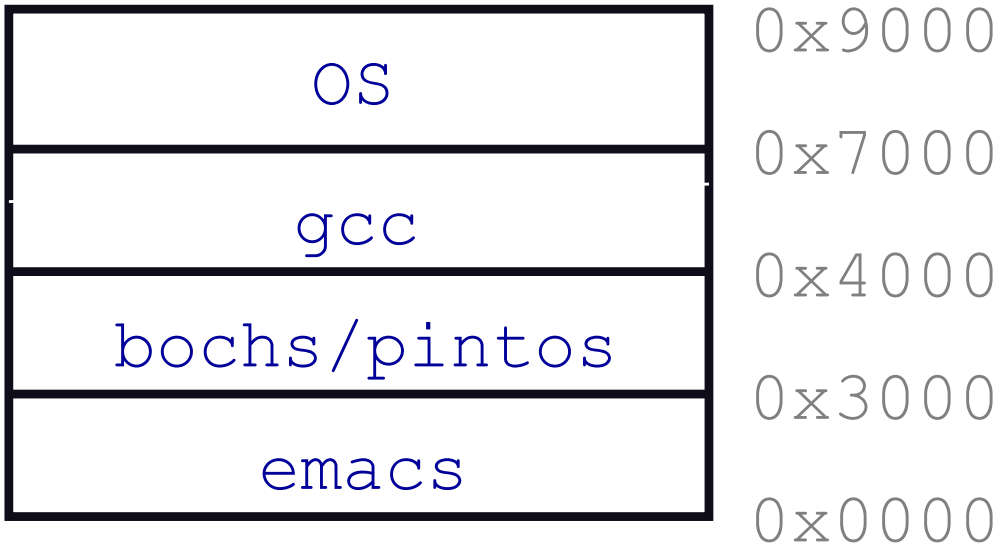
SEA: Mémoire Virtuelle

Instructor: Pablo Oliveira

ISTY

Problèmes de l'adressage direct

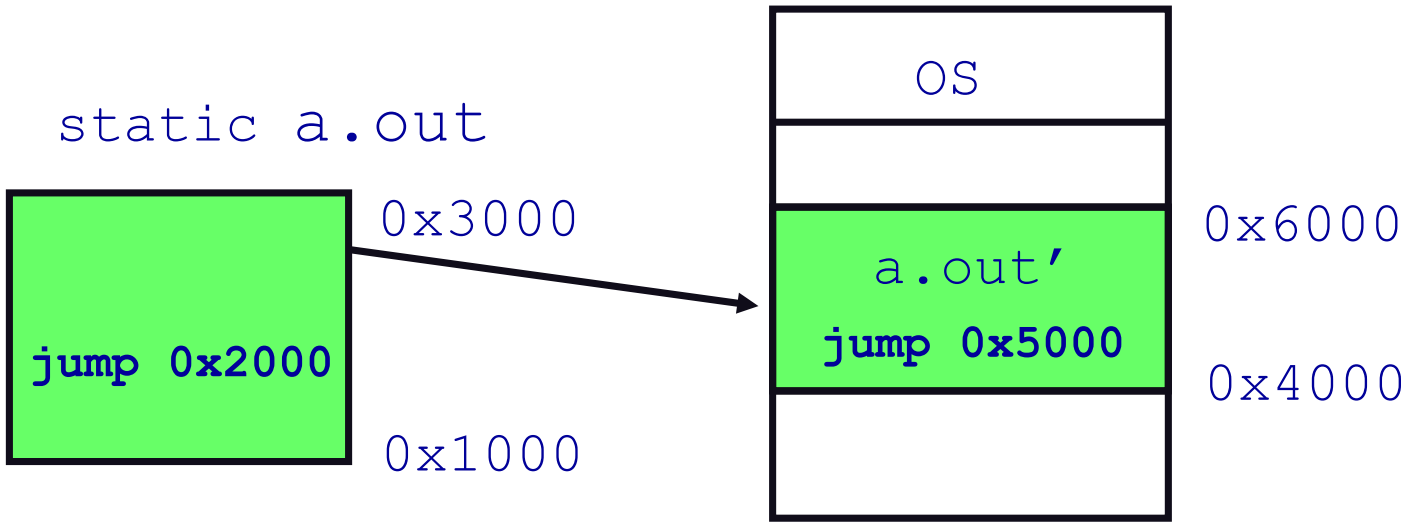


- Que faire si gcc souhaite plus de mémoire ?
- Si emacs souhaite 5 Go de mémoire sur une machine qui possède 4Go ?
- Si gcc écrit par erreur sur l'adresse 0x7100 ?
- Est-ce que le compilateur/linkeur doit savoir que gcc est à l'adresse 0x4000 ?
- Que faire si un processus veut libérer sa zone mémoire ?

Problèmes liés au partage de la mémoire physique

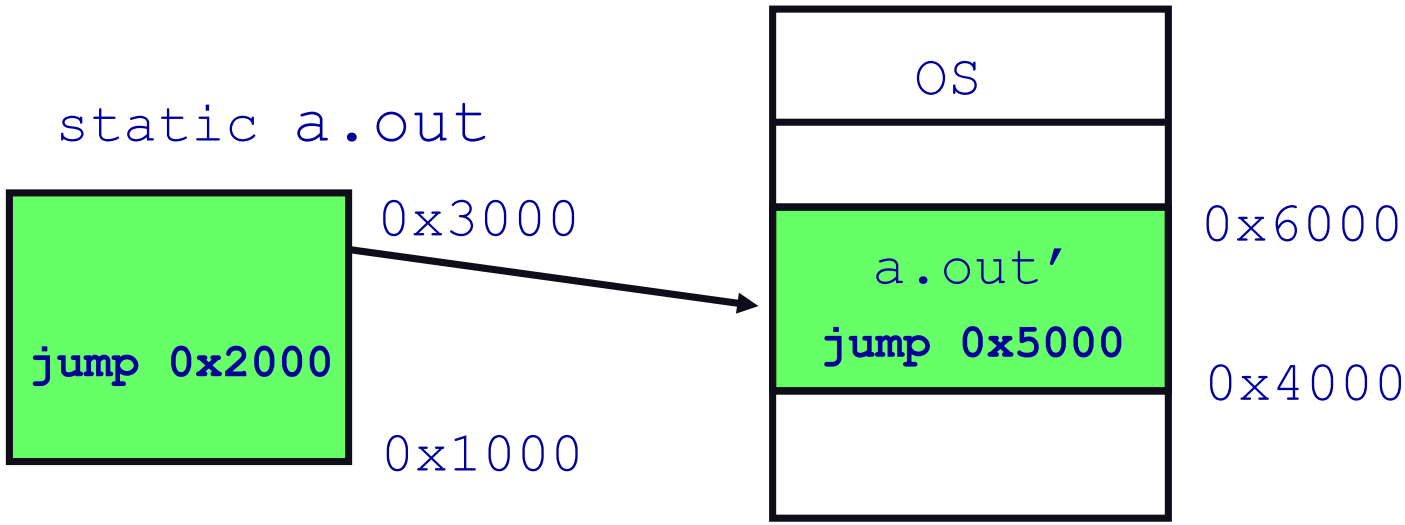
- Protection
  - Un bug dans un processus peut corrompre un autre
  - Protéger les écritures de A dans la mémoire de B
  - Protéger la lecture de la mémoire de B (espionner mots de passe) (ssh-agent)
- Transparence
  - Un processus ne doit pas exiger des positions fixes en mémoire
- Utilisation efficace de l'espace mémoire
  - Mémoire totale des processus souvent dépasse la mémoire physique de la machine.

Idée : linkeur à la volée ?



