Table of contents

Cryptographie symétrique

Stream Ciphers (Cryptage en chaîne)

Introduction aux Stream Ciphers

Définition et Principe

Les **stream ciphers** (chiffrements en flux) sont une famille de systèmes de cryptage caractérisés par :

- **Taille de bloc unitaire** : chaque bloc encrypté = 1 bit
- **Architecture en deux phases** :

1. **Génération du keystream** : production de la séquence de clés
2. **Substitution** : opération sur les bits du plaintext en fonction du keystream

Exemple classique : le *one-time pad*

- Génération : générateur (pseudo-)aléatoire
- Substitution : opération XOR ($\oplus$) avec le keystream

Caractéristiques Générales

Avantages :

- **Rapidité** : cryptage au niveau des registres, idéal pour le *streaming* en temps réel (vidéo)
- **Légèreté** : fonctionnent sur systèmes à ressources CPU limitées
- **Faible mémoire** : pas ou peu de buffering nécessaire
- **Erreurs non propagées** : retransmission des paquets défectueux suffisante (adapté aux transmissions sans fil - WiFi)

Inconvénients :

- **Dépendance à la qualité du keystream** : le caractère aléatoire (randomness) détermine la robustesse
- **Réutilisation dangereuse** : la réutilisation du keystream permet une cryptanalyse facile

Texte original

Cryptage en chaîne (Stream Ciphers)

- Les **stream ciphers** constituent une **famille de systèmes de cryptage** où la **taille du bloc encrypté est égale à 1 bit**.
- Les stream ciphers sont généralement composés de **deux phases**:
  - Une **phase de génération** de la séquence d'éléments formant la clé (le **keystream**).
  - Une **phase de substitution** où les bits du *plaintext* subissent une opération spécifique dépendante du keystream.
- Un exemple évident d'un stream cipher est le **one-time pad** avec:
  - Une phase de génération du keystream effectuée par un **générateur (pséudo-) aléatoire**.
  - Une phase de substitution qui consiste à effectuer un **xor** ($\oplus$) avec le keystream.

Stream Ciphers: Caractéristiques

- **Rapidité**: Le cryptage se fait directement au niveau des registres. Idéal pour des applications nécessitant un cryptage *"on the fly"* comme le **video streaming**.
- **Facilité**: Les opérations peuvent être effectuées par des systèmes ayant des **ressources CPU limitées**.
- **Pas (ou peu...) besoin de mémoire/buffering**.
- **Propagation des erreurs limitée ou absente**: la retransmission des paquets fautifs suffit normalement (adapté aux applications où les pertes de paquets sont fréquentes comme les **transmissions sans fil (WiFi)**).
- **Inconvénients**:
  - La **qualité en termes de randomness** du keystream généré détermine la **robustesse du système**.
  - La **réutilisation du keystream** permet une **cryptanalyse facile** (cf. le one-time pad).

Révision rapide

Stream Ciphers = cryptage bit par bit en 2 phases (génération keystream + substitution).
Avantages : rapides, légers, pas de propagation d'erreurs.
Inconvénients : qualité du keystream critique, réutilisation = vulnérabilité.

Stream Ciphers Synchrones

Principe de Fonctionnement

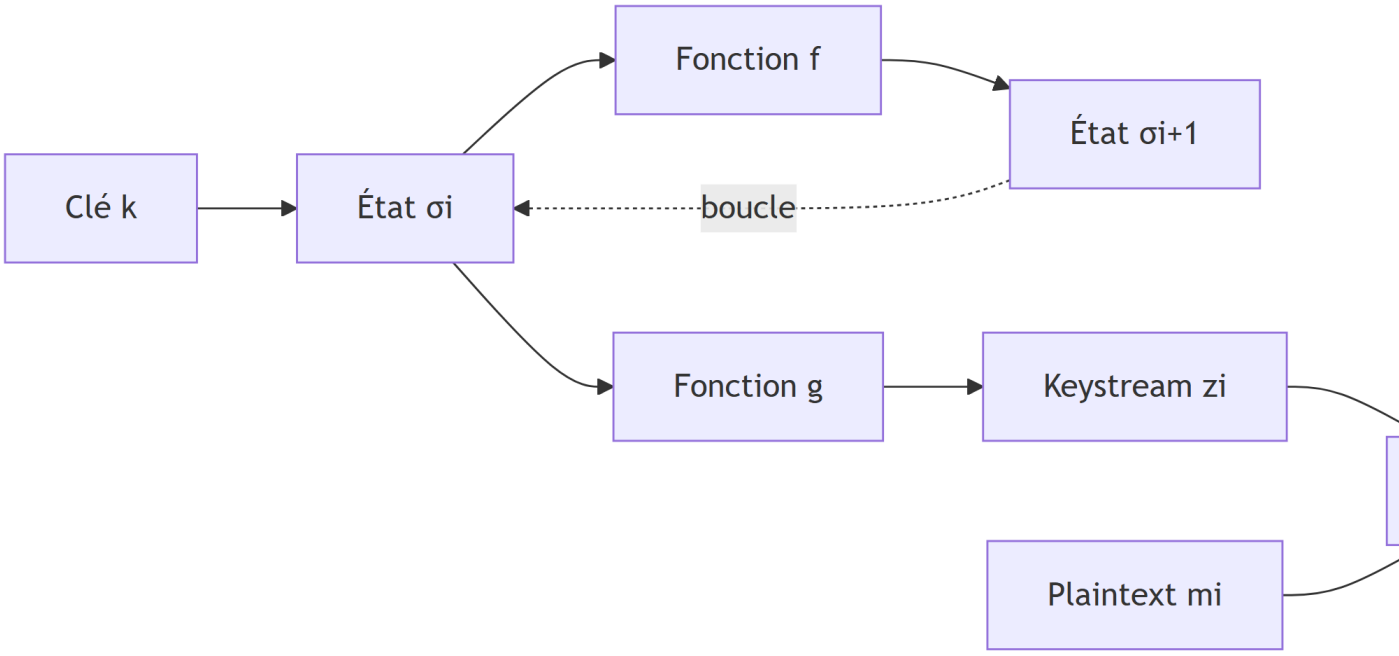
Dans un **stream cipher synchrone**, le keystream dépend **uniquement de la clé**, indépendamment du plaintext et du ciphertext.

Équations du processus :

$$\sigma_{i+1} = f(\sigma_i, k)$$
$$z_i = g(\sigma_i, k)$$
$$c_i = h(z_i, m_i)$$

Où :

- σ_i : état à l'instant i (état initial σ_0 peut dépendre de k)
- k : clé secrète
- f : fonction de transition d'état
- g : fonction de production du keystream z_i
- h : fonction de sortie produisant le ciphertext c_i à partir du plaintext m_i



Caractéristiques

Exigence de synchronisation :

- Émetteur et récepteur doivent partager la même clé k **ET** le même état σ_i
- Perte de synchronisation = nécessité de mécanismes externes (marqueurs, analyse de redondance)

Propriétés :

- **Pas de propagation d'erreur** : modification du ciphertext n'affecte pas les séquences ultérieures
- **Attention** : suppression d'un ciphertext = désynchronisation du récepteur

Vulnérabilités aux attaques actives :

- Détection : insertion, élimination, replay de fragments

- Modification de bits : adversaire peut modifier des bits et analyser l'impact sur le plaintext
- **Solution** : mécanismes d'authentification supplémentaires

Cas particulier : Stream Cipher Additif

Le cas le plus fréquent où :

- Fonctions f et g remplacées par un générateur aléatoire
- Fonction h = addition modulo 2 (XOR : $\oplus$)

Formule : $c_i = z_i \oplus m_i$

Texte original

Stream Ciphers Synchrones

- Le **keystream généré dépend seulement de la clé** et non pas du plaintext ni du ciphertext.
- Le processus d'encryption d'un **stream cipher synchrone** est décrit par les équations suivantes:

$$\sigma_{i+1} = f(\sigma_i, k)$$
$$z_i = g(\sigma_i, k)$$
$$c_i = h(z_i, m_i)$$

avec σ_i l'**état initial** qui peut dépendre de la clé k, f la **fonction qui détermine l'état suivant**, g la **fonction qui produit le keystream** z_i et h la **fonction de sortie** qui produit le ciphertext c_i à partir du plaintext m_i.

Stream Ciphers Synchrones: Caractéristiques

- **Nécessitent la synchronisation** de l'émetteur et du récepteur: En plus d'utiliser la même clé k, les deux doivent se trouver dans le **même état** pour que le processus fonctionne. Si la synchronisation est perdue il faut des **mécanismes externes** pour la récupérer (marqueurs spéciaux, analyses de redondance du plaintext, etc.)
- **Pas de propagation d'erreur**. La modification du ciphertext pendant la transmission n'entraîne pas des perturbations dans des séquences de ciphertext ultérieures (cependant, la **suppression** d'un ciphertext provoquerait la **désynchronisation** du récepteur).
- **Attaques actives**: L'insertion, l'élimination ou le replay de parties de ciphertext sont **détectés** par le récepteur. Cependant, un adversaire pourrait **modifier certains bits** du ciphertext et analyser l'impact sur le plaintext correspondant. Des **mécanismes d'authentification d'origine** supplémentaires sont nécessaires afin de détecter ces attaques.

- **Cas les plus fréquent** des Stream Cipher Synchrones: le **stream cipher additif** (cf. le one-time pad) où les fonctions f et g générant le keystream sont remplacées par un **générateur aléatoire** et la fonction h est une **addition modulo 2 (xor)**.

Révision rapide

Synchrone : keystream = f(clé uniquement). Équations : $\sigma_{i+1} = f(\sigma_i, k)$, $z_i = g(\sigma_i, k)$, $c_i = h(z_i, m_i)$.
Exige synchronisation émetteur/récepteur. Pas de propagation d'erreur mais vulnérable aux modifications de bits.
Cas fréquent : cipher additif avec XOR.

Stream Ciphers Asynchrones

Principe de Fonctionnement

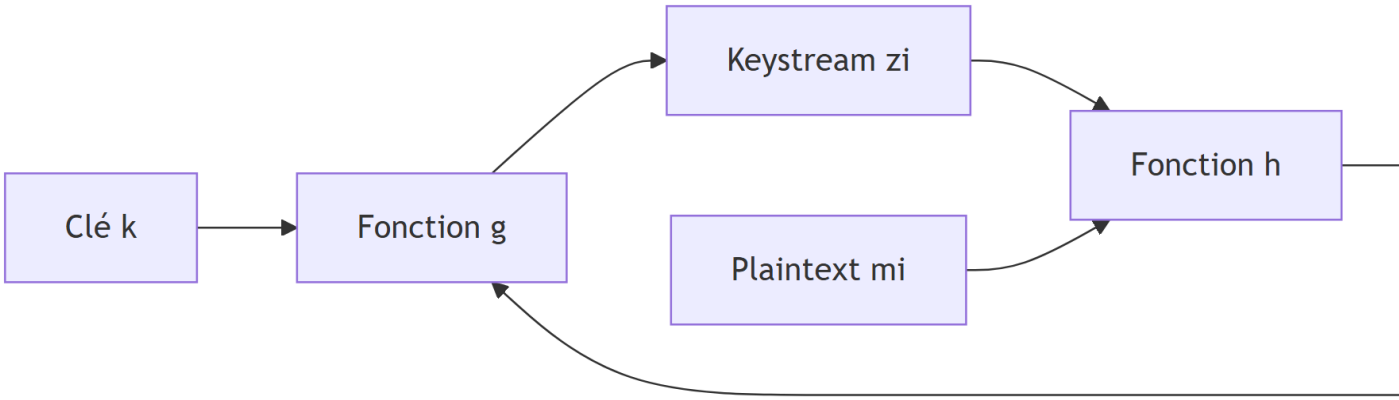
Aussi appelés **auto-synchronisés** (*self-synchronizing ciphers*).

Le keystream dépend de la clé **ET** d'un nombre fixe de ciphertexts précédents.

Équations du processus :

$$\sigma_i = (c_{i-t}, c_{i-t+1}, \dots, c_{i-1})$$
$$z_i = g(\sigma_i, k)$$
$$c_i = h(z_i, m_i)$$

Où σ_i représente un buffer des t derniers ciphertexts.



Caractéristiques

Auto-synchronisation :

- En cas d'insertion/élimination de ciphertexts, le récepteur se **re-synchronise automatiquement**
- Mécanisme : mémorisation (buffer) des derniers ciphertexts

Propagation d'erreurs limitée :

- Erreur se propage uniquement sur la **taille du buffer** (t bits)
- Après épuisement du buffer, décryption correcte reprend

Sécurité face aux attaques actives :

- **Meilleure détection** : modifications détectées grâce à la propagation d'erreurs
- **Attention** : l'auto-synchronisation permet au récepteur de continuer même après insertions/suppressions
- **Solution** : vérification de l'intégrité et l'authenticité du flux entier nécessaire

Diffusion des statistiques du plaintext :

- Chaque bit du plaintext influence **tous les ciphertexts subséquents**
- **Résultat** : meilleure dispersion des statistiques vs. cas synchrone
- **Application** : utiliser pour plaintexts à faible entropie ou fortement redondants

Texte original

Stream Ciphers Asynchrones

- Aussi appelés **auto-synchronisés** (*self synchronizing ciphers*).
- Le **keystream généré dépend de la clé ainsi que d'un nombre fixé de ciphertexts précédents**.
- Le processus d'encryption d'un **stream cipher asynchrone** est décrit par les équations suivantes:

$$\sigma_i = (c_{i-t}, c_{i-t+1}, \dots, c_{i-1})$$
$$z_i = g(\sigma_i, k)$$
$$c_i = h(z_i, m_i)$$

avec σ_i, g et h comme pour le cas synchrone.

Stream Ciphers Asynchrones: Caractéristiques

- **Auto-synchronisation**: En cas d'élimination ou d'insertion de ciphertexts en cours de route, le récepteur est capable de **se re-synchroniser avec l'émetteur** grâce à la **mémorisation (buffer)** d'un nombre de ciphertext précédents.

