Université de Ziguinchor

Cours de Système d'Exploitation

Licence 3 Informatique

Chapitre 5: Gestion de la mémoire

Youssou FAYE
Département d'Informatique

Année 2016-2017

Sommaire

❶ Monoprogrammation

❷ Multiprogrammation

- Avec partitions fixes
- Avec partitions variables
  - Algorithmes de sélection de partition

❸ La mémoire virtuelle

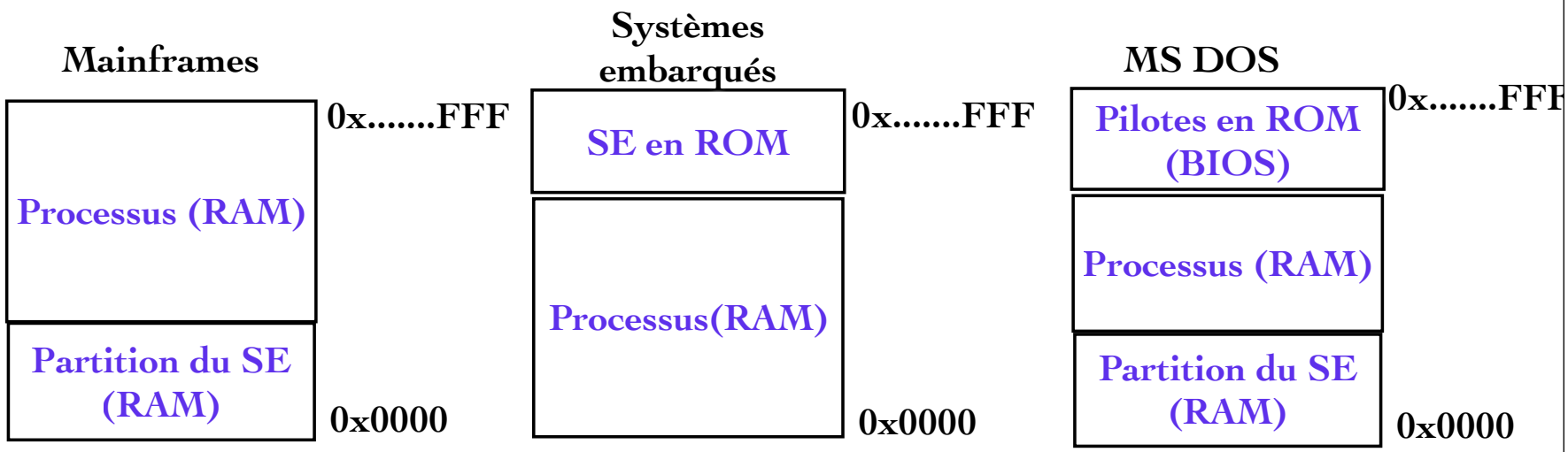
- Pagination
- Segmentation

Introduction

- **En multiprogrammation:** le SE charge plusieurs processus en RAM
- **Gestion de la Mémoire (GE):** est du ressort du système de gestion de la mémoire ou gestionnaire de la mémoire qui est parti intégrante du noyau du SE
- **Fonctionnalités de GE**
  - Connaître les parties libres de la RAM
  - Allouer la RAM au processus en évitant autant que possible le gaspillage
  - Récupérer la mémoire libérée après la fin d'un processus
  - Offrir aux processus une mémoire virtuelle supérieure à celle de la RAM au moyen des techniques de va-et-vient et de pagination

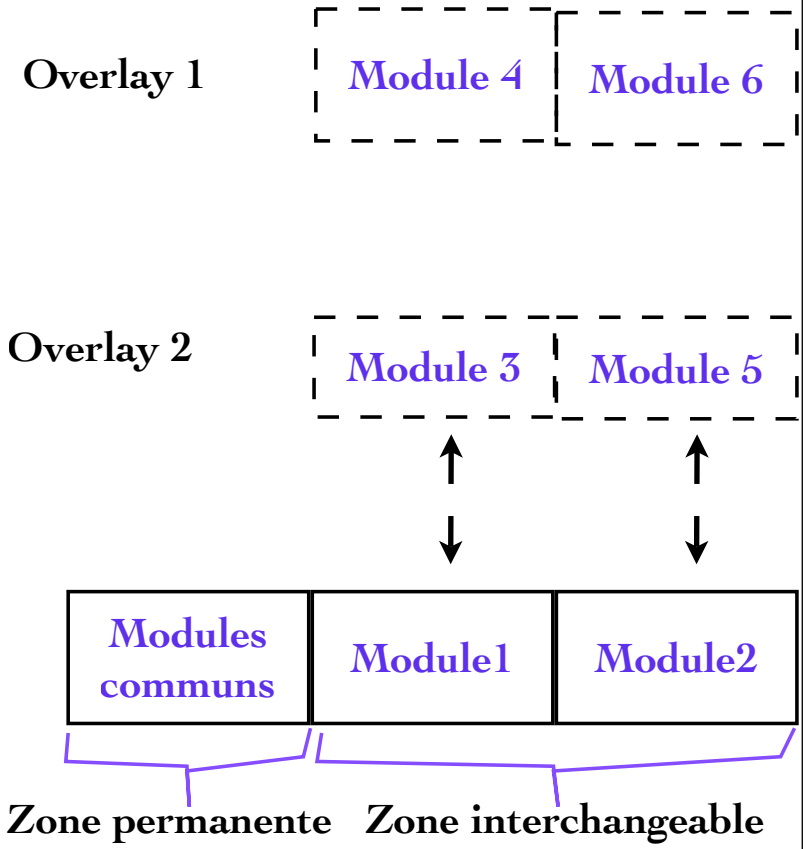
Monoprogrammation

- Pour un système monoprocesseur et **monotâche**
  - Le SE se trouve au niveau des adresses basses de la RAM
  - Pour les système embarqués(consoles de jeux,téléphones mobiles ect.), le SE est dans la ROM