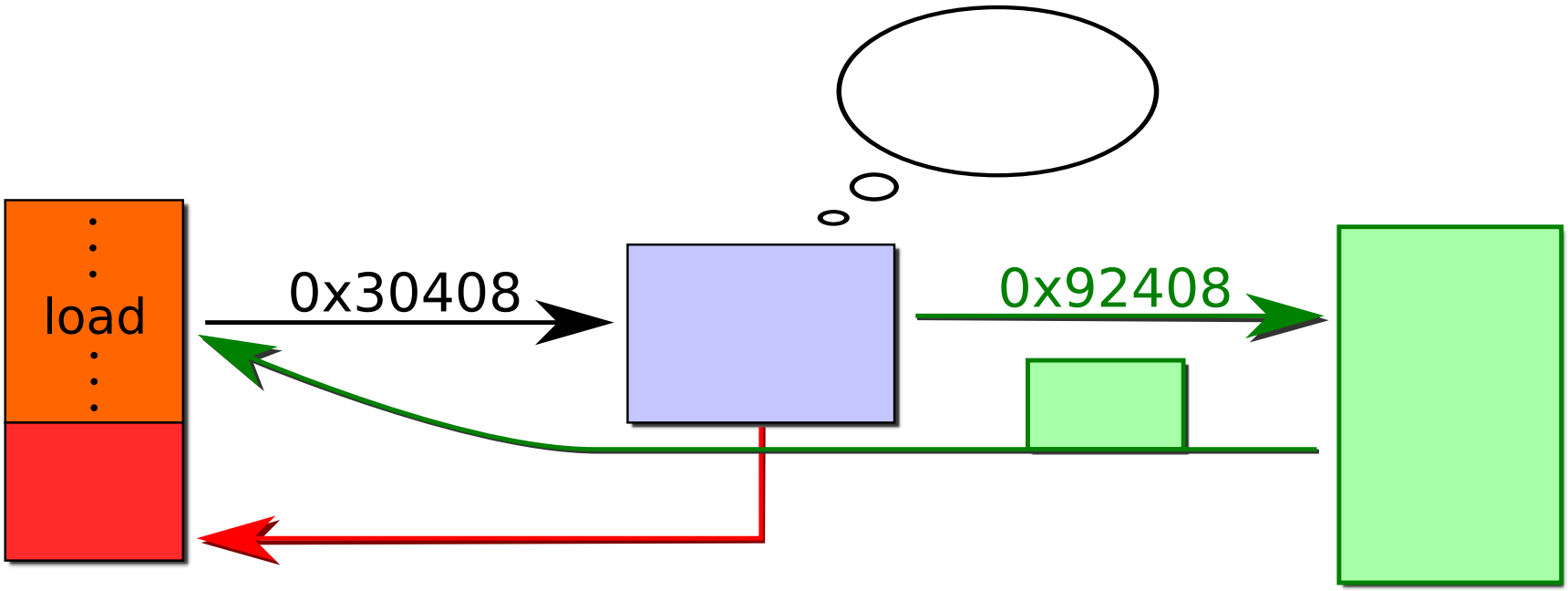
- *Linkeur* patche les adresses des symboles
- Idée : fait le lien juste avant l'exécution (pas à la compilation)
  - Determine où les processus seront chargés (base)
  - Ajuste toutes les adresses (par addition de la base)
- Problèmes ?

Idée : linkeur à la volée ?



- *Linkeur* patche les adresses des symboles
- Idée : fait le lien juste avant l'exécution (pas à la compilation)
  - Determine où les processus seront chargés (base)
  - Ajuste toutes les adresses (par addition de la base)
- Problèmes ?
  - Comment mettre en place la protection ?
  - Comment faire la migration (pointeurs) ?
  - Nécessite un espace contigu suffisament grand.

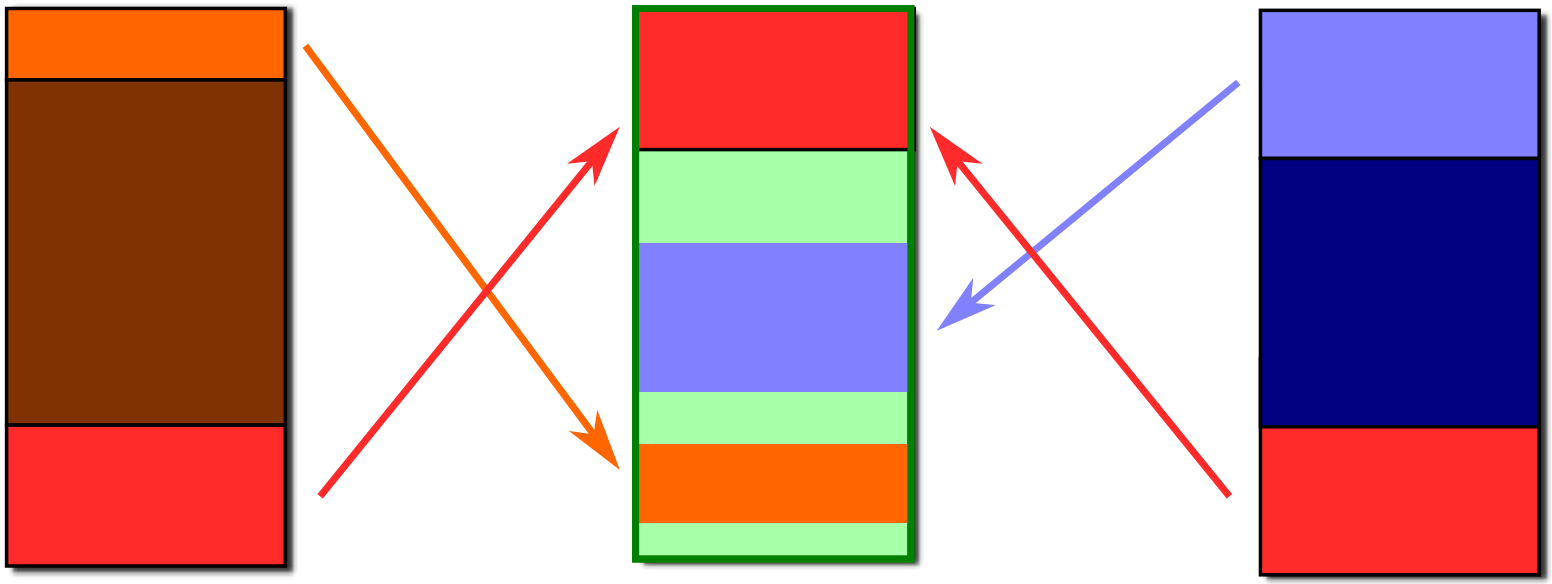
Mémoire Virtuelle



- Chaque processus à son propre espace de mémoire “virtuelle”
  - La MMU (Memory-Management Unit) traduit les adresses virtuelles en adresses physiques lors de chaque lecture ou écriture.
  - L’application n’a jamais accès à la mémoire physique.
- Protège l’accès à la mémoire
  - Un processus ne peut pas accéder à la mémoire d’un autre processus

Avantages de la mémoire virtuelle

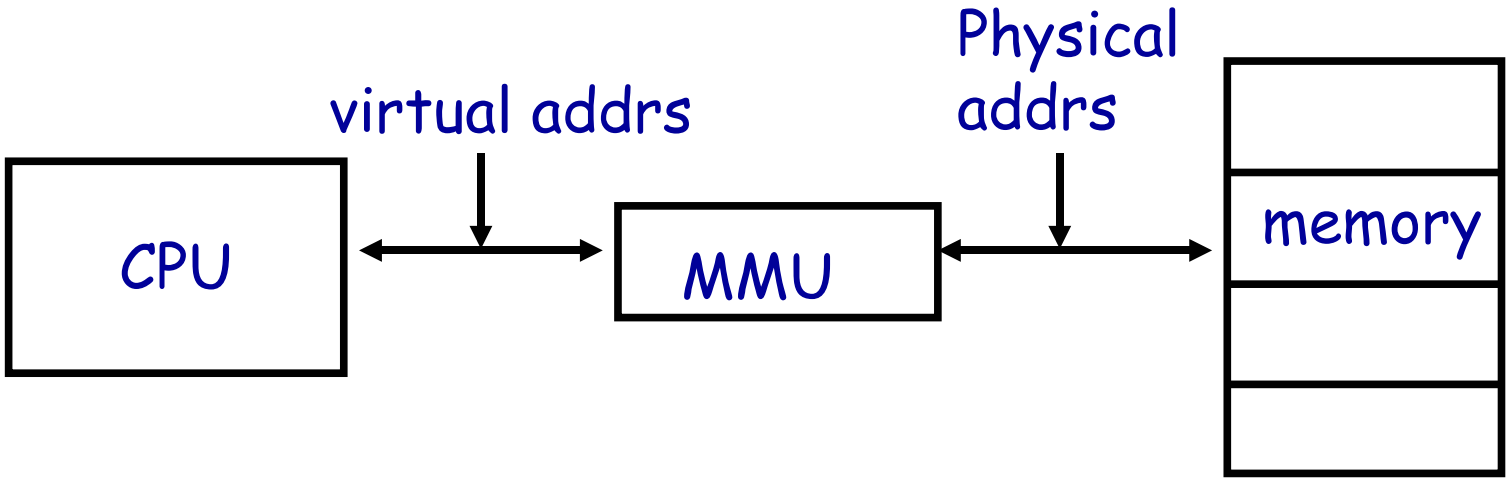
- Supporte la migration dans l'espace mémoire
  - Une partie des pages est dans la RAM, une autre partie sur disque.
- La majorité de la mémoire d'un processus est inactive (règle du 80/20).