- **Propagation d'erreurs limitée**: La propagation d'erreurs s'étend uniquement au **nombre de bits du ciphertext mémorisés** (taille du buffer). Après, la decryption se déroule à nouveau correctement.
- **Attaques actives**: La modification de fragments du ciphertext sera **plus facilement détecté** que dans le cas synchrone à cause de la propagation d'erreurs. Cependant, comme le récepteur est capable de s'auto-synchroniser avec l'émetteur, même si des ciphertexts sont éliminés ou insérés en cours de route, il convient de **vérifier l'intégrité et l'authenticité du flot entier**.
- **Diffusion des statistiques du plaintext**: Le fait que **chaque bit du plaintext aura une influence sur la totalité des ciphertexts subséquents** se traduit par une **plus grande dispersion des statistiques** du plaintext comparée au cas synchrone…
- … Il convient, donc, d'utiliser des **stream ciphers asynchrones lorsque l'entropie des plaintexts est limitée** et pourrait permettre des attaques ciblées aux plaintexts fortement redondants.

Révision rapide

Asynchrone (auto-synchronisé) : keystream = f(clé + derniers ciphertexts). État σ_i = buffer de t ciphertexts précédents.
Auto-synchronisation automatique. Propagation d'erreur limitée au buffer.
Meilleure diffusion des statistiques → idéal pour plaintexts redondants/faible entropie.

Générateurs de Keystreams : LSFR

Contexte et Nécessité

Problématique : générer un keystream de longueur m à partir d'une clé secrète de longueur l avec $l \ll m$.

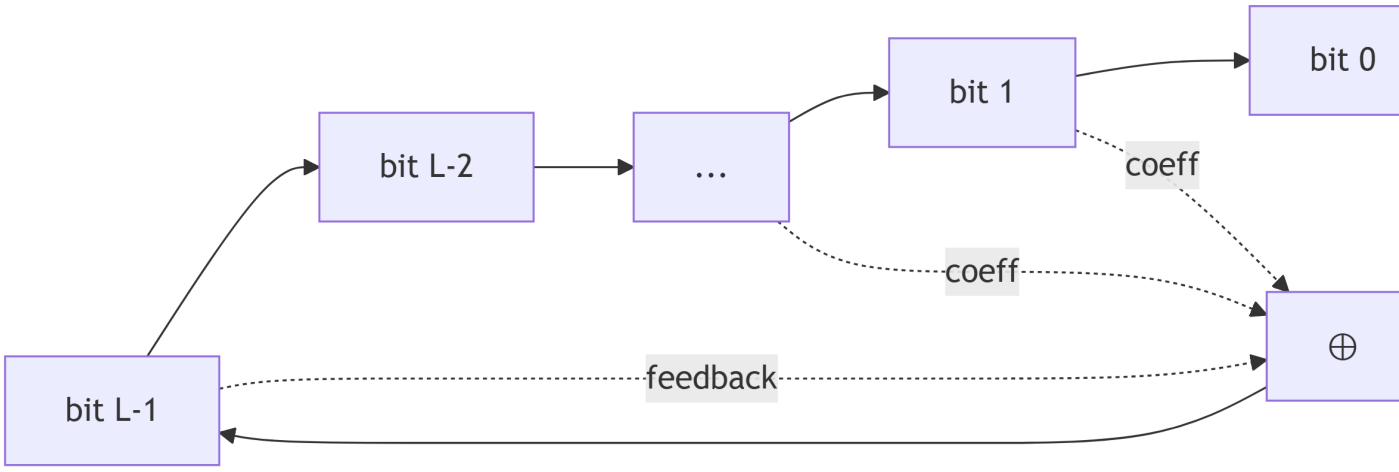
Solution : Linear Feedback Shift Register (**LSFR** ou **LFSR**)

Caractéristiques des LSFR

Avantages :

- **Implémentation hardware optimale** : circuits très efficaces
- **Périodes longues** : séquences de grande longueur
- **Bonne qualité aléatoire** : randomness notable
- **Base mathématique** : propriétés algébriques des combinaisons linéaires

Structure générique : LSFR de longueur L



Remarques Importantes sur les LSFR

Historique et Usage :

- Construction très répandue en cryptographie et théorie des codes
- Nombreux stream ciphers militaires basés sur LSFR

Limites de Sécurité :

- **Niveau de sécurité insuffisant** comparé aux block ciphers modernes
- **Vulnérabilité** : l'algorithme de Berlekamp-Massey permet de :
  - Déterminer la **complexité linéaire** d'un LSFR
  - Calculer un nombre arbitraire de séquences générées

Métrique : Complexité linéaire (*linear complexity*)

Solution d'Amélioration :

Remplacer la combinaison linéaire par une **fonction non linéaire** f

→ **Non Linear Feedback Shift Registers** (NLFSR)

Texte original

Stream Ciphers: Générateurs de Keystreams

- Lorsqu'il convient de **générer un keystream d'une longueur** m à partir d'une **clé secrète de longueur** l avec $l \ll m$, on fait appel à des **générateurs de keystreams**.

- Le plus courant de ces générateurs est le **Linear Feedback Shift Register (LSFR)**.
- Un LSFR a les caractéristiques suivantes:
  - S'adapte **très bien aux implantations hardware**.
  - Produit des séquences de **périodes longues** et avec une **qualité aléatoire notable** (randomness assez forte)
  - Se base sur les **propriétés algébriques des combinaisons linéaires**.

LSFRs: Quelques Remarques

- Les LSFRs sont des constructions **très répandues** dans la cryptographie et dans la théorie de codes.
- Un **grand nombre de stream ciphers** basés sur les LSFRs (surtout dans la **sphère militaire**) ont été développés dans le passé.
- Malheureusement, le **niveau de sécurité offert par ces systèmes est jugé insuffisant** de nos jours (comparé à celui des blocks ciphers…)
- La **métrique** permettant d'analyser un LFSR est sa **complexité linéaire** (*linear complexity*). L'**algorithme de Berlekamp-Massey** permet de déterminer la complexité linéaire d'un LSFR et de calculer ainsi un nombre arbitrairement grand de séquences générées par un LSFR.
- Une solution pour **augmenter la complexité** est de substituer la combinaison linéaire des bits du ciphertext par une **fonction non linéaire** f. Ce sont les **Non Linear Feedback Shift Registers**.

Révision rapide

LSFR : générateur de keystream long (m) depuis clé courte (l). Base = combinaisons linéaires.
Avantages : hardware efficace, périodes longues.
Problème : sécurité insuffisante, vulnérable à Berlekamp-Massey (calcul de complexité linéaire).
Solution : NLFSR (fonction non linéaire).

RC4 : Stream Cipher Logiciel

Présentation Générale

RC4™ (*Rivest Cipher 4*) développé en 1987 par Ron Rivest pour RSA Security.

Caractéristiques principales :

- **Clé variable** : longueur flexible
- **Extrêmement rapide** : 10× plus rapide que DES
- **Mode synchrone** : keystream indépendant du plaintext/ciphertext

Historique :

- 1987-1994 : breveté, détails confidentiels (contrat NDA requis)
- 1994 : publication non officielle dans un newsgroup
- Depuis : analyse intensive par la communauté cryptographique

Architecture

Composants clés :

- **S-box** : boîte de substitution 8×8 (256 entrées)
  - Contenu : permutation des nombres 0 à 255
  - Dépend de la clé principale de longueur variable : $0 < len(k) \leq 255$
- **Combinaisons** : linéaires et non linéaires
- **Chiffrement final** : XOR entre keystream et plaintext

Applications et Sécurité

Utilisations commerciales (nombreuses) :

- Lotus Notes
- Oracle SQL
- Microsoft Windows
- SSL/TLS
- Et bien d'autres…

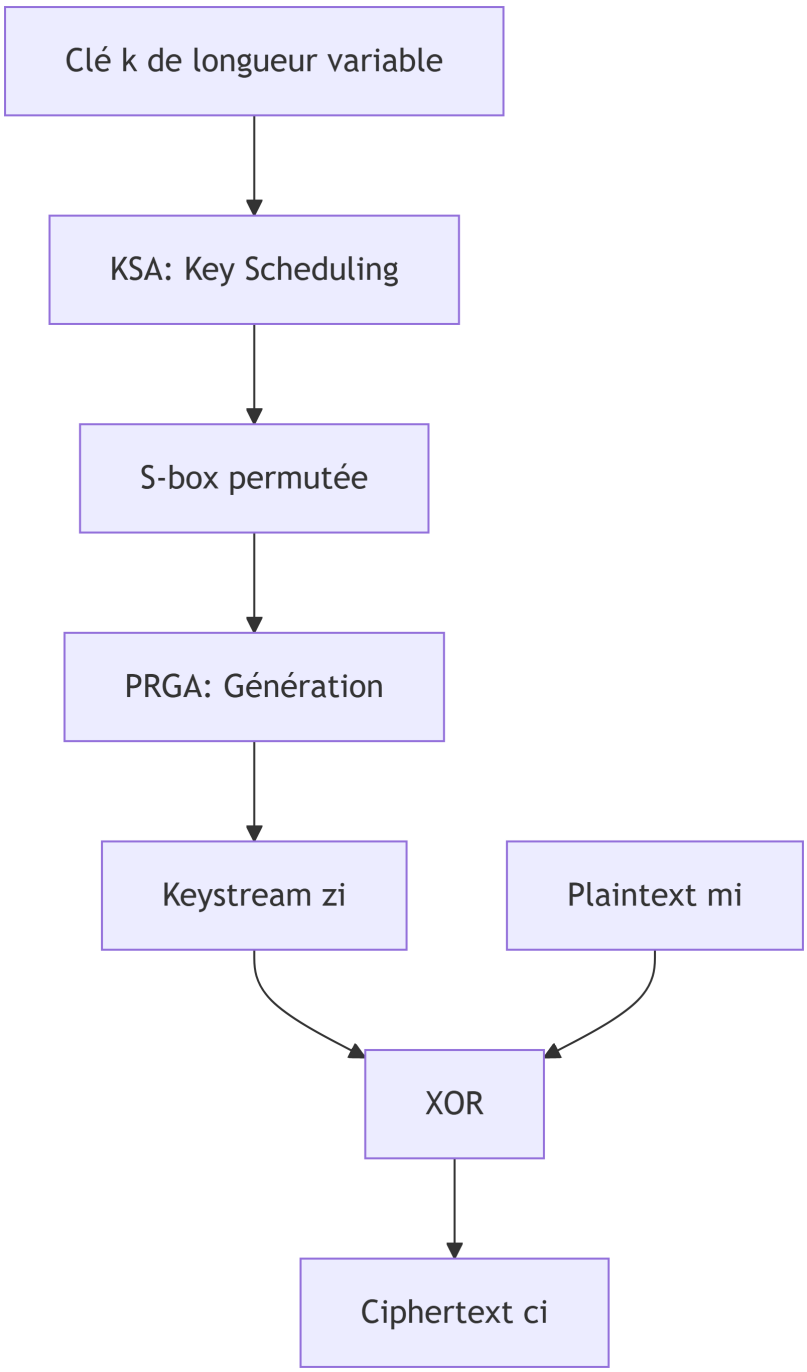
Analyses et Vulnérabilités :

- Travaux exhaustifs sur le key scheduling et le PRGA
- **Faille majeure** : implémentation dans WEP (WiFi Wired Equivalent Privacy)
  - Protocole WEP complètement compromis
  - Problème : mode d'utilisation défaillant, pas l'algorithme RC4 lui-même

Fonctionnement

RC4 se décompose en **deux étapes** :

1. **Key Scheduling Algorithm (KSA)**
    - Responsable de la permutation initiale de la S-box
    - Fonction de la clé de longueur variable $len(k) = l$
2. **Pseudo Random Generator Algorithm (PRGA)**
    - Génère le keystream de taille arbitraire
    - S'appuie sur la S-box permutée par KSA


Clé k de longueur variable
KSA: Key Scheduling
S-box permutée
PRGA: Génération
Keystream zi
Plaintext mi
XOR
Ciphertext ci

Texte original

Software Cipher Streams: RC4

- Le grand **désavantage des stream ciphers basés sur des registres** est qu'ils sont **très lents en version programmée** dans une machine générique. **RC4™** est un **stream cipher à clé variable** développé en **1987 par Ron Rivest** pour la société RSA security. Il est **très rapide** (**10 fois plus rapide que DES** !)
- Pendant 7 ans, cet algorithme était **breveté** et les détails son fonctionnement interne était dévoilés seulement après la **signature d'un contrat de confidentialité**. Depuis sa **publication (non officielle) dans un newsgroup en 1994**, il est globalement discuté et analysé dans toute la communauté cryptographique.
- L'algorithme travaille en **mode synchrone** (le keystream est indépendant du ciphertext et du plaintext).
- Il est composé de **combinaisons linéaires et non linéaires**. L'élément clé est une **boîte de substitution (S-box) de taille 8×8** dont les entrées sont une **permutation des chiffres 0 à 255**. La permutation est une **fonction de la clé principale** de taille variable avec $0 < len(k) \leq 255$. L'**encryption finale est obtenue par un xor** entre le keystream et le plaintext.
- RC4 est utilisé dans un **grand nombre d'applications commerciales**: Lotus Notes, Oracle SQL, MS Windows, SSL, etc. Il est l'objet d'un grand nombre de **travaux analytiques et exhaustifs** qui ont réussi à **compromettre la sécurité** du key scheduling et du PRGA.
- En particulier l'application de RC4 sur les **Wired Equivalent Privacy (WiFi WEP) protocole a été "cassée"** suite à une **faille dans le mode d'utilisation** du protocole.

RC4: Fonctionnement

- L'algorithme est constitué de **deux étapes**:
  - Le **Key Scheduling Algorithm (KSA)**: Responsable de la **permutation initiale** qui remplira la S-box en fonction de la clé de longueur variable $len(k) = l$.
  - Le **Pseudo Random Generator Algorithm (PRGA)**: Génère le **keystream de taille arbitraire** en s'appuyant sur la S-box.

