Cours de cryptologie appliquée de l'EPITA
TLS - partie 1

Manuel Pégourié-Gonnard
mpg@elzevir.fr

ARM France - IoT - mbed TLS

19 novembre 2015

`https://github.com/mpg/cours-tls`

Introduction

Généralités sur la couche record

Chiffrement par flot avec RC4

Chiffrement par bloc avec CBC

Chiffrement authentifié

Faisons le point

TLS ça fait quoi ?

Ça assure la sécurité des *communications* :

Confidentialité Un attaquant qui peut tout écouter ne peut rien apprendre sur les données échangées, à part peut-être leur longueur.

Intégrité Un attaquant qui modifie les données en transit sera détecté.

Authentification optionnelle d'une ou des deux parties : l'attaquant ne peut pas se faire passer pour quelqu'un d'autre.

Quelles menaces ?

RFC 3553 section 3 : the Internet threat model (2003)

Attaquant réseau passif

- Ne fait qu'écouter
- Attaque la confidentialité

Attaquant réseau actif

- Peut modifier les messages
- Attaque l'authenticité, l'intégrité, la confidentialité
- Man-in-the-middle (MitM)

Quelles menaces ?

RFC 3553 section 3 : the Internet threat model (2003)

Attaquant réseau passif

- Ne fait qu'écouter
- Attaque la confidentialité
- Échelle (perpass)

Attaquant réseau actif

- Peut modifier les messages
- Attaque l'authenticité, l'intégrité, la confidentialité
- Man-in-the-middle (MitM)
- Plus coûteux (ciblé ?)

Quelles menaces ?

RFC 3553 section 3 : the Internet threat model (2003)

Attaquant réseau passif

- Ne fait qu'écouter
- Attaque la confidentialité
- Échelle (perpass)
- Attaques « du futur »

Attaquant réseau actif

- Peut modifier les messages
- Attaque l'authenticité, l'intégrité, la confidentialité
- Man-in-the-middle (MitM)
- Plus coûteux (ciblé ?)

Quelles menaces ?

RFC 3553 section 3 : the Internet threat model (2003)

Attaquant réseau passif

- Ne fait qu'écouter
- Attaque la confidentialité
- Échelle (perpass)
- Attaques « du futur »

Attaquant réseau actif

- Peut modifier les messages
- Attaque l'authenticité, l'intégrité, la confidentialité
- Man-in-the-middle (MitM)
- Plus coûteux (ciblé ?)

Tout le reste

Man-in-the-Browser, bugs, sécurité du poste local, utilisateurs, etc.

Canaux auxiliaires

Ça s'utilise où ?

Couche

Application	HTTP, IMAP, SMTP, XMPP,
Session	TLS,
Transport	TCP,
Internet	IPv4, IPv6
Lien	tout ce que vous voulez

Modes

- avec port dédié : HTTP/80 → HTTPS/443
- sur le même port : STARTTLS (IMAP, SMTP, XMPP)

Ça s'utilise où ?

Couche

Application	HTTP, IMAP, SMTP, XMPP, RTSP
Session	TLS, DTLS
Transport	TCP, UDP
Internet	IPv4, IPv6
Lien	tout ce que vous voulez

Modes

- avec port dédié : HTTP/80 → HTTPS/443
- sur le même port : STARTTLS (IMAP, SMTP, XMPP)

Versions

Nom	année	RFC	die-die-die	« vraie » version
SSL 1.0	–	–	mort-né	1.0
SSL 2.0	1995	–	6176 (2011)	2.0
SSL 3.0	1996	6101	7568 (2015)	3.0
TLS 1.0	1999	2246	–	3.1
TLS 1.1	2006	4346	–	3.2
DTLS 1.0	2006	4347	–	3.2
TLS 1.2	2008	5246	–	3.3
DTLS 1.2	2012	6347	–	3.3

La réalité

En vrai, il faut lire un peu plus de RFC...

Sécurité 5746 secure renegotiation, 7627 session hash, 7366 encrypt-then-mac, 7507 downgrade SCSV,

Algos (300+ suites définies !) : 4279 PSK, 4492 ECC, 5054 SRP, 5288 AES-GCM, 5289 ECC-AES-GCM, 5487 PSK-AES-GCM, 5489 ECDHE-PSK, 6655 AES-CCM, 7251 ECC-AES-CCM, ...