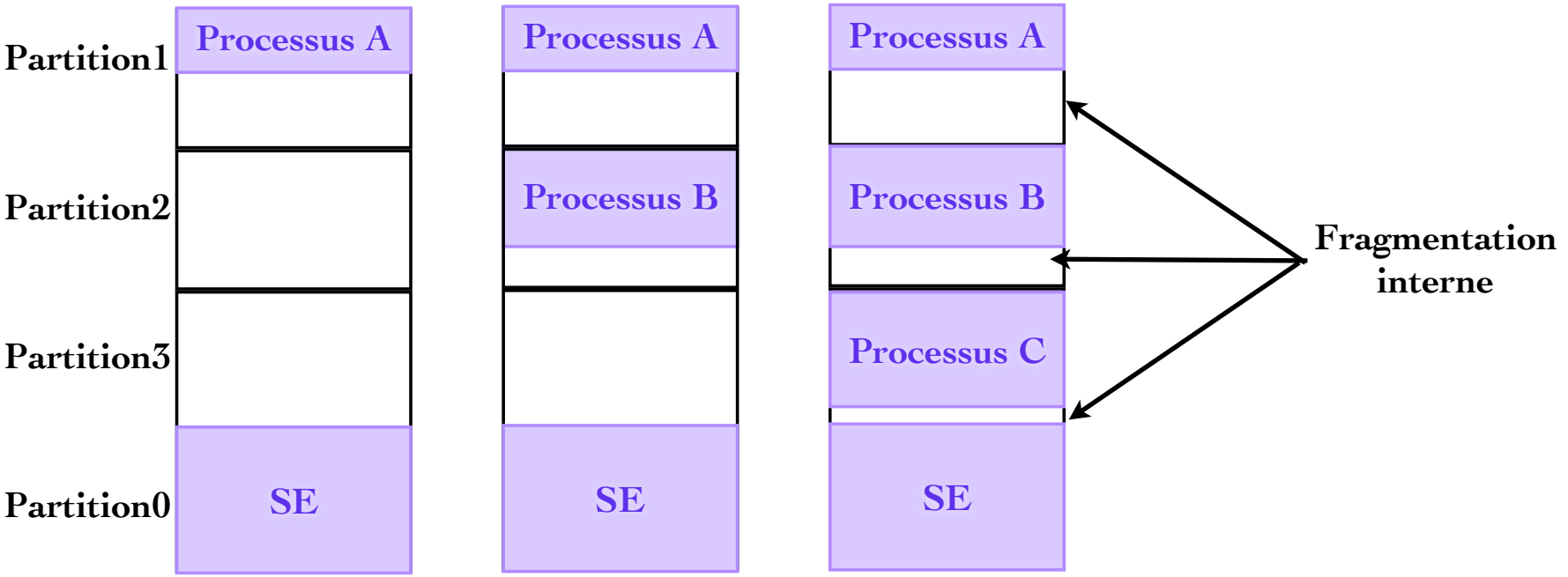
Monoprogrammation

- Un seul processus en RAM
- Taille du processus > RAM
  - Utilisation des segments de recouvrements (overlay)
    - Le programme est composé d'une zone permanente
    - Un ensemble d'overlays interchangeables correspondants le plus souvent aux grandes fonctionnalités du programme



Multiprogrammation avec partitions fixes (1)

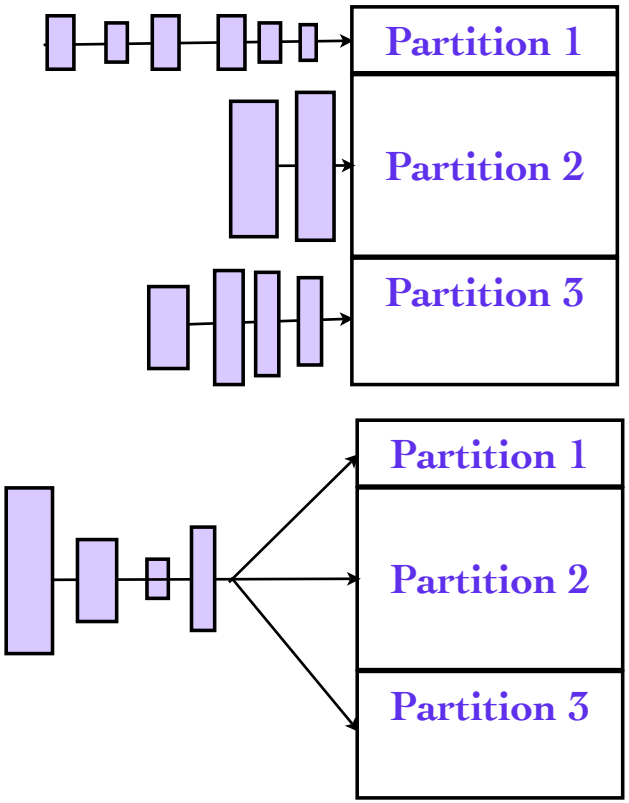
- La RAM divisée en partitions de **taille identique**
  - L'espace non utilisé à la fin d'une partition est perdu: **fragmentation interne**



Multiprogrammation avec partitions fixes (2)

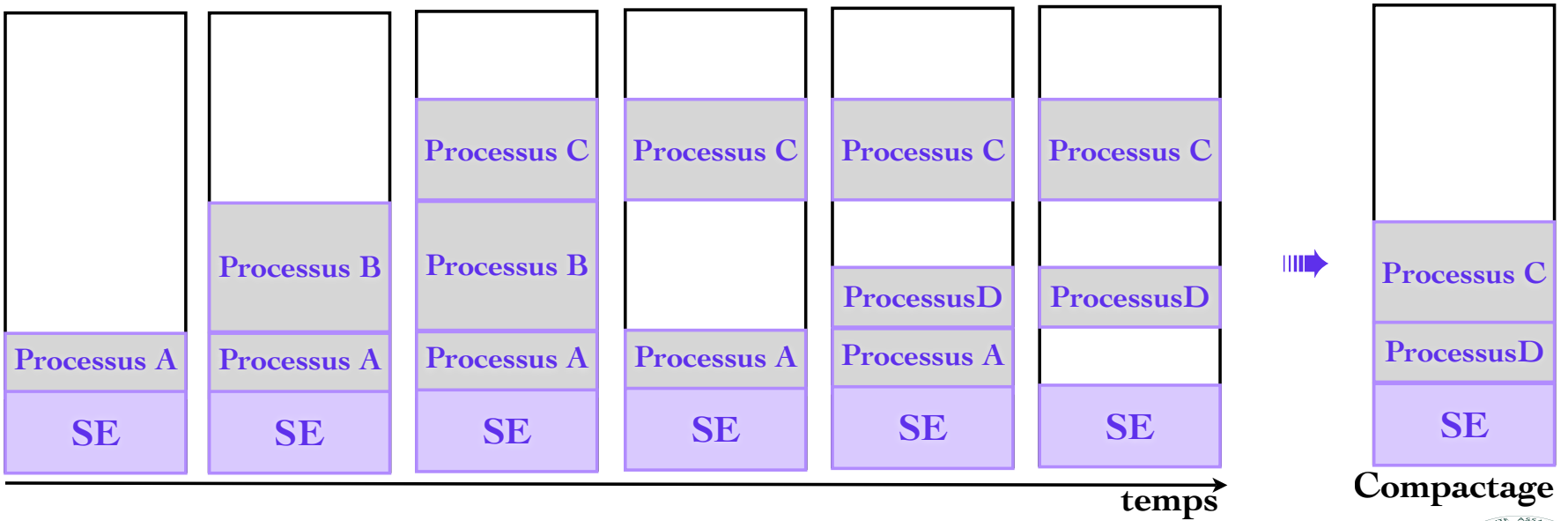
- Pour réduire la **fragmentation interne**, La RAM est divisée en partitions de **tailles inégales**