Révision rapide

RC4 : stream cipher logiciel, clé variable, 10× plus rapide que DES.
Architecture : S-box 8×8 (permutation 0-255) + XOR.
2 étapes : KSA (permutation S-box) + PRGA (génération keystream). Mode synchrone.
Vulnérabilité : WEP cassé (faille d'utilisation). Utilisé dans SSL, Windows, Oracle…

Block Ciphers (Cryptage par Blocs)

1. Introduction aux Block Ciphers

Définition et Principe

Un **block cipher** (chiffrement par blocs) est une fonction cryptographique qui :

- **Transforme des blocs de taille fixe** : fait correspondre un bloc de n bits à un autre bloc de la même taille
- **Est paramétrisée par une clé** : la clé K de k bits définit la transformation
- **Doit être bijective** : pour permettre un décryptage unique
- **Chaque clé = bijection différente** : garantit la variabilité

Taille nominale : taille d'entrée du bloc sur lequel s'applique l'encryption

Critères de Qualité

1. Taille/Entropie de la clé

- Clés idéalement **équiprobables** avec entropie = k bits
- Forte entropie protège contre les **attaques brute-force**
- **Minimum requis** : 128 bits pour les block ciphers modernes

2. Performances

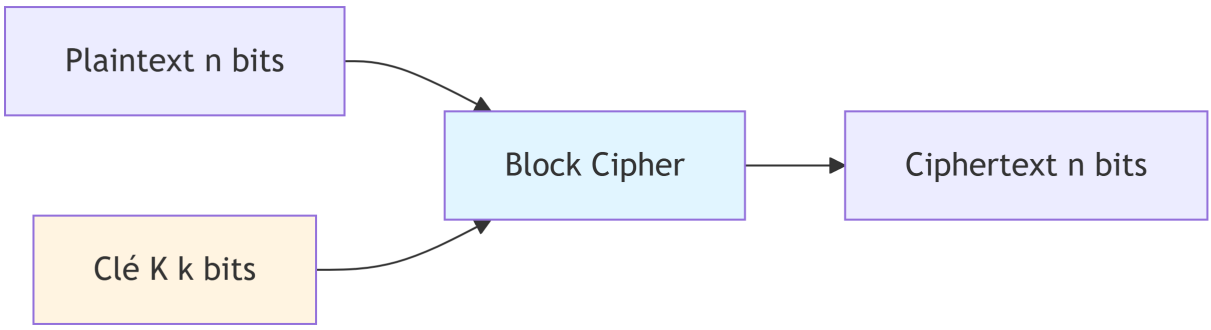
- Vitesse d'exécution
- Efficacité en software/hardware

3. Taille du bloc

- Bloc trop petit = vulnérabilité aux **dictionnaires plaintext/ciphertext**
- **Standard moderne** : blocs 128 bits

4. Résistance cryptographique

- Résistance aux techniques connues :
  - Cryptanalyse linéaire
  - Cryptanalyse différentielle
  - Meet in the middle
- **Effort de cryptanalyse** équivalent au brute force



Texte original

Cryptage par Blocs (Block Ciphers)

- Les **block ciphers symétriques** constituent la **pierre angulaire de la cryptographie**. Leur fonctionnalité principale est la **confidentialité** mais ils sont également à la base des services d'**authentification**, **fonctions de hachage**, **génération aléatoire**, etc.
- **Définition**: Un block cipher est une **fonction** qui fait correspondre à un **bloc de n bits** un autre bloc de **la même taille**. La fonction est **paramètrée par une clé K de k bits**. Afin de permettre une **decryption unique**, la fonction doit être **bijective**. **Chaque clé définit une bijection différente**. La **taille d'entrée du bloc** sur lequel s'applique l'encryption s'appelle aussi **taille nominale de l'algorithme**.
- **Critères pour évaluer la qualité** d'un block cipher:
  - **Taille/Entropie de la clé**: Idéalement, les clés sont **équiprobables** et l'espace des clés a une **entropie égale à** k. Une **forte entropie** de la clé protège des **attaques brute-force** à partir de chosen/known plaintexts. Les block ciphers modernes doivent avoir des **clés d'au moins 128 bits**.
  - **Performances**
  - **Taille du bloc**: Un bloc **trop petit** permettrait des attaques où des **"dictionnaires" plaintext/ciphertext** seraient construits. De nos jours, des **blocs de taille 128 bits** deviennent courants.
  - **Résistance cryptographique**: Le block cipher doit se montrer **résistant** à des techniques de cryptanalyse connues: **cryptanalyse linéaire ou différentielle**, **meet in the middle**, etc. L'**effort inhérent** à ces attaques (complexité, stockage, parallélisation, etc.) doit être **équivalent à celui d'une attaque brute force**.

Révision rapide

Block cipher : fonction bijective transformant blocs de n bits avec clé K de k bits. **Critères** : entropie clé 128 bits, taille bloc 128 bits, résistance cryptanalyse = effort brute force. **Usage** : confidentialité, authentification, hachage, génération aléatoire.

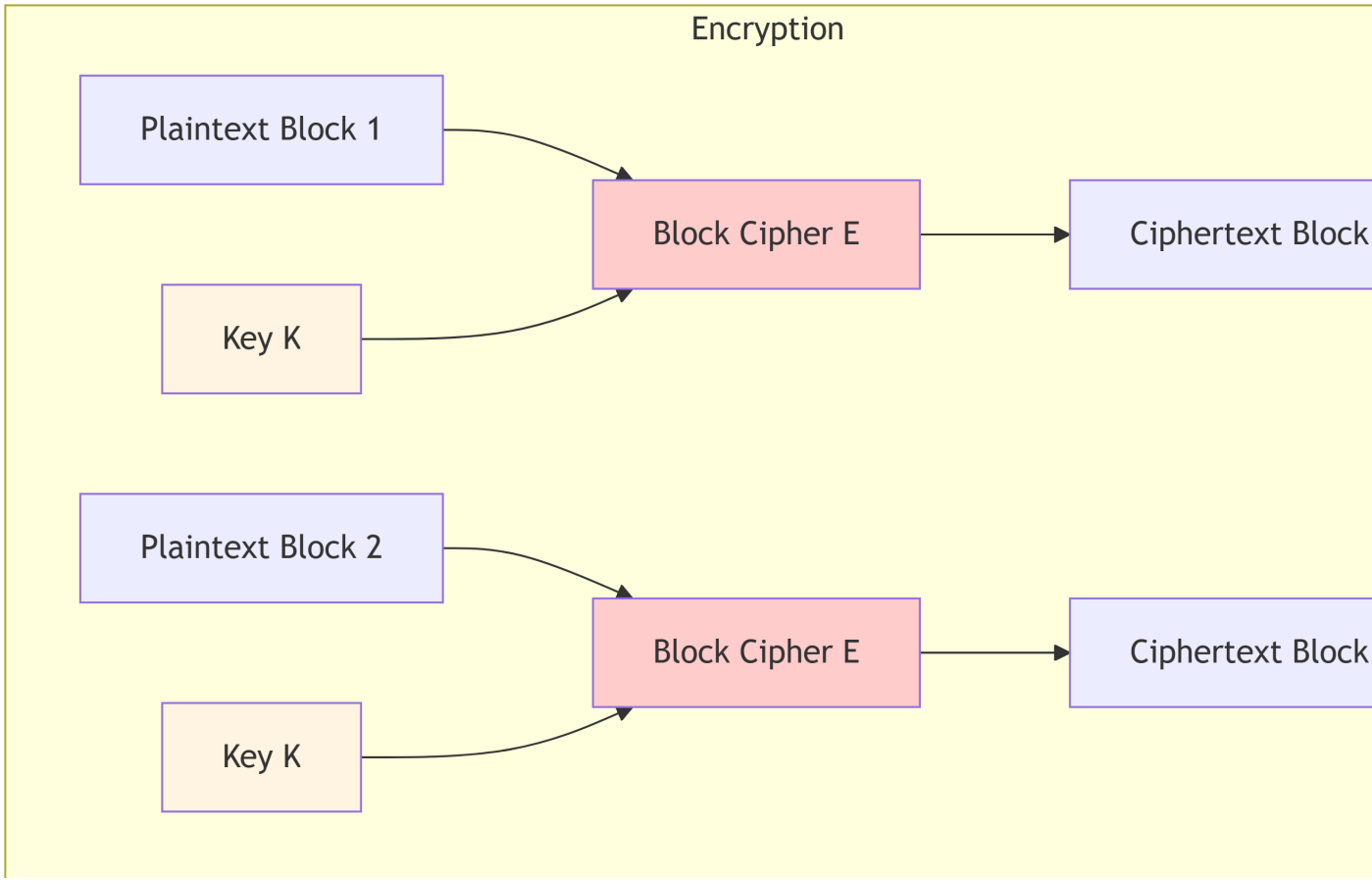
---

2. Modes d'Opération des Block Ciphers

2.1 Electronic Codebook (ECB)

Principe : chaque bloc de plaintext est encrypté **indépendamment** avec la même clé.

$$c_i = E_K(m_i)$$
$$m_i = D_K(c_i)$$



Caractéristiques :

- **Plaintexts identiques** → ciphertexts identiques (prévisible)
- **Pas de propagation d'erreurs** : erreur sur c_j n'affecte que m_j
- **Patterns visibles** : structure du plaintext transparente dans le ciphertext
- **Parallélisable** : chaque bloc traité indépendamment

Vulnérabilité majeure : Ne doit PAS être utilisé pour des données redondantes

---

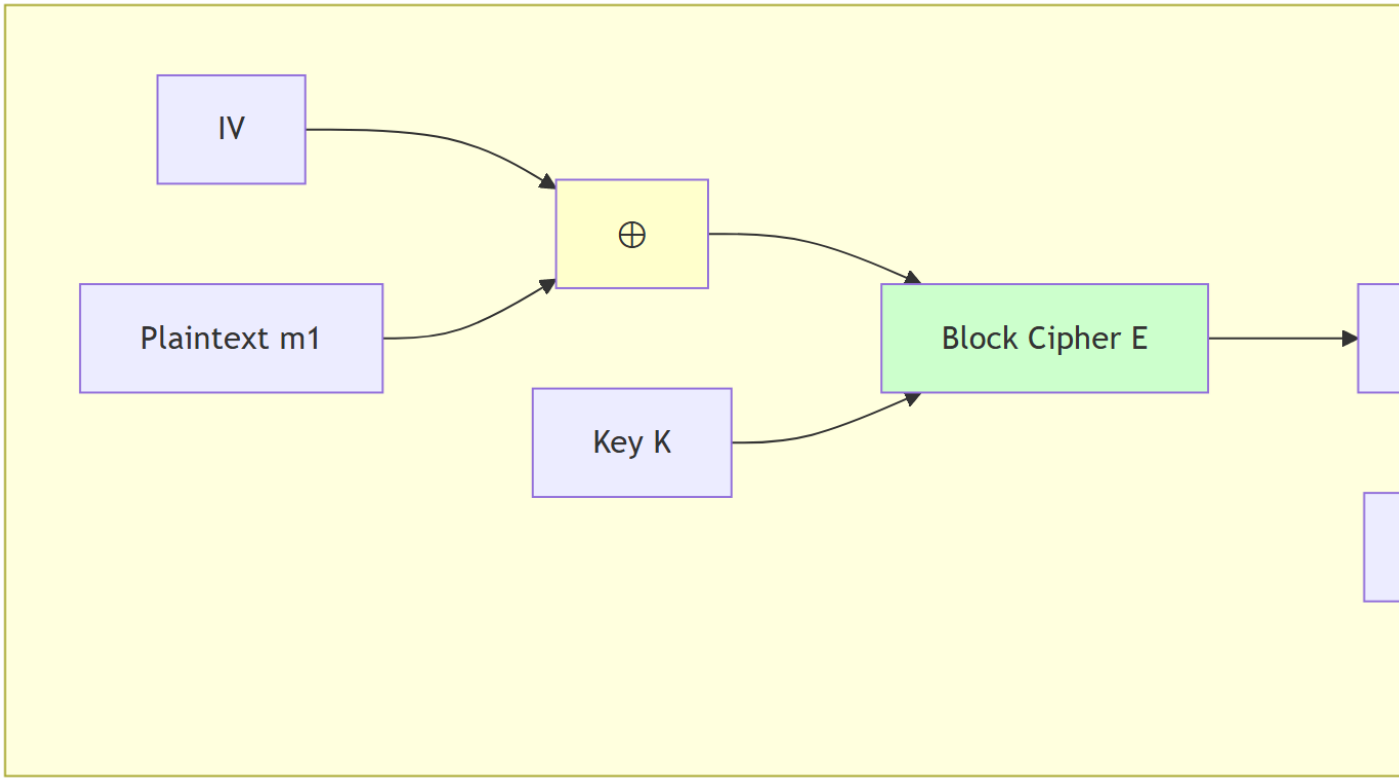
2.2 Cipher Block Chaining (CBC)

Principe : chaque bloc de plaintext est **XORé avec le ciphertext précédent** avant encryption.

$$c_i = E_K(m_i \oplus c_{i-1})$$

$$m_i = D_K(c_i) \oplus c_{i-1}$$

Avec $c_0 = IV$ (Initialization Vector)



Caractéristiques :

- **Plaintexts identiques** → ciphertexts différents (si IV change)
- **Patterns effacés** : chaînage masque la structure
- **Propagation d'erreurs limitée** : erreur sur c_j affecte m_j et m_{j+1} uniquement
- **Non parallélisable** en encryption (séquentiel)
- **Parallélisable** en décryption

IV (Initialization Vector) :