Fonctionnalités 6066 extensions diverses, 5878 autorisation, 6520 heartbeat, 5077 tickets de session, 7250 raw public key, 6091 OpenPGP, 7301 ALPN, ...

Usage 7457 attaques, 7525 bonnes pratiques générales, 7590 XMPP, d'autres à venir

Cf les registres sur iana.org.

Plus de réalité

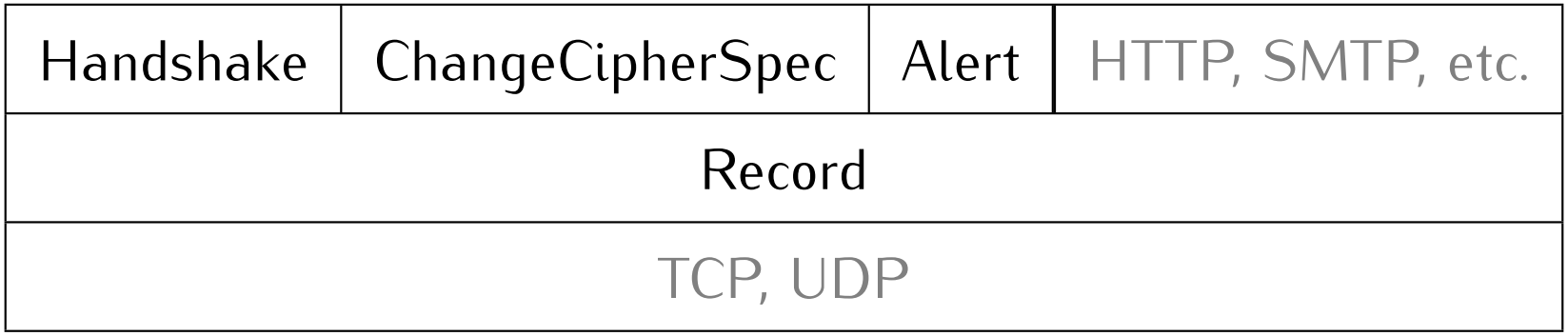
En 2015, sur les sites les plus populaires accessibles en HTTPS

- environ un tiers considérés sûrs ;
- 14 % acceptent des algos peu sûrs ;
- 31 % acceptent SSL 3.0 ;
- 69 % offrent TLS 1.2 ;
- 75 % offrent la *forward secrecy* ;
- 99,9 % ont un certificat avec un clé assez grande.

Source : `https://www.trustworthyinternet.org/ssl-pulse/`

Sur le million de sites les plus populaires, en 2014, seuls 45 % accessible en HTTPS…

Les couches de TLS



- Handshake et ChangeCipherSpec (CCS) pour établir la connection
- Alert rarement : problèmes, fin de connection
- Record pour tout : encapsule, chiffre et authentifie les messages

Structure globale

Type un octet : CCS = 20, Alert = 21, HS = 22, App = 23

Version deux octets : 0x03 0x03 pour TLS 1.2

Length deux octets : longueur du reste en gros-boutiste (limitée à 2^{14} octets, soit 16 Ko).

T	VM	Vm	L1	L2	...

Trois types de chiffrement-authentification :

1. Par flot (y compris NULL)
2. Par bloc avec CBC
3. AEAD = authenticated encryption with additional data (seulement TLS 1.2)

Compression (1)

La couche *record* peut compresser avant de chiffrer. Ceci n'est *plus* recommandé.

L'attaque CRIME

- Compression Ratio Info-leak Made Easy
- Idée de 2002, exploit (public) en 2012
- Application possible : fuite de cookies sécurisé
  1. On connait `Cookie secret=`
  2. Pour chaque x, on ajoute `Cookie secret=x` et on mesure la longueur du chiffré
  3. La valeur qui donne un résultat plus court est la bonne
  4. On itère pour les caractères suivants
- Vole un cookie en 30 secondes

Dans TLS 1.3, la compression ne sera plus disponible.

Compression (2)

Conditions pour CRIME

1. L'attaquant peut injecter du texte clair (JS, actif)
2. L'attaquant peut observer le chiffré (réseau, passif)
3. La compresssion TLS doit être activée

Variantes

TIME Timing Info-leak Make Easy : supprime la condition 2, mesure le temps à la place

BREACH Browser Reconnaissance & Exfiltration via Adaptive Compression of Hypertext : exploite la compression HTTP, plus répandue.