- **File d'attente pour chaque partition**
  - Un nouveau processus est placé dans la file d'attente de la plus petite partition pouvant le contenir
  - Problème possible: grande partition vide, petite partition pleine
- **File unique,**
  - Dès qu'une partition se libère, on y place le plus grand processus de la file d'attente qui peut y tenir
  - Désavantage les petites tâches
  - D'autres algorithmes cherchent la première tâche pouvant se tenir dans la partition



Multiprogrammation avec partitions variables

- Le SE alloue une zone mémoire à un processus selon son besoin
  - Problème possible: **fragmentation externe**
  - **Compactage** pour rassembler les zones libérées avec l'espace non alloué: surcharge due aux déplacements des processus
  - Gérer la mémoire libre par des **mécanismes** et **algorithmes**



Mécanismes et algorithmes de gestion des zones libres

- Lorsque plusieurs zones mémoires sont libres, le SE doit:
  - Utiliser des mécanismes pour identifier les zones libres
    - Gestion par tables de bits
    - Gestion par listes chaînées
    - Gestion par subdivision
  - Utiliser un algorithme pour sélectionner la zone mémoire dans laquelle le processus sera chargé
    - Première zone libre (Fisrt Fit)
    - Zone libre suivant (Next Fit)
    - Meilleure ajustement(Best Fit)
    - Plus grand résidu(Worst Fit)

Mécanismes et algorithmes de gestion des zones libres

Gestion par tables de bits

- Division de la mémoire en unités
- On fait correspondre chaque unité dans une table de bits

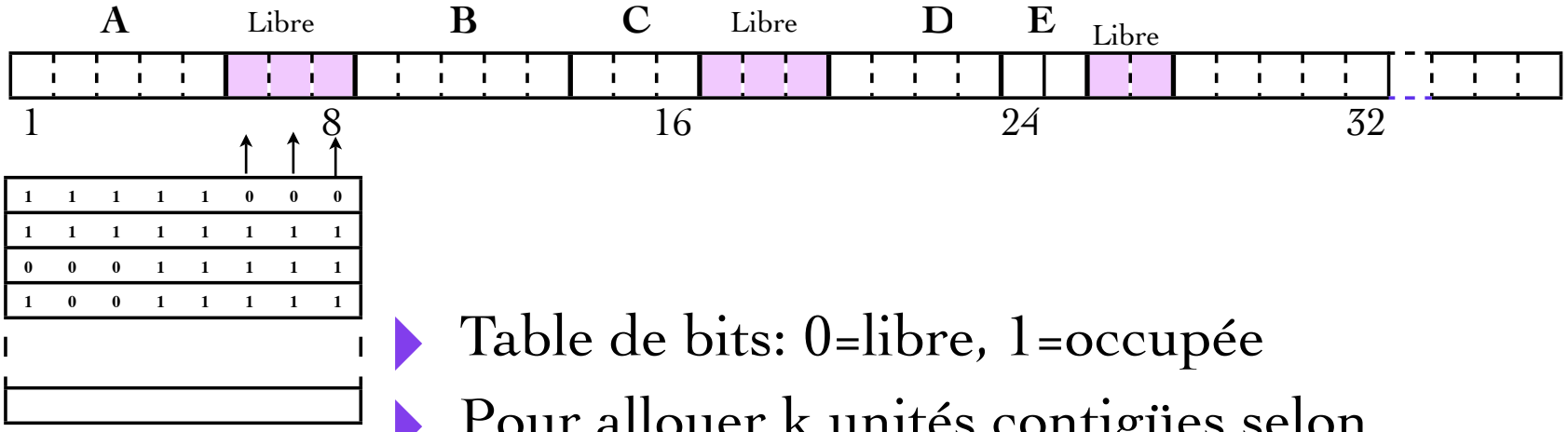
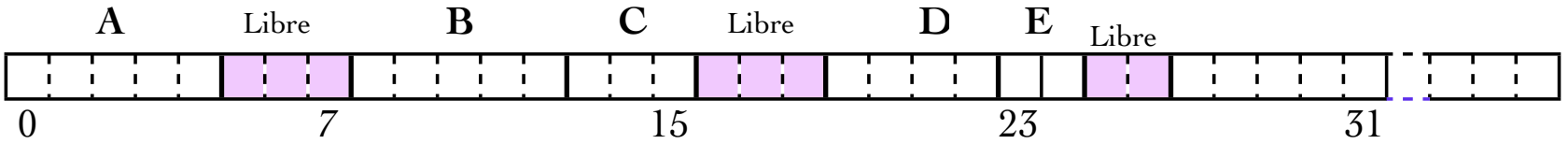


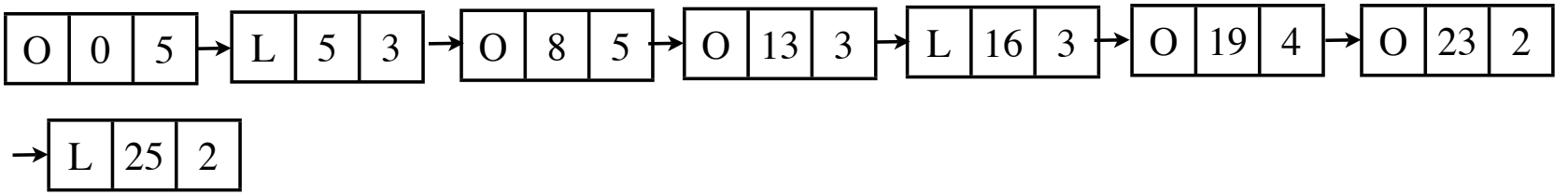
Table de bits

- Table de bits: 0=libre, 1=occupée
- Pour allouer k unités contigües selon l'algorithme(FF, BF, WF,NF),le SE doit parcourir la table de bits à la recherche de k zéros consécutifs.

