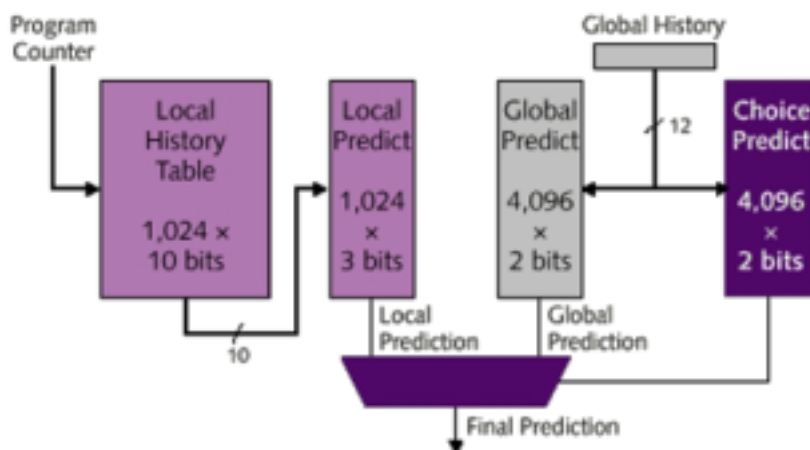


### 9.2.2 Tournament predictor

Si usano due tipi di predittori:

- correlated predictor, basato sugli ultimi  $m$  branches, acceduto dalla storia locale
- local predictor, che viene selezionato usando l'indirizzo del branch

Si usa poi un indicatore di quale è stato il miglior predittore per lo specifico branch in esecuzione, che è un contatore a 2 bit, incrementato per uno dei predittori e decrementato per l'altro. Di seguito, uno schema dell'architettura del tournament predictor DEC Alpha 21264



### Branch target buffer

È relazionato ai jump indiretti, che sono difficili da predire. esempio: la `ret` è l'istruzione di ritorno da una sub routine. Il problema è capire dove si ritorna: qual è l'istruzione che si mette in pipeline, dovrebbe essere la prossima del chiamante ma è ancora più complicato. Si può fare il jump nell'indirizzo contenuto in un registro, l'output dipende da cosa è scritto nel registro che si vuole usare per il salto.

Il BTB è una piccola cache che viene acceduta col program counter troviamo il prefetched target ed il prediction bit, che dice se conviene prendere il target oppure mettere uno stallo. È una cache, quindi ci può essere miss o hit, si può imparare se il prefetched target dovrebbe essere quello e più tardi si saprà se quel target è corretto o meno.

### Return address stack

L'istruzione di `ret` legge l'indirizzo dallo stack, quindi se possiamo leggerlo subito possiamo sapere il target del ritorno.

Possiamo mettere uno stack nella CPU che mantiene gli indirizzi di ritorno, ogni volta che c'è una chiamata, si salva in questo stack l'indirizzo di ritorno. In questo modo, ogni volta che si torna si conosce l'indirizzo di ritorno e questo è utilissimo perché l'85% delle istruzioni è di ritorno.

### Fetch Both Target

Tecnica che costa molto perché riempi la pipeline con tutte le istruzioni, ma la metà verranno scarattate e non aiuta in casi di fetch multipli come lo `switch`, non viene usato nell'hardware off the shelf.

## 9.2.3 Simultaneous multi-threading

C'è una CPU fisica ma è esposta al software come una coppia di CPU virtuali. L'idea è che mentre runni istruzioni nella pipeline usi un sotto-insieme delle risorse hardware, in questo caso nel simultaneous MT si può tenere traccia di che hw stanno usando le istruzioni, quindi si duplica lo stato dell'architettura, quindi ad esempio il PC in modo che il processore usi un algoritmo di scheduling in modo da dare il controllo ai differenti thread che girano. Quindi è richiesto meno hw per far girare più processi ma servono dei controlli per evitare l'interferenza.

### Caso Intel: Hyperthreading

Gli obiettivi sono molteplici:

- minimizzare la die area
- evitare che uno dei due processori logici produca stalli per l'altro
- "spegnere" l'hyperthreading se non necessario

Oggi, anche l'architettura Intel mostra delle istruzioni assembly al programmatore diverse da quelle effettivamente usate internamente, ci sono due parti:

- un front-end
- un engine di esecuzione out-of-order: se puoi eseguire una micro operazione va eseguita immediatamente.

**Xeon frontend:** il ruolo è quello di tradurre istruzioni CISC in istruzioni RISC usando una microcode ROM. C'è una cache di micro operazioni che mantiene le traduzioni già fatte.

Nella trace cache, sappiamo se una micro operazione è associata ad uno o all'altro execution program, grazie ai due program counter differenti. Ci sono quindi due code diverse di micro operation. Nel caso di hit:

Nel caso di miss nella TC, serve fare la traduzione: bisogna accedere all'instruction TLB che permette di tradurre la corrispondenza fra indirizzi logici e fisici. Ovviamente, ci sono due TLB associati alla cache L2, quindi si può pagare anche un miss dovuto alla L2. Quindi, si mette la CISC instruction in coda, c'è poi il decoder ROM che mette le istruzioni in una coda usata per fillare la TC e quindi ora si può mettere la micro operation nella  $\mu$ op queue.

**Xeon Out-of-order pipeline:** vogliamo eseguire le micro operazioni in ogni ordine quando è possibile farlo. Nel primo stadio, vogliamo schedare i registri fisici della CPU: una  $\mu$ op cerca di accedere il registro icx, non è uno solo ma sono molteplici, i multi-registri e quindi icx viene mappato su uno di questi. Servono quindi un register rename ed un Allocate per tenere traccia di tutto.

Ora ci sono code multiple, per discriminare la semantica della  $\mu$ op in base al fatto che si acceda alla memoria etc...

Lo stadio di execute ha diverse ALU, quindi l'Allocation unit dice anche quale componente usare per eseguire l'istruzione. Lo scheduler prende l'istruzione dalla coda nel momento esatto in cui il componente è disponibile. L'ordine è qualsiasi, le  $\mu$ op appartengono a diversi program flow, quindi data una CISC operation, le macro istruzioni saranno invertite nell'ordine.

Alla fine, non vogliamo che le istruzioni siano materializzate all'esterno in ordine casuale, quindi c'è un reorder buffer per riordinare le istruzioni CISC nell'ordine in cui sono entrate e far credere all'utente siano state processate così.

Non abbiamo quindi una idea di come siano state eseguite le istruzioni internamente, quindi ci può essere uno stato di inconsistenza per un tempo illimitato ma non è un problema perché questo non viene esposto a livello ISA. Il problema è che stiamo interagendo con la memoria e questo è sfruttabile, possiamo ad esempio far sì che la CPU carichi delle istruzioni che non dovrebbe e quindi dei dati in cache che non dovrebbe: l'istruzione non verrà committata, ma la traccia sarà comunque esposta e sfruttabile.

## 9.2.4 Multicores (2000s)

I vendor cominciano ad usare i molteplici transistor per creare delle CPU multicore, il primo CPU è l'IBM power4, 2 core con una architettura interessante: una cache privata per ciascun core, interconnessione di un certo tipo fra i core e una cache di L2 ed L3, dove la L3 fa anche da memory controller. I core interagiscono con la L1 e così a salire, quindi per caricare dati dalla memoria. Ma se i core hanno una cache privata, come fanno ad essere sincronizzati con i dati contenuti in L1 e quindi visibili al core 2? Serve un protocollo apposito per garantire la consistenza dei dati.

### Cache coherence

Comportamento della cache da un punto di vista di utilizzo. La CC definisce la coerenza della cache con dei protocolli: quando scrivo codice, non mi rendo conto di interagire con la cache, ma i processor vi interagiscono di continuo. Abbiamo ad esempio 2 cores, con due cache private ed una serie di operazioni: al tempo 0, la cache del core 1 c'è la copia di A, a  $t=1$  C2 carica A in un altro

registro. Poi C1 fa una una operazione su A, quindi il valore di A nella cache di C2 quale sarà? Non c'è una sola risposta, dipenderà dal protocollo di consistenza

**Strong CC protol:** il protocollo più semplice, tutte le cache dei vedono gli stessi dati, come se non ci fosse una separazione fra le cache in un qualunque istante di tempo. Quindi, serve avere un agreement fra i cores su chi fa l'operazione sul dato, quindi c'è un impatto sulla concorrenza e le performance.

Per assicurare tale consistenza serve:

- single write/multiple readers: ad ogni istante di tempo, per ogni locazione di memoria un solo core può leggere e scrivere
- (slides)

Bisogna continuamente sincronizzare le cache quando un core fa un update in memoria, quindi non è molto performante

**Coerenza debole:** c'è meno limitazione sulle cache, in quanto devono sincronizzarsi meno, quindi viene persa una delle invarianti dette sopra. Quindi due cores possono scrivere su una stessa area di memoria, quindi può accadere che il programmatore osservi dei comportamenti inattesi e quindi per implementare correttamente l'algoritmo occorre implementare delle primitive software per avere lo stesso outcome che si avrebbe se tutto accadesse sequenzialmente.

C'è una time window di un certo numero di epoche temporali in cui i dati non vengono propagati e questo può mostrare la complessità dell'hardware al programmatore

È anche possibile non avere coerenza, che è il modo per avere le cache più veloci. Non ci sono ovviamente garanzie, quindi le cache vanno sincronizzate esplicitamente lato software, ad esempio con delle API C/Assembly.

## CC protocol

Un protocollo di consistenza per la cache è un algoritmo distribuito basato su primitive di tipo message-passing. Ci sono due principali tipi di richieste in memoria da servire:

- Load(A)
- Store(A)

e coinvolge 2 tipi di attori principali, ovvero i cache controllers ed i memory controllers. Il ruolo è quello di rinforzare una certa nozione di coerenza.

Qualunque cosa nei protocolli CC è basato sulle coherency transaction, ciascuna di queste genere dei messaggi. Ci sono due tipi principali di transazioni:

- Get: carica un blocco di cache (dato) in una linea di cache
- Put: evince un blocco dalla linea di cache, la linea diventa disponibile per altri dati

Ogni linea di cache è associata con un bit che dice se la linea è valida o memo, in questo caso abbiamo una macchina a stati finiti che definisce lo stato del blocco in cache. La macchina è leggermente più complessa di una classi FSM, perché per transitare dai vari stati ci possono essere dei delay dovuti al fatto che il protocollo è distribuito. Ci sono quindi



- eventi remoti: viene ricevuto un messaggio di coerenza
- eventi locali, ricevuti dalla parent cache

(altro sulle slides)

Ci sono una serie di protocolli per gestire la coerenza, definiamo

- invalidate protocols: protocolli, quando viene scritto un blocco invalida tutte le altre copie.
- update protocols: ogni update viene mandato a tutti i core.

Quindi, nell'esempio iniziale il valore di A dipende dal protocollo implementato. Ci sono poi due famiglie di CC protocols diversi

- snooping protocols: tutti i controller osservano tutto il traffico, quindi il broadcast è totalmente ordinato. È molto veloce, perché tutti i controller possono fare decisioni da soli perché osservano tutti i messaggi ma non è scalabile se il numero di core aumenta. Questo perché serve un arbitro del bus, e questo degrada le performance
- directory based: c'è una directory, ogni request è unicast alla directory. Questa tiene traccia di chi è il controller destinatario e gli manda il messaggio, il che rende tutto più scalabile e permette di aumentare il numero di cores.

## VI protocol

Il protocollo di consistenza più semplice, un solo cache controller può leggere e/o scrivere il blocco in ogni timestamp.

La transaction Get è usata per richiedere un blocco in read-mode per poter diventarne l'owner e potervi scrivere e leggere. La Put è usata per togliere il blocco dalla cache e riscriverlo al LLC controller. Ci sono una serie di eventi: Il protocollo VI sta per Valid/Invalid, ma oltre a questi due stati ce n'è anche uno intermedio per cui si aspetta una copia del dato up-to-date. Se confrontata con la FSM del LLC, vediamo che c'è differenza: ad un certo punto, il core associato al cache controller fa una operazione di load, quindi ottiene l'indirizzo e va nella cache e scopre che lo stato della cache è I. Quindi, serve una Own-Get dal LLC, manda un messaggio che viene ricevuto da tutti i cache controller nel sistema con un ordinamento totale. Una volta che il messaggio viene mandato, il controller transita nello stato IV, la copia verrà inviata dal possessore attuale del dato, dopo averlo ricevuto transita in V.

Dopo, un altro core vorrà diventare l'owner e quindi questo controller transiterà nello stato I e trasferirà il contenuto del blocco.

Immaginiamo di essere in una situazione in cui c'è un conflitto, ovvero si vuole scrivere un blocco nella linea di cache che è piena. Si manda una Any Put al LLC controller, l'LLC transita nello stato I e se poi qualcuno richiede il dato transita nello stato V.

Il protocollo ha una nozione implicita di diryness: se una linea di cache è in stato V, il controller L1 può o leggere e scrivere o solo leggere. Ha anche un concetto implicito di esclusività, in quanto se lo stato è V, nessun altro può accedere al blocco, quindi nessuno ha una copia valida; inoltre, c'è nozione del possesso del blocco: l'owner sarà quello che manda la copia aggiornata a tutti.