Chiffrement par flot (RC4)

Chiffrement authentifié

- MAC = HMAC(n° séquence, type, version, longueur, message)
- Chiffré = RC4(message, MAC)
- Envoyé = Chiffré
- L'état RC4 est conservé entre les messages (problème pour DTLS)

Problème : RC4 n'est plus sûr

- 2013 : RC4 utilisé pour plus de 60 % des connections HTTPS
- 2013 : Royal Holloway, presque pratique (2^{24} chiffrés)
- début 2015 : RFC 7465 MUST NOT RC4
- mi 2015 : Bar-mitzvah, NOMORE, utilisable en pratique
- courant 2015 : RC4 retiré des navigateurs courants

Aparté : comment vérifier un MAC

Méthode naturelle

1. Calculer la bonne valeur
2. Comparer avec la valeur reçue avec `memcmp()`

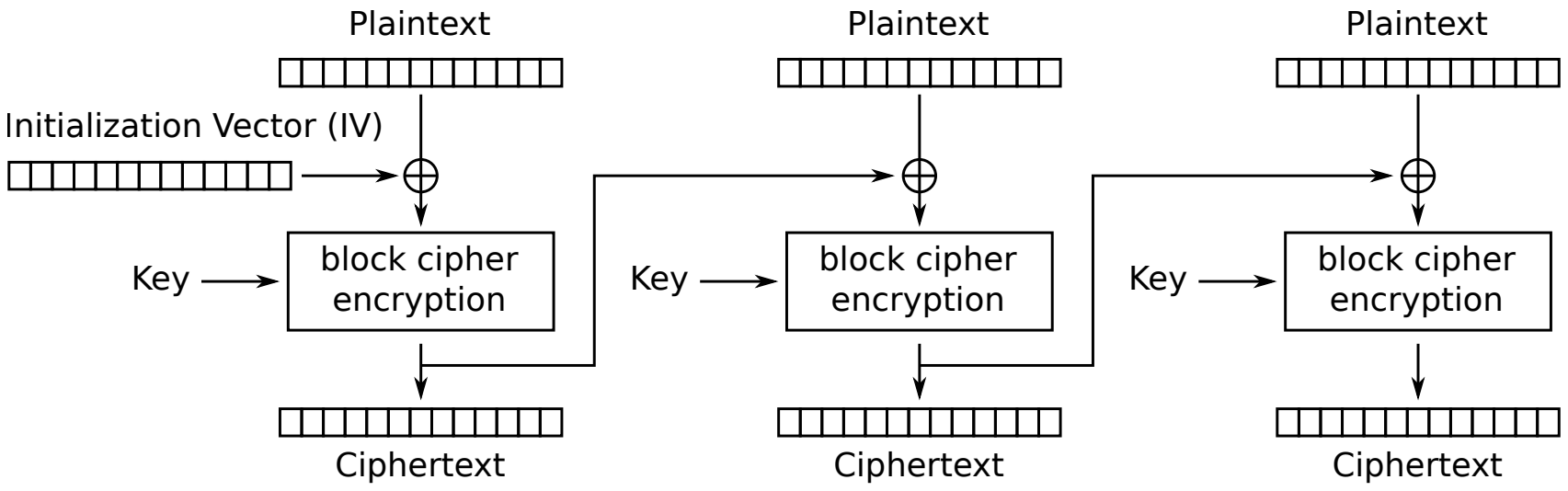
Attaque par timing

- La durée d'exécution de `memcmp()` est proportionnelle à la longueur du préfixe correct
- On brute-force octet par octet

Une solution

```
unsigned char diff = 0;
for (size_t i = 0; i < len; i++)
    diff |= a[i] ^ b[i];
```