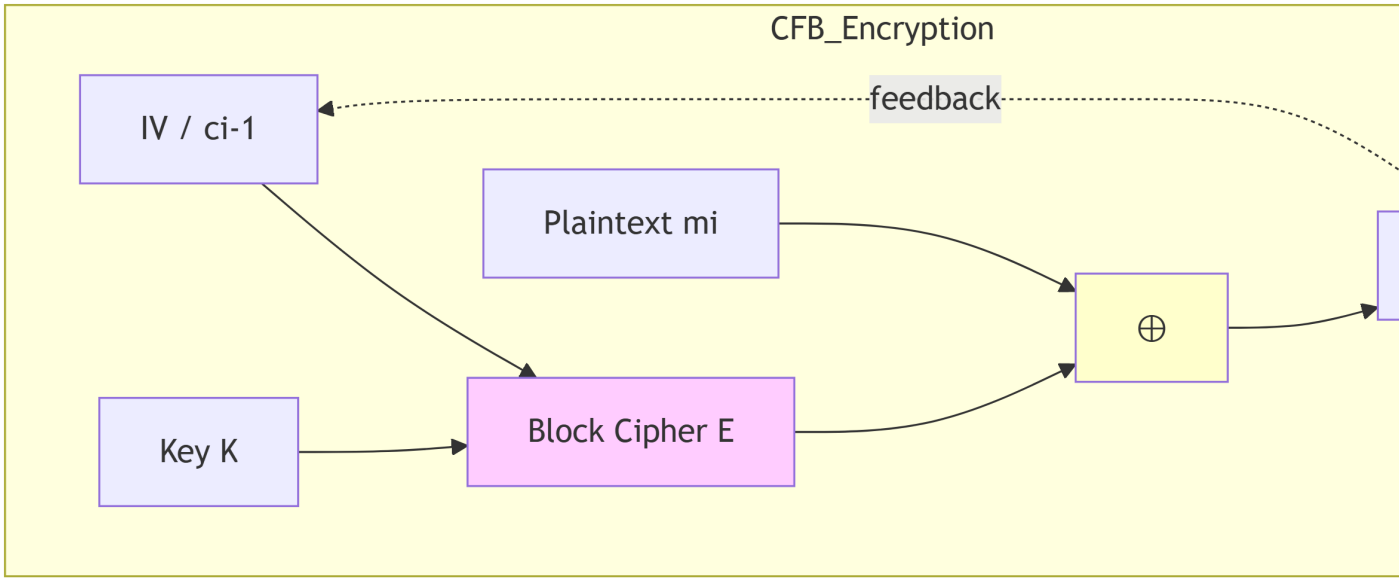
- Doit être **aléatoire** ou **pseudo-aléatoire**
- Peut être transmis **en clair**
- Doit être **différent** pour chaque message avec la même clé

2.3 Cipher Feedback Mode (CFB)

Principe : fonctionne comme un **stream cipher** où le keystream est généré par le block cipher. Le keystream dépend des **ciphertexts précédents** (mode **asynchrone**).

$$c_i = m_i \oplus E_K(c_{i-1})$$
$$m_i = c_i \oplus E_K(c_{i-1})$$

Avec $c_0 = IV$



Caractéristiques :

- **Plaintexts identiques** → ciphertexts différents (si IV change)
- **Chaînage** : dépendances entre ciphertexts
- **Propagation d'erreurs** : erreur sur c_j affecte $\frac{n}{r}$ blocs suivants
  - n = taille nominale du block cipher
  - r = taille des plaintexts
- **Non parallélisable**
- **IV non confidentiel** mais doit être transmis

Usage : adapté aux transmissions avec pertes de paquets fréquentes

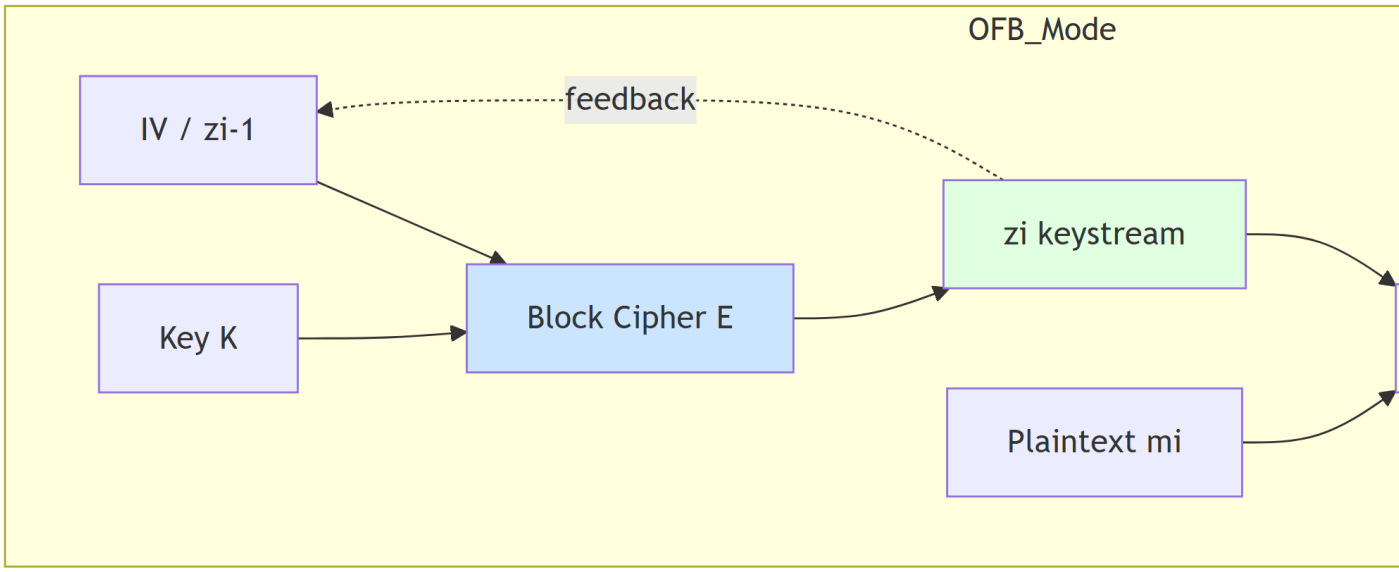
---

2.4 Output Feedback Mode (OFB)

Principe : fonctionne comme un **stream cipher synchrone**. Le keystream est **entièrement déterminé** par la clé et l'IV, **indépendant** du plaintext et du ciphertext.

$$z_i = E_K(z_{i-1})$$
$$c_i = m_i \oplus z_i$$
$$m_i = c_i \oplus z_i$$

Avec $z_0 = IV$



Caractéristiques :

- **Plaintexts identiques** → ciphertexts différents (si IV change)
- **Pas de propagation d'erreurs** : erreur sur c_j n'affecte que m_j
- **Keystream pré-calculable** : efficace
- **CRITIQUE** : ne JAMAIS réutiliser le même IV avec la même clé (sinon keystream identique)
- **Parallélisable** si keystream pré-calculé

Attention réutilisation : Modifier l'IV pour chaque nouveau message !

Texte original (Modes CFB et OFB)

Modes CFB et OFB: Caractéristiques
Les modes **CFB et OFB** fonctionnent comme un **stream cipher** avec un **keystream généré par le bloc de cryptage**. Dans **CFB**, le keystream dépend des **ciphertexts précédents** (**asynchrone**) alors que dans **OFB**, le keystream est **entièrement déterminé par la clé et le IV** (**synchrone**).
Particularités de CFB:

- Comme dans le mode CBC, des **plaintext identiques** sont traduits en **ciphertexts différents** si le **IV change**. Le **IV n'est pas nécessairement confidentiel** et peut être échangé en clair entre les parties.
- Le **chaînage** introduit également des **dépendances** entre les ciphertexts courants et les ciphertexts précédents. En particulier, si n est la **taille nominale de l'algorithme** et r est la **taille des plaintexts**, le ciphertext courant dépendra des $\frac{n}{r}$ **ciphertexts précédents** (chaque itération décalera l'entrée fautive de r positions, après $\frac{n}{r}$ itérations le ciphertext fautif sera "expulsé" complètement).
- La **propagation d'erreurs** obéit au même principe: une erreur dans un ciphertext se traduira par une mauvaise decryption des $\frac{n}{r}$ ciphertexts suivants.

Particularités de OFB:

- OFB a un comportement **identique** aux modes CBC et CFB pour l'**encryption de plaintext identiques**.
- **Pas de propagation d'erreurs** sur les ciphertexts adjacents.
- **Modifiez le IV** si la clé ne change pas pour **éviter la réutilisation du keystream** !!!

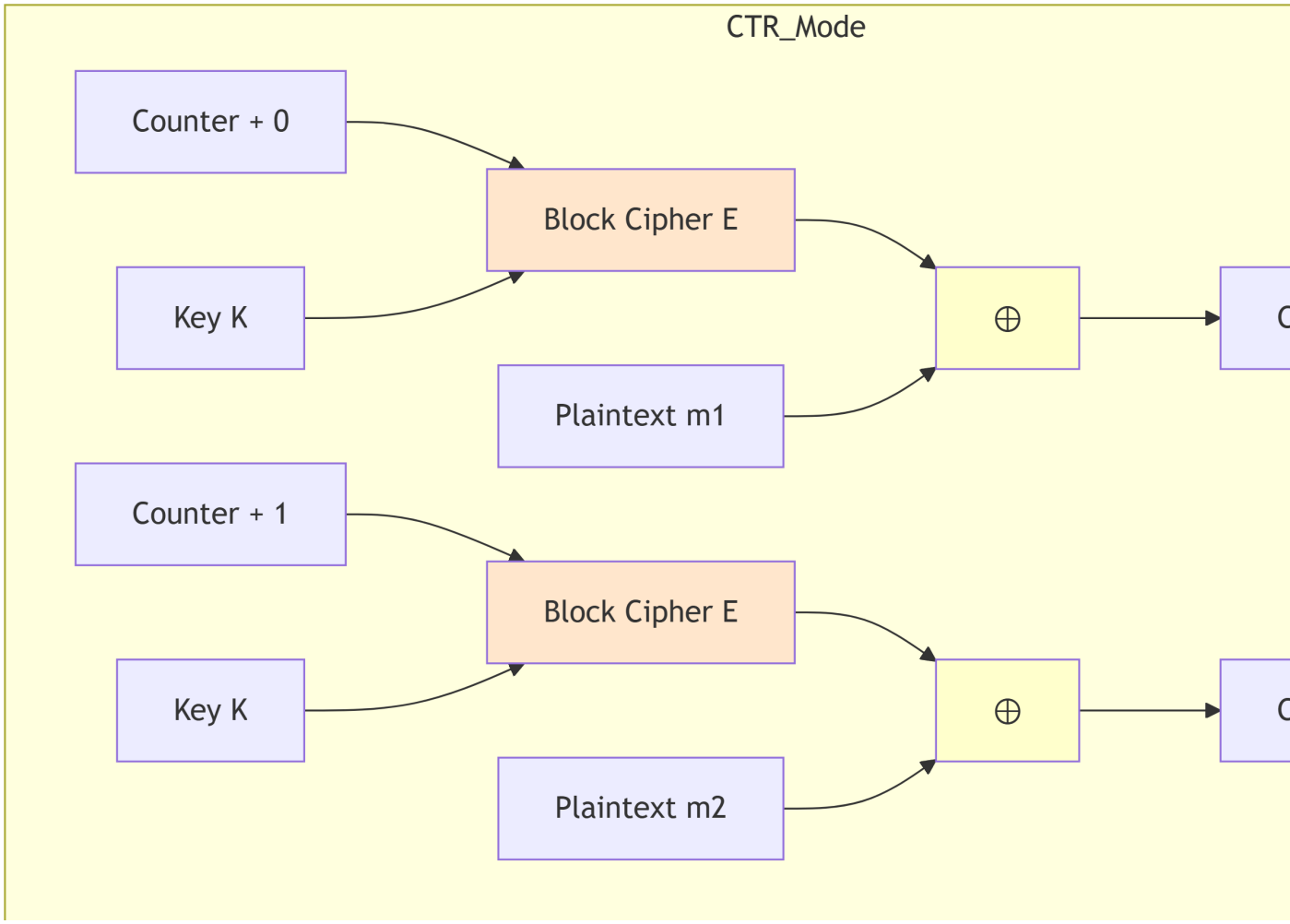
Révision rapide (Modes CFB/OFB)

CFB (asynchrone) : keystream = f(ciphertexts précédents). Propagation erreur limitée ($\frac{n}{r}$ blocs).
OFB (synchrone) : keystream = f(clé + IV uniquement). Pas propagation erreur.
CRITIQUE : ne JAMAIS réutiliser même IV avec même clé. IV transmissible en clair.

2.5 Counter Mode (CTR)

Principe : le keystream est généré par l'**encryption d'un compteur** incrémenté à chaque bloc.

$$c_i = m_i \oplus E_K(counter + i)$$
$$m_i = c_i \oplus E_K(counter + i)$$



Caractéristiques :

- **Mode synchrone** : keystream = f(compteur)
- **Parallélisable** : keystream pré-calculable pour encryption ET décryption
- **Accès aléatoire** : chaque bloc décryptable indépendamment
- **Pas de propagation d'erreurs**
- **Profite des architectures SIMD** : pas de dépendances entre blocs
- **Compteur** : doit être de taille 2^b (b = taille du bloc)
- **CRITIQUE** : ne JAMAIS réutiliser le même compteur avec la même clé

Gestion du compteur :

- **Incrémenter modulo** 2^b après chaque itération
- **Solution** : toujours incrémenter pour chaque flux encrypté
- Premier bloc du flux $i+1$ > dernier bloc du flux i

Applications :

- **ATM** (Asynchronous Transfer Mode)
- **IPsec** (IP security)
- **Lignes à haut débit** : transmission sélective des blocs
- **Transferts de grands volumes** : vidéo

Texte original (Counter Mode)

Counter Mode (CTR Mode)
Fréquemment utilisé comme support d'encryption dans des protocoles de transfert de données comme **ATM** (Asynchronous Transfer Mode) et **IPsec** (IP security).
Counter Mode (II)

- Le **keystream** est généré par l'**encryption d'un compteur aléatoire** de taille 2^b (avec b la taille du bloc) et nécessaire pour la décryption. Ce compteur est **incrémenté modulo** 2^b après chaque itération.
- Travaille en **mode synchrone**. La **réutilisation d'un même compteur** se traduit par un **keystream identique** !
- **Solution**: Toujours **incrémenter le compteur** pour chaque flot encrypté de telle sorte que le compteur du premier bloc d'un flot soit **plus grand que le dernier bloc** du flot précédent.
- **Facilement parallélisable**: Le keystream peut être **pré-calculé** aussi bien pour l'encryption que pour la décryption. Profite pleinement des **architectures SIMD** car contrairement aux autres modes de chaînage il n'y a pas des **dépendances entre les opérations** des différents blocs.
- **Accès aléatoire** à l'encryption/décryption de chaque bloc: Contrairement aux autres modes de chaînage où la i-ème opération dépend de la $(i-1)$-ème opération.
- Si à ceci on ajoute l'**absence de propagation d'erreurs**, le mode compteur facilite la **(re)transmission sélective** des blocs de ciphertext, ce qui le rend très attractif pour la **sécurisation de lignes à haut débit** ainsi que pour les **transferts encryptés de grands volumes** d'information (p.ex. vidéo).