Mécanismes et algorithmes de gestion des zones libres

- Gestion par listes chaînées
- Chaque segment est représenté par:
  - Bit d'état occupé (O), Libre (L),
  - Son adresse de début et sa taille,





Mécanismes et algorithmes de gestion des zones libres

Gestion par subdivision

- La subdivision (buddy system ou allocation des copains) propose un compromis entre l'allocation de taille fixe te celle de taille variable.
- Le SE ne manipule que des blocs de mémoire dont la taille est égale à une puissance de 2.
- Initialement, il existe un seul blocs dont la taille est égale à celle de la mémoire
- Un processus reçoit une unité de mémoire qui est la plus petite puissance de 2 supérieure à sa taille

État initial	1024				
Alloue A=70	A	128	256	512	
Alloue B=35	A	B	64	256	512
Alloue C=200	A	B	64	C	512
Libère A	128	B	64	C	512
Alloue D=60	128	B	D	C	512
Libère B	128	64	D	C	512
Libère D	256			C	512
Libère C	1024				

Algorithmes de sélection des partitions

- **Algorithme de la première zone libre(First Fit)**
  - Le processus est alloué à la première zone mémoire libre rencontrée et suffisamment grand pour le contenir.
  - Favorise les zones en début de mémoire
- **Algorithme de la zone libre suivante (Next Fit)**
  - Cette algorithme se veut équitable en commençant la recherche de la zone à allouer partir de la zone dernièrement allouée et non en début de mémoire
  - Aucune zone libre n'est favorisée

Algorithmes de sélection des partitions

- **Algorithme du meilleur ajustement (Best Fit)**
  - Le processus est alloué à la plus petite zone libre suffisamment grand pour le contenir.
  - Nécessité de parcourir intégralement les zones libres de la mémoire
  - Etablit une correspondance presque parfaite entre la zone mémoire et la taille du processus
  - La partie restante de la zone allouée est trop petite, quasiment inutile.
- **Algorithme du plus grand résidu (Worst Fit)**
  - Evite la création de zones petites et inutiles en choisissant la plus grande zone restante
  - Nécessité de parcourir intégralement les zones libres de la mémoire

Pagination

- La pagination est l'allocation de zones de mémoire non contigües pour un même processus
  - La mémoire physique est découpée en zones de **taille fixe: cadres de page**
  - Les processus divisés en blocs: **pages** (de même taille que les cadres)
  - La taille d'une page est une puissance de 2
  - **Adresse logique**: numéro de page || déplacement dans la page
  - **Table de pages**: liaison entre numéro de page et le cadre de page (une table par processus)
    - Le SE stocke la table de pages ou de segments en mémoire
    - Sur certains systèmes, un registre de gestion de mémoire pointe vers la table de page ou de segment du processus élu