- Pages inactives sont sauvegardées sur disque
- D'autres processus peuvent récupérer la mémoire libérée

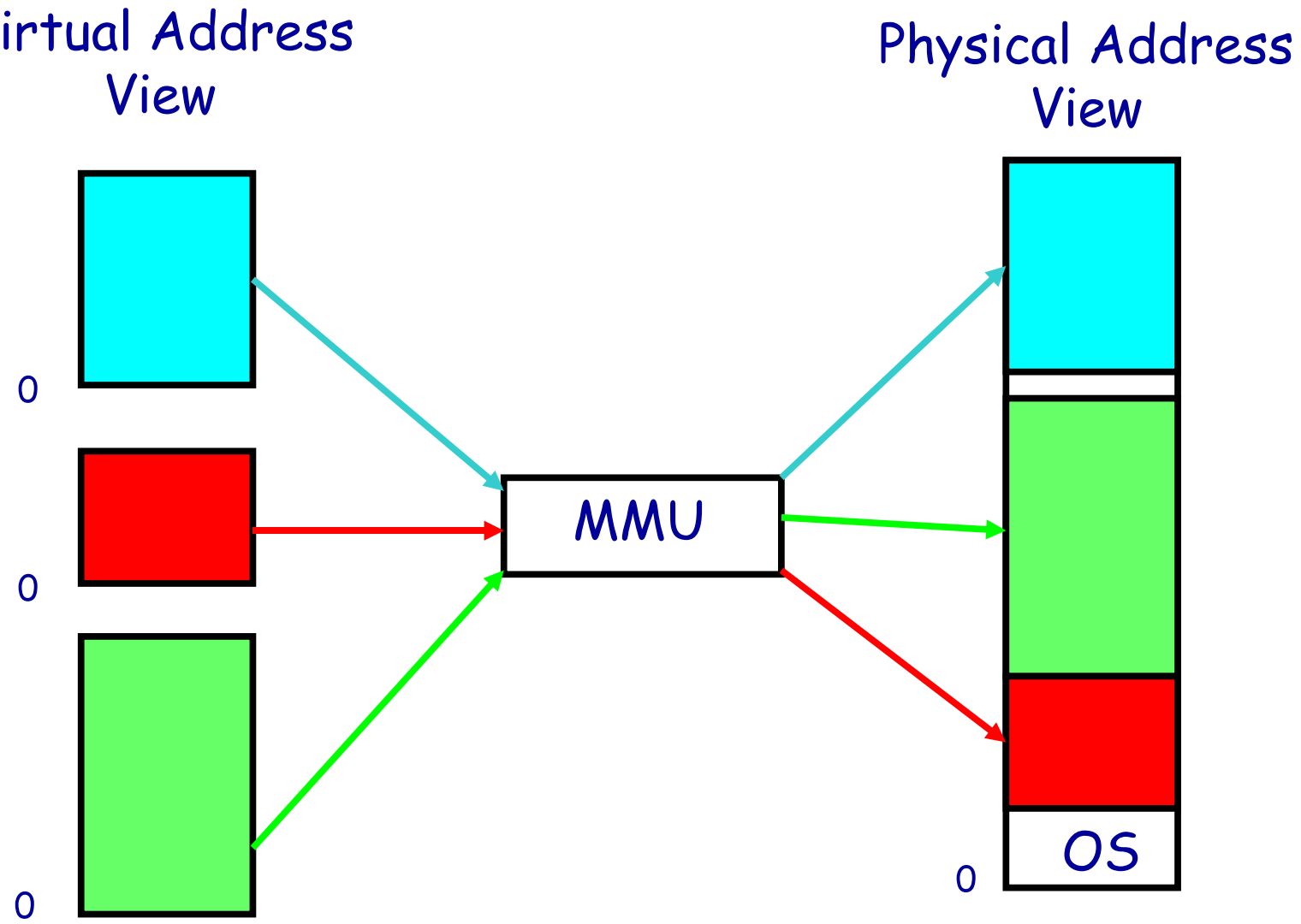
Définitions

- Les programmes écrivent sur des adresses virtuelles (or logiques)
- La mémoire réelle utilise des adresses physiques (ou réelles)
- Le matériel qui fait la traduction est la Memory Management Unit (MMU)



  - Inclue dans le CPU
  - Configurée en ring 0 (e.g., registres base et borne)
  - Donne à chaque processus un espace d'adressage virtuel.

Espace d'addressage



Idée : registres base + borne

- Deux registres spéciaux utilisés par la MMU : base et borne
- Pour chaque écriture/lecture :
  - Adresse Physique = Adresse Virtuelle + base
  - On vérifie $0 \leq \text{adr.virtuelle} < \text{base} + \text{borne}$, sinon interruption.
- Comment déplacer un processus en mémoire ?

- Que faire lors d'un changement de contexte ?

Idée : registres base + borne

- Deux registres spéciaux utilisés par la MMU : base et borne
- Pour chaque écriture/lecture :
  - Adresse Physique = Adresse Virtuelle + base
  - On vérifie $0 \leq \text{adr.virtuelle} < \text{base} + \text{borne}$, sinon interruption.
- Comment déplacer un processus en mémoire ?
  - Change le registre base
- Que faire lors d'un changement de contexte ?

Idée : registres base + borne

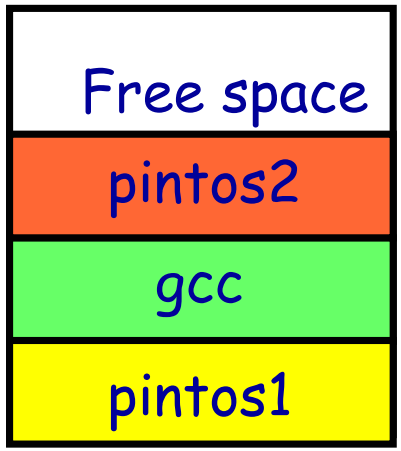
- Deux registres spéciaux utilisés par la MMU : base et borne
- Pour chaque écriture/lecture :
  - Adresse Physique = Adresse Virtuelle + base
  - On vérifie $0 \leq \text{adr.virtuelle} < \text{base} + \text{borne}$, sinon interruption.
- Comment déplacer un processus en mémoire ?
  - Change le registre base
- Que faire lors d'un changement de contexte ?
  - SE doit recharger les registres base et borne

Avantages et Inconvénients du système Base+Borne

- Avantages
  - Matériel simple : 2 registres, un additionneur et un comparateur
  - Rapide : quelques cycles seulement pour faire la traduction
  - Exemple : Cray-1 utilisait un système Base + Borne
- Inconvénients

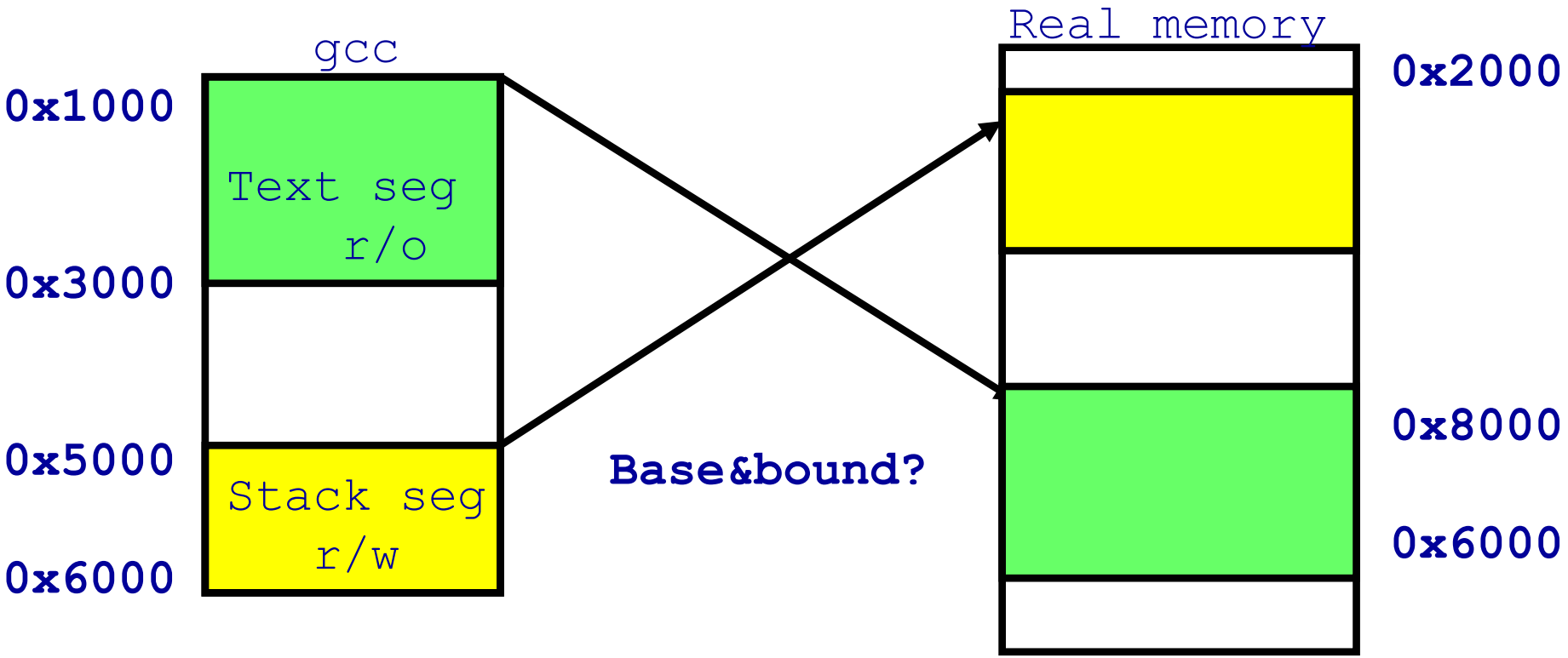
Avantages et Inconvénients du système Base+Borne