Révision rapide (Counter Mode)

CTR : keystream = E_K(compteur + i).
Avantages : parallélisable (encryption + décryption), accès aléatoire, pas propagation erreur, SIMD-friendly.

CRITIQUE : ne jamais réutiliser compteur.
Usage : ATM, IPsec, haut débit, vidéo.

---

3. Product Ciphers et Feistel Ciphers

Product Ciphers

Définition : schéma de cryptage combinant une **série de transformations successives** pour renforcer la résistance à la cryptanalyse.

Transformations courantes :

- Transpositions (permutations)
- Substitutions (S-boxes)
- XORs
- Combinaisons linéaires
- Multiplications modulaires

Feistel Ciphers

Définition : product cipher itératif avec structure spécifique.

Principe de fonctionnement :

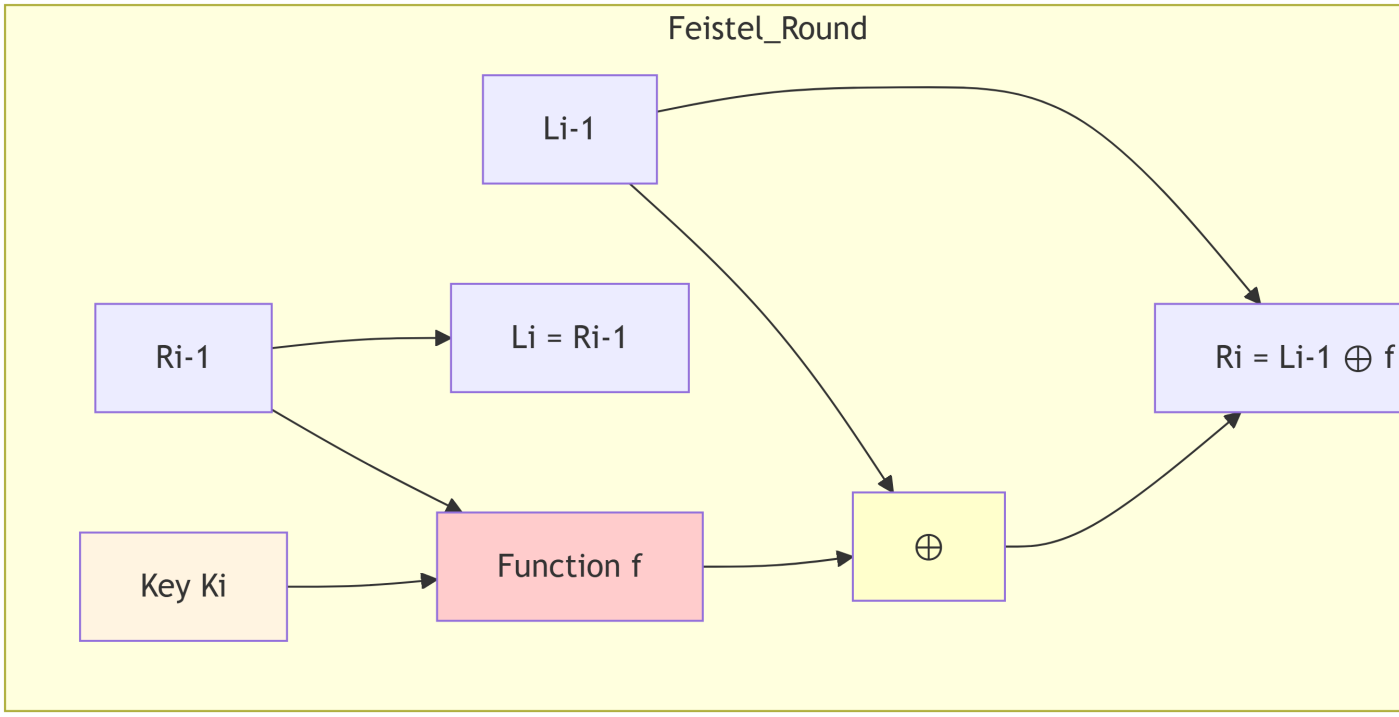
- **Entrée** : plaintext de $2t$ bits $= (L_0, R_0)$ (deux sous-blocs de t bits)
- **Sortie** : ciphertext de $2t$ bits $= (R_r, L_r)$ après r étapes (rounds)
- **Chaque étape** : bijection inversible (pour décryption unique)

Équations d'une étape i $(1 \leq i \leq r)$:

$$(L_{i-1}, R_{i-1}) \xrightarrow{K_i} (L_i, R_i)$$

Avec :

- $L_i = R_{i-1}$
- $R_i = L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_i)$



Caractéristiques :

- K_i : sous-clés générées à partir de la clé principale K
- Nombre d'étapes r : généralement **pair** et ≥ 3
  - Exemple : DES a 16 étapes
- **Permutation finale** : $(L_r, R_r) \rightarrow (R_r, L_r)$
- **Décryption** : identique à l'encryption mais sous-clés appliquées en **ordre inverse** (de K_r à K_1)

Opérations fréquentes :

- Permutations
- Substitutions (S-boxes)

Texte original

Product Ciphers et Feistel Ciphers

- Un **product cipher** est un **schéma de cryptage** combinant une **série de transformations successives** dans le but de **renforcer la résistance à la cryptanalyse**. Des transformations courantes pour un product cipher sont: des **transpositions**, des **substitutions**, des **XORs**, des **combinaisons linéaires**, des **multiplications**

modulaires, etc.

- Un **Feistel cipher** est un **product cipher itératif** capable de transformer un **plaintext de $2t$ bits** de la forme (L_0, R_0) composé par deux **sous-blocs** L_0 et R_0 de t bits en un **ciphertext de taille** $2t$ de la forme (R_r, L_r) après r **étapes (rounds) successives** avec $r \geq 1$. **Chaque étape** définit une **bijection (inversible !)** pour permettre une decryption unique.
- Des **permutations** et des **substitutions** sont les opérations les plus fréquentes.
- Les étapes $1 \leq i \leq r$ s'écrivent: $(L_{i-1}, R_{i-1}) \xrightarrow{K_i} (L_i, R_i)$ avec $L_i = R_{i-1}$ et $R_i = L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_i)$. Les K_i sont des **sous-clés**, **différentes pour chaque étape**, générées à partir de la **clé principale** K du schéma de cryptage.
- Le **nombre d'étapes** propres à un Feistel cipher est normalement **pair** et ≥ 3 (p.ex. **DES a 16 étapes**)
- Après l'exécution de toutes les étapes, un Feistel cipher effectue une **permutation** des deux parties (L_r, R_r) en (R_r, L_r).
- La **decryption** d'un Feistel Cipher est **identique à l'encryption** sauf que les sous-clés K_i sont appliquées en **ordre inverse** (De K_r à K_1).

Révision rapide

Product cipher : combinaison de transformations successives (transpositions, substitutions, XOR).
Feistel cipher :

- product cipher itératif
- plaintext $2t$ bits $= (L_0, R_0)$
- r rounds avec $L_i = R_{i-1}$ et $R_i = L_{i-1} \oplus f(R_{i-1}, K_i)$.
- Décryption = encryption avec sous-clés inversées.
- Exemple : DES (16 rounds).

---

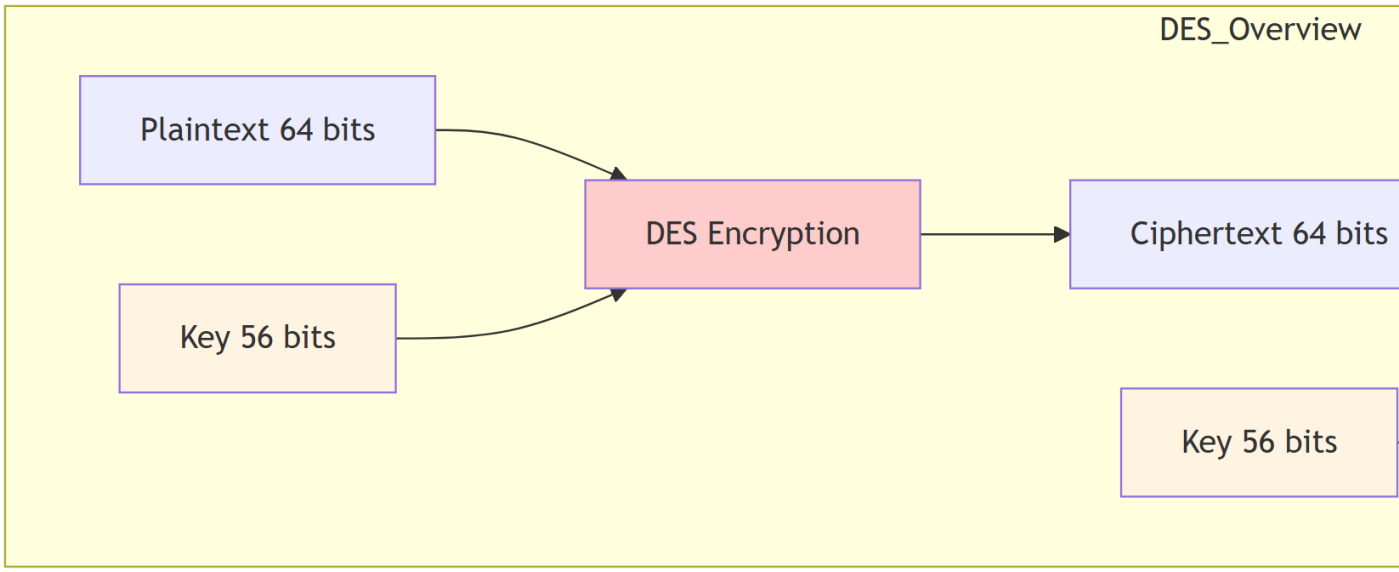
4. Data Encryption Standard (DES)

Présentation Générale

DES (Data Encryption Standard) : algorithme cryptographique le plus important jusqu'à l'avènement d'AES en 2001.

Caractéristiques principales :

- **Type** : Feistel Cipher
- **Taille des blocs** : 64 bits (taille nominale)
- **Taille de la clé** : 56 bits effectifs (64 bits totaux avec 8 bits de parité)
- **Nombre d'étapes** : 16 rounds
- **Sous-clés** : 16 sous-clés de 48 bits (une par étape)
- **Modes d'utilisation** : ECB, CBC, CFB, OFB



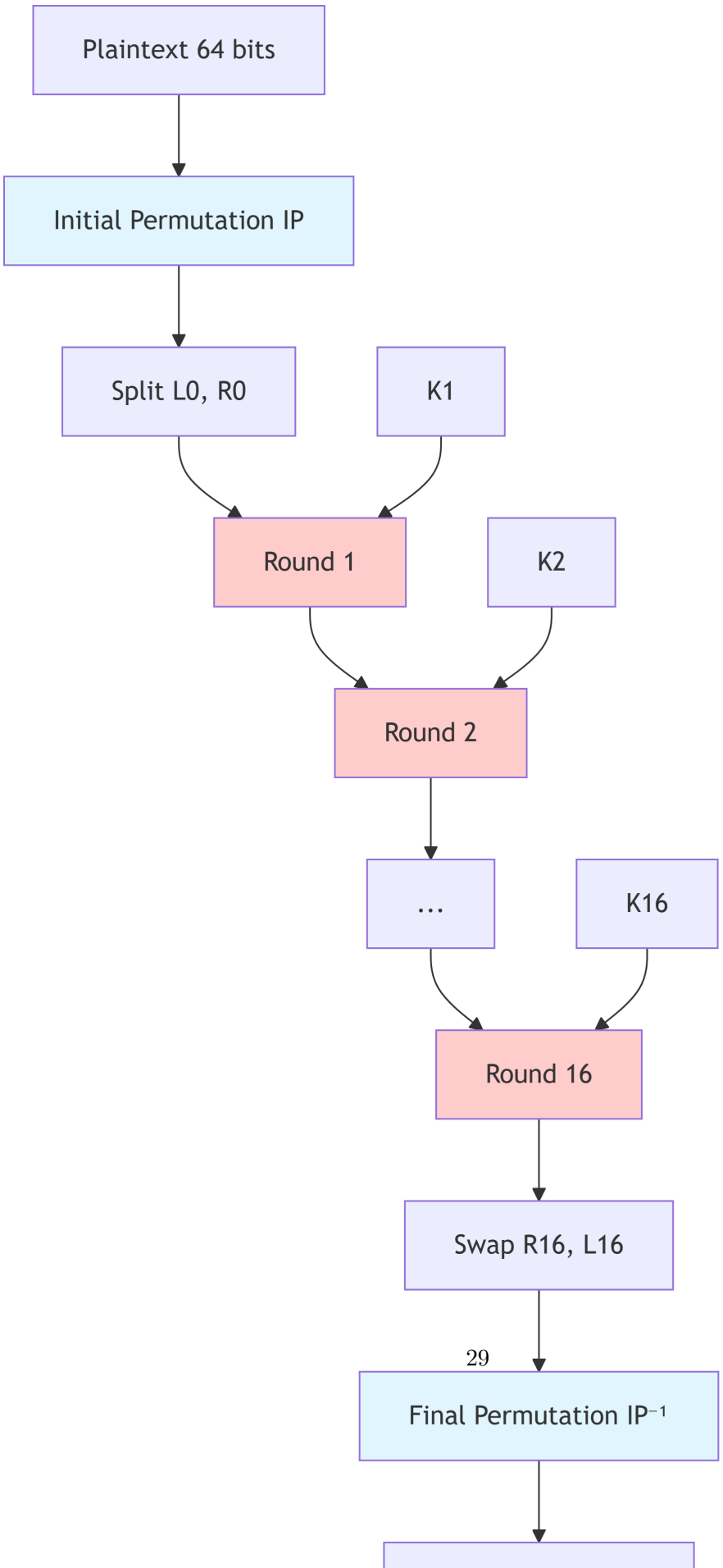
Structure de DES

Composants principaux :