La cosa positiva del protocollo è che richiede pochi bits per rappresentare le FSM, ma ha diverse inefficienze; ciò che vogliamo catturare del blocco di cache sono aspetti di

- validità

- dirtyness
- exclusivity
- ownership

vogliamo solo queste proprietà per avere un protocollo efficiente ma che consumi più bits per l'implementazione

### MOEST stable states

Ogni lettera fa riferimento ad uno stato particolare, ognuno cattura una delle proprietà dette sopra. Di nuovo, è una FSM per ogni blocco

- Modified: il blocco è valido, esclusivo, posseduto e potenzialmente dirty. Può essere scritto o letto
- Owned: blocco valido, posseduto
- Shared: valido, non esclusivo, non posseduto, non sporco. Ci sono più copie read only del blocco.

(slides)

Quali sono le transazioni per poter implementare il protocollo:

- GetS: Get del blocco in Shared state
- GetM: Get in modo Modified
- Upgr: ho un blocco, so che il blocco ha la copia più aggiornata perché ho osservato le transazioni, quindi non voglio la copia del dato ma voglio la possibilità di scrivervi
- Put (slides)

Questa è la macchina a stati che si ha tipicamente:

### MEST protocol

Il controller della cache di livello inferiore (LLC) è simile M/E è uno stato congiunto di Modified/Exclusive. Se in M/E e si osserva una Any-Get, si va in Shared, se qualcuno richiede il blocco, si va in I.

## 9.2.5 Memory Control

Nelle cache write through, si propaga direttamente l'update.

In modern architectures, the cache are no longer write through, due to the complexity can explode. The caches in modern architectures can be either inclusives or exclusives at different levels, this can be exploited by attacks that specifically targets a  $L^*$  cache.

CC dicatates how the different cache controllers interacts among them. There is the concept of memory consistence: il MC model definisce il comportamentio di una memoria condivisa, indipendentemente da come è implementata. Vediamo ancora un esempio: in macchine Multi Core c'è il riordino degli accessi in memoria: il core committa le operazioni sulla memoria in un certo ordine

ma gli altri cores possono osservarle in ordine diverso, quindi non c'è un ordinamento totale. Il sotto-sistema può quindi riordinare le operazioni: ci sono 4 combinazioni di possibili riordini, quindi se scriviamo codice concorrente, dobbiamo considerare il fatto che ci siano riordini delle operazioni. Questo ha a che fare con due ordinamenti diversi:

- ordiamento di programma, è per core ed è totale. Cattura l'ordine in cui ogni core
- ordinamento di memoria (slides)

Possiamo avere diverse consistenze:

- sequenziale: ci sono determinate operazioni che verranno osservate identicamente tra ordine di programma ed ordine di memoria.  
Nell'esempio di prima, solo due ordini sono consistenti sequenzialmente
- consistenza debole: modello implementato dalle architetture moderne. Quella di Intel è Total Order Store. C'è un piccolo buffer che agisce come coda in cui vengono salvate le diverse operazioni di store e che verranno poi processate. Le architetture Intel sono fra quelle in cui c'è il minimo numero di riordini tra le operazioni

## Memory fence

Se ho una qualunque operazioni di memoria, la fence forza l'ordine di una load/store, quindi possiamo creare dei punti in cui siamo sicuri che tutte le istruzioni prima della fence sarà ordinata e stessa cosa se accade prima, ma non si possono riordinare le fence. Sono quindi operazioni speciali che permettono di mettere dei punti di riordino per poter ad esempio avere consistenza sequenziale in Intel.

**Fence su architetture x86:** ci sono 3 tipi di fence diverse su x86:

- MFENCE: barriera full memory, ogni operazione prima e dopo non sarà riordinata
- SFENCE: barriera store/store
- LFENCE: barriere load/load e Load/Store

## 9.3 In memory transaction

Le transazioni in memory permettono di realizzare la sincronizzazione in memoria più semplice. Può essere esplicita, quindi per accedere ad una sezione critica si prende un lock, si accede e poi si esce. Ci possono essere problemi sui locks come deadlock, i deadlock non sono componibili e quindi possono esserci delle inconsistenze nei risultati di operazioni che usano i lock.

L'hardware transactional Memory prevede di usare delle istruzioni di Assembly specifiche per dire che si vuole accedere a dei dati in maniera esclusiva, così che il processore metta un lock privato sui dati e una volta finito, se il commit va a buon fine i dati vengano pubblicati all'esterno

Per poter implementare le hw transaction Intel ha modificato il protocollo di CC: i tentativi vengono fatti solo al primo livello della cache e si marciano i blocchi di cache con lock, per poi committare se va tutto bene. Ci sono 4 nuove istruzioni Assembly (slides), esempio in C: Una transazione può andare in abort per vari motivi (slides)

Da un punto di vista di performance il problema è per cosa si fa abort a livello hardware, ma la cosa interessante è che la transazione può essere mandata in abort da qualunque altro CPU core. Se mettiamo del codice per fare delle transazioni, rischiamo che dopo se mettiamo del codice su quello scritto per fare i lock possiamo avere una esecuzione per cui in concorrenza le cose non tornano (vedi l'esempio dei depositi/ritiri sulle slides), perché i lock non si compongono.

Si possono usare le transazioni, concetto preso dal DBMS: quindi, vogliamo eseguire tutte le operazioni fra l'inizio e la fine di una transazione come all or nothing. È possibile farlo sia usando un DBMS, sia tramite l'uso di facilities offerte dall'hardware.

La facility hardware è quella delle **Hardware Transaction Memory**: l'idea dietro è che se nulla va storto, si hanno delle performance migliori. Usati molto negli engine per videogiochi, quasi tutti i processori off the shelf offrono transactional memory, Intel li ha disabilitati quasi del tutto per via di una implementazione buggy.

Il paradigma HDM lavora in questo modo:

- introdurre operazioni Assembly per capire quando inizia e finisce la transazione
- utilizzo delle cache, i controller sono già in grado di capire se operazioni concorrenti stanno accedendo allo stesso dato e quindi se scoprono un conflitto sui dati, droppano il flusso di esecuzione ed anche i side effects sui dati. Ci sarà poi un retry path

Il tipico hardware off the shelf è mostrato di seguito, usato per fare il reverse engineering di come è fatto l'HTM la L1 e la L3 possono essere usate per implementare le transazioni, in quanto possono essere usate per rappresentare le transazioni. Ci sono due gruppi di dati, read set e write set. L'implementazione delle HTM introduce un bit aggiuntivo per ogni cache line, che dice se un blocco è stato caricato o letto durante una transazione.

Il protocollo di CC sa quali linee sono marcate come transaction access, se se ci sono concorrenze e può agire per rendere lo stato coerente. (slides)

### 9.3.1 Funzionamento

Le istruzioni assembly usare per supportare HTM sono

- xbegin
- xend
- xabort
- xtest

(vedi slides per dettagli). La cosa buona di questa implementazione è che sulla base di queste 4 operazioni è possibile scrivere delle transazioni annidate, il che rende la scrittura del codice molto più semplice; il CC controller tiene un contatore delle nested transaction fatte, quando il valore va a 0 pulirà i bit dalla cache.

Tutti i compilatori moderni possono generare queste 4 transazioni, a partire da linguaggi di alto livello come C e C++, generando delle Undefined Instruction se HTM è implementato in hardware. Per usare le operazioni, si può scrivere del codice C: È possibile capire anche se c'è un abort in corso, quindi è utile se abbiamo una transazione grossa capire se c'è un abort perché magari il processore non è in grado di portarla a commit.

Il write set è vicino alla CPU, sta nella L1, mentre il read set è sia in L2 che in L3. Quindi, il

cache controller setta il T flag sia in L1 che in L3 quando si legge, mentre solo in L1 quando si scrive. Supponiamo di avere l'esempio del bank account: se ci sono due diversi cache controllers che stanno gestendo le transazioni, non possono conoscere lo stato l'uno dell'altro ma possono verificare che ci sia un accesso concorrente e quindi se ogni altra CPU legge una location di un write set, la transazione andrà in abort: c'è un pezzo di dati che è marcato con T, non è ancora committata ed il controller deve mandare il dato più fresco e se c'è una read non può mandare il dato fresco e quindi la transazione deve abortire.

Vale lo stesso per le altre CPU: se qualcuno scrive in un read o write set, la transazione va in abort, l'algoritmo è quindi locale al controller, può dare delle performance peggiori per via che si mandano in abort anche cose che non dovrebbero.

Inoltre ci sono anche limitazioni hw, cosa accade se abbiamo un context switch: non possiamo lasciare dei dati incommittati nella cache, quindi la transazione deve abortire e lo stesso vale per la ricezione di un interrupt, perché non si sa per quanto tempo si starà in questo stato e non si possono lasciare i dati inconsistenti; lo stesso vale per page faults.

Quindi è necessario avere della logica di codice per gestire gli abort

I codici di errore possono essere vari **esempio:**

abbiamo una transazione, vediamo l'effetto sulla cache. Abbiamo solo due locazioni di memoria coinvolte nella transazione, vediamo cosa accade in una possibile run concorrente:

- $CPU_0$  legge  $a_0$  dalla cache e setta il T bit
- $CPU_0$  scrive su  $a_0$ , portando quindi lo stato a modified, quindi  $a_0$  è nel write set
- $CPU_1$  legge  $a_1$  nella cache (in maniera esclusiva) e setta il T bit

Lo stato della cache è il seguente: quindi è possibile committare semplicemente pulendo lo stato dei bit.

Se  $CPU_1$  entra in gioco e legge  $a_0$ , la  $CPU_0$  deve per forza fare abort: pulisce il T bit e rende le linee di cache invalide che erano Modified. Ora,  $CPU_1$  deve per forza leggere i dati dalla memoria, perché in cache sono invalide, questo avviene proprio quando  $CPU_0$  stava per fare il commit.

## 9.4 Recap sulla gestione della memoria virtuale

La memoria virtuale serve per far sì che le applicazioni non accedano alla memoria fisica direttamente, bensì tramite degli indirizzi virtuali. L'idea è di astrarre cosa una applicazione vede e cosa il processore dovrebbe fare, per molteplici motivi

- rendere la scrittura del codice più facile;
- ingannare l'applicazione, facendole credere di avere più memoria in quanto si può fare lo swapping sulla memoria;
- isolamento per processo: se qualcuno nel sistema può trasformare un indirizzo virtuale in uno fisico ed il componente è abbastanza sicuro, ci sono delle delimitazioni che impediscono ai processi di vedere i dati di altri processi, a meno di usare memoria condivisa

Il supporto alla memoria virtuale usa sia hardware che firmware, che OS (slides).

Usiamo la terminologia di virtual page e di segmento di memoria: una pagina virtuale viene mappata su un frame fisico. È possibile che un certo range degli indirizzi virtuali condivida dei frame fisici

in memoria. IL firmware deve fare diverse operazioni per poter usare le pagine virtuali, quindi viene introdotto una cache addizionale per facilitare la traduzione tra virtual e phisical address: TLB, che se ha la traduzione in memoria da l'indirizzo fisico corrispondente all'indirizzo virtuale.

I passi della traduzione sono riassunti di seguito: si può avere un indirizzo virtuale valido, che però non è presente nella memoria fisica per via dello swapping, quindi si ha un miss nel TLB o nella page table.

### 9.4.1 Traduzione in x86

Le CPU Intel sono bloated, quindi cercano di fare di tutto per dare retro-compatibilità, quindi ogni volta che c'è una nuova facility viene disabilitata per default, quando parte un nuovo chip Intel è come se fosse un 8086, ci pensa il SO ad abilitare tutto ciò che serve:

- segmentazione di memoria
- segmentazione di memoria in protected mode
- paginazione

L'indirizzamento basata sulla segmentazione è fatta in base a questo schema: Come funziona l'unità di segmentazione: 4 registri a 16 bit (allo startup girano così) per i segmenti

- CS: code segment, dove trovare il codice in memoria
- DS: data segment, dove trovare i dati in memoria
- SS: stack segment
- ES: extra segment

Intel i386 ha aggiunto due nuovi registri, FS e GS senza uso predefinito.

Basandosi sulla segmentazione, si possono definire dei segmenti di memoria in cui ogni segmento è un numero che indica l'inizio del segmento, quindi è possibile avere overlapping. Un esempio è mostrato in seguito:

#### Registri x86\_64

fra i tanti registi, i due di interesse sono (slides). Abbiamo bisogno di strutture dati, che è un virtual-to-phisical tree che mantiene le tabelle di traduzione e la cui root è indicizzata da CR3.

#### Segmentazione protected mode

tra le informazioni che otteniamo, dovremmo avere la base dell'indirizzo ma in realtà si ha un indice che serve per accedere ad un tabella in memoria centrale. La tabella ha dei segment descriptor che mantengono i base address per i segmenti, può essere ovunque in memoria per cui si può avere l'indirizzo nel registro GDTR. Supponiamo di avere una jmp che ha un target: l'indirizzo diventa un offset, nel CS register si trova un indice nella global descriptor table. A quel punto si usa l'index come offset nella tabella e trova il segment descriptor, quindi si prende la base e si somma all'offset per ottenere un indirizzo logico.