Pagination

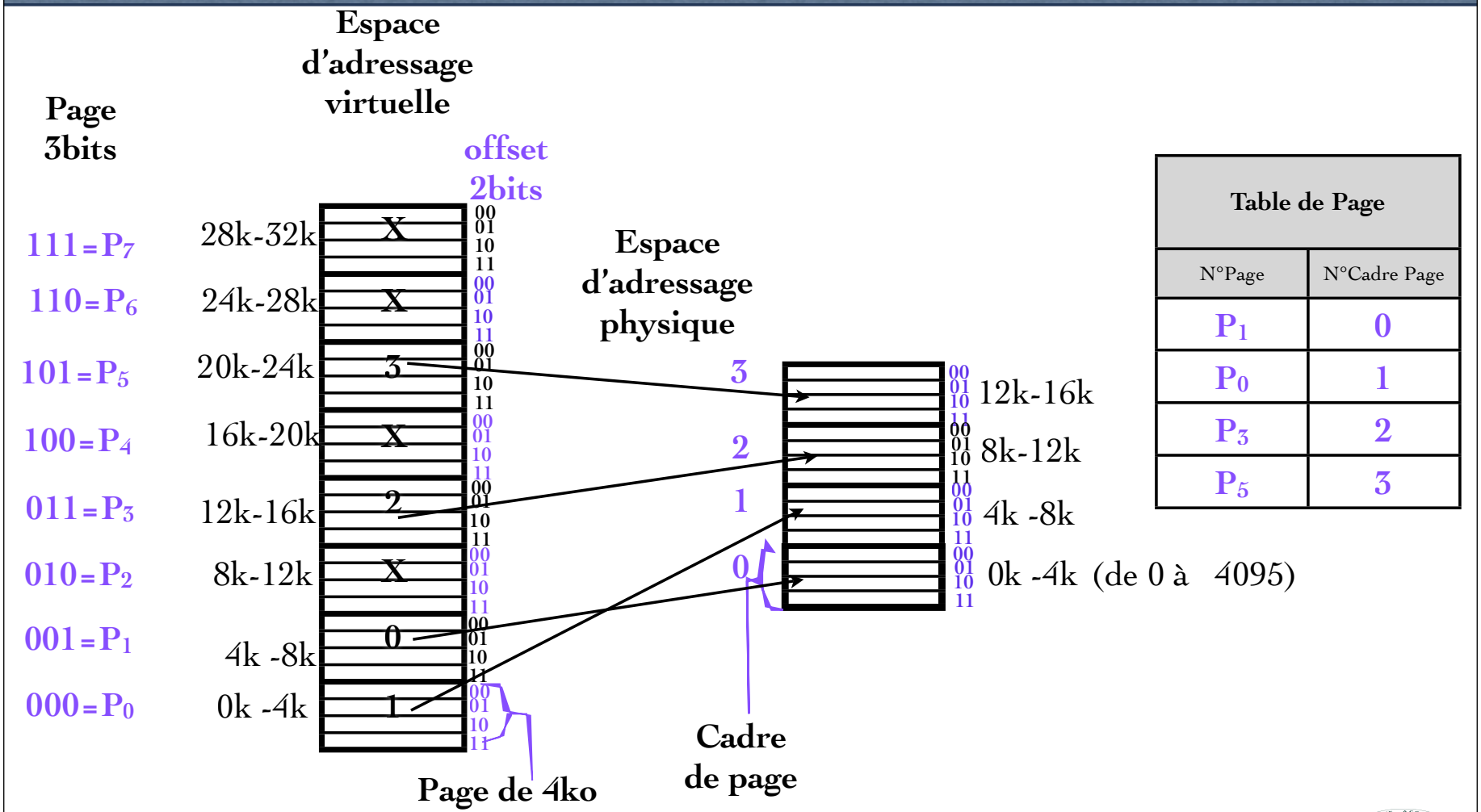
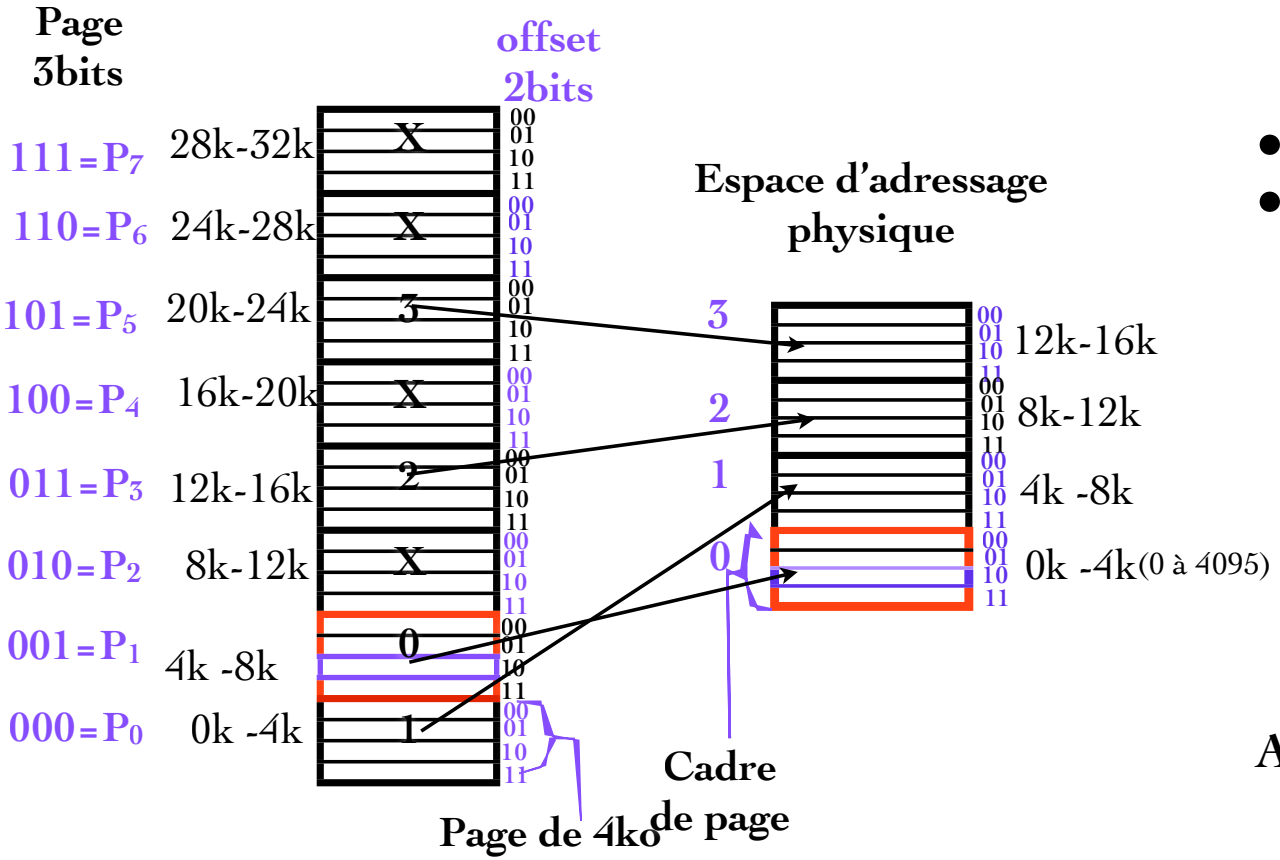


Table de Page	
N°Page	N°Cadre Page
P_1	0
P_0	1
P_3	2
P_5	3

Pagination: Exemple

NB: L'adressage est faite par Ko au lieu d'octet
Par octet, on aurait besoin de 12 bits pour coder l'offset (4096)



Adresse logique

- Numéro page=001
- Déplacement=10

↓ MMU

Adresse physique:

