Sistemi Operativi[1]

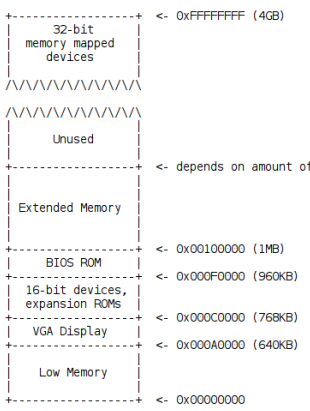
Mattia Monga

Dip. di Informatica
Università degli Studi di Milano, Italia
mattia.monga@unimi.it

a.a. 2016/17

Lezione XVIII: Gestione della memoria in JOS

Layout della memoria



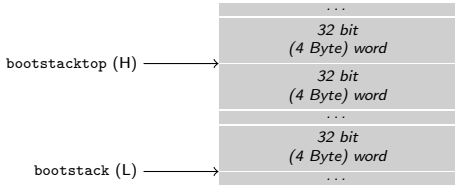
La mappa della memoria è definita dal costruttore. Generalmente accessibile via firmware o con tecniche di probing (GRUB2 fornisce un comando `lsmmap`)

Layout della memoria


```
[f000:fff0] 0xffff0:        ljmp   $0xf000,$0xe05b
```

L'indirizzo fisico è calcolato secondo il Real-Mode addressing (a 16 bit)

Lo stack



- `ESP == bootstacktop`
- `bootstacktop == bootstack + KSTKSIZE`
- Una `push` *sottrae* 4 Byte all'indirizzo ESP, una `pop` li *aggiunge*. (ESP è sempre divisibile per 4)
- Una `call` gestisce automaticamente il salvataggio dell'indirizzo di ritorno sullo stack, mentre EBP deve essere gestito a mano (salvandovi il vecchio ESP in modo da poter identificare facilmente il *record di attivazione* o *stack frame*)

Indirizzi

Nei manuali x86 si parla di 3 tipologie di indirizzi

virtuali quando sono relativi ad un segmento: un puntatore C è un *offset*

lineare selettore di segmento + offset permette di calcolare un indirizzo nello spazio di indirizzamento (virtuale) lineare 0–4GB

fisico l'indirizzo lineare è "mappato" su un indirizzo fisico dalla MMU (che non può essere saltata!)

Come manipolare gli indirizzi

Segmentazione e MMU non possono essere saltati: il programmatore "vede" esclusivamente indirizzi virtuali.

- JOS configura tutti i segmenti (in `boot/boot.S` tramite la prima GDT) in `0-0xffffffff` (0–4GB), quindi il segmento può essere ignorato
- Quando serve manipolare indirizzi fisici (che non possono essere dereferenziati) devono essere usati *numeri* che sarà utile contrassegnare con il tipo `physaddr_t`
- Un numero che può essere dereferenziato (perché si tratta di un indirizzo virtuale) verrà contrassegnato con `uintptr_t` e per derefenziarlo come `T` va interpretato come `T*`.

Il mapping iniziale

I kernel sono generalmente caricati a un indirizzo (lineare) alto, p.es. `0xf0100000` (3,75GB), che potrebbe perfino non esistere nello spazio fisico.

- il programmatore del kernel (e il programma!) usa `0xf0100000` (virtuale)
- il boot loader carica il kernel all'indirizzo `0x00100000`
- il boot loader istruisce la MMU perché mappi `0xf0100000` $\rightarrow$ `0x00100000`

le prime page table

- La page table 'zeresima' in `boot/boot.S` configura il mapping *identità*, quindi indirizzi lineari uguali a fisici.
- La prima vera page table è in `kern/entrypgdir.c`

lineare	fisico
0xf0000000 (KERNBASE)	0x00000000
...	...
0xf0400000	0x00400000 (4MB)
0x00000000	0x00000000
...	...
0x00400000	0x00400000 (4MB)
*	eccezione

Macro che sostituiscono la MMU

`0xf0000000 == KERNBASE` → `0x00000000`
`0xf0100000 == KERNBASE + 1MB`
`0xf0400000 == KERNBASE + 4MB` → `0x00400000`

Alla fine del lab2 verranno mappati 256MB. Si noti che esiste una relazione semplice fra fisico e lineare: quando serve il programmatore può calcolare l'indirizzo lineare aggiungendo `KERNBASE` al fisico. Per farlo meglio usare `KADDR` (e `PADDR` per l'inverso) che controllano che il numero cui si applica sia sensato.

Le strutture dati per la gestione della memoria


```
struct PageInfo *pages;              // Physical page state array
static struct PageInfo *page_free_list;      // Free list of physical pages
```

(Lo `static` garantisce che `page_free_list` sia "privata" del file `kern/pmap.c`. Analogamente la variabile `nextfree` è privata alla funzione `boot_alloc`, anche se la durata del suo valore è analoga a quella di una variabile globale: si mantiene fra una chiamata e l'altra)

1. L'array `npages` viene allocata inizialmente con `boot_alloc`
2. Viene inizializzata con `page_init`; una pagina è libera se fa parte della lista collegata `page_free_list`
3. L'allocazione poi deve avvenire sempre con `page_alloc`

Il reference count di una pagina (quante pagine virtuali vengono mappate su di essa) è aggiornato da `page_insert`. Per altri usi occorre farlo a mano.