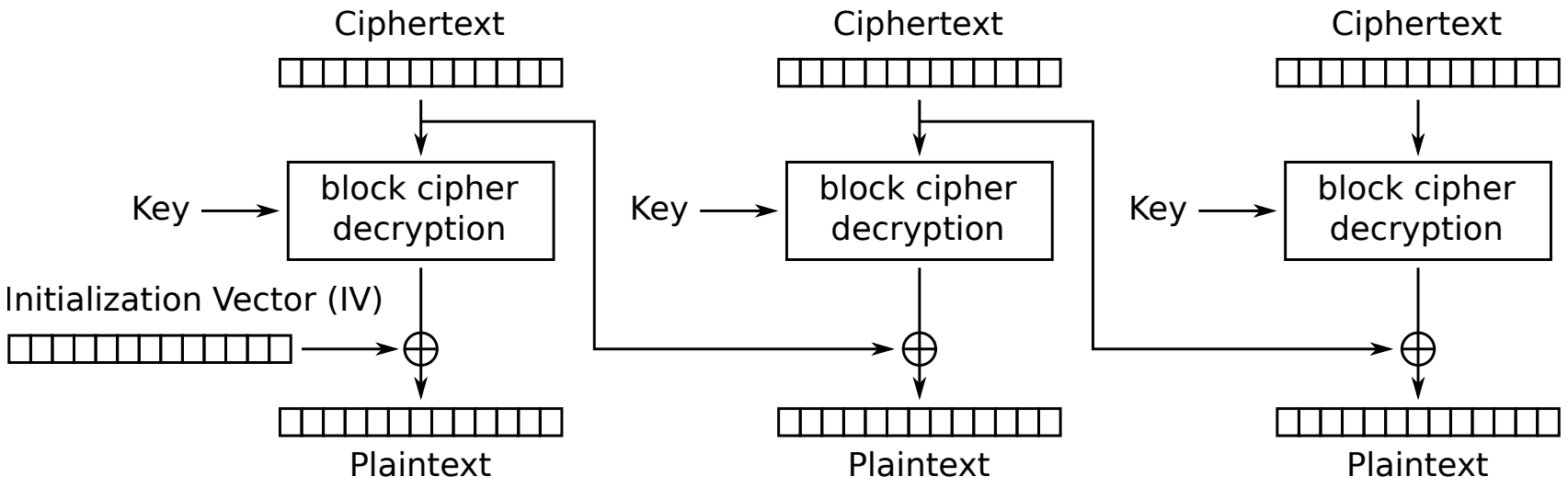
Rappel : CBC



Cipher Block Chaining (CBC) mode encryption

(Crédit image : Wikipédia.)

Rappel : CBC



Cipher Block Chaining (CBC) mode decryption

(Crédit image : Wikipédia.)

Chiffrement authentifié avec CBC

TLS : MAC then Encrypt (MtE)

- MAC = HMAC(métadonnées, message)
- Sortie = AES-CBC(message, MAC, padding)

Encrypt and MAC

- MAC = HMAC(métadonnées, message)
- Sortie = AES-CBC(message, padding), MAC

Encrypt then MAC (EtM)

- Chiffré = AES-CBC(message, padding)
- MAC = HMAC(métadonnées, chiffré)
- Sortie = Chiffré, MAC

Détails sur le padding

Principe

- $L \in \{0, \ldots, 255\}$ tel que $L + 1 + l(m) = 0 \mod b$.
- En pratique, $L \in \{0, \ldots, b-1\}$ et $b = 16$ pour AES.
- Valeur avec SSL 3.0 : L octets quelconques suivis d'un octet de valeur L.
- Valeur avec TLS 1.x : $L + 1$ octets de valeur L.

Exemple

- Message de longueur 4.
- Algos utilisés : AES et HMAC-SHA1.
- Longueur totale avant padding : 24 octets.
- Longueur typique du padding : 8 octets.
- Valeur du padding TLS : 07 07 07 07 07 07 07 07.

Un oracle de padding : POODLE (1)

Observation clé

- Supposons qu'il y a un bloc complet de padding, chiffré C_n.
- On remplace C_n par un C' quelconque.
- Alors le message est accepté ssi $\mathrm{AES}^{-1}(C') \oplus C_{n-1}$ se termine par un octet de valeur 15. (Exercice.)
- Si le message est accepté (une fois sur 256) on connait le dernier octet de $\mathrm{AES}^{-1}(C')$.
- La victime innocente s'est comportée comme un *oracle*.

Contexte

- On cherche à voler un cookie
- On peut générer des requêtes contenant le cookie
- On peut modifier la requête chiffrée sur le chemin

Un oracle de padding : POODLE (2)

`POST /path Cookie: name=?????\r\n\r\n body MAC padding`

1. On ajuste `path` et `body` pour que:
   - L'octet visé soit le dernier du bloc i.
   - Le padding soit de longueur un bloc exactement.
2. Le client innocent chiffre en $C_1, \ldots, C_i, \ldots, C_n$.
3. On envoie au serveur $C_1, \ldots, C_i, \ldots, C_{n-1}, C_i$.
4. Le serveur innocent nous donne une erreur, ou une fois sur 256, la valeur du dernier octet de $\mathrm{AES}^{-1}(C_i)$.
5. On XORe avec le dernier octet de C_{i-1} pour trouver la valeur de l'octet visé.
6. On passe à un autre octet jusqu'à avoir tout le cookie.

