ANALISI COMPARATIVA tra OS161e Xv6

Realizzato da:

Scaturro Andrea Pio: s319480@studenti.polito.it

Interrante Bonadia Alekos: s319849@studenti.polito.it

XV6

Xv6 è un S.O. basato su UNIX V6, progettato dal MIT a scopo didattico e scritto quasi interamente in C.

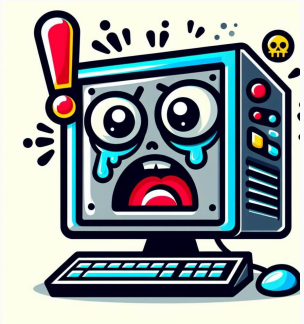
Architettura: RISC-V

Kernel

- **xv6** è un sistema operativo basato su un kernel monolitico

L'intero sistema opera con privilegi hardware completi, semplificando la cooperazione tra le sue parti.

Questa struttura può portare a complessità nelle interfacce, aumentando il rischio di errori che portano al blocco del sistema.

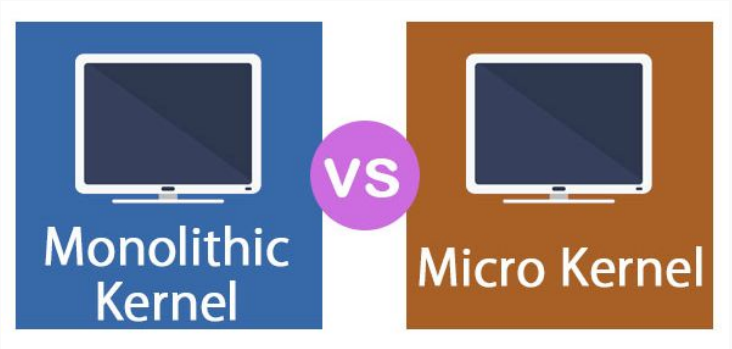


Kernel

Al contrario, i microkernel come **os161** minimizzano le operazioni in modalità supervisore

Mantenendo la maggior parte del sistema operativo a livello utente per una maggiore semplicità e riduzione degli errori.

Sebbene xv6 sia concettualmente monolitico, è più piccolo di molti microkernel a causa dei pochi servizi offerti.

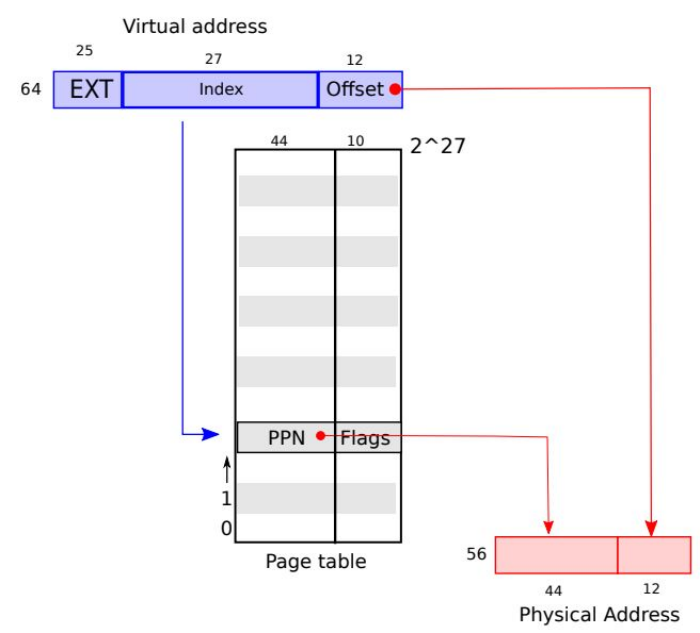


xv6 OS161

Gestione della memoria

Gestione della Memoria su Xv6 con RISC-V