La base è sempre 0, per via della retro-compatibilità, ma il processo va comunque fatto per rendere possibile la paginazione (lo fa il SO). Quando rendiamo possibile la paginazione, l'indirizzo è lineare e viene passato all'unità di paginazione (firmware) che lo trasforma in un indirizzo fisico e lo passa alla CPU

## Unità di paginazione

L'idea è che l'indirizzo lineare viene diviso in 3 pezzi (32 bit):

- directory: indice alla tabella puntata da CR3
- Table: indice nella page table
- offset, che viene usato per trovare l'indirizzo fisico del frame

ogni tabella ha nel record un puntatore al componente successivo, sono tutte mantenute in memoria e la gestione è fatta dal SO. C'è un albero di tabelle per ogni processo. Quando si fa context switch, il valore del CR3 non viene cambiato e quindi è possibile anche trovare indirizzi del kernel.

### 9.4.2 Traduzione Virtual-to-physical i386

L'istruzione assembly ha un indirizzo logico, che verrà usato come offset per la tabella dall'unità di segmentazione per ottenere un indirizzo logico, che verrà usato dalla page table per navigare una pagina ed ottenere un indirizzo fisico da passare alla CPU. Ogni volta che si accede ad un singolo byte di memoria si triggera tutto il processo quindi per questo è stato introdotto il caching, per cercare di ridurre la latenza. Per usare l'indirizzo fisico, il cache controller deve aspettare che tutta la traduzione avvenga, se si usa solo l'indirizzo logico c'è un problema se le tabelle cambiano.

È possibile usare entrambe le cose: appena l'applicazione genera un indirizzo lineare, questo viene preso dal firmware del cache controller L1, e se il dato è in memoria c'è un hit. In parallelo c'è il controllo nel TLB per vedere se è possibile tradurre in indirizzo fisico. Se c'è un miss nel TLB parte la traduzione per ottenere l'indirizzo. Quindi diversi livelli di cache sono indicizzati con diversi indirizzi, per cercare di velocizzare il processo di traduzione si fanno diverse cose in parallelo.

## 9.5 Primitive di lettura

Vogliamo trovare un modo per bypassare l'isolamento dei processi, la tecnica da usare sarà il timing: vogliamo mettere su delle primitive di lettura, l'idea fondamentale dietro la sicurezza è che non vogliamo lasciare delle informazioni, a volte anche il tempo impiegato per fare un'operazione dice qualcosa.

### 9.5.1 Algorithm Timing

Prendiamo il seguente esempio:

```
int strcmp(char *t, char *s){
    for( ; *t == *s ; s++, t++){
        if(*t == '\0')
            return 0;
    }
    return *t - *s;
}
```

passando le due stringhe "ABCD" ed "ABxDE" possiamo inferire qualcosa dai dati in base al tempo impiegato per fare il confronto.

Useremo degli approcci simili sulla cache: ogni volta che leggiamo i dati dalla CPU, questi vengono

letti dalla cache e quindi ogni volta che si fa una load, a seconda della condizione, ci saranno differenti risultati

- supponiamo di avere la cache in modified, siamo i proprietari e possiamo leggere
- se il blocco è invalid, occorre fare altre azioni

dipende tutto dallo stato in cui è la FSM della cache. L'idea è che possiamo fare delle operazioni sulla cache privata in modo da portare la FSM in degli stati che conosciamo, quindi per fare un side channel

- portiamo la cache in uno stato noto
- facciamo sì che qualcuno faccia delle operazioni sulla cache per cambiarne lo stato
- vediamo, tramite timing, come è cambiato lo stato

con l'hyperthreading è ancora più critico, perché ci sono più thread che girano sullo stesso core e quindi condividono la stessa cache L1 e quindi potremmo leggere i dati di qualcun altro e quindi violare la privacy della L1 per via del simultaneous MT; ((NB: se non ci fosse, la L1 rimarrebbe privata. Inoltre, la L1 di usa indirizzi virtuali per indicizzare i blocchi dati, quindi è anche più semplice accedere ai dati.))

### 9.5.2 Code path

Ci sono degli algoritmi su cui non si può fare timing, perché l'algoritmo ci metterà sempre lo stesso tempo. Ad esempio abbiamo il Montgomery Ladder, usato per fare operazioni sulle curve ellittiche e blocco chiave della crittografia. Abbiamo delle nonce, che devono essere univoche altrimenti si potrebbe invertire la curva (ricavare la chiave privata), lo pseudocode è il seguente: abbiamo  $k$  bit, ma il numero di operazioni è sempre lo stesso. Accediamo allo scalar, 1 bit alla volta, ed a seconda del valore accediamo ad uno dei rami dell'if-else e quindi ci chiediamo se possiamo determinare in quale dei due branch siamo, sfruttando la L1 per ricavare la nonce. Una volta che il codice è caricato, viene messo in cache ed alcune operazioni sono grandi e quindi finiscono su più linee di cache, quindi se riusciamo a portare lo stato della gerarchia della cache in modo da capire in quali linee di cache è stata eseguita l'operazione, possiamo sapere se è stato preso l'if o l'else.

Quindi, anche se l'algoritmo è time independent, possiamo osservare quali linee di cache sono state usate per accedere ai dati

### 9.5.3 Side channel attacks

Un side channel è una zona di memoria che permette di leggere un altro contenuto di memoria o accedere a dei pattern di dati. Ci sono diverse tipologie di side channels

- Prime + Probe
- Flush and Reload
- Flush + Flush
- Evict + Time (slides)



l'idea è sempre che la prima parte viene usata per portare la cache in un certo stato, con la seconda si cerca di capire dopo che la vittima ha fatto qualcosa, qual è il side effect sullo stato della cache. Non c'è nulla che il SO può fare per garantire l'isolamento dei processi, perché lo stato dell'hardware è condiviso. Un attacco passa per diversi stati, le differenti macchine cambiano per diversi aspetti quindi abbiamo

1. pre-attack: il pre-target attack serve per acquisire il target, quindi ad esempio la linea di cache o il cache set (nel caso di cache n-associative ) stabilire eventuali timing threshold. Dobbiamo considerare tanti elementi, come ad esempio il carico di lavoro della macchina, se è alto potremmo essere deschedulati e perdere ad esempio la CPU su cui stavamo lavorando venendo rischedulati su un'altra
2. active attack:
  - a) Inizializzazione: portare il canale in uno stato noto
  - b) Attendere che la vittima faccia un accesso in memoria
  - c) Analizzare l'accesso, osservando i side effects lasciati dalla vittima
  - d) Ripetere l'accesso fino al leak dei dati

Ci sono diversi aspetti da considerare

- Le cache sono cachate sia virtualmente che fisicamente
- le cache sono condivise in maniera differente in base al livello
- vanno considerati anche gli interleave di esecuzione fra i diversi processi

mettere su un vero side channel attack è molto più complesso di cosa si legge nei paper

## Evict + Time

Il target è la cancellazione di una linea, quindi inizialmente la vittima gira e fa degli accessi in memoria, quindi carica i suoi dati in memoria. A questo punto, stabiliamo una baseline execution, ovvero sappiamo che la vittima girerà di nuovo e quanto ci metterà quando ha i dati in cache. L'attacker quindi cancella una linea di interesse dalla cache per scoprire se la vittima la usa: in algoritmi crittografici, si ci basa su tabelle di dati condivise che vengono usati in base alla chiave. Quindi se sappiamo quale parte della tabella viene usata, possiamo fare una ricostruzione di discovery code path, quindi capire quale parte dell'algoritmo viene usato mentre gira. Questo stato effettivamente usato per rompere AES, possiamo scoprire quali linee di cache sono state usate per capire ad esempio la chiave di cifratura, usando il tempo: vediamo quanto ci vuole per fare degli accessi per capire se la vittima sta usando una cache line cancellata o no.

La parte critica è poter far girare la vittima quando si vuole, ad esempio è stato usato per rompere AES perché è una libreria condivisa e quindi è possibile per l'attaccante far girare la vittima.

Non usare solo l'istruzione Assembly `rdtsc` per contare il tempo che passa, i chip del processore vengono spenti/accesi in base alla temperatura del processore (perché si tocca il power wall) così come anche viene **decrementata la frequenza del processore**, quindi il numero di cicli effettivi contati è falsato. Usiamo l'istruzione `rdtscp` perché rispetta il program order, altrimenti bisognerebbe usare le fence (ricorda l'esempio di Quaglia). La cosa interessante è che l'attacco è veloce quanto la vittima è veloce nel computare.

Nota: nel codice, vengono usati buffer di caratteri di 4096 byte, perché? La gerarchia delle cache sono state introdotte nel calcolatore per sfruttare la località in modo da fare andare tutto più velocemente. Uno dei principi è la **località spaziale**, quindi possibilmente se viene caricata una linea di cache, anche se viene caricata una sola linea e quella successiva è associata ad uno stato invalid, la cache potrebbe pre-fetchare una linea di cache. Quindi, dobbiamo considerare il pre-fetching quando buildiamo un attacco, essendo sicuri che le linee pre-fetched vengano flushate. 4KB è una pagina ed è talmente grande che anche col pre-fetching siamo abbastanza sicuri che non ci siano effetti indesiderati dopo la flush della linea di cache.

## Flush + Reload

Basato sull'abilità di usare memoria virtuale condivisa, quindi affinché funzioni il pre-requisito è che sia possibile condividere i dati virtualmente con un altro processo, quindi diverse applicazioni condividono pagine di memoria per risparmiare spazio (si usa la copy on write, appena si cambia un byte si duplica la pagina). Flushamo una linea di cache, possiamo farlo con un indirizzo virtuale, eseguiamo la vittima e poi proviamo a ricaricare le linee di cache flushate prima e misurare il tempo. Se flushamo la linea e viene ricaricata dopo un po', nessuno l'ha toccata, altrimenti vuol dire che una vittima ha toccato quella linea di cache e quindi una parte di dati. La vittima viene fatta girare una volta sola, se non c'è noise sulla gerarchia di cache basta girare una volta sola.

Nel codice, viene allineata la pagina di cache, la prima cosa che si fa è materializzare il vettore di probe in memoria: l'approccio di Linux è che il kernel non si fida dello sviluppatore, quindi se chiede molta memoria l'OS ne dà di meno se si accorge che è fatto di zeri. Quindi, l'indirizzo di memoria virtuale è valido, ma non è mappato in memoria fisica del tutto, c'è una pagina in Linux che è piena di 0 (la zero page) che viene condivisa da tutte quelle strutture con tutti zeri. In questo modo si dice al kernel che si vogliono davvero le 256 pagine, semplicemente scrivendo un byte.

Ora, bisogna discriminare fra cache hit e miss e mettiamo delle lfence per essere sicuri che non ci sia della noise aggiuntiva per via della memory consistency.

NB: nell'attacco, creiamo una pagina per ogni singolo valore del byte che andiamo a leggere. Quindi nell'accesso in `make_side_effect` leggo una pagina della memoria prendendo uno qualsiasi dei valori del byte, quindi creo un pointer in una delle pagine del vettore che verrà portata in cache, che sarà associata al valore del byte. Se troviamo la pagina numero 0 in cache, vuol dire che il valore del byte è 0, se invece trovo la pagina 1, vuol dire che il byte letto è 1 e così via.

Quindi, mi baso su due cose

- uso la grandezza di una pagina per mitigare il cache pre-fetching
- carico un valore in memoria senza far girare la vittima. Se ho l'indirizzo di memoria virtuale e posso leggere un valore in memoria, posso leggere un valore, portarlo in un vettore e poter vedere se quel byte viene acceduto

perché non leggere direttamente il valore del puntatore? L'indirizzo può essere valido, ma non è detto che siamo in grado di leggere perché non abbiamo privilegi di lettura in memoria.

Otteniamo un seg fault se la memoria non è valida, ma lo possiamo gestire con un handler e continuare con l'esecuzione e quindi possiamo bypassare i privilegi di accesso perché abbiamo portato dei dati in memoria. Questo è il fondamento di meltdown.

## Prime + Probe

Si fa girare in cache L3, non serve per forza SMT, si può anche lavorare fra diverse VM. La tecnica prevede di fare un priming della cache, ovvero portarla in uno stato noto caricando dei dati che

conosco in cache, mettendo uno o più linee di cache che riempiano tutte le linee in quanto la cache è set-associativa.

Una volta fatta girare la vittima, questa deve invalidare delle linee di cache e carica i suoi valori, a questo punto possiamo rigirare e fare il probing del cache set caricato prima tramite una operazione di probing: se il tempo di accesso aumenta, sappiamo che la vittima ha toccato quelle linee di cache. Un attacco di successo di Prime + Probe non è così semplice perché mettere su un cache set non è così semplice in una cache set-associativa. Ci sono delle contromisure hardware, il mapping memory-to-cache cambia di continuo (slides)

L'unico modo per mettere su l'attacco è conoscere il mapping a run time:

- scegliere N indirizzi di memoria casuali. C'è la possibilità di un cache collision perché non conosciamo il mapping con la memoria
- misuriamo il tempo che ci vuole per caricare la cache accedendo agli indirizzi di memoria
- se becchiamo una self cache collision, rimuoviamo l'indirizzo dal set. Possiamo usare CPUID per capire l'architettura della cache

### Prime + Abort

Permette di fare tutto ciò che è stato detto fin ora senza timing. Tramite le transactional memory, avremo delle hardware callback che ci dicono che c'è stato un accesso in memoria. L'idea è quella di fare una transazione, aspettare per un abort e nel momento in cui l'abort avviene sappiamo chi ha fatto l'accesso alla memoria (slides).