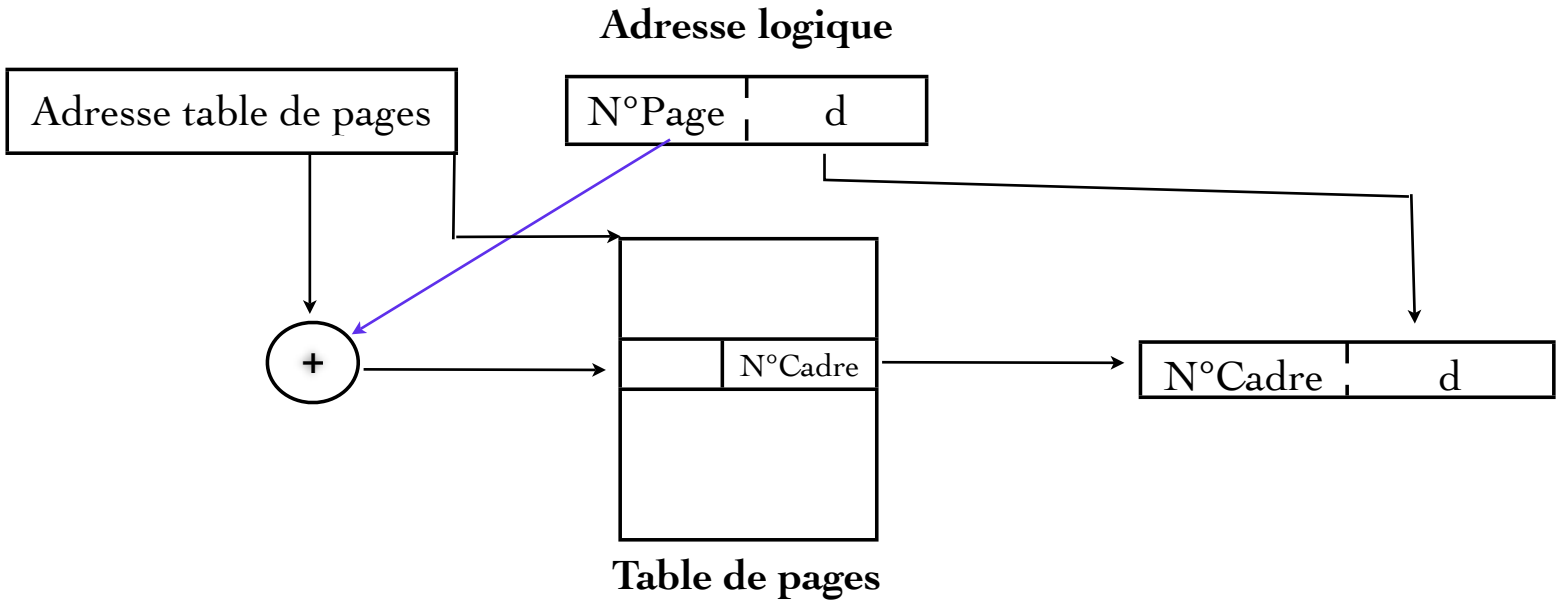
- Numéro cadre=00
- Déplacement=10

↓

AL(00110) = AP(0010)

Pagination

- Pour chaque processus, une **table de pages** stocke le numéro du cadre de page alloué à chaque page
- L'adresse physique est générée en concaténant le déplacement de la page au numéro du cadre de page extrait de la table de pages



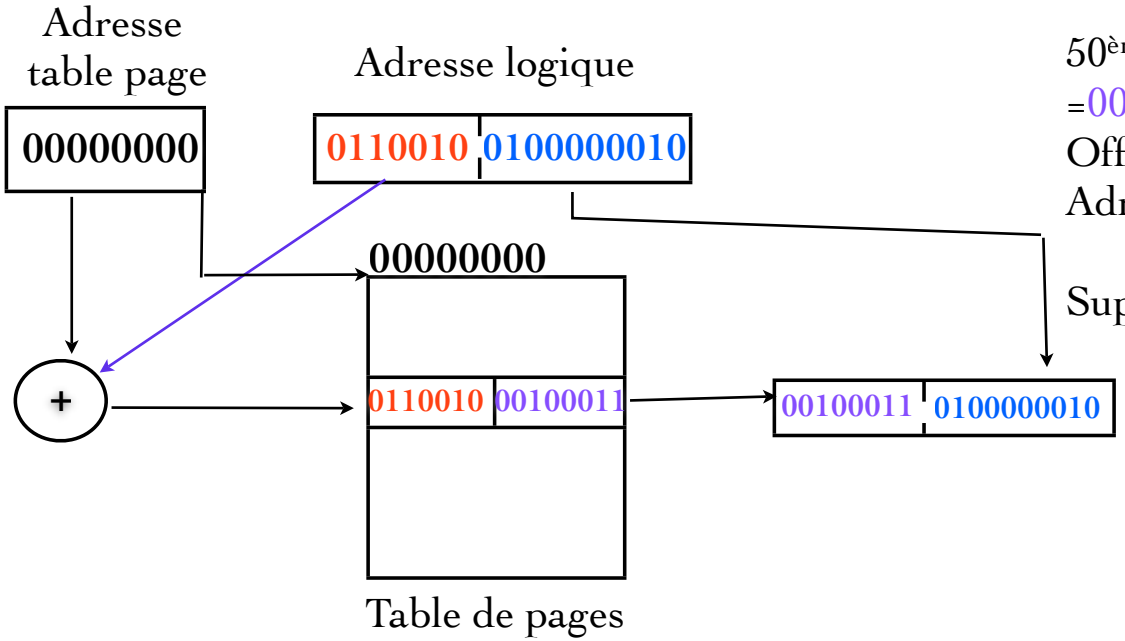
Exemple (1)

- Soit un système de 2^{18} octets de mémoire physique, 128 pages d'espace d'adressage logique et une taille de page 2^{10} octets
- Une variable globale est décalée de 258 de la 50ème page logique chargée dans le 35ème cadre

- Nombre de bits pour une adresse logique est 17bits
  - 7bits pour le numéro de page (128pages=2^7)
  - 10 bits pour l'offset
- Nombre de bits pour une adresse physique est 18bits
  - Taille d'un cadre de page=taille de page, Donc **10 bits** pour l'offset
  - Chaque entrée de la table de page contient $2^{18} \div 2^{10}$=**8bits** pour spécifier le numéro de cadre de page
  - Le processus a 128 pages, seules les 128 premières entrées de la table de page sont définies comme valides

Exemple (2)

- Soit un système de 2^{18} octets de mémoire physique, 128 pages d'espace d'adressage logique et une taille de page 2^{10} octets
- Une variable globale est décalée de 258 de la 50ème page logique (chargée dans 35ème cadre)



Adresse logique

50ème page(sur 7bits)=0110010
Offset (sur 10bits)=258=0100000010
Adresse physique=01100100100000010

Adresse Physique

50ème page=35ème cadre (sur 8bits)
=00110010
Offset (sur 10bits)=258=0100000010
Adresse physique=00100011010000010

Adresse table de page

Supposé être 00000000

Défaut de pages

- Le défaut de pages est l'accès à une page non présente en mémoire physique
- **Dans ce cas**
  - Le SE choisit un cadre de page
  - Ecrit si nécessaire son contenu en mémoire virtuelle
  - Charge en mémoire la page qui faisait défaut
  - Il faut un algorithme pour le choix de la page à décharger