- Avantages
  - Matériel simple : 2 registres, un additionneur et un comparateur
  - Rapide : quelques cycles seulement pour faire la traduction
  - Exemple : Cray-1 utilisait un système Base + Borne
- Inconvénients
  - La mémoire d'un processus doit être contigue
  - Pas de mémoire partagée entre processus



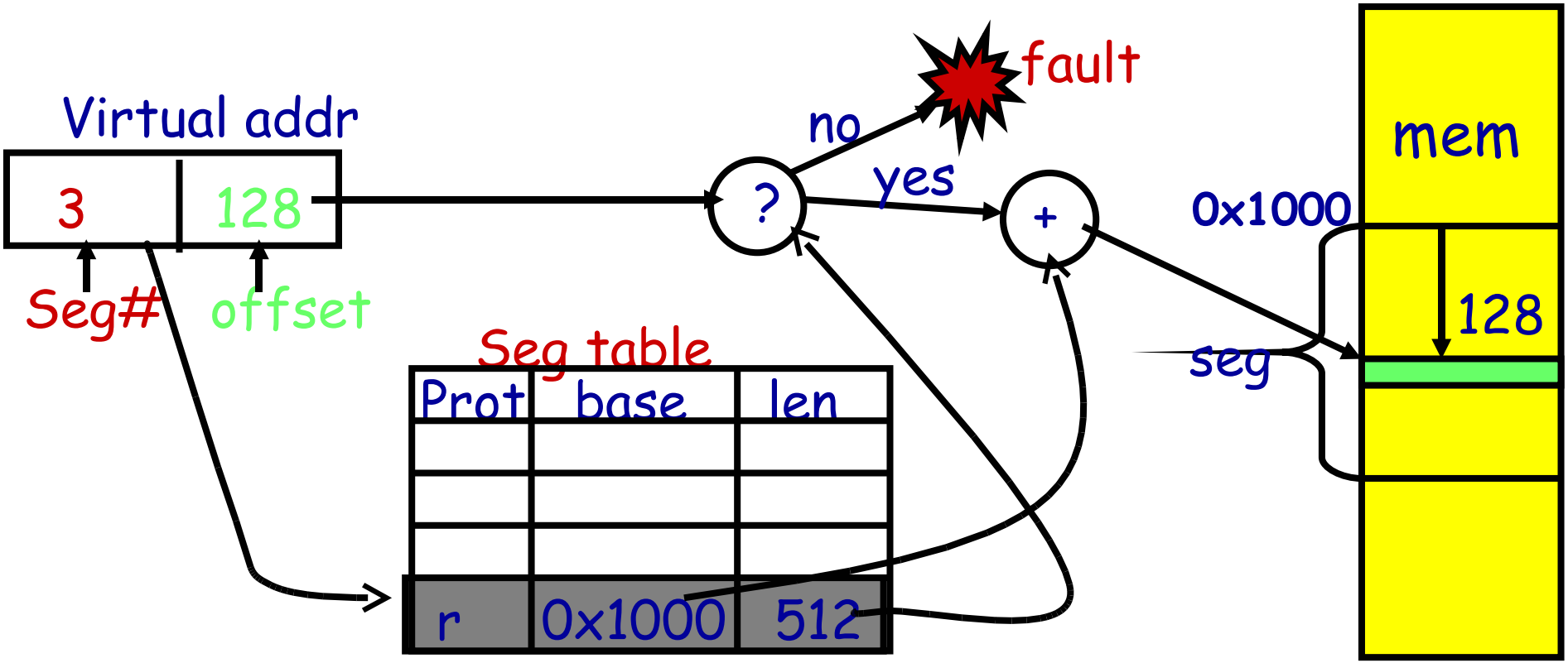
- Une solution : segments multiples
  - E.g., on sépare le code, la pile et les données
  - Eventuellement plusieurs segments de données

Segmentation



- Chaque processus dispose de plusieurs registres base/borne
  - Espace d'adressage dispose de plusieurs segments
  - Protection mémoire par segment
- Chaque accès mémoire doit spécifier le segment accédé

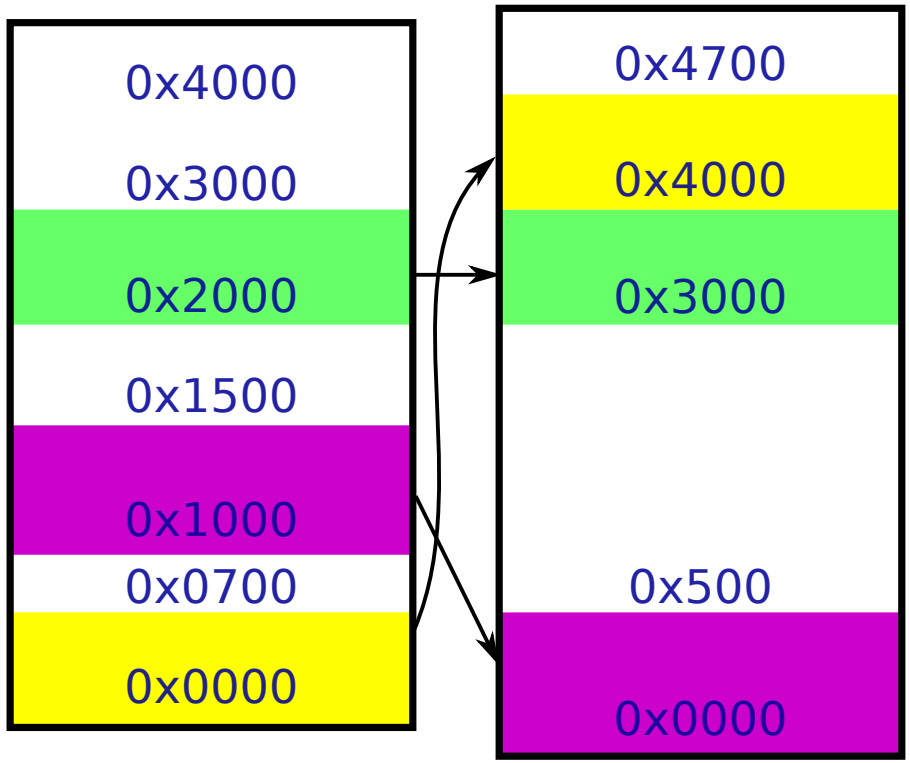
Implémentation de la segmentation



- Chaque processus dispose d'une table de segments
- Chaque AV est composée d'un segment et d'un offset
  - Bits de poids fort donnent le segment, Bits de poids faible donnent l'offset (PDP-10)
  - ... ou alors le segment est choisi par l'instruction utilisée (x86)