Possiamo anche mettere su degli attacchi alla cache L3: una linea di cache scritta durante una transazione viene tolta dalla L1, quindi l'accesso transazionale fa una write in memoria (slides)

### Flush + Flush

La clflush non è idempotente rispetto al timing, quindi a seconda dell'input ci metterà tempo diverso. Facciamo una clflush e la CPU dice al cache controller di fare un flush ma a seconda dello stato della cache il tempo impiegato sarà diverso. È una versione del Flush + Reload che permette di capire se la cache line è stata invalidata da qualcuno. È molto stealthy come attacco, perché non si fa molto rumore ed inoltre è veloce. Quindi, anche la **bandwidth** dell'attacco è aumentata, perché il numero di dati che si riescono a scoprire è maggiore.

## 9.6 Out of order pipeline

Usando i side channel attacks visti, vediamo cosa possiamo fare introducendo la out of order execution pipeline: possiamo fare il leak dei dati, se facciamo girare le micro-istruzioni in pipeline in maniera speculativa. L'architettura non è quindi sicura al 100% se le micro-istruzioni verranno portate a termine, lo fa per velocizzare la pipeline ed alla fine ci può essere il commit o lo squash della pipeline se i check sulla istruzione non torna: se viene fatto il commit, le conseguenze verranno esposte sull'architettura della CPU, altrimenti no. Ma anche se la CPU capisce che una operazione fallisce e non deve essere portata a commit, le conseguenze sulla micro-architettura ci sono: se facciamo una micro-operazione che fa accesso sulla cache, gli effetti rimangono anche se l'istruzione viene tolta dalla pipeline. Questo è l'effetto degli attacchi di tipo **Transient Execution**, attacchi come

- Spectre

- Meltdown

che sono usciti nel 2018, ma la comunità di ricerca aveva già intuito della loro potenzialità 10 anni prima. Per riassumere

- eseguiamo istruzioni speculative nella pipeline
- possono essere rimosse, ma gli effetti rimangono nello stato micro-architetturale

### 9.6.1 Meltdown primer

Questo è un primo esempio di codice per fare meltdown: mettiamo su un probe array, abbiamo una pagina per ognuno dei possibili valori di un byte, quindi facciamo il leak di un byte alla volta. Non vogliamo leggere il byte, ma misurare l'effetto delle esecuzioni transienti, per capire se alcuni dati sono stati acceduti durante una esecuzione speculativa.

Facciamo il flush del contenuto dell'array dalla cache. Ora, cerchiamo di accedere degli indirizzi di memoria, ad esempio di un buffer del SO e cerchiamo di de-referenziarlo, quindi di leggere un byte. Il kernel non vuole esporre all'utente le strutture dati usate, quindi l'indirizzo del kernel non è leggibile dall'utente e quindi ogni volta che proviamo ad accedere c'è un SEGFAULT:

- cerchiamo di accedere ad un indirizzo
- passiamo un indirizzo virtuale
- viene tradotto in fisico tramite la page table, c'è un bit che dice che non si può accedere
- il SO manda una trap e viene eseguito del codice per gestirlo

siccome il SEGFAULT è un segnale, si può intercettarlo e fare recovery, come ad esempio dire al SO di continuare a girare.

L'attacco è utile in quanto la traduzione indirizzo virtuale-fisico ha bisogno di tempo, siccome giriamo speculativamente, l'istruzione viene lasciata in pipeline per un certo intervallo di tempo. L'attacco funziona per un bug della CPU, poiché se possiamo fare la traduzione dell'indirizzo del kernel il firmware sa già che quell'indirizzo non è accessibile a livello user, ma per via di un design errato della CPU questo controllo viene fatto a ret time. Infatti, CPU come ARM ed alcune AMD questo check viene fatto subito e quindi non sono vulnerabili a questo tipo di attacco, cosa che non avviene in Intel CPU: quindi, in questo caso viene comunque fatta la load nella cache, ma l'attacco in se non ha molto senso di esistere.

Ora ci sono delle patch hardware per cui non si soffre più di questo problema: l'istruzione viene considerata phantom, quindi non completerà mai, alla fine dell'esecuzione verrà squishata.

Quindi per via di un design sbagliato della CPU, il cache controller fa comunque operazioni di load dell'indirizzo per una istruzione che è doomed e quindi non verrà mai committata. Abbiamo quindi un byte, lo moltiplichiamo per la taglia di una pagina, quindi il byte diventa la probe page nel probe array e quindi un offset con cui possiamo accedere all'address space dell'attacker, ma l'accesso dipende da un byte letto speculativamente. Viene quindi caricata una pagina in cache, ora so che ho rimosso tutte le pagine tranne quella appena caricata e posso fare il timing sulla mia stessa cache di quale di queste pagine è stata caricata.

### 9.6.2 Inganno della branch prediciton unit

L'unità per la predizione dei branch serve per aiutare nella decisione delle istruzioni di salto, quindi dire quale è il migliore valore di guess per una istruzione di salto. Il predittore impara dal passato recente, che però dipende dalla mia applicazione: quindi possiamo fare del poisoning della BPU per fargli fare quello che vogliamo. Eseguiamo una istruzione voluta molteplici volte per fargli capire qual è l'outcome della istruzione, dopo del tempo la BPU diventerà stabile e quindi l'outcome sarà sempre lo stesso. All'improvviso, cambiamo il flusso del codice, quindi verrà fatto un guess errato che era quello che volevamo, ma se il guess è errato il check verrà fatto dopo nella pipeline, intanto verrà fetchata l'istruzione in pipeline e se possiamo controllare le istruzioni, siamo in uno scenario simile al precedente.

Qui serve uno step addizionale rispetto a meltdown perché va fatto il trainign della CPU

#### Spectre v1

Facciamo girare del codice un numero elevato di volte

```
if (x < array1_size){
    y = array2[array[1x] * 4096];
}
```

il valore di x però viene usato per accedere una pagina in un probe array, come in meltdown. Per far sì che funzioni, dobbiamo essere sicuri che `array1_size` non sia in cache, perché vogliamo che il cache controller starti una transazione per portare in cache il valore. La BPU farà un guess sull'outcome dell'if, in modo che se lo facciamo spesso la BPU dirà sempre branch taken, non avendo il valore in cache aumentiamo il tempo per cui il guess fatto dalla BPU sarà vero o no. `array1[x]` è il byte di interesse, ma nel momento in cui x non sta nei limiti, saltiamo da qualche parte nell'address space, questa cosa viene fatta dopo un certo tempo. L'attacco è molto più difficile da patchare: non avendo `array1` in cache, non ci sono check che la CPU può fare in anticipo, mentre nel caso di meltdown il bit di accesso è sempre disponibile. In questo caso il dato non è in cache, il controllo viene appositamente dilazionato, l'attacco va a cambiare il corretto funzionamento della BPU e del funzionamento interno della CPU.

#### Spectre v2

Variante di spectre, fin ora abbiamo visto attacchi per cui il codice per l'attacco era nel processo dell'attaccante. Possiamo fare una variante in cui il codice non è nell'address space: cerchiamo una porzione di codice in un altro processo, un buon candidato è codice di livello kernel, o librerie condivise, programmi eBPF. Scegliamo un **gadget** dall'address space della vittima, ovvero un insieme di istruzioni valide generate dal compilatore per essere eseguite in un certo ordine. Quindi, cosa succede se vengono eseguite in un altro ordine, ovvero ad esempio eseguendole all'interno di una funzione, possiamo fare jump ovunque cambiando il valore del PC, quindi anche fuori dalla logica del mio programma.

Dobbiamo poter ispezionare il codice dell'applicazione e saltare da qualche parte, quindi al gadget nell'address space della vittima. Di nuovo, facciamo il poison della BPU, possiamo far girare la funzione corretta in modo da avere un certo comportamento, dopo un certo numero di guess cambiamo le pre-condizioni del gadget, quindi saltiamo direttamente al gadget, quindi il vero payload dell'attaccante è il gadget della vittima che è codice legittimo, semplicemente lo usiamo in maniera impropria, ad esempio saltando nel mezzo di una funzione.

Esempi:

```
adc edi, dword ptr [ebx + edx + 13BE13BDh]
adc dl, byte ptr [edi]
```

istruzioni di Win10, accediamo alla memoria con queste due istruzioni. Le istruzioni sono parte di una funzione più grande, vengono usate per calcolare qualcosa nel kernel, l'unica cosa che mi interessa è che usano quei due registri: se riesco a controllare quei registri e fare il jump a quelle istruzioni, posso controllare i valori. Per controllare le istruzioni, dobbiamo assicurarci che la BPU faccia un guess sul contenuto dei valori. La funzione gira molteplici volte, in modo che la BPU associ alla prima istruzione un certo otucome, la BPU fa il check sul fatto che io possa o meno accedere alla memoria, facendo così la BPU farà semplicemente girare l'istruzione, facendo side effect in cache, e poi la CPU si renderà conto che magari va squashata, ma ormai possiamo misurare i side effects.

Per sfruttare le istruzioni, possiamo impostare edi all'indirizzo di base di un certo probe array: vogliamo accedere ad m, quindi dobbiamo sottrarre i valori che vengono sommati nell'istruzione:  $ebx = m - edx - 13BE13BDh$ . Quindi stiamo controllando come usare m, la prima istruzione leggerà sempre il mio indirizzo di memoria m, il valore viene aggiunto al registro edi, ma edi sta puntando al mio probe array. La seconda istruzione carica nel probe array il valore m, quindi possiamo far girare qualunque codice del kernel, shared library etc.. in modo da accedere al mio probe array. Il codice è legittimo, accediamo la memoria su una struttura dati controllata da me, il probe array, quindi accediamo a nostro piacimento ed il codice non è semplice da patchare.

Ci sono le convenzioni delle chiamate a funzione: se chiamiamo delle chiamate a funzione, il caller deve assicurarsi che i valori siano salvati, se saltiamo nel mezzo di una funzione, il compilatore non si cura del valore perché da per scontato che il chiamante abbiamo salvato lo stato dei registri. Il compilatore genera il codice pensando che questo verrà usato sempre rispettando le convenzioni delle chiamate, ma se si salta nel mezzo della funzione, si può eseguire del codice gadget a nostro piacimento.

## 9.7 Mitigare i side channels

In generale, gli attacchi basati su timing sono complicati da patchare perché si usano i meccanismi interni della cache. Quindi, dovremmo poter implementare delle operazioni idem-potenti che non diano leaks sul tempo. Ma cercare di nascondere la differenza fra hit/miss della cache e per poter riuscire a liberarsi di questi problemi occorrerebbe non usare la cache che non ha senso.

Si potrebbero applicare una strada più dura, quindi ad esempio restringere dei timer ad alta risoluzione come la rdtsc, ma spesso le operazioni sono necessarie. Si potrebbero marcare determinate regioni di memoria come non raggiungibili, ma è molto challenging dal punto di vista hardware.

Abbiamo detto che spesso si sfrutta AES come "vittima" per questi attacchi, qui si potrebbe implementarlo completamente in hardware, ma per gli altri algoritmi di cifratura? O se la CPU non ha questa possibilità?

Altra possibilità è implementare gli algoritmi in modo che ai dati segreti non sia permesso di influenzare gli accessi in memoria. Per gli attacchi basati sulle istruzioni transazionali, si può disabilitare TSX oppure buttare la OOO-pipeline, che però è performance-critical.

Fin ora questi attacchi sono sulla L1, per patchare gli attacchi a questa cache si può disabilitare il SMT (Sim Multi-threading), quindi in pratica per rendere il sistema sicuro consiste nel disabilitare tutto quello che è stato introdotto per essere più veloci.

### 9.7.1 Detection way

L'idea dietro la rilevazione dei side channel: il side channel spesso porta la cache in stato noto in una fase di prepare, quindi c'è molto rumore sulla cache, vengono fatte molte operazioni. Le CPU moderne (dai 90) hanno degli HPC (Hardware Performance Counter): perf è uno user space tool che aiuta a capire se ci sono dei bottle-necks nell'applicazione, per farlo il tool usa dei registri counter che sono programmabili dal SO:

- contare il numero di miss in cache L1
- contare il numero di flush nella L3

i conter sono efficienti perché collegati tramite fili direttamente ai counter hardware. Quindi, se verifichiamo gli effetti più comuni sull'architettura della cache, possiamo creare dei profili di utilizzo dell'architettura di cache per scoprire se sono state fatte determinate operazioni sulla cache. Il problema è che questo tipo di tool sono molto volatili e cambiano spesso, inoltre hanno dei bug perché non sono critici per l'esecuzione delle applicazioni.