1. **Permutation initiale (IP)** : permutation des 64 bits d'entrée
2. **16 rounds Feistel** : transformation itérative
3. **Permutation finale (IP [1])** : inverse de IP

Chaque round applique :

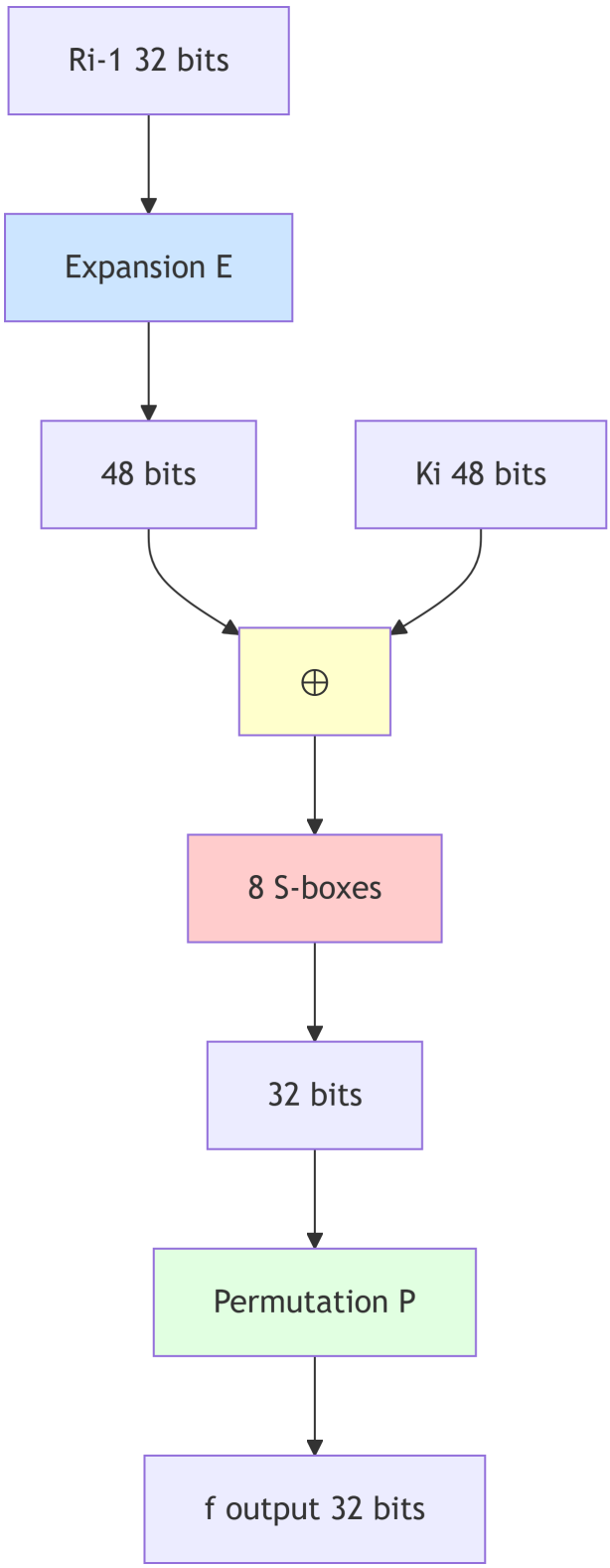
- Division en deux moitiés : L_{i-1} et R_{i-1} (32 bits chacune)
- Fonction f sur R_{i-1} avec sous-clé K_i
- XOR avec L_{i-1}
- Échange des moitiés


Plaintext 64 bits
Initial Permutation IP
Split L0, R0
K1
Round 1
K2
Round 2
...
K16
Round 16
Swap R16, L16
Final Permutation IP⁻¹

Fonction Cipher de DES

La **fonction** f pour chaque round :

1. **Expansion E** : 32 bits $\rightarrow$ 48 bits (table E)
2. **Key Addition** : XOR avec sous-clé K_i (48 bits)
3. **S-boxes** : 8 S-boxes transforment 48 bits $\rightarrow$ 32 bits
    - Chaque S-box : 6 bits entrée $\rightarrow$ 4 bits sortie
4. **Permutation P** : permutation des 32 bits résultants


Ri-1 32 bits
Expansion E
48 bits
Ki 48 bits
⊕
8 S-boxes
32 bits
Permutation P
f output 32 bits

Fonctionnement des S-boxes :

Entrée : $a_1a_2a_3a_4a_5a_6$ (6 bits)

- **Ligne** : $a_1 + 2a_6$ (bits externes)
- **Colonne** : $a_2 + 2a_3 + 4a_4 + 8a_5$ (bits internes)
- **Sortie** : valeur de la cellule correspondante (4 bits)

Génération des Sous-clés

Processus :

1. Clé principale : 64 bits (56 effectifs + 8 parité)
2. **Permuted Choice 1 (PC-1)** : sélection de 56 bits
3. Division en deux moitiés : C_0 et D_0 (28 bits chacune)
4. Pour chaque round i :
    - Rotation circulaire gauche de C_{i-1} et D_{i-1}
    - **Permuted Choice 2 (PC-2)** : sélection de 48 bits pour K_i

Rotations :

- Rounds 1, 2, 9, 16 : 1 position
- Autres rounds : 2 positions

Texte original (DES Fonctionnement)

DES: Fonctionnement
Cipher Fonction

- **Expansion E**: Les **32 bits de l'entrée** sont transformés en un vecteur de **48 bits** en utilisant la **table E**. La première ligne de cette table indique comment sera généré le premier sous-bloc de 6 bits: on prendra en premier le 32e bit et après les bits 1,2,3,4,5. Le deuxième sous-bloc commence par le 4e bit ensuite les bits 5,6,7,8,9 et ainsi de suite…
- **Key addition**: **XOR du vecteur de 48 bits** avec la clé.
- **S-boxes**: On applique **8 S-boxes** sur le vecteur de 48 bits résultant du XOR précédent. Chacune de ces S-boxes prend un **sous-bloc de 6 bits** et le transforme en un **sous-bloc de 4 bits**. L'opération s'effectue de la manière suivante: Si on dénote les 6 bits d'input de la S-box comme: $a_1a_2a_3a_4a_5a_6$. La sortie est donnée par le contenu de la cellule située dans la **ligne** a_1+2a_6 et la **colonne** $a_2+2a_3+4a_4+8a_5$.
- **Permutation P**: La permutation P fonctionne comme suit: Le premier bit est envoyé à la 16e position, le deuxième à la 7e position et ainsi de suite.

Permutations IP et IP ^{1}

- Agissent respectivement au **début** et à la **fin** du traitement du bloc et sur l'**ensemble des 64 bits**.

Révision rapide (DES)

DES : Feistel cipher, 64 bits blocs, 56 bits clé effective, 16 rounds.
Fonction f : Expansion E (32→48 bits) → XOR K_i → 8 S-boxes (48→32 bits) → Permutation P.
S-box : 6 bits input → 4 bits output via table (ligne = bits externes, colonne = bits internes).
Permutations : IP (initiale) et IP ^{1} (finale) sur 64 bits.

---

5. Triple-DES et Sécurité de DES

Vulnérabilités de DES

Problème principal : taille de l'espace de clés $\{0,1\}^{56}$ insuffisante.

Attaque brute force :

- **1999** : clé trouvée en **24 heures**
- Technique : brute force massivement parallèle (100'000 PCs sur Internet)
- Known plaintext attack

Triple-DES (3DES)

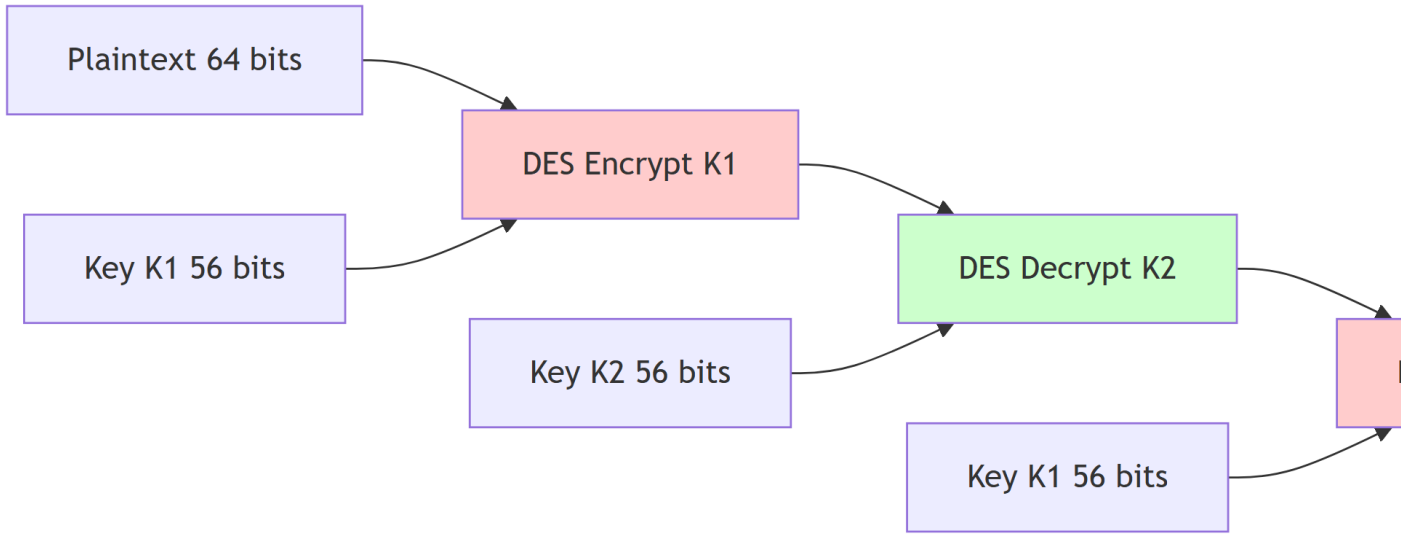
Solution : augmenter l'espace des clés à $\{0,1\}^{112}$.

Schéma :

$$C = E_{K_1}(D_{K_2}(E_{K_1}(P)))$$

Avec :

- E : encryption DES
- D : décryption DES
- K_1, K_2 : deux clés de 56 bits



Avantages :

- **Sécurité satisfaisante** : espace de clés 2^{112}
- **Compatibilité** : réutilisation du hardware/software DES existant
- **Migration progressive** : en attendant AES

Inconvénient :

- **Performances** : $3\times$ plus lent (3 exécutions DES successives)

Propriétés de DES

1. DES n'est pas un groupe

DES n'est PAS un groupe pour la composition :

$$\nexists K_3 \text{ tel que } E_{K_3}(E_{K_2}(E_{K_1}(x))) = E_{K_3}(x)$$

Conséquence : encryption composée (Triple-DES) augmente considérablement la sécurité.

Si DES était un groupe : recherche exhaustive sur $\{0,1\}^{56}$ casserait l'algorithme indépendamment du nombre d'exécutions consécutives.

2. Clés faibles et semi-faibles

- **Clé faible** : $E_K(E_K(x)) = x$
- **Paire de clés semi-faibles** : $E_{K_1}(E_{K_2}(x)) = x$

Caractéristique : clés faibles génèrent des sous-clés identiques par paires :

- $k_1 = k_{16}$, $k_2 = k_{15}$, ..., $k_8 = k_9$
- Facilite la cryptanalyse

DES a 4 clés faibles :

Clé faible (hexadécimal)
0101 0101 0101 0101
0101 0101 FEFE FEFE
FEFE FEFE FEFE FEFE
FEFE FEFE 0101 0101

Et 6 paires de clés semi-faibles

Texte original (DES et 3DES)

DES et Triple-DES

- La **taille de l'ensemble de clés** ($\{0,1\}^{56}$) constitue la **plus grande menace** qui pèse sur DES avec les ressources de calcul actuels. En **1999** il a suffit de **24 heures** pour trouver la clé à partir d'un **known plaintext** en utilisant une technique **brute force massivement parallèle** (100'000 PCs connectés sur Internet).
- **Triple DES** nous met à l'abri de ces **attaques brute force** en augmentant l'**espace des clés possibles** à $\{0,1\}^{112}$.
- Cette alternative permet de continuer à utiliser les **"boîtes" DES** (hardware et software) en attendant une migration vers AES.
- Le **niveau de sécurité** obtenu par cette solution est **très satisfaisant**.
- L'**impact en termes de performances** de trois exécutions successives de DES reste un **inconvénient** pour certaines applications.

DES: propriétés

- **DES n'est pas un groupe** (au sens algébrique) avec la composition: En d'autres termes, DES étant une permutation: $\{0,1\}^{64} \to \{0,1\}^{64}$, si DES était un groupe pour la composition, ceci voudrait dire que: $\exists K_3$ t.q. $E_{K_3}(E_{K_2}(x)) = E_{K_3}(x)$

  Cette propriété permet d'assurer que l'**encryption composée** (comme Triple-DES) **augmente considérablement la sécurité** de DES. Si DES était un groupe, la recherche exhaustive sur l'ensemble de clés possibles ($\{0,1\}^{56}$) permettrait de "casser" l'algorithme **indépendamment du nombre d'exécutions consécutives** de DES.

- **Clés faibles et mi-faibles** (weak and semi-weak keys):
  - Une clé K est dite **faible** si $E_K(E_K(x)) = x$.
  - Une paire de clés (K_1, K_2) est dite **mi-faible** si $E_{K_1}(E_{K_2}(x)) = x$.
- Les clés faibles ont la particularité de générer de **sous-clés identiques par paires** ($k_1 = k_{16}$, $k_2 = k_{15}$, ..., $k_8 = k_9$), ce qui **facilite la cryptanalyse**.
- **DES a 4 clés faibles** (et 6 paires de clés mi-faibles).