Un oracle de padding : POODLE (3)

Analyse

- Le client innocent connait le cookie secret et la clé de chiffrement.
- Le serveur innocent connaît la clé de chiffrement.
- Le serveur nous donne 8 bits du secret avec probabilité 2^{-8}.

Historique

- 1999 : problème résolu dans TLS 1.0
- 2003 : principe de l'oracle connu
- 2015 : exploit pratique publié, accélère la mort de SSL 3.0 (Padding Oracle On Downgraded Legacy Encryption)

L'oracle de Vaudenay et Lucky 13

Vaudenay

- Premier oracle de padding contre CBC publié (2002)
- POODLE en est une variante plus simple
- Fonctionne *presque* contre TLS 1.0+ (alertes chiffrées)
- Première variante par timing : 2003
- Contre-mesure 1 : toujours vérifier le MAC

Lucky 13

- Autre variante utilisant le timing et un effet de seuil
- Contre-mesure 2 : toujours MACer la même longueur
- Contre-mesure délicate à implémenter (cf *Lucky 13 strikes back* : cache cross-VM)

Encrypt-then-MAC

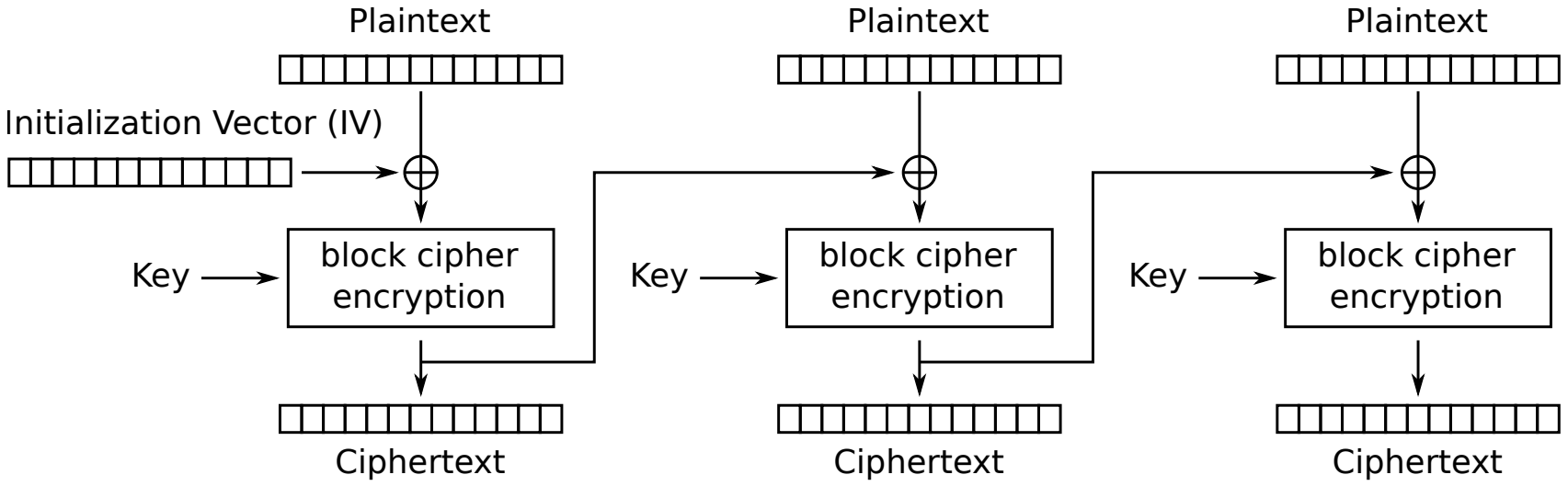
Réparer CBC

- Cause commune à l'attaque de Vaudenay, POODLE et Lucky 13 : le padding n'est pas authentifié.
- Solution : utiliser Encrypt-then-MAC (RFC 7366)

Historique

- TLS 1.0 arrête POODLE
- Le RFC 5246 recommande la contre-mesure 1, et envisage la 2 mais pense qu'elle n'est pas nécessaire
- CBC avec EtM comme dans TLS 1.0 a une preuve de sécurité, qui ne prend pas en compte les canaux auxiliaires