I problemi per un approccio basato sulla mitigazione: la cache funziona bene perché è basata sul principio di località, se l'applicazione lavora con una mole di dati eccessiva, continuerà a richiedere dati dalla memoria ed a portarli in cache e quindi non possiamo essere al 100% sicuri che l'applicazione sia malevola, quindi non possiamo usare questo tipo di tecnica ad esempio per far carshare le applicazioni. Potremmo, se c'è SMT attivo, impedire di far girare un altro processo sulla stessa CPU. L'attacker può aggirare questo tipo di controllo facendo sleep di 1h (ad esempio) dopo il leak di ogni byte, per diminuire il bandwidth dell'attacco, quindi di nuovo non possiamo scoprire l'attaccante con sicurezza.

Quindi in generale non è possibile mitigare i side channel attacks.

### 9.7.2 Mitigare le transient execution: kernel isolation

Solitamente, nella memoria abbiamo la parte alta dedicata al kernel ed un'altra dedicata allo user space. Nella page table, ci sono i bit che dicono se si può o meno accedere all'indirizzo fisico, ma questo controllo viene fatto dopo nella pipeline, quindi per evitare che l'indirizzo sia caricato è andare a rimuovere l'indirizzo dalla page table. L'unico modo a livello software è impedire all'applicazione il mapping fra memoria virtuale e fisica, cos la CPU fermerà subito l'esecuzione perché non ha l'indirizzo della memoria valido. L'unico modo è cambiare come il SO viene mappato in memoria virtuale, ovvero usare la kernel page table isolation, tradizionalmente l'organizzazione era del kernel sopra lo spazio user, oggi cambia se siamo in kernel mode o user mode:

- in kernel mode le strutture sono le stesse
- in user mode, la gran parte del kernel space non è mappata: se cerchiamo di fare leaking del byte, non otteniamo nulla perché la memoria non è mappata su memoria fisica e quindi non ci saranno side effects in memoria.

Quindi

- come facciamo ad applicare questo meccanismo, ovvero cambiare la visione velocemente: la traduzione funziona perché CR3 mantiene l'indirizzo della page directory. Il SO riserva una sola entry per il kernel level, se abbiamo due versioni differenti della Page directory, in cui in una la entry del kernel è valida e nell'altro no, possiamo switchare le tabelle a seconda della

mode con cui stiamo girando. Per cui, ogni volta che passiamo a kernel mode, nel codice della `cpu_entry_area`, il sistema aggiorna in contenuto del CR3 per cambiare la first level page table usata dal firmware. C'è un componente hardware addizionale, perché fare la traduzione tra indirizzo fisico a virtuale, ma c'è il TLB dove potrei aver cachato le traduzioni degli indirizzi del kernel: quindi ogni volta che si cambia il contenuto del CR3 va flushato il TLB.

Questo è un esempio del codice del kernel ogni volta che si chiama il kernel, si flusha il TLB due volte perché si chiama il CR3 due volte, quindi per questo le performance delle applicazioni dropano tantissimo se si leggono/scrivono parecchi dati su/dal disco usando molte syscall.

- perché c'è una piccola parte di kernel mappata: ci sono le pagine tradotte da indirizzo virtuale a fisico per lo user space, se c'è un miss nel TLB occorre fare la traduzione. Si deve avere la possibilità di gestire un hardware interrupt, servono le informazioni minime per gestirle ed inoltre serve il codice minimo per entrare in kernel mode, in modo da fare la rimappatura kernel space.

Quindi la struct mantenuta è la `cpu_entry_area`, dobbiamo avere la global description table, più lo stack da usare quando cambiamo da user a kernel mode più altro. Se giriamo su un sistema multi-core, possiamo avere che su un core l'app gira in modo kernel e quindi c'è una mappatura della memoria, su un altro core ci sarà la configurazione con lo user mode mappato ed il kernel no. Per questo, la struttura dati è per CPU-core, altrimenti lanciamo un attacco multi-thread con cui uno entra in kernel mode e l'altro fa partire meltdown.

Il cr3 è quindi un registro per-CPU, per ogni processo il kernel mantiene due page tables, in una di queste non c'è la traduzione virtual to physical degli indirizzi kernel.

Ogni volta che si invoca un syscall si vede questo codice, ad esempio per processori x86\_64 la transizione avviene flipando un singolo bit poiché le due page table sono contigue. C'è il TLB, quindi abbiamo delle traduzioni virtual-to-physical cachate e quindi ogni volta che si scrive in cr3 l'architettura intel flusha immediatamente il TLB.

### 9.7.3 Mitigazione retpoline

È una costruzione software, l'idea è di una tecnica che permetta di isolare i branch indiretti da istruzioni speculative, quindi si evita di fare esecuzione speculativa di qualunque cosa che possa fare leaking dei dati. Quindi in uno scenario in cui la branch prediction unit, una istruzione che fa salto indiretto esegue un loop infinito, si basa sulla tecnica dei thunks, ovvero fare il delay di una computazione solo al momento in cui fosse necessario. Le istruzioni che possono soffrire di attacchi spectre sono

- `jmp *%rax`
- `call *%rax`

rax può contenere l'istruzione corretta oppure no, quindi si fa il fool della branch prediction in modo che si salti a codice che non dovrebbe eseguire.

Vediamo quindi un esempio la `set_up_target` scrive sul top dello stack l'indirizzo di `%r11`, quindi mettiamo un certo target in `r11` che è quello che vogliamo. All'inizio della funzione modifichiamo il top dello stack con l'indirizzo contenuto nel registro. Lo stack di return nella CPU deciderà l'istruzione da mandare in pipeline, che è la pause che dirà al processore che siamo in uno stato di looping. Questo va avanti finché non siamo davvero in grado di determinare il contenuto di `%rsp`, a quel punto si può flushare dalla pipeline il codice della retpoline.



In questo modo un attaccante non può fare leaks, poiché ogni outcome del branch predictor viene controllato.

Il compilatore deve generare un thunk per ogni registro general purpose per cui può accadere che ci sia un salto indiretto

### 9.7.4 Prevenire branch poisoning

Ci sono delle capabilities delle CPU moderne per prevenire il poisoning del branch predictor:

- IBRS, istruzioni specifiche che permettono di entrare in una modalità per cui la BPU non viene influenzata dalle predizioni false. Ci sono quindi delle BPE differenti a seconda della modalità
- STIBP: ci sono molteplici BPE, quindi con hyperthread su un singolo core si usano BPU diverse per i diversi thread virtuali. Non si possono quindi fare attacchi sullo stesso core, si duplica l'hardware ma aumenta la sicurezza
- IBPB: include nuove istruzioni a livello ISA che creano una barriera di esecuzione per la BPU. Quindi, ogni cosa che la BPE ha imparato prima della barriera non è più valido, flushando le informazioni imparate dalla BPU.

Quindi, in pratica, applicando tutte le patch si torna ad una i386 a seconda dell'applicazione che si sta girando, occorre applicare alcune patch piuttosto che altre. Non c'è un sistema sicuro, occorre mettere la sbarra di sicurezza al livello più adatto al caso specifico.

## Esempio pratico: spectre + meltdown

Vediamo il file del kernel Linux `/proc/version`, che da informazioni sul kernel di Linux. L'informazione è mantenuta dal kernel, si contatta una API che copia in user space un'informazione da stampare, quindi c'è una variabile nel kernel space che contiene una informazione di stringa.

Se lanciamo il programma, si vendono delle stringhe di formato. Nel codice c'è hardcoded l'indirizzo della variabile nel kernel, c'è un file che da gli indirizzi dei file nel kernel, ogni volta che si re-starta il sistema gli indirizzi cambiano, inoltre passando il cat senza root non si vede nulla (tutti i byte degli indirizzi sono 0 per questioni di sicurezza).

Invochiamo una operazione per aprire il file in memoria, quindi vogliamo spostare in cache i dati da accedere. A questo punto c'è l'attacco: forziamo la vittima, in questo caso il kernel, a caricare i suoi dati in cache per accedervi.

Si usa un array per calcolare un indirizzo di memoria come avviene in spectre, si allena quindi il branch predictor per fargli credere che sia tutto giusto. Viene continuamente fatto un bound check, ovvero un tentativo di controllo sul probe array per ingannare l'unità di predizione dei branch in modo che questa creda che l'istruzione possa essere eseguita anche se non è così.

Ora c'è un meltdown attack

- si prende il tempo di accesso alla cache
- se il tempo speso nella lettura del byte va oltre la threshold si può restituire il valore del byte misurato

perché si possono mescolare le due tecniche: meltdown è solo una variante di spectre, c'è un miss-uso implicito del branch predictor. Quindi, la maggior parte degli attacchi che ci sono oggi sono varianti di spectre, quindi si possono usare insieme perché meltdown ne è solo una variante. È necessario disattivare la protezione

# Chapter 10

## Recap sulle DRAM

### 10.1 Funzionamento della RAM

La memoria funziona in termini di scrittura/lettura di celle: ogni banco è organizzato in piccole celle di memoria, ci sono 3 segnali che vi operano

- select: seleziona una cella di memoria
- control: scelta dell'operazione da fare
  - se write: si prendono i dati da scrivere dal data bus
  - slides

In una RAM, abbiamo un piccolo condensatore, che è carico / scarico: se carico porta valore 1, altrimenti 0. C'è un transistor controllore che dà accesso al bit mantenuto nel condensatore. Quindi, se si vuole scrivere occorre dare corrente / rimuovere corrente, se si legge si cerca di scaricare il condensatore per vedere se era carico o no. Il problema è che il livello di carica del condensatore dà il valore del bit, ma il condensatore si scarica nel tempo, quindi serve un modo per ricaricarlo per tenere il bit ad uno "vivo". Ogni byte è fatto da 8 schemi come questo, ogni volta che si legge una linea occorre fare il write back di quella linea.

È interessante vedere il funzionamento per due motivi

- lo scaricamento del condensatore è una esponenziale negativa, misurata con una costante (ricorda la costante di decadimento)
- quindi, a seconda di dove si fa il sensing del condensatore non è detto che si riesca a dire con certezza se c'è un 1 o uno 0
- in base ad una threshold, si ricarica il condensatore

Quindi, il memory controller legge periodicamente il contenuto della memoria per poi riscriverlo, anche quando non ha bisogno solo perché una lettura ricarica il condensatore.

Tipicamente, ogni 64ms il memory controller rilegge le linee per evitare di perdere il contenuto del condensatore, ogni volta che si fa un refresh il contenuto della memoria non è disponibile e quindi occorre aspettare. Questo è il motivo per cui la RAM è più lenta del processore, ci sono diversi modi per implementare il refresh

### 10.1.1 Refresh della RAM

Il refresh distribuito fa un refresh distribuito nel tempo dei 64 ms in modo da avere alcune aree di memoria disponibili mentre si fa il refresh, ma più si incrementa la grandezza della RAM si spende più tempo per fare il refresh, quindi a 16 GB spendiamo circa il 20% del tempo operativo per refreshare la RAM.

Quindi questo spiega ancora il perché le RAM sono più lente delle CPU.

## 10.2 Primitive di lettura

Siamo in grado di scrivere dei bit random in memoria. Il problema è la densità dei chip: i condensatori sono molto molto vicini, organizzati in matrice e che vengono caricati / scaricati ed ogni volta che si legge una riga vanno ricaricati i condensatori. Ogni volta che si legge quindi, la corrente che scorre c'è fluttuazione del voltaggio, che genera un EMF indotto che si espande fra le diverse linee. Quindi, questo genera effetti nei capacitori vicini, si possono quindi

- aumentare lo scaricamento del capacitore
- ricaricare

quindi, se si scarica prima, la deadline è più stretta ed il memory controller legge uno 0 piuttosto che un 1. Se si ricarica invece, si riesce ad andare oltre la threshold e si può ricaricare il capacitore. Quindi fare letture continue permette di flippare bit, nessuno se ne accorgerà e la cosa da fare è trovare delle righe adiacenti in memoria fisica. Ma siccome l'organizzazione dei banchi di memoria è nota, vogliamo fare qualcosa del genere questo è il blocco fondamentale di uno RowHammer attack, è semplice generarlo perché c'è duplicazione nel SO in quanto diverse pagine di memoria sono condivise fra le applicazioni, la maggior parte degli attacchi sfruttano il JS dei browser che sfruttano molto le pagine condivise.

Quindi semplicemente leggendo pagine di memoria e conoscendo l'organizzazione della memoria, possiamo capire dove sono delle linee di memoria vicine.

Una pagina interessante che può essere sharata è codice di libreria crittografica, quindi possiamo fare il flip di un bit di una chiave

### 10.2.1 Mitigazioni possibili

Le possibili mitigazioni

- inserire dei CRC nel codice, ma gli attacchi possono flippare più bit e quindi non è detto che il CRC riesca a correggere i dati
- Ridurre l'intervallo dei 64 ms, ma già così il 64% dell'uso della memoria di 64 GB viene speso per il refresh e quindi è un prezzo troppo alto da pagare
- Detection: creiamo molto rumore sulla cache, in quanto si fa load/flush dalla cache, ma una volta che è stata scoperta la posizione in memoria si genera meno rumore
- Pseudo target row refresh: tracciamo l'accesso alle linee di memoria, così che il memory controller capisca che una linea di memoria è sotto attacco e cominci a refresharla più spesso. È però un tipo di approccio di "security by obscurity", quindi è fatto internamente dal memory controller ed inoltre è comunque possibile fare il lavoro su più di una linea di memoria adiacente.