Révision rapide (3DES et sécurité)

Vulnérabilité DES : espace clés 2^{56} cassable en 24h (1999). **Triple-DES** : $E_{K_1}(D_{K_2}(E_{K_1}(P)))$, espace 2^{112}, réutilise hardware DES, 3× plus lent. **DES groupe** → encryption composée renforce sécurité. **4 clés faibles** générant sous-clés identiques par paires → facilite cryptanalyse.

---

6. Advanced Encryption Standard (AES)

Présentation Générale

AES (Advanced Encryption Standard) : standard adopté en novembre 2001.

Conception : Johan Daemen et Vincent Rijmen (nom original : **Rijndael**)

Caractéristiques principales :

- **Type** : block cipher itératif (mais **PAS un Feistel Cipher**)
- **Taille des blocs** : 128 bits
- **Taille de clé variable** : 128, 192 ou 256 bits
- **Nombre de rounds** : dépend de la taille de clé
  - 10 rounds pour clé 128 bits
  - 12 rounds pour clé 192 bits
  - 14 rounds pour clé 256 bits
- **Modes d'utilisation** : ECB, CBC, CFB, OFB, CTR

Avantages par rapport à DES :

- **Processus ouvert** : consultation et analyse par experts mondiaux
- **~2× plus performant** en software
- **~10^{22} fois plus sûr** (théoriquement)

- **Évolutif** : taille de clé augmentable si nécessaire

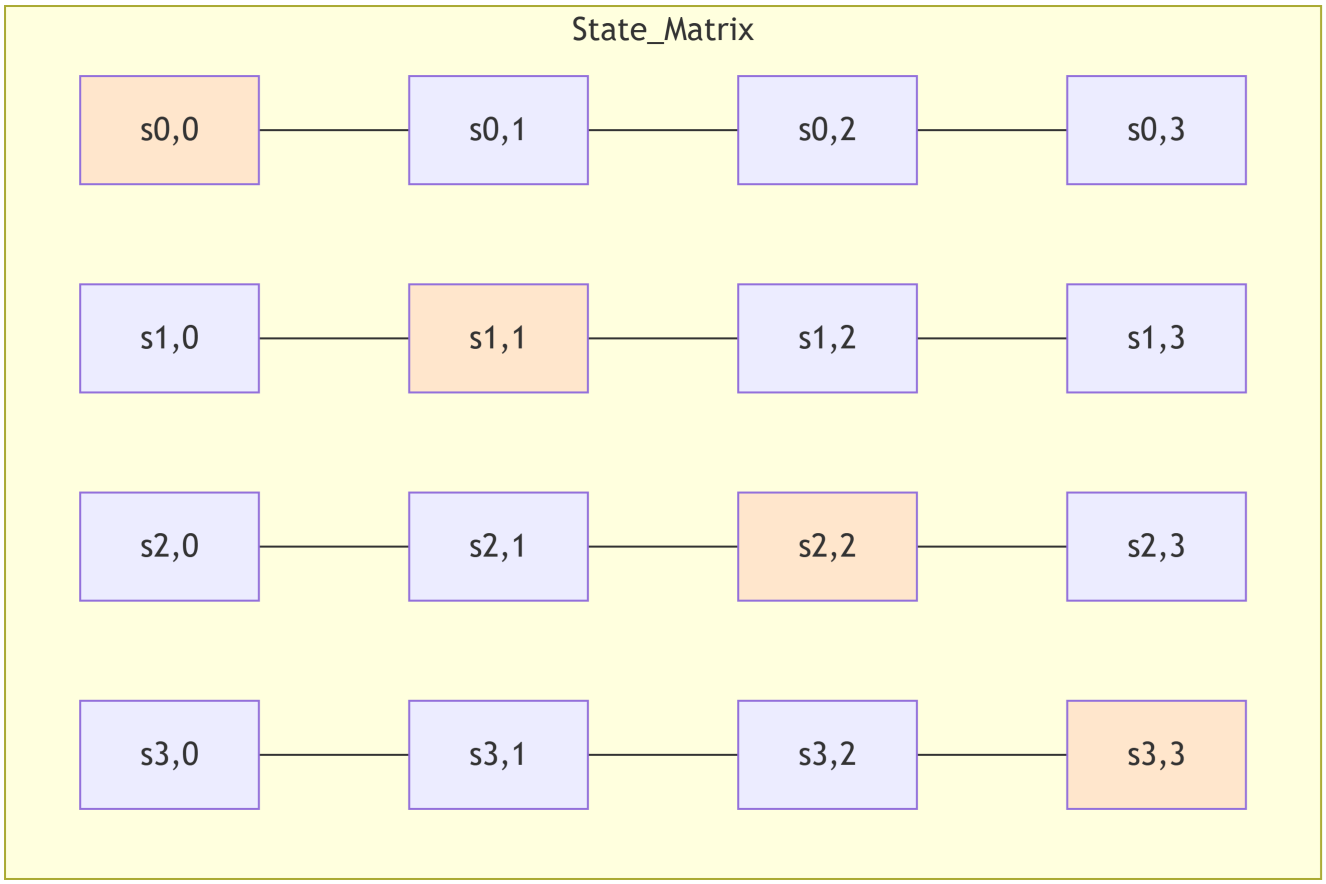
Structure d'AES

Unité de base : matrice **State** de 4 lignes × 4 colonnes (pour clé 128 bits)

- Chaque élément = 1 byte
- **Total** : 16 bytes = 128 bits

Opérations sur le corps $GF(2^8)$:

- Byte = élément de $GF(2^8)$
- Corps fini de polynômes de degré 7 avec coefficients dans $GF(2)$
- Additions, multiplications définies dans $GF(2^8)$



Détail d'un Round AES

Quatre opérations par round :

1. **SubBytes (ByteSub)**

   - Substitution non linéaire via **S-box**
   - Chaque byte transformé indépendamment
   - Résistance à la cryptanalyse linéaire et différentielle

2. **ShiftRows**

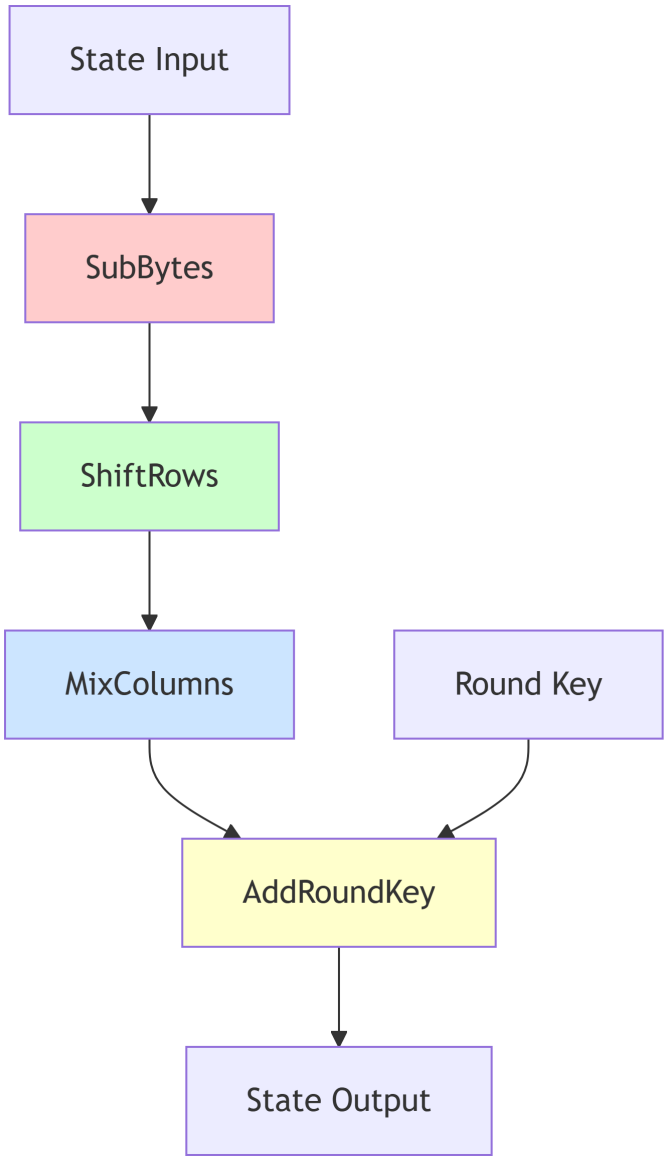
   - **Permutation des bytes** avec décalages variables par ligne
   - Ligne 0 : pas de décalage
   - Ligne 1 : décalage gauche 1 position
   - Ligne 2 : décalage gauche 2 positions
   - Ligne 3 : décalage gauche 3 positions

3. **MixColumns**

   - Chaque colonne = combinaison linéaire des autres colonnes
   - **Multiplication de matrices** dans $GF(2^8)$
   - Diffusion maximale

4. **AddRoundKey**

   - **XOR** de la matrice State avec la sous-clé du round
   - Sous-clé = résultat du Key Schedule



Round final : identique SAUF **pas de MixColumns**

Key Schedule (Génération des Sous-clés)

Processus :

1. **Key Expansion** : génération d'une matrice étendue
   - Clé 128 bits → matrice $4 \times 4 \times (N_e + 1)$ bytes
   - N_e = nombre de rounds

2. **Key Selection** : extraction des sous-clés
    - Première sous-clé : 4 premières colonnes
    - Deuxième sous-clé : 4 colonnes suivantes
    - Etc.

Opérations :

- Rotations de bytes
- Substitutions via S-box
- XOR avec constantes (Rcon)

Pseudo-code AES

```
Rijndael(State, CipherKey) {
    KeyExpansion(CipherKey, ExpandedKey);  // Key Schedule

    AddRoundKey(State, ExpandedKey[0..3]); // XOR initial

    for(i = 1; i < Ne; i++) {
        Round(State, ExpandedKey[4*i...(4*i)+3]);
    }

    FinalRound(State, ExpandedKey[4*Ne...4*Ne+3]);  // Sans MixColumns
}
```

Décryption AES

Principe : appliquer les **opérations inverses** dans chaque round.

Opérations inverses :

- **InvSubBytes** : substitution inverse via S-box [1]
- **InvShiftRows** : décalages droite (au lieu de gauche)
- **InvMixColumns** : multiplication matricielle inverse
- **AddRoundKey** : auto-inverse (XOR)

Ordre : inverse de l'encryption avec sous-clés en ordre inverse

> Texte original (AES)
>
> **Advanced Encryption Standard (AES)**
> - Adopté comme **standard en Novembre 2001**, conçu par **Johan Daemen et Vincent Rijmen** (d'où son nom original **Rijndael**).

- Il s'agit également d'un **block cipher itératif** (comme DES) mais **pas d'un Feistel Cipher**.
- **Blocs Plaintext/Ciphertext**: **128 bits**.
- **Clé de longueur variable**: **128, 192, ou 256 bits**.
- Contrairement à DES, AES est issu d'un **processus de consultation et d'analyse ouvert** à des experts mondiaux.
- Techniques semblables à DES (substitutions, permutations, XOR…) complémentées par des **opérations algébriques simples** et très performantes.
- Toutes les opérations s'effectuent dans le **corps** $GF(2^8)$: le corps fini de **polynômes de degré 7** avec des **coefficients dans** $GF(2)$.
- En particulier, un **byte pour AES est un élément dans** $GF(2^8)$ et les **opérations sur les bytes** (additions, multiplications,…) sont **définies comme sur** $GF(2^8)$.
- **~2 fois plus performant** (en software) et **~10^{22} fois (en théorie...) plus sûr** que DES…
- **Évolutif**: La taille de la clé peut être augmentée si nécessaire.

Détail d'une Etape (round) AES

L'**unité de base** sur laquelle s'appliquent les calculs est une **matrice de 4 lignes et 4 colonnes** (dans le cas d'une clé de 128 bits) dont les éléments sont des **bytes**:

- **ByteSub**: Opération **non linéaire (S-box)** conçu pour **résister à la cryptanalyse linéaire et différentielle**.
- **ShiftRow**: **Permutation des bytes** introduisant des **décalages variables** sur les lignes.
- **MixColumn**: Chaque colonne est remplacée par des **combinaisons linéaires** des autres colonnes (**multiplication des matrices** !)
- **AddRoundKey**: **XOR** de la matrice courante avec la **sous-clé** correspondante à l'étape courante.

AES: Fonctionnement Global

- Le **nombre d'étapes** d'AES varie en fonction de la **taille de la clé**. Pour une clé de **128 bits**, il faut effectuer **10 étapes**. Chaque augmentation de 32 bits sur la taille de la clé, entraîne une **étape supplémentaire** (14 étapes pour des clés de 256 bits).

- La **decryption** consiste en appliquer les **opérations inverses** dans chacune des étapes (**InvSubBytes**, **InvShiftRows**, **InvMixColumns**). **AddRoundKey** (à cause du XOR) est **sa propre inverse**.
- Le **Key Schedule** consiste en:
  - Une opération d'**expansion de la clé** principal. Si N_e est le nombre d'étapes (dépendant de la clé), une **matrice de 4 lignes et 4 $\times$ (N_e + 1) colonnes** est générée.
  - Une opération de **sélection de la clé d'étape**: La **première sous-clé** sera constituée des **4 premières colonnes** de la matrice générée lors de l'expansion et ainsi de suite.

Révision rapide (AES)

AES (Rijndael 2001) : block cipher itératif (PAS Feistel), 128 bits blocs, clés 128/192/256 bits $\rightarrow$ 10/12/14 rounds.
State : matrice 4×4 bytes dans $GF(2^8)$.
4 opérations/round :

- SubBytes (S-box non linéaire)
- ShiftRows (décalages lignes)
- MixColumns (combinaisons linéaires)
- AddRoundKey (XOR sous-clé).

2× plus rapide que DES, 10^{22} fois plus sûr.