Exemple de Segmentation

Seg	base	bounds	rw
0	0x4000	0x6ff	10
1	0x0000	0x4ff	11
2	0x3000	0xfff	11
3			00



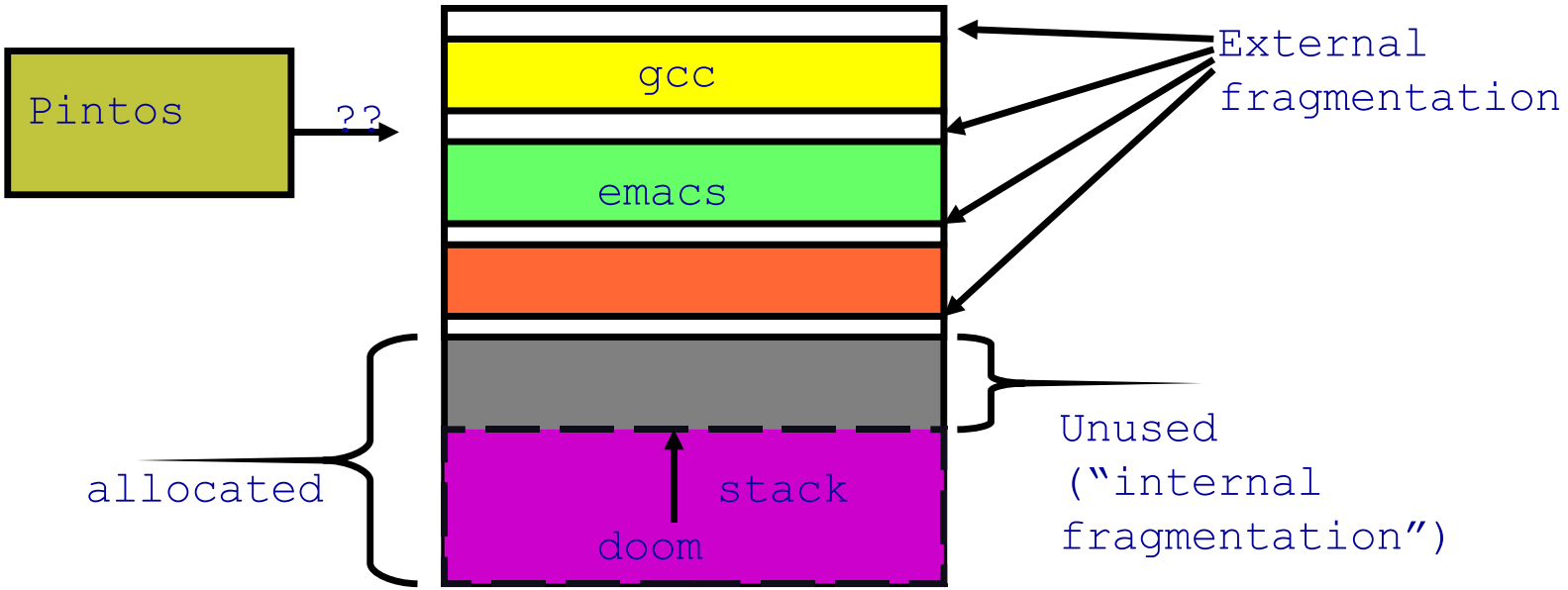
- Numéro de segment sur 4-bits (premier chiffre), offset sur 12 bits (3 derniers chiffres)
  - Où est 0x0240 ? 0x1108 ? 0x265c ? 0x3002 ? 0x1600 ?

Avantages et Inconvénients de la segmentation

- Avantages
  - Plusieurs segments par processus
  - Permet le partage (Comment ?)
  - La mémoire du processus peut-être partiellement sur disque.
- Inconvénients
  - Surcoût d'accès à la table des segments
  - Segments ne sont pas transparents pour le programme (instructions nécessaires pour choisir le segment)
  - Segment de taille n nécessite n octets de mémoire *contigue*
  - Problème de *Fragmentation*

Fragmentation

- Fragmentation $\Longrightarrow$ Mémoire libre mais inutilisable
- Après un certain temps :
  - Segments de taille variable = plein de petits trous (fragmentation externe)
  - Segments de taille fixe = pas de trous externes, mais segments sous-utilisés (fragmentation interne)



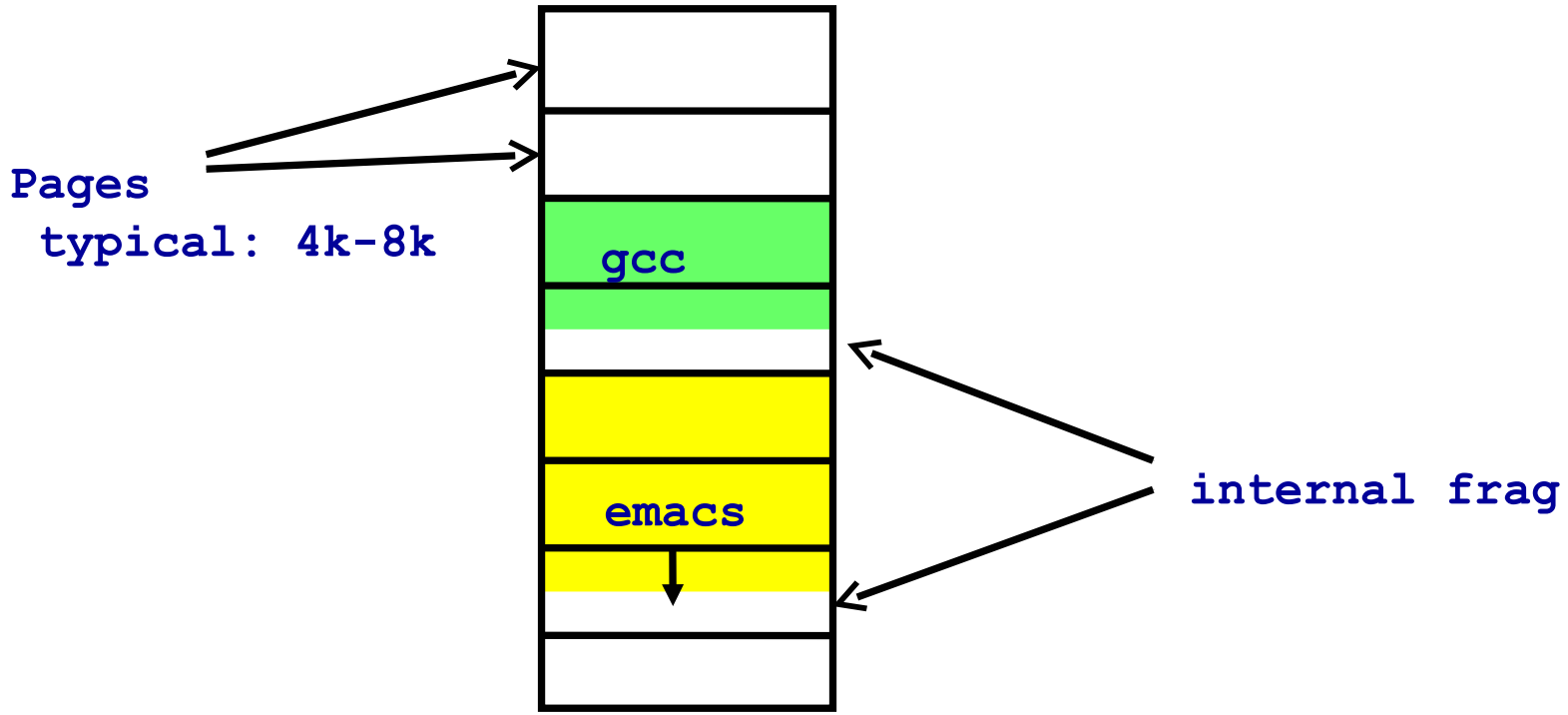
Alternatives à la MMU

- Protection au niveau du langage (Java)
  - Plusieurs modules se partagent le même espace d'adressage
  - Le langage garantit l'isolation
- Gardes générées au niveau du compilateur
  - Le compilateur émet des vérifications avant chaque écriture/lecture
  - Google Native Client utilise cette méthode.