Fare un attacco pratico non è semplice, occorre capire quali blocchi di memoria sono più soggetti ad essere flippati. Poi, si fa girare del codice shared e si aspetta che il SO mappi il codice su una zona di memoria su cui si sa di poter fare bit flipping e poi si fa l'attacco. Abbiamo tanto tempo per fare l'attacco, anche settimane, per capire l'organizzazione fisica della memoria, perché può girare anche in VM.

## 10.3 Memory performance attacks

### 10.3.1 Architettura di memoria

L'implementazione di un memory controller non è così semplice, è datata e non è semplice da re-ingegnerizzare.

Ora c'è il multi-core, quindi è stato necessario un layer in più, lo scheduler. Il ruolo dello scheduler è implementare una specie di caching a livello di memory controller

- il MC deve fare sempre il refresh, ogni volta che si legge si spreca tempo. Si vuole quindi evitare di fare operazioni di memoria se non è necessaria
- c'è un row buffer nel MC: ogni volta che si legge una riga, questa viene cachata e se vi si ri-accede la si trova. Può esserci hit o miss, ma pensando alla località è verosimile leggere tutti i byte della stessa riga

Si cerca prima nel row buffer, se c'è miss si fa write back della riga e poi si fa l'operazione di lettura. Questa è l'organizzazione di come funziona la memoria in un'architettura multi-core moderna. Per avere un accesso fair alla memoria fra tutti i cores, tutto dipende dal protocollo usato all'interno del DRAM bus scheduler.

L'algoritmo è FR-FCFS

- il bank scheduler prende riordina le richieste in base allo stato corrente del row buffer, inoltre implementa una policy FCFS in cui thread che generano più richieste hanno priorità maggiore, perché mettono più richieste in coda
- bus scheduler

Se abbiamo un thread che fa molte richieste con alta località nel row buffer, le sue richieste supereranno quelle degli altri threads. Indipendentemente dal numero di richieste degli altri thread, sarà sempre lui ad avere la priorità rispetto a tutti gli altri per come funziona il protocollo. Quindi, se un attacker ha diversi thread che fanno molteplici richieste sullo stesso line di memoria dello stesso banco di memoria, tutte le richieste vengono prese dallo stesso memory bank e per questo motivo sfruttiamo la località.

Per fare questo memory hogging attack, occorre fare flush cache per poter sempre leggere dalla memoria.

# Chapter 11

## OS Security Principles

### 11.1 Principi di sicurezza

Consideriamo due principi di sicurezza base

- il sistema deve essere usato solo da utenti legittimi
- l'accesso è permesso in base ad un'autorizzazione, data dal sysadmin

Il primo punto sembra facile, ma come un attacker possiamo fare un DoS per rendere il sistema non usabile anche ad utenti legittimi.

L'idea è concentrarsi sul primo punto

### 11.2 Kernel User Space API

Il kernel non vuole lasciar fare tutto all'utente, quindi si accede al kernel mediante syscall. Il kernel gira sull'Intel CPU in protected mode, possiamo sfruttare 4 ring di protezione, più basso il ring maggiore il privilegio.

All'inizio, a ring 0 c'è il kernel, a 1-2 i device hardware, a 3 lo user space. Girando a livello 3 non si possono usare diverse operazioni privilegiate ma bastano per poter implementare sicurezza a livello kernel. In SO comuni si usano i livelli 0 e 3, diverso se si installano hypervisor per la virtualizzazione. Ad un certo punto dell'esecuzione, vorremmo cambiare ring, ad esempio passando da user space a kernel space etc... in ogni momento si può de-privilegiare l'utente in Intel, ma l'inverso va controllato e possibilmente non permesso.

Per accedere ad un ring più privilegiato si passa per un GATE, come mostrato in figura: da user space non si salta alla funzione kernel, si passa per una routine che è registrata per un security GATE. Questo si ottiene con i registri segmento, come SS,BS etc... non mantengono più numeri bensì descrittori di tabelle, che dicono quali sono le capability di accesso ad una area di codice. Ogni volta che si vuole passare per un GATE si sovrascrive il contenuto del registro, ma prima di farlo il firmware fa dei controlli di sicurezza: ci sono due campi coinvolti

- si legge il campo CPL nel CS per sapere il ring corrente
- nella tabella dei descrittori, che si accede con l'indice dei registri, c'è il DPL che dice quale è il livello di privilegio a cui quel ring può essere acceduto

Da user space siamo a  $CPL = 3$  e possiamo cambiare ring se il  $DPL = CPL$ . Se vogliamo invece abbassare il privilegio possiamo semplicemente sovrascrivere il registro segmento.

### 11.2.1 GATE

Un GATE è un segment descriptor, ce ne sono diversi tipi che descrivono il motivo per cui si cerca di passare per un security GATE.

Ce ne sono di diverso tipo

- Call-gate, non più usati (?)
- Interrupt-gate
- Trap-gate: interrupt software asincrono
- Task-gate

Un GATE, per poter fare una transizione dei privilegi, su architetture tradizionali, si basa su un trap-gate descriptor: si genera una trap sincrona dal software che triggera l'esecuzione di un trap-descriptor. La tabella in memoria che mantiene i trap-gate descriptor è la IDT, puntata dal registro IDTR.

Abbiamo quindi il seguente schema l'interrupt handler è una routine, il suo address è specificato nel campo offset del SD. L'entry ha anche un selettore, che specifica un SD nell GDT; entrambe le tabelle sono popolate a startup time dal SO.

Non si usano i Call-gate descriptor, perché guardando lo schema vogliamo chiamare una funzione kernel dallo user space, poiché il descrittore andrebbe mantenuto nella IDT che permette solo di mantenere 256 entry per costruzione, quindi ci sarebbero meno campi possibili per le syscall kernel.

### 11.2.2 Syscall

Si basano su software trap che vada a targettare una specifica entry dell'IDT, l'idea è che quando gestiamo gli interrupt, ad un certo punto va scelta l'entry dell'IDT da associare con la ricezione dello specifico interrupt. In Linux, l'istruzione macchina corrispondente alla software trap è 0x80 (0x2E in Windows), il codice che è nell 'interrupt handler è un preambolo che determina quale syscall va chiamata, dopo essere transitato in kernel mode.

È possibile quindi scrivere in un registro segmento solo se il DPL è  $\geq$  del CPL attuale, un GATE è un'eccezione alla regola: il DPL in questo caso è il livello di privilegio a cui si può girare. Vediamo il seguente esempio: se cerchiamo di sovrascrivere il contenuto del DPL, viene fatto il check mostrato, per evitare la transizione da ring 3 a ring 0. Ma se viene generato un interrupt, come una trap, il check è diverso e quindi alla fine possiamo scrivere nel GATE descriptor 3 e quindi il GATE diviene attraversabile se giriamo a livello 3. C'è un segment selector che prende il segment descriptor trova un DPL pari a 0: un GATE dice quindi qual è il privilegio minimo per cui si può transitare ad un livello di privilegio maggiore.

### 11.2.3 Syscall table

Agglomeriamo in un unico handler diverse syscall, che è il syscall handler che controlla qual è la syscall da accedere. Questo è possibile controllando la system call table, che è una tabella di function pointer a funzioni di livello kernel.

Quando si gira in kernel mode quindi, si prende dalla syscall table l'indirizzo della funzione da chiamare e quindi possiamo fare tutti i controlli di sicurezza nel syscall dispatcher, è possibile quindi semplificare la manutenibilità dell'OS.

Il dispatcher ha bisogno dell'offset per identificare la syscall corretta, si usa un intero che è il syscall

number. La syscall si attiva con un meccanismo indiretto, quindi si può accedere su un attacco tipo spectre, perché si accede con un intero quindi si può trainare il branch predictor per far sì che poi si salti male e quindi molti OS moderni usano le retpoline per fare la chiamata. Lo schema è quindi il seguente

## Dispatcher

Attiviamo il dispatcher, troviamo sullo stack l'interrupt frame, che è come lo stack frame ma modificato dal firmware per indicare che questo è stato modificato da una trap. Il dispatcher copia i contenuti dei registri sullo stack, tra cui ad esempio gli argomenti della syscall, poi si fa l'invocazione della syscall e quindi sotto lo stack della funzione corrente si può trovare uno snapshot completo della CPU. Questo ha il ruolo fondamentale di tornare allo user space con l'effetto di ritrovare tutti i valori dei registri come se non fossero stati manipolati.

La struttura dati è in Linux `pt_regs`, dove si trova tutto il contenuto sotto lo stack frame della syscall chiamata.

Sono stati introdotti dei meccanismi di fast syscall per evitare tutto questo overhead

- su architetture a 32 bit vengono usati dei model-specific registers aggiuntivi, si usa il meccanismo della `SYSENTER`. Un insieme di registri vengono usati per mantenere il valore di CS quando si transita kernel mode + vari altri registri
- `SYSEXIT` è la controparte della precedente

Non occorre più usare l'organizzazione vista prima, ma scrivere a startup i valori nei 4 registri per transitare in kernel mode e questo può essere fatto solo una volta a startup time.

L'implementazione è molto patchy, una volta che AMD ha sviluppato l'architettura a 64 bit è stata introdotta la coppia `SYSCALL/SYCRET` che sono basate di nuovo su registri model-specific.

Allo startup del kernel, nella funzione di `syscall_init(void)` si trovano le istruzioni per scrivere i valori del Code Segment sia per user che kernel space. L'entry point per il syscall dispatcher viene scritto nell'ultima istruzione. Intel ha un approccio backward compatible, quindi entrambe gli approcci sono validi, quindi ad esempio per raggiungere la syscall di read abbiamo diversi execution flows

## 11.3 User identification

Un altro aspetto fondamentale, che dà la possibilità di identificare chi fa operazioni su quale file. Questo viene fatto con due file:

- `/etc/passwd`
- `/etc/shadow`

Sono vecchi DB di tuple in cui si trovano le seguenti informazioni

- `/etc/passwd`: username:passwd:GID:full\_name:directory:shell. La parte della password è critica perché si potrebbe copiare il file e cercare di fare bruteforcing di tutte le password degli utenti. Con lo shadowing si rimpiazza il campo col placeholder x
- lo shadow file ha sempre delle tuple: username:passwd:ult:can:must:note:exp:disab:reserver (slides per il significato)

La cosa importante è come il kernel guarda gli utenti: per il kernel la cosa importante è l'UID, che è un identificativo con cui il kernel fa i check di sicurezza, lo stesso vale per il GID

### 11.3.1 UID/GID in Unix

Il kernel associa ad ogni processo running diversi UID:

- l'UID reale è un intero che dice chi è l'utente reale che ha lanciato il programma
- il secondo UID è l'UID effettivo in termini di quale utente puoi diventare, quindi ad un certo punto si può cambiare l'utente con cui si gira
- il 3° è il saved UID, quindi chi si può nuovamente ridiventare, ad esempio di tornare all'utente originale

lo stesso vale per i GID.

Ci sono delle syscall apposite per cambiare utente: l'utente root è sempre associato a uid pari a 0, abbiamo le syscall `setuid()/seteuid()` che possono essere invocate solo da applicazioni che girano con privilegi di root. Se volgiamo scoprire i valori di uid e euid ci sono le `get`, chiamabili senza privilegi.

La `setuid()` non è reversibile, quindi di sovrascrivono tutti e 3 i valori, mentre la `seteuid()` lo permette. Quindi se un'applicazione ha l'euid impostato a 0 permette di divenire temporaneamente root.

Introduciamo come lavorano su `su` e `sudo`: vengono mantenute le informazioni dell'euid. Se cerchiamo le informazioni legate al binario SUDO c'è un bit aggiuntivo che dice che una volta lanciato l'applicativo l'euid va mantenuto dal SO (è il bit "s") e quindi real e saved uid sono dell'account che ha chiamato ma l'euid è 0, quindi root ed a questo punto si possono chiamare le syscall viste prima. Si può anche chiamare su con sudo, per cambiar utente e su richiederà la password per poter verificare nello shadow file se è corretta.

Quindi avere un binario con S attivo è un grande problema se è possibile trovare un bug nell'applicazione perché si può fare di tutto.

### Rottura del kernel

Installiamo un modulo nel kernel:

- nella funzione di inizializzazione, possiamo fare cosa volgiamo perché siamo a ring 0. La prima cosa è prendere l'indirizzo della syscall table, per scandire la memoria un func pointer alla volta a partire da un certo indirizzo e troviamo la syscall table nel momento in cui troviamo l'indirizzo di una syscall. Si può fare, in kernel mode, l'accesso al file `kallsym`, ma è stato disabilitato.  
Quindi si può fare profiling della funzione, si inserisce una funzione di callback (hook) tramite `kprobe` per poter leggere l'indirizzo della `kallsyms.lookup_name_t` e poterlo restituire.  
Quindi, ogni volta che si incrementa la sicurezza si perde qualcosa, in questo caso si perderebbe la possibilità di fare kernel profiling
- per poter scrivere la nuova syscall nella syscall table si accede al `cr0`, dove c'è un bit che dice se occorre fare check della protezione della memoria, si flippa quindi il bit di protezione stando attenti a fare memory reordering delle operazioni.
- ri-scrittura della `kill` per gestire determinati segnali
- per nascondere un processo, basta ricordare che in Linux tutto è un file, quindi si può nascondere anche un processo.