Algorithmes de remplacement des pages

- **FIFO**
  - La page la plus ancienne sera supprimée en premier
  - Problème possible: elle peut être la plus utilisée
  - Le FIFO est rarement utilisé pour le remplacement de pages

Algorithmes de remplacement des pages

- **LRU: (Least Recently Used)**
  - La page la moins récemment utilisée sera déchargée
  - Evidemment celles les plus utilisées durant les dernières instructions seront certainement les plus demandées dans le futur

Algorithmes de remplacement des pages

- **Non récemment utilisée: NRU (Not Recently Used)**
- L'algorithme choisit au hasard une page de classe basse
  - Chaque page peut être classée
    - Classe 0: non lue, non écrite
    - Classe 1: non lue, écrite
    - Classe 2: lue, non écrite
    - Classe 3: lue, écrite

Algorithmes de remplacement des pages

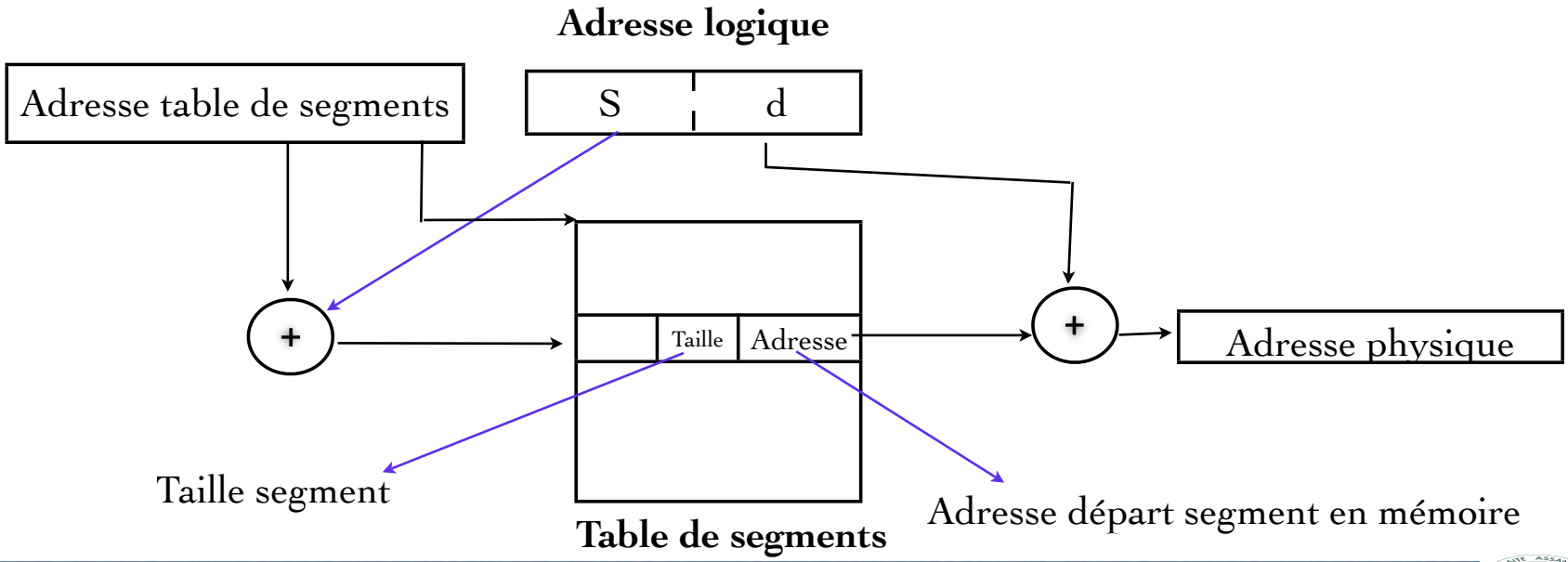
- **LRU: (Least Frequently Used)**
  - La page la moins fréquemment utilisée sera déchargée
    - Associe un compteur à chaque page
    - A chaque interruption, on ajoute le compteur
    - Celle avec le plus petit compteur est remplacée

Segmentation

- La segmentation divise le programme en blocs plus petits appelés **segments** et alloués indépendamment à la mémoire.
  - Contrairement à la pagination, les segments sont de **taille variable**
  - Le SE conserve une **liste de zones de mémoire libres** à allouer aux segments
  - **Adresse logique**: numéro de segment + déplacement dans le segment
  - **Table de segments** contient:
    - N° segment comme indexe
    - L'adresse de départ du segment en mémoire RAM
    - La taille du segment
  - **Taille des segments**: puissance de 2

Segmentation

- Pour chaque processus, une **table de segments** stocke l'indexe du segment (numéro), son adresse départ, sa taille
- L'adresse physique est générée en ajoutant le déplacement à l'adresse de départ du segment extrait de la table de segments