Pagination

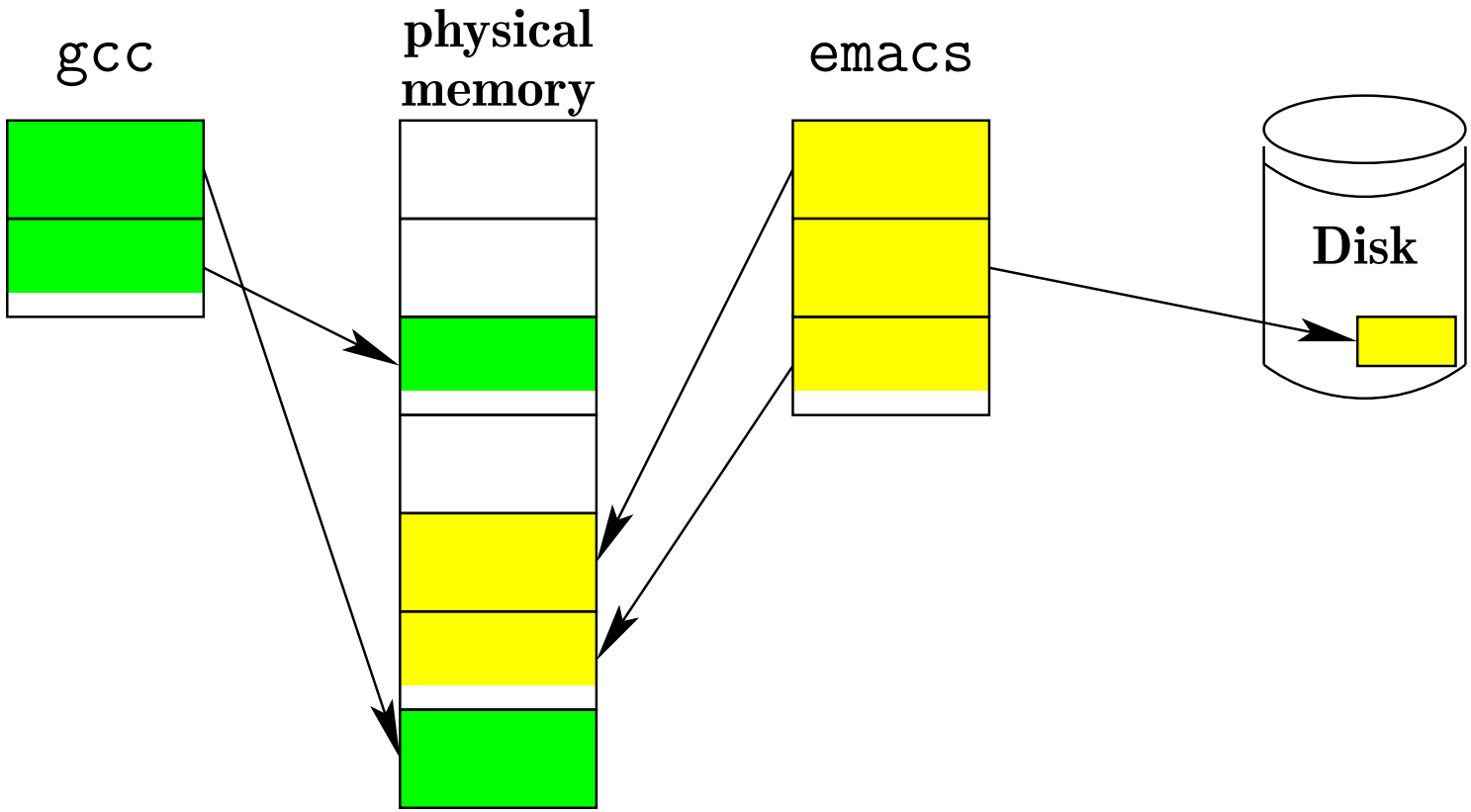
- On divise la mémoire en petites pages (4K)
- Chaque page physique est associée à une page virtuelle
  - La table d'association est propre à chaque processus
- Protection à la granularité d'une page
  - Page lecture seule (interruption)
  - Page invalide (interruption)
  - Le SE peut changer le mapping et revenir à l'application (chargement à la demande)

Avantages et Inconvénients de la pagination



- Pas de fragmentation externe
- Implémentation simple (allocation, free et swap). Les pages d'un même segment ne sont pas forcément contigues.
- En moyenne chaque segment mémoire gâche une demi page.

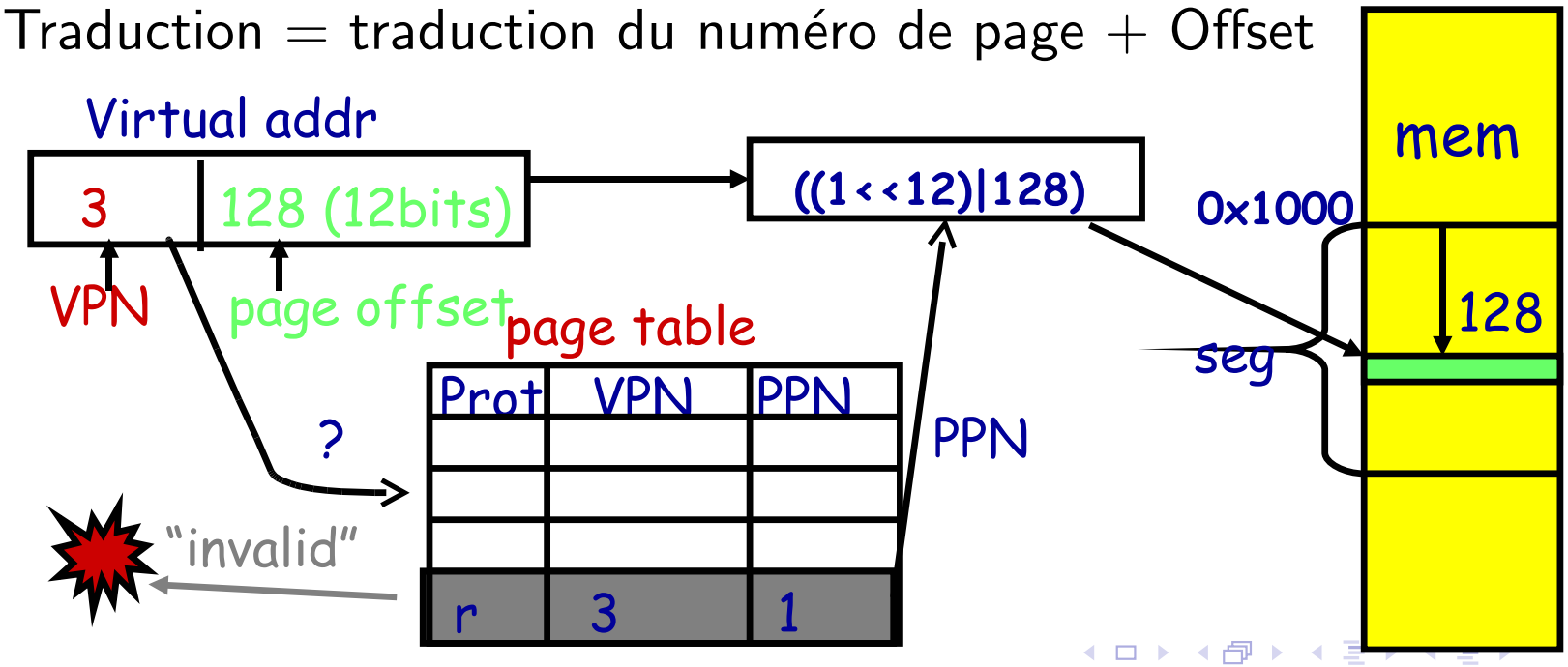
Allocation simple



- Alloue n'importe quelle page physique libre (pas forcément contigues)
- Les pages inactives peuvent être stockées sur disque

Implémentation de la pagination

- Pages de taille fixe (souvent 4K)
  - 12 bits de poids faible ($\log_2$ 4K) pour l'offset
  - bits de poids fort sont le numéro de page
- Chaque processus possède une table des pages
  - Traduit les numéros de page virtuels en numéros de page physiques
  - Des informations supplémentataires sur les protections, droits, etc.
- Traduction = traduction du numéro de page + Offset



Quelle est la taille de la table des pages ?

- Page de 4K
- Adresse sur 32 bits (4Go)
- Nombre de pages $= 2^{32}/4096 = 1.048.576$
- Problème ?