### 11.3.2 su e sudo

Come è stato possibile riuscire nel rompere Linux: il problema era che il modulo è stato montato come root, quindi la sicurezza di un sistema passa per l'account amministratore, c'è l'equivalente per Windows e quindi il problema non sta nella sicurezza del SO in sé ma nel fatto che l'account di amministratore possa fare qualsiasi cosa. Non c'è modo di rendere un SO sicuro, a meno di cambiare il modo in cui gli utenti vi interagiscono: vale il **principio dei privilegi minimi**: in ogni layer del sistema, qualcuno (utenti o applicazioni running) deve poter accedere solo alle informazioni e risorse necessarie per i suoi obiettivi legittimi.

Quindi, servono solo i privilegi obbligatori e necessari per le proprie operazioni, quindi ad esempio se un'applicazione ha bisogno di privilegi di amministratore, deve ricevere solo i minimi indispensabili. È fondamentale sia per utenti che applicazioni

- gli utenti possono commettere errori;
- le applicazioni possono avere dei bug.

Ci sono diversi benefici

- stabilità del sistema: è più facile testare le possibili azioni delle applicazioni
- migliora la sicurezza
- migliora la facilità di deployment per le applicazioni, quindi è anche fondamentale per il software engineering

### 11.3.3 Access control

Tutto questo si relaziona con l'idea di access control: i SO moderni permettono di fare controllo sull'accesso a grana fine, è la capacità del SO di controllare la possibilità per qualcuno di fare operazioni su un oggetto, quindi è possibile sfruttare i controlli di accesso per ridurre le capacità delle applicazioni.

L'obiettivo non è ridurre le capacità degli utenti nel sistema, ma di limitare i danni causati da errori di utenti ma anche da utenti malevoli, codice malevolo etc... Il mindset corretto è che qualcosa vada male, o per via di attacchi esterni o per via di un errore interno (esempio: downtime di FB e IG, hanno provato a lanciare un test sui data center che ha triggerato una policy di sicurezza)

Per capire come migliorare la sicurezza in questo contesto, dobbiamo categorizzare le policy di sicurezza in due categorie: le policy descrivono cosa l'utente può fare e cosa no, ma anche chi gestisce le policy. Distinguiamo

- discretionary AC: gli utenti ordinari sono coinvolti nella sicurezza nel sistema (come al pop-up window di Windows per installare come admin). Si possono cambiare permessi di accesso ai file etc...
- mandatory AC: l'opposto del DAC, se siamo utenti regolari non possiamo cambiare le security policy, c'è un amministratore che deve gestire le policy ma quest'ultimo non è un utente del sistema, quindi l'applicazione o il sistema etc... viene gestito da qualcun altro. Quindi nessuno può di sua volontà tamper col sistema.

È interessante che il più degli OS off the shelf implementano per default DAC, ci sono alcune capability che permettono di implementare una MAC policy.

Le security policy dicono sol chi può gestire la SP, ma occorre capire come implementarle, quindi come avere un'AC a grana fine:

- system wide
- directory
- file
- action on file
- byte offset of file

più la grana è fine, più la policy è complessa quindi in base all'applicazione si sceglie un livello di granularità ed in base all'azienda si sceglie la SP più adatta: se la SP è molto "forte", si può avere un downtime dell'applicazione molto alto (vedi sempre l'esempio di FB e IG) e quindi ogni SP ha un costo che può essere anche elevato ed è un lavoro a parte sceglierle.

## POSIX ACL

Le AC del POSIX standard sono le ACL (Access Control List), quindi i file system implementano degli attributi estesi oltre agli ottetti rwe, si possono specificare delle access policy aggiuntive, rimane comunque uno schema di controllo discretionary, l'utente che è owner del file può cambiare le ACL. Non risolve il problema dell'installare un rootkit, qui si parla di chi può accedere al file del sistema. Ogni volta che si vuole accedere ad un certo file o directory che è salvato su un ext file system, il SO fa dei check: ci sono policy che descrivono cosa un utente/gruppo/altri possono fare

- far girare un algoritmo che controlla qual è l'entry della ACL che dice se un utente può fare una certa operazione o può non farla: un utente lancia un programma con un certo EUID, in base a quello viene controllato se il processo è l'owner o meno.
- se è l'owner, si controlla l'entry owner, altrimenti si controlla la entry user;
- se nessuno user matcha, il kernel controlla il GID e vede se si possono usare i permessi di gruppo, altrimenti si cerca una group entry nell'ACL
- altrimenti si usa la entry other

Questo comunque non risolve il problema

## 11.4 Capabilities

Se si guarda il codice del kernel, ci sono dei controlli sulle **capabilities**: Unix tradizionale distingue due categorie di processi

- processi privilegiati, che girano con EUID = 0
- processi non privilegiati

girando come utente privilegiato, ogni controllo di capability viene saltato, altrimenti si fanno i controlli per verificare le policy.

Quindi come è possibile far girare una applicazione come root evitando che questo possa fare qualunque cosa: le capabilities possono essere usate per dividere i permessi di root in diversi domini, si possono avere dei processi che girano come root che possono configurare device di rete ma non cambiare i permessi sul FS, quindi l'obiettivo è quello di alzare la sicurezza del sistema. Lo standard per descrivere le capability è POSIX.1e, ma lo standard è stato ritirato perché le aziende non si mettevano d'accordo. Linux comunque implementa questo standard: ci sono diverse capabilities descritte con macro che iniziano con `CAP_` e definiscono bit tenuti in una bitmask che decidono cosa un processo può fare. Le capabilities sono associate anche con delle capabilities salvate in un file nel file system. Esempi

- `CAP_CHOWN`: Permettere di cambiare ownership dei file, sovrascrive le DAC,
- `CAP_KILL`
- `CAP_NET_RAW`: per poter usare una socket di lvl 3;
- `CAP_SYS_NICE`
- `CAP_SYS_TIME`
- `CAP_SYS_ADMIN`: il "nuovo" root, c'è stato un grande effort nel kernel community per rimuovere questa capability

### 11.4.1 Implementazione delle capabilities

L'idea è che stiamo riempiendo il kernel code con diversi check sulle capabilities che dicono quali azioni possono essere fatte dai processi quando girano, quindi implementarle propriamente non è semplice, vanno controllati tutti i possibili execution flows su una specifica risorsa per essere sicuri che la capability sia rispettata.

Il VFS è complicato, le funzioni interne del kernel sono differenziate dal prefisso `vfs`, quindi sono funzioni chiamabili dal VFS. La seconda implicazione è che non c'è un'implementazione stabile, quindi in base ai cambi del kernel non è detto che l'implementazione delle capabilities le funzioni usate, ad esempio, siano disponibili nelle diverse release del kernel.

Il SO deve permettere quindi ad un thread di cambiare il proprio capability set, in modo da poterle cambiare o recuperare.

Ci sono due syscall:

- `capget`
- `capset`

per verificare le capabilities da cambiare / quelle che si hanno. Può diventare complicato gestirle, c'è una libreria `libcap` che fornisce un wrapper di alto livello per interagire con le syscall: questo è fondamentale perché se viene implementata una syscall, è un problema della libreria re-implementare la API e non dello user space.

Inoltre, dobbiamo essere in grado di attaccare le capabilities ai file eseguibili, così come avveniva con lo sticky bit, in modo che il processo guadagni le capabilities quando il file viene eseguito.

Le syscall permettono ad un thread di gestire le capabilities, quindi due thread differenti della stessa applicazione possono girare con diverse capabilities, sono quindi salvate da qualche parte nel TCB (task struct). Ogni thread Linux ha diversi capability sets

- *Permitted*: vogliamo che dei thread, tramite un supporto del FS, abbia un insieme di capabilities ridotto, magari partire anche senza e possa aggiungere le capabilities presenti nel set permitted;
- *Inheritable*: insieme di capabilities preservate una volta che un processo privilegiato esegue la `execve()`, possiamo quindi avere un processo con diverse capabilities nel set permitted ma 0 nel inheritable.
- *Effective* SLIDES
- *Ambient*: l'insieme delle capabilities che vengono preservate dopo una `execve()` di un programma non privilegiato.

Ogni processo figlio creato via `fork()` eredita la copia dei capability sets del processo genitore.

Le altre capabilities sono quelle dei file, che vengono salvate negli extended attributes, gli stessi usati per le ACL. Se introduciamo le file capabilities, dobbiamo pensare a cosa accade se un'applicazione gira con delle capabilities ed usa dei file che hanno diverse file capabilities.

Le file capabilities con le thread capabilities determinano le capabilities finali di un thread: magari abbiamo la `CAP_SYS_ADMIN` ed eseguiamo in un file che non lo ha o viceversa: in generale le file capabilities appartengono a due insiemi diversi

- *Permitted*: le capabilities di questo insieme sono permesse automaticamente ad un thread, indipendentemente dalle capabilities ereditabili dal thread
- *Inheritable*: il set viene messo in AND con il set inheritable del thread per determinare quale capability ereditabile vengono attivate nel insieme permitted dopo la `execve()`

Occorre anche mimare lo sticky bit effective, che è il flag *Effective* in modo da mimare il vecchio effetto di `sudo` (vedi slides).

Ci sono diversi check fatti dal SO quando avviene una `execve()`

- $P'(\text{ambient}) = (\text{il file è privilegiato}) ? 0 : P(\text{ambient});$
- $P'(\text{permitted}) = (P(\text{inheritable}) \& F(\text{inheritable})) \text{ — } (F(\text{permitted}) \& \text{cap\_bset}) \text{ — } P(\text{ambient});$
- $P'(\text{effective}) = F(\text{effective}) ? P'(\text{effective}) \text{ SLIDES}$

### Capabilities bounding set

È per thread e permette di limitare ulteriormente le capabilities che vengono date ad un nuovo processo, VEDI LE SLIDES PER GLI UTILIZZI

## 11.5 Security modules

Meccanismo del kernel Linux per permettere a diverse aziende / sysadmin di implementare diversi schemi di sicurezza. Non è stato implementato un MAC, è stato difficile trovare un accordo su qualche schema usare, quindi è stato realizzato un framework di sicurezza ed è possibile caricare alcuni moduli di MAC scheme

- SELinux;
- SMACK;

- AppArmor;
- Tomoyo

Linux ha quindi offerto un supporto per MAC con un minimo overhead, quindi si può implementare il modulo che si vuole: un esempio ad alto livello di accesso al file è il seguente: L'LSM hook è un function pointer, che andrà a chiamare il modulo kernel che implementa la policy engine che farà il check ed alla fine l'outcome sarà sì/no ed in base alla risposta si accede all'inode. Se viene combinato questo con una disabilitazione dell'account di root allora viene implementato un vero MAC, gli LSM hook sono restrittivi, c'è una sola struttura nel kernel che mantiene questi function pointer che è la `security_ops`, caricata a boot time e che può essere aggiornata con la syscall `register_security()` (c'è al duale per de-registrare), il kernel rimpiazza gli hooks con quelli salvati nella struttura passata come input ed è possibile caricare un solo modulo di sicurezza alla volta.

Questa è l'implementazione interna della `register_security`. Le security options sono function pointers, ma è possibile volere delle informazioni aggiuntive da poter usare e ci sono dei pointer generici che le security operations possono istanziare e gestire come vogliono, e sono presenti nelle seguenti struct

- `task_struct`
- `linux_binprm`
- `super_block`
- `inode`
- `file`
- `sk_buff`: singolo pacchetto di rete
- `net_device`
- `kern_ipc_perm`
- `msg_msg`: messaggio individuale in una message queue.

La struct `security_operations` è un grosso insieme di function pointers: ad esempio, prima di attaccarsi con `ptrace` ad un certo task verrà fatto un check, oppure controllare se qualcuno a è permesso cambiare qualcosa in uno specifico file.

I moduli di sicurezza Linux possono essere molto complicati da implementare, per questo i dev kernel non li fanno per conto loro ed offrono un framework generico basato su function pointers.

Per registrare un modulo di sicurezza si possono seguire questi passi: la logica di controllo starà nella `my_inode...`

Ci sono quindi 5 categorie di security hooks

- *Task hooks*
- *Program loading hooks*: decidere quale programma può essere lanciato
- *Interprocess memory hooks*: se due processi possono condividere un segmento di memoria
- *IPC hooks*

- *Filesystem hooks*: possiamo decidere che un sysadmin possa cambiare i permessi di un file sono in una specifica finestra temporale
- *Network hooks*: forniscono un'interfaccia per gestire sia i device che gli oggetti di rete

Il seguente è un esempio di hooks per il file system preso dal kernel legacy 2.4 `may_create` verifica se è possibile creare la directory nel VFS, altrimenti si verifica se è possibile eseguire la `mkdir` nel `vfs`. Si esegue poi l'operazione e se c'è un errore il kernel ritorna ed altrimenti si crea la directory. Si possono poi cambiare le modalità di accesso alla directory, quindi ci sono diversi kernel hooks all'interno del kernel.

### 11.5.1 MAC on Linux

Vediamo S.M.A.C.K: è basato sulle labels, ogni label è associata a subject, object ed actions (vedi sopra), le labels sono stringhe senza una particolare semantica.