Vecteur d'initialisation



Cipher Block Chaining (CBC) mode encryption

TLS 1.0- Le tout premier est calculé au même moment que la clé, puis on réutilise le dernier bloc chiffré

TLS 1.1+ Chaque IV est aléatoire et transmis explicitement

Blockwise attack

Principe

1. Rappel/notations $C_i = E(C_{i-1} \oplus P_i)$; on suppose $i < j$.
2. En conséquence $C_i = C_j \iff C_{i-1} \oplus P_i = C_{j-1} \oplus P_j$.
3. Supposons que pour certains j, l'attaquant peut choisir P_j à un moment où C_k est connu pour tout $k < j$.
4. L'attaquant veut tester un candidat P'_i pour la valeur de P_i.
5. On choisit $P_j = P'_i \oplus C_{i-1} \oplus C_{j-i}$ et on regarde si $C_i = C_j$.

Analyse

- Publiée en 2004, corrigée en 2006 dans TLS 1.1 (point 3).
- Il faut deviner un bloc entier : la force brute ne marche pas
- Contourne la preuve de sécurité de CBC (CPA2 $\rightarrow$ BCPA2)

BEAST

- 2011 : Browser Exploit Against SSL/TLS
- Principe : aligner les données pour n'avoir qu'un octet inconnu dans le bloc cible, puis le brute-forcer et itérer.
- Résolution correcte : passer à TLS 1.1 (70 % 4 ans après)
- Conseil à l'époque : utiliser RC4 à la place… oups !
- Contre-mesure pratique : $1/n - 1$ record splitting
- Premier exploit médiatisé utilisant un MitB, a ouvert la voie

Authenticated Encryption with Additional Data

Motivation

- Le choix de MtE au lieu de EtM est un problème de *composition* de primitive cryptographiques (chiffre et MAC)
- Problème de crypto, pas de chaque protocole
- Une API unifiée permet ceci et offre plus de liberté

Avant Plusieurs étapes définies par TLS :
MAC = HMAC(clé HMAC, métadonnées, message)
padding = cf plus haut
Sortie = AES-CBC(clé AES, IV, message, MAC, padding)

Après Sortie = AEAD(clé, nonce, message, métadonnés)

Disponible dans TLS depuis TLS 1.2.

L'API AEAD (RFC 5116)

Entrées

- Une clé secret unique (générée uniformément au hasard)
- Un nonce : ne doit *jamais* être réutilisé avec la même clé
- Le message à (dé)chiffrer
- Des données supplémentaires authentifiées mais pas chiffrées

Sortie

- Soit une erreur (le chiffré n'est pas authentique)
- Soit le message (dé)chiffré

En pratique

AES-GCM

- Galois/Counter Mode (2005)
- Chiffrement avec AES en mode compteur
- Authentification utilisant la multiplication dans un corps fini
- Standard, preuve de sécurité, recommandé (Suite B, NIST, IETF).
- Potentiellement très rapide, encore plus avec AES-NI

AES-CCM

Comparable, moins rapide mais implémentation plus compacte.

Nonce

En pratique, utiliser le compteur de *records* TLS.

Historique

Année	Nom	Conditions	exploit
2002	Vaudenay	TLS 1.0- + accès aux alertes	non
2002	CBCATT	TLS 1.0- + CPA + chance	non
2002	Compression	?	non
2003	CBCTIME	CPA	non
2011	BEAST	MitB + MitM	oui
2012	CRIME	compr TLS + MitB + écoute	oui
2013	TIME	compr TLS + MitB + temps	oui
2013	BREACH	compr HTTP + MitB + écoute	oui
2013	RC4 biases	session multiples	partiel
2015	POODLE	SSL 3.0, MitB + MitM	partiel
2015	RC4	sessions multiples	oui

Références

Méta-références

- https://tools.ietf.org/html/rfc7457
- https://www.ietf.org/proceedings/89/slides/slides-89-irtfopen-1.pdf
- https://eprint.iacr.org/2013/049.pdf section III

Références spécifiques complémentaires

- https://www.openssl.org/~bodo/ssl-poodle.pdf
- https://www.rc4nomore.com/
- http://www.imperva.com/docs/HII_Attacking_SSL_when_using_RC4.pdf