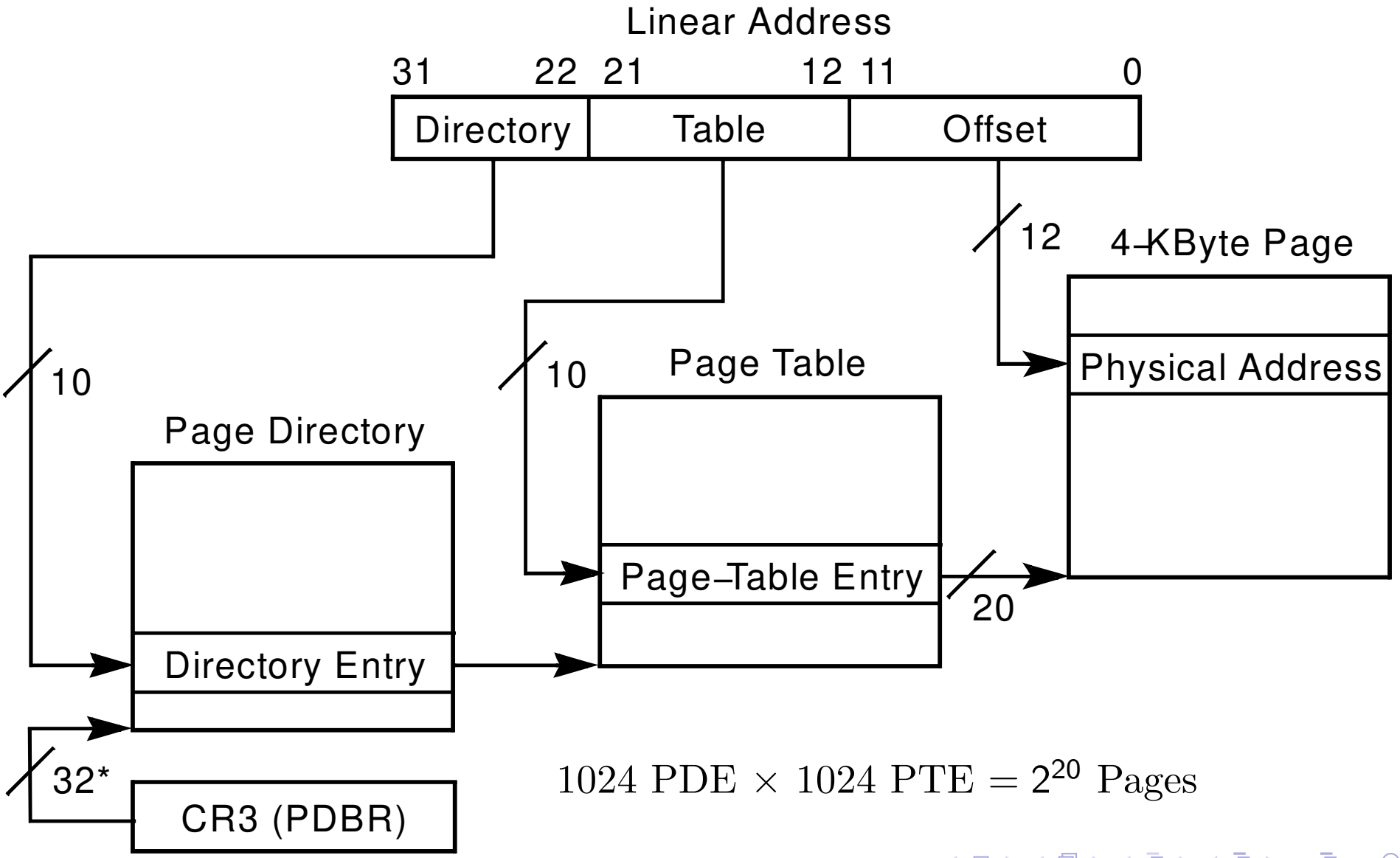
Quelle est la taille de la table des pages ?

- Page de 4K
- Adresse sur 32 bits (4Go)
- Nombre de pages $= 2^{32}/4096 = 1.048.576$
- Problème ?
  - Il faut plusieurs Mo pour stocker la table des pages de *chaque processus* !
  - Table des pages hiérarchique

Pagination sur x86 : table de pages hiérarchique

- Pagination activée grâce à un registre de controle (`%cr0`)
  - L'écriture de ce registre nécessite le mode privilégié
- Souvent page 4K
- `%cr3` : pointe vers le répertoire des tables
- Répertoire des tables : 1024 entrées
  - Chaque entrée pointe vers une table de pages
- Table des pages : 1024 entrées
  - Chaque entrée donne la traduction d'une page de 4K
  - Chaque table est donc en charge de 4Mo de mémoire virtuelle

Traduction sur x86



$$1024 \text{ PDE} \times 1024 \text{ PTE} = 2^{20} \text{ Pages}$$

Répertoire sur x86

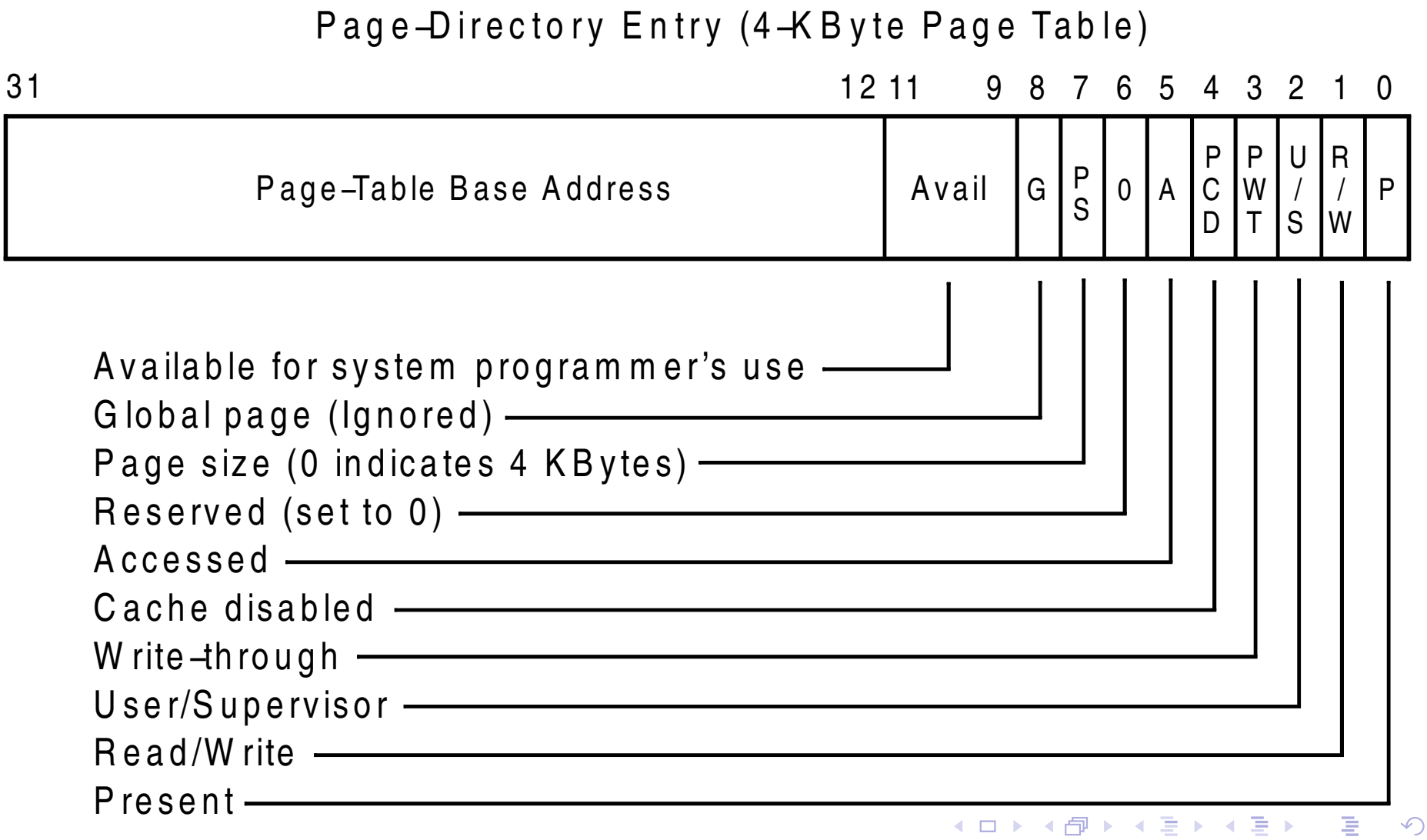
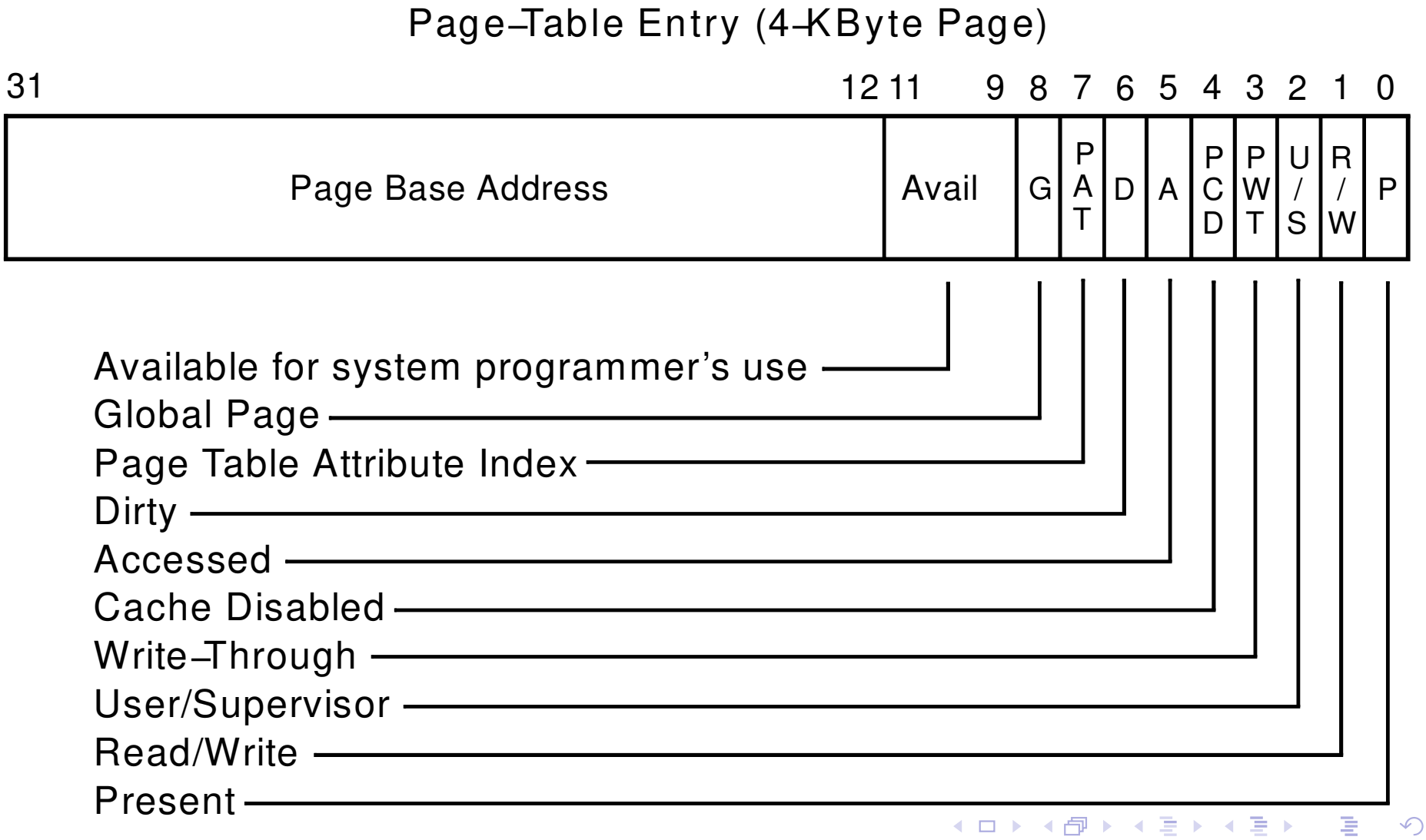