Il security module cercherà di matchare la label per verificare la access rule (nella classica forma ottale), le labels associate agli oggetti sono salvate in attributi estesi, quindi serve un file system che li supporta (come `ext4`), ogni processo con una capability `CAP_MAC_ADMIN` può cambiare le label ed è facile ricadere nelle DAC se chi ha la capability può lanciare altri processi.

SELinux permette di avere le stesse cose di S.M.A.C.K, ma è più complesso di quest'ultimo. Ci sono delle label di default nel modulo S.M.A.C.K, che hanno le seguenti regole:

- ogni accesso da un subject identificato con `*` viene negato;
- un subject identificato con `+` può accedere in read e execute mode;
- se un oggetto è labellato con `-`, può essere acceduto in read mode o executed
- se un oggetto viene labellato con `*` si può fare tutto

Per configurare S.M.A.C.K, si usa uno pseudo filesystem apposito, montato in `/sys/fs/smack`, ci sono diversi file possono essere usati per configurare il sistema (slides):

- `access2`: può essere usato per fare query riguardo i permessi di accesso;
- `change-rule`: è possibile cambiare i permessi di accesso per un subject associato ad una certa label
- `revoke-subject`: permette di revocare i permessi per un determinato subject. È utile se ad esempio si verifica nell'ambiente di deployment che c'è una violazione di qualche regola nel filesystem di deployment

La difficoltà di configurare S.M.A.C.K è dovuta al fatto che c'è questa organizzazione in labels.

Tomoyo Linux è un modulo che non usa le labels esplicitamente ma usa i path dei file come label, quindi possiamo specificare delle regole di accesso basate su file paths, non serve quindi salvare byte aggiuntivi ma può avere problemi ad esempio per i link simbolici, perché non è più semplice determinare il path corretto.

In Tomoyo c'è il concetto di **domain transition**: se un processo A forka un processo B, le regole che possiamo voler usare per B dipendono dal fatto che è stato forkato da A: quindi se lanciamo B come utente deve essere considerato un dominio differente dal fatto che B viene lanciato dopo una

fork.

Supponiamo di usare sshd, che se ha successo si forka in una shell remota: abbiamo una shell remota che deve essere diversa da una shell locale nella macchina, dove vogliamo avere delle AC più permissive. Mentre invece se la shell viene generata dopo ssh, vogliamo permessi diversi: magari da `bash` si lancia `ls`, possiamo avere diversi domini:

- `<kernel>`, `</usr/bin/sshd>`, `</bin/bash>`
- `allow_execute /bin/ls`
- ...

ed avere invece (slides).

Quindi, abbiamo diversi domini ma diventa complicato pensare a tutti i possibili domini per permettere un accesso legittimo a tutti i possibili utenti.

Un terzo security module è AppArmor, che segue un paradigma diverso in cui l'approccio è che processi individuali possono avere il loro profilo, che è essenzialmente un confinamento per un processo o un gruppo di processi. L'idea è simile a quella di S.M.A.C.K, data la complessità di definire i profili AppArmor adotta la policy del **selective confinement**, quindi se un processo non matcha nessuno profilo, quel processo girerà solo con il DAC tradizionale, quindi tende ad essere più permissivo. AppArmor quindi confina i processi che sono considerati dannosi per il sistema, mentre gli altri sono lasciati liberi, quindi c'è più usabilità ma può lasciare dei buchi di sicurezza in mancanza delle policy.

Le policy sono in `/etc/apparmor.d`, le policy sono espresse nel linguaggio di AppArmor che è poi compilato in una rappresentazione binaria nel kernel. Questo è un esempio:

```
/bin/bash{
    /bin/ls cx -> childprofile ,
    network raw ,
    profile childprofile{
        capability setuid ,
        /home/pierciro/** rw ,
    }
}
```

Impostare le policy può essere complesso come in Tomoyo, ma a differenza fondamentale è che se manca una policy per un processo, AppArmor permette di eseguire con i classici DAC Linux.

SELinux è il 4° modulo, che è il più complicato modulo di sicurezza Linux perché è basato su diversi DB (file di testo) e basato su security hooks. C'è una distinzione di invocazione già dallo user space, come mostrato in figura ci sono una serie di tool forniti da SELinux per cui si riconosce un certo servizio come trusted e permette l'accesso a determinati file in base alle regole di SELinux. Si invoca una syscall, l'hook chiama il Build Authorization Module che costruisce la query per il DB che verrà processata dal SELinux Policy Store, che mantiene in memoria kernel associate alla configurazione MAC e valuta la query in base alle MAC mantenute in memoria.

Le regole configurabili nel sistema appartengono a 3 diversi DB, di nuovo si parla di labels

- il protection state specifica delle regole che è possibile associare
- il labeling state

- il protection state entra in gioco in quanto ci sono delle regole dinamiche che si attivano quando cambia il dominio

Ogni volta che qualche security module hook viene eseguito, c'è la costruzione della query di autorizzazione. In SELinux, i parametri per una call al LSM

- Subject: il processo corrente
- Object: inode, a differenza di Tomoyo dove c'era il path e quindi il problema sui link simbolici. Sfrutta le capacità di Linux per capire già qual è il file finale.
- Operazioni richieste

I subject sono convertiti in delle labels, che sono dei contesti in SELinux, per un singolo utente ci possono essere diversi ruoli che possono essere associati a diversi contesti e che permettono di definire cosa un processo può fare.

Il secondo step è trovare delle policy entry specifiche per un access request: ci sono nuovamente dei file, che vengono compilati in binari per il kernel una volta caricato il modulo. Uno statement per la policy può essere di questo tipo: `allow subject_type- object_type-:object_class- operation_set-`.

Per generare le label c'è il labelling state, che è un DB aggiuntivo che mappa le risorse nel sistema a delle label specifiche, in particolare ogni volta che si lancia un processo o si esegue una risorsa, questo viene mappato nel DB di SELinux. Lo schema è:

-file path expr-	context
/etc/shadow.*	system_u:object_r:shadow_t:s0

Abbiamo anche i transition state, che definiscono quali label condizionali possono essere cambiate per determinati subject/object: se ad esempio creo un file in `/etc/`, avrà la label `passwd_exec` ma se il file crea un certo file che verrà labellato come `etc_t`, allora la policy farà sì che questo avrà un label diversa (vedi slides), un po' come accadeva in Tomoyo per i diversi profili. Possiamo anche avere delle transizioni per gli utenti, quindi se un utente spawna un processo può accadere quanto segue (slides)

Il punto fondamentale in SELinux è identificare le label di default nel labelling state, ma a seconda dell'utente che gira il transition state permette di avere delle regole a grana più fine ed il tipo finale avrà le regole definite nel policy state.

L'organizzazione può divenire complessa per setuppare un MAC, abbiamo sempre dei trade off fra la semplicità della regola e la granularità con cui è possibile specificarla.

## 11.6 Boot time security

Ogni cosa vista fin ora riguardo la sicurezza del SO è basata su due cose fondamentali:

- il sistema è live, quindi configurato e con i moduli caricati
- il kernel non è compromesso (ricorda il rootkit)

C'è il punto in cui si fa il booting che è ancora critico, in quanto i DAC e MAC lavorano prendono per certo che il sistema non sia compromesso. Possiamo fare il boot in un kernel compromesso, in modo che nessuna ACL riesca ad essere attivata.

Ad alto livello, questo è come viene bootato un sistema: il bootloader è il pezzo di software che carica l'immagine del kernel in memoria, quindi poi il kernel parte ed una volta che si è configurato il controllo passa all'init RAM disk.



L'init RAM disk tipicamente mantiene una copia di systemd, dove una volta loggati siamo nel SO. Abbiamo Secure Boot, gli attacchi prima di Secure Boot erano semplici ma ora il bootloader è un'immagine firmata che viene verificata dal firmware, anche il kernel è firmata crittograficamente, quindi non si possono lanciare dei kernel non firmati.

Una volta fatto partire il kernel, abbiamo le MAC e quindi l'unico punto rimasto scoperto è l'init RAM disk che ad oggi è suscettibile all'horse pills attack: il target è un kernel di OS funzionante, al punto prima che parta systemd e sfrutti i container.

Il RAM disk deve portare nella macchina dei moduli aggiuntivi, questo è ad esempio vero se il kernel è firmato e non ci sono dei moduli per usare parte del mio hardware, che è necessario, trovo i moduli nell'init RAM disk.

Mentre l'init carica i moduli necessari, potrebbe rispondere a degli hotplug events, oppure configurare la crittografia (ad esempio per un file system cifrato), inoltre occorrerà localizzare il filesystem da montare come root filesystem da qualche parte sul disco, dopo questo si può saltare al processo di init che pulisce quanto caricato dal RAM disk e parte col boot vero e proprio.

### 11.6.1 Horse pills

In RAM disk ci sono degli init script, in cui è possibile nascondere delle back doors sfruttando i name spaces (sì, come mettere una pillola in culo ad un cavallo). Abbiamo l'init process, che è associato al PID 1 e ci saranno dei processi relativi al name space dell'init, ma l'init non è il processo con PID 1 fuori dal suo name space, quindi dal suo container.

Se un init script compromesso crea un container per fare il boot del reale processo di init: questo avviene nell'horse pill attack: si fa tutto quello che avveniva precedentemente, ma poi si enumerano tutti i kernel threads che stanno girando, si chiama poi la `clone` syscall che è una variante della fork che permette di specificare dei flags per creare un nuovo namespace, quindi un container nuovo. Nel container

- si può rimontare `/proc`, quindi si nasconde quello che c'è fuori dal container
- si creano dei fake kernel thread, che non fanno nulla ma hanno lo stesso nome dei kernel thread veri
- si fa il cleanup di `initrd`
- si esegue `init`

init non è però quello regolare, fuori dal container si può rimontare qualunque root filesystem, che sarà diverso da quello visto nel namespace creato prima, quindi si può fare qualunque cosa:

- montare qualunque filesystem
- fare `fork()` di qualunque programma come shell di backdoor
- `waitpid()`, ovvero si aspetta il completamento della `clone`, in modo che se avviene uno shutdown o reboot avviene il catch dell'evento e si fa sul proprio volere

Per mitigare l'attacco:

- in `/proc/<pid>/ns links` si trovano delle informazioni che indicano che si sta eseguendo in un container e quindi è probabile che ci sia un attacco in corso

- verificare che le entries dei threads abbiano `ppid`  $\neq 0$
- fare auditing

Per risolvere davvero è non assemblare il ramdisk sul sistema, che è quello che avviene quando si aggiorna il kernel ma è poco fattibile in quanto assemblare il RAM disk viene fatto dalle distro per le differenti macchine. In questo modo, servirebbe un kernel firmato per ogni macchina diversa, quindi rendere sicuro il RAM disk iniziale richiede una configurazione MAC adatta che però può arrivare dopo che è avvenuto lo script di inizializzazione compromesso.

## 11.7 OS-level Network Security

Il trend corrente è che non vengono più usate, ma possono portare ad avere una sicurezza migliore sul sistema. Ci sono diverse applicazioni di rete che aprono porte alla cazzo di cane e quindi impediscono a questi servizi di essere efficaci.

Se sulla macchina gira un qualche servizio di rete, è possibile renderlo più sicuro con le ACL. Un approccio usato nelle architetture erano due servizi:

- super-servers
- TPC containers

che rispondevano alle richieste in ingresso con delle ACL apposite

### 11.7.1 Inetd

Servizio legacy che installa una socket listening, riceve una connessione e spawna una applicazione trasferendo la socket su quella applicazione. C'è un file `/etc/services` che serve per configurare il mapping fra la porta/protocollo e l'applicazione. L'obiettivo di `inetd` (nei 70-80) era quello di salvare le risorse, in quanto se la macchina ha poca memoria e ci sono diversi servizi di rete, occorre lanciare diversi demoni di rete e così c'è un singolo demone. `Inetd` può essere esteso con parti di sicurezza, in particolare c'è il file `/etc/inetd.conf` in cui si associano le applicazioni con una struttura su una linea:

- nome del servizio
- (altri su slides)

`intd` è stato quindi esteso in `xinetd`, dove ci sono diversi tipi di ACL:

- address based
- time frame

è possibile specificare qualcosa come: è possibile ricevere una connessione da questo range di indirizzi o che duri questo tempo massimo.

Tutti i log generati sono centralizzati e può essere usato per prevenire DOS ad esempio limitando il numero massimo di istanze per servizio o il numero massimo di istanze totali di server.

**TCP daemon**

È un demone arrivato dopo initd e che viene chiamato a sua volta da initd, per supportare regole di AC aggiuntive. È possibile specificare per ogni applicazione la lista di client che si sono connessi all'applicazione, ad esempio si può dire che è possibile accedere ad ogni servizio se connessi localmente: (slides)

tcpd ha una capability che permette di controllare se un attacker sta cercando di bypassare tcpd con DNS tampering, come mostrato in (slides), quindi tcpd fa un forward name to IP ed anche un reverse IP to name, che viene fatto con diverse zone DNS quindi con dei record DNS diversi e frega l'attaccante che può fare tampering con solo una zona DNS.

L'unico requirement dell'applicazione che lancia tcpd è di poter leggere dati da stdin e rimandarli su stdout, ci centralizza il controllo e si verifica chi può usare un certo servizio senza replicare il demone di sistema.