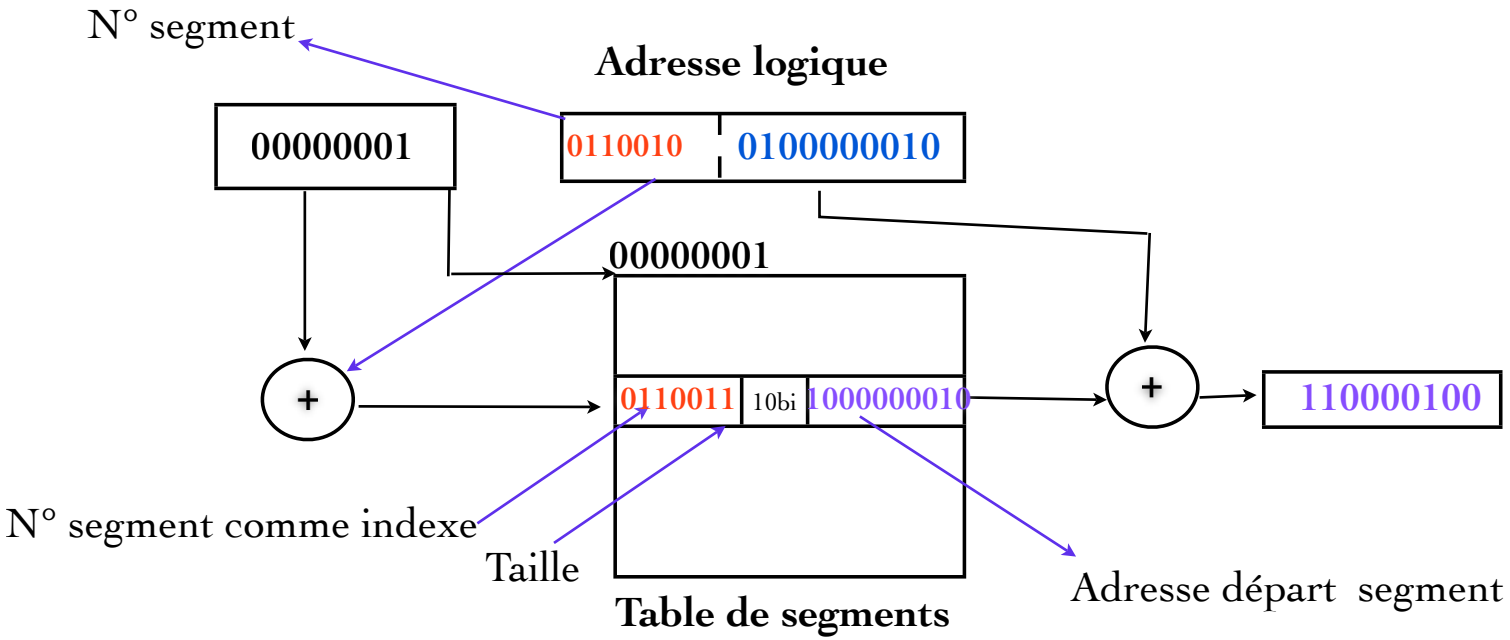
Exemple (1)

- Soit un système de segmentation simple, 2^{18} octets de mémoire physique, 128 segments d'espace d'adressage logique
- Une variable globale X est décalée de 258 du 50ème segment dont la taille est 2^{10} octets et adresse de départ=514
- La taille de segment maximale est de 2^{10} octets

- Nombre de bits pour une adresse logique est 17bits
  - 7bits pour le numéro de segment (128 segments=2^7)
  - 10 bits pour l'offset au sein de ce segment, peut être nbits pour un autre
- Chaque entrée de la table de segment contient une adresse de départ d'un segment et sa taille
  - Si l'adresse départ segment= 514=1000000010
  - Taille= 2^{10} , décalage=258=0100000010
  - Adresse table de segment supposé être 00000001

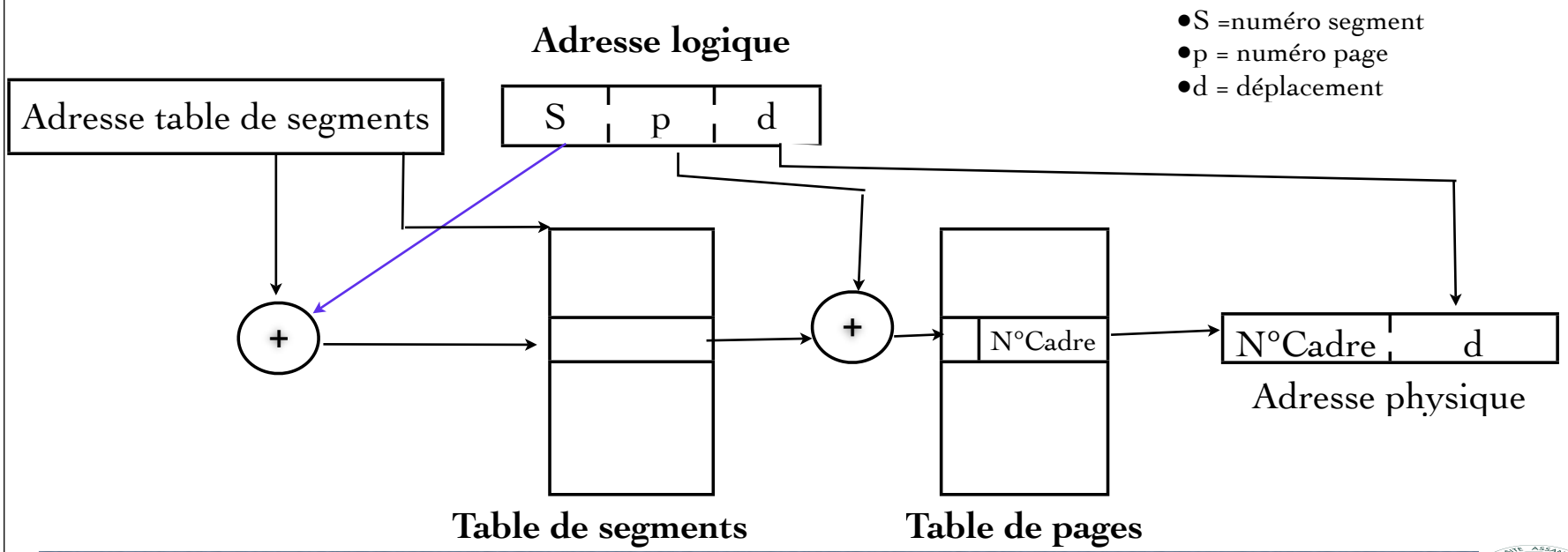
Segmentation

- Soit un système de segmentation simple, 2^{18} octets de mémoire physique, 128 segments d'espace d'adressage logique
- Une variable globale X est décalée de 258 dans le 50ème segment dont la taille est 2^{10} octets et adresse de départ=514



Segmentation avec pagination

- Pour chaque processus, une **table de segments** stocke l'indexe du segment (numéro), son adresse départ, sa taille
- L'adresse physique est générée en ajoutant le déplacement au numéro de cadre de page extrait de la table de pages.



Segmentation avec pagination

- Soit un système de segmentation avec pagination a 2^{14} octets de mémoire physique, 8 segments de taille maximum 2^{14} octets. Chaque segment est paginé (page de taille 256 octets)
- Une variable globale X est décalée de 50 dans la 20ème page (chargée dans 15ème cadre) du segment 5 dont la taille est 2^{14}.
- L'adressage est faite par octets

NB: C'est la table de pages qui est présent en mémoire et non la table de segment, c'est pourquoi l'adresse physique dépend uniquement du numéro de cadre concaténé avec le déplacement alors que l'adresse logique est fonction du numéro de segment, numéro de page, du déplacement