Table des pages sur x86



Coût de la Pagination : comment la rendre efficace ?

- Traduction sur x86 nécessite trois accès par lecture/ecriture :
  - Lecture de l'entrée dans le répertoire
  - Lecture de l'entrée dans la table des pages
  - Lecture de l'adresse initiale après traduction

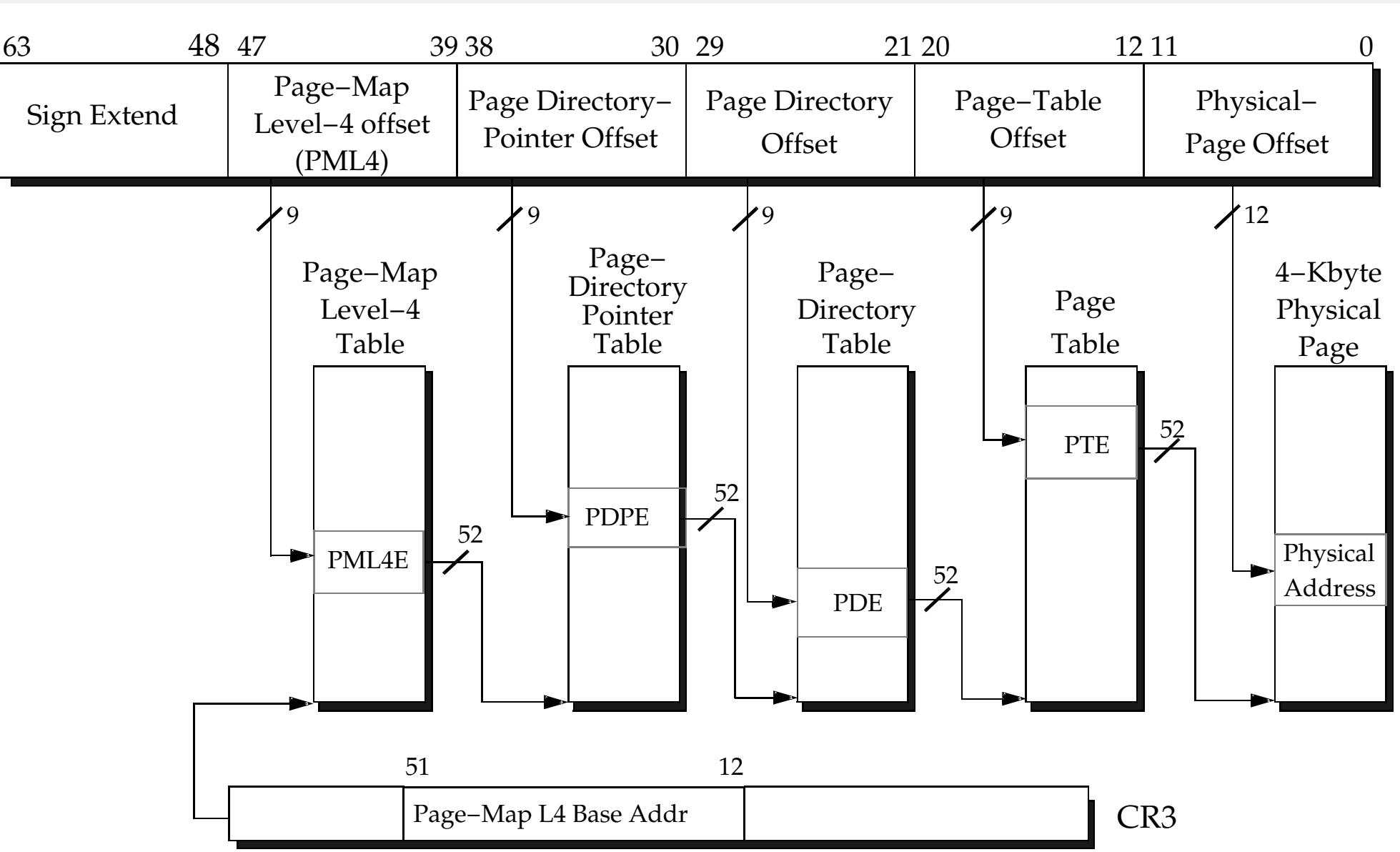
Coût de la Pagination : comment la rendre efficace ?

- Traduction sur x86 nécessite trois accès par lecture/ecriture :
  - Lecture de l'entrée dans le répertoire
  - Lecture de l'entrée dans la table des pages
  - Lecture de l'adresse initiale après traduction
- Pour être efficace le CPU cache les traductions récentes
  - *Translation Lookaside Buffer* or TLB
  - Chaque TLB contient les dernières entrées de page accédées
  - Configurations typiques : 64-2K entrées, 4-way to fully associative, 95% hit rate
- Pour chaque accès
  - Si l'adresse est dans le TLB, traduction directe
  - Sinon parcours du répertoire de pages et stockage dans le TLB pour les prochains accès

TLB details

- TLB opère directement sur le pipeline CPU $\Longrightarrow$ rapide
- Que se passe t'il lors d'un changement de contexte ?
  - Flush TLB
  - Chaque entrée est taggée avec un PID
- C'est le rôle du SE de maintenir le TLB valide
- E.g., x86 instruction *invlpg*
  - Invalide une entrée TLB

x86 long mode paging



Espace d'adressage du SE

- Son propre espace ?
  - Impossible : sur de nombreus machines un appel système ne change pas les tables de pages
  - Rendrai plus difficile le passage de pointeurs à un appel système
- Donc OS dans le même espace d'adresse que le processus
  - Utilise la protection des pages pour protéger la zone mémoire du SE

Avantages de la pagination

- Chargement à la demande
- Augmenter la taille de la pile
- Allocation des pages BSS
- Données et bibliothèques partagées
- Pages partagées
- Copy-on-write (`fork`, `mmap`, etc.)