---

7. Attaques et Sécurité d'AES

Forces d'AES

Simplicité et performances :

- Algorithme simple et efficace
- Fonctionne sur plateformes limitées (cartes à puce 8 bits)
- Optimisations hardware et software

Attaques Publiées

1. Attaques algébriques (2002)

Technique XSL (N. Courtois et P. Pieprzyk) :

- Représente AES comme **système de 8000 équations quadratiques** avec 1600 inconnues binaires
- **Effort estimé** : 2^{100} opérations (encore une conjecture)
- **Caractéristique** : nécessite peu de known plaintexts
- **Distinction** : différent des attaques linéaires/différentielles

Critique : basées sur le caractère "fortement algébrique" d'AES (largement contesté)

2. Related Key Attacks (2009-2011)

Principe : attaques basées sur des **clés similaires**

- Résultats intéressants sur **versions réduites** d'AES
- Ne compromettent pas AES complet

3. Side Channel Attacks

Principe : attaques sur l'**implémentation** (pas l'algorithme)

Techniques :

- **Cache timing attacks** : analyse des accès cache
- **Power analysis** : consommation électrique
- **Electromagnetic analysis** : émissions électromagnétiques

Exemple (2005) : Osvik, Shamir, Tromer

- Extraction de clé 128 bits avec **6-7 couples plaintext/ciphertext**
- Basée sur analyse des **accès cache**

4. Meet in the Middle sur structures bicycliques (2011-2015)

Résultat :

- Réduit l'effort pour AES-128 à 2^{126} (facteur 4 vs brute force)
- **Reste largement au-dessus** des capacités actuelles

Sécurité Pratique

Hypothèse fondamentale : clé d'**entropie maximale**

Attaques récentes (WPA2, etc.) :

- Exploitent la **faiblesse des passwords/passphrases**
- Pas de faille dans AES lui-même
- Problème : génération de clés depuis passwords faibles

Rappel critique : qualité de la clé = sécurité du système

Texte original (Attaques AES)

AES: Remarques Finales et Attaques (I)

- La plus grande **force de AES** réside dans sa **simplicité** et dans ses **performances**, y compris sur des plate-formes à **capacité de calcul réduite** (p.ex. des **cartes à puces** avec des processeurs à 8 bits).
- Depuis sa publication officielle, des **nombreux travaux de cryptanalyse** ont été publiés avec des résultats très intéressants. En particulier, **N. Courtois et P.Pieprzyk** ont présenté une technique appelée **XSL** permettant de représenter AES comme un **système de 8000 équations quadratiques** avec **1600 inconnues binaires**. L'**effort nécessaire** pour casser ce système est estimé (il s'agit encore d'une **conjecture**...) à 2^{100}.
- Ces attaques se basent sur le **caractère fortement algébrique** (et largement contesté...) de AES. De plus, il suffit de **quelques known plaintexts** pour les mettre en place, ce qui les distingue des attaques linéaires et différentielles.
- Ces dernières années (2009-2011) des **attaques basées sur des clés similaires** (related key attacks) ont obtenu des résultats intéressants sur des **versions réduites** d'AES.
- Une autre famille d'attaques dénommée **side channel attacks** agissant directement sur l'**implémentation de l'algorithme** permet d'extraire des informations d'intérêt cryptographique lors de l'exécution de l'encryption.

AES: Remarques finales et Attaques (II)

- En **2015** une attaque de type **Meet in the Middle** basé sur des **structure bicycliques** a montré qu'il était possible de réduire l'**effort nécessaire** pour trouver une clé AES-128 à 2^{126}, soit un **facteur 4** par rapport au brute force. Ceci reste tout de même **largement au dessus** des capacités de calcul actuelles.

- Une autre famille d'attaques dénommée **side channel attacks** agissant directement sur l'**implémentation de l'algorithme** permet d'extraire des informations d'intérêt cryptographique lors de l'exécution de l'encryption. En particulier, les auteurs arrivent à **extraire la clé de 128 bits** avec seulement **6-7 couples plaintext/ciphertexts** en se basant sur les **accès cache**.
- La **sécurité de AES** (comme pour tout autre algorithme d'encryption) se base toujours sur l'hypothèse d'une **clé d'entropie maximale**. Les **attaques publiées récemment** sur des protocoles basés sur AES (comme WPA2) exploitent la **faiblesse des passwords/passphrases** qui sont à l'origine des clés utilisées.

Révision rapide (Sécurité AES)

Forces : simplicité, performances (même cartes 8 bits). **Attaques** : XSL (2^{100}, algébrique), related keys (versions réduites), side channel (implémentation, cache), Meet-in-Middle bicyclique (2^{126}). **Sécurité** : hypothèse clé entropie max. Attaques pratiques = passwords faibles, pas faille AES.

---

8. Techniques de Cryptanalyse des Block Ciphers

8.1 Cryptanalyse Différentielle

Principe : attaque **chosen plaintext** analysant la **propagation des différences** entre deux plaintexts à travers les rounds.

Méthode :

1. Choisir deux plaintexts avec différence connue : x_a et x_b
2. Observer la propagation : $\Delta x = x_a \oplus x_b$
3. Analyser les ciphertexts : $\Delta y = y_a \oplus y_b$
4. **Attribuer des probabilités aux clés** selon les changements observés
5. **Clé la plus probable** = clé correcte (après nombreux essais)

Caractéristiques :

- Nécessite 2^{47} **couples chosen plaintext** pour DES
- **Probabilités** : dépendent des S-boxes et de la structure
- Plus le nombre de couples augmente, plus la probabilité de succès augmente

Sensibilité : très sensible au **nombre de rounds**

- Chances de réussite augmentent **exponentiellement** quand rounds diminuent

8.2 Cryptanalyse Linéaire

Principe : attaque **known plaintext** créant un **simulateur linéaire** du block cipher.

Méthode :

1. Créer des **approximations linéaires** de l'algorithme
2. Analyser un grand nombre de paires plaintext/ciphertext
3. Les bits de la clé du simulateur **tendent à coïncider** avec ceux de la clé réelle (calcul probabiliste)

Complexité pour DES :

- 2^{38} **known plaintexts** $\rightarrow$ probabilité 10% de deviner juste
- 2^{43} **known plaintexts** $\rightarrow$ probabilité 85% de succès

Caractéristiques :

- **Attaque analytique la plus puissante** à ce jour sur block ciphers
- Aussi **sensible au nombre de rounds**

8.3 Comparaison Différentielle vs Linéaire

Difficultés communes :

- **Parallélisation** : moins efficace que brute force parallèle
- **Sensibilité aux rounds** : efficacité diminue exponentiellement avec le nombre de rounds

DES et ces attaques :

- Conjecture répandue : concepteurs de DES **connaissaient ces attaques** (années 1970, inédites à l'époque)
- **Design des S-boxes** : résistance très grande aux deux techniques

8.4 Attaque Meet-in-the-Middle

Principe : exploite les constructions **composées** du type $y = E_{K_2}(E_{K_1}(x))$.

Méthode :

1. Construire liste L_1 : $L_1 = \{E_{K_1}(x) \mid K_1 \in \text{KeySpace}\}$
2. Construire liste L_2 : $L_2 = \{D_{K_2}(y) \mid K_2 \in \text{KeySpace}\}$
3. Identifier **éléments répétés** dans L_1 et L_2
4. Vérifier hypothèse avec **deuxième known plaintext**
5. Les clés K_1 et K_2 associées sont probablement les clés recherchées

Exemple pour DES :

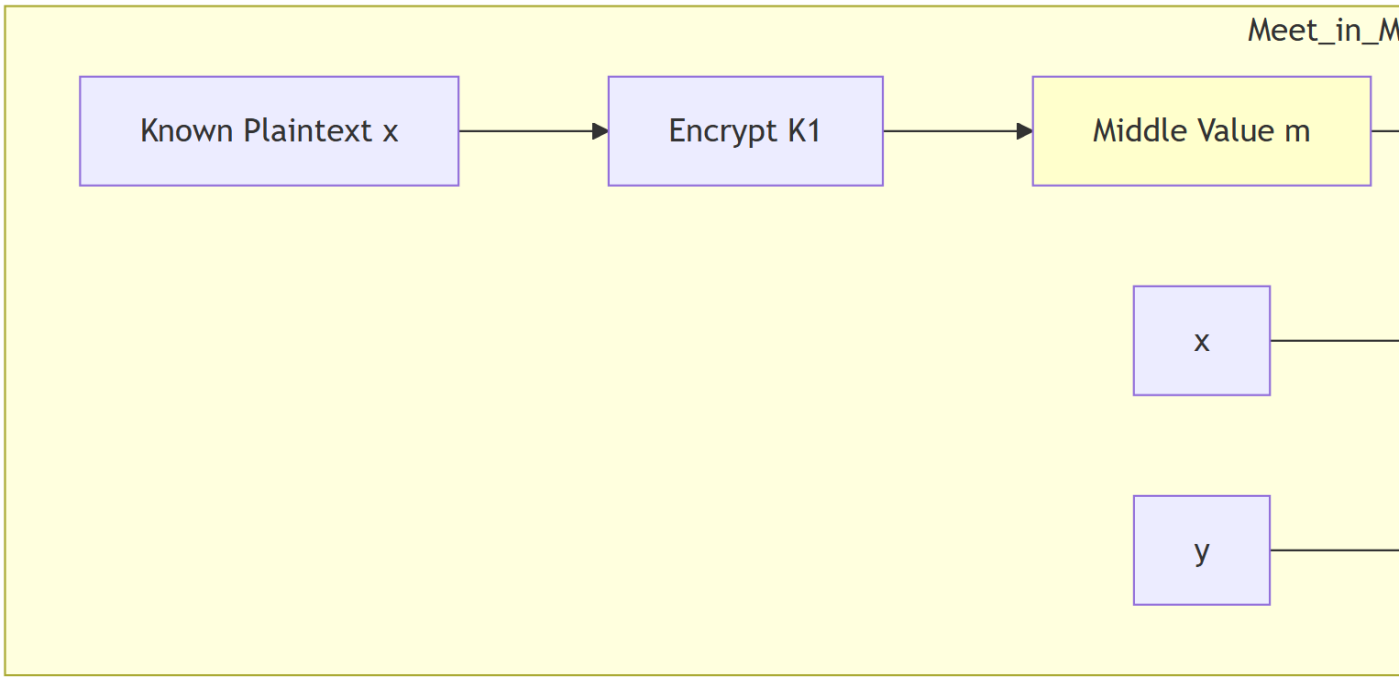
Espace de clés intuitif pour $E_{K_2}(E_{K_1}(x))$: $\{0,1\}^{112}$

Effort réel :

- 2^{57} **opérations** pour établir les deux listes
- 2^{56} **blocs** de 64 bits de stockage
- **Nettement inférieur** au 2^{112} estimé intuitivement

Applications :

- Attaques sur **constructions composées**
- Cryptanalyse **interne** des block ciphers



Texte original (Cryptanalyse)

Techniques de Cryptanalyse sur les Block Ciphers
Cryptanalyse Différentielle

- Il s'agit d'une **attaque chosen plaintext** qui s'intéresse à la **propagation des différences** dans deux plaintexts au fur et à mesure qu'ils évoluent dans les différentes étapes de l'algorithme.
- Il **attribue des probabilités aux clés** qu'il "devine" en fonction des **changements**

qu'elles induisent sur les ciphertexts. La **clé la plus probable** a des bonnes chances d'être la clé correcte après un **grand nombre** de couples plaintext/ciphertext.

- Nécessite 2^{47} **couples chosen plaintext** (pour DES) pour obtenir des résultats corrects.

Cryptanalyse Linéaire

- Il s'agit d'une **attaque known plaintext** qui crée un **simulateur du bloc** à partir des **approximations linéaires**. En analysant un **grand nombre** de paires plaintext/ciphertexts, les **bits de la clé du simulateur** ont tendance à **coïncider** avec ceux du block cipher analysés (**calcul probabiliste**)
- Pour DES une attaque basée sur cette technique nécessite 2^{38} **known plaintexts** pour obtenir une probabilité de **10%** de deviner juste et 2^{43} **pour un 85%** !
- Il s'agit de l'**attaque analytique la plus puissante** à ce jour sur les block ciphers.

Techniques de Cryptanalyse sur les Block Ciphers (II)

- La mise en pratique des **attaques différentielles et linéaires** présente des **difficultés dans la parallélisation** des calculs par rapport à une recherche exhaustive de la clé.
- Ces deux attaques sont **très sensibles au nombre d'étapes** du block cipher: les chances de réussite augmentent **exponentiellement** au fur et à mesure que le nombre d'étapes de l'algorithme diminue.
- Une conjecture très répandue parmi les cryptographes est que ces attaques, à l'époque **inédites**, étaient **connues par les concepteurs des DES**. En particulier, le **design des S-boxes** offre une **résistance très grande** aux deux techniques.

Attaque Meet-in-the-Middle

- S'applique aux constructions du type $y := E_{K_2}(E_{K_1}(x))$. Pour DES, l'espace de clés pour cette solution serait de $\{0,1\}^{112}$. On construit d'abord **deux listes** L_1 et L_2 de 2^{56} messages de la forme: $L_1 = E_{K_1}(x)$ et $L_2 = D_{K_2}(y)$ avec E et D les opérations d'encryption et decryption respectivement. Il faut alors **identifier des éléments qui se répètent** dans les deux listes et **vérifier notre hypothèse** avec un deuxième known plaintext. Les K_1 et K_2 associées à cette paire de known plaintexts seront (en toute vraisemblance) **les clés recherchées** !
- **Effort nécessaire** à réaliser les attaques (pour DES): 2^{57} **opérations** pour établir les deux listes + 2^{56} **blocs** de 64 bits de stockage pour mémoriser les résultats intermédiaires… **nettement inférieur** au 2^{112} estimé intuitivement…

- Ces techniques meet-in-the-middle sont aussi appliquées à la **cryptanalyse interne** des block ciphers.

Révision rapide (Cryptanalyse)

Différentielle : chosen plaintext, propagation différences, probabilités sur clés, 2^{47} couples (DES).
Linéaire : known plaintext, approximations linéaires, 2^{38}-2^{43} plaintexts (DES), attaque la plus puissante.
Meet-in-Middle : constructions composées, 2 listes 2^{56}, effort 2^{57} « 2^{112}.
Sensibilité : très dépendantes du nombre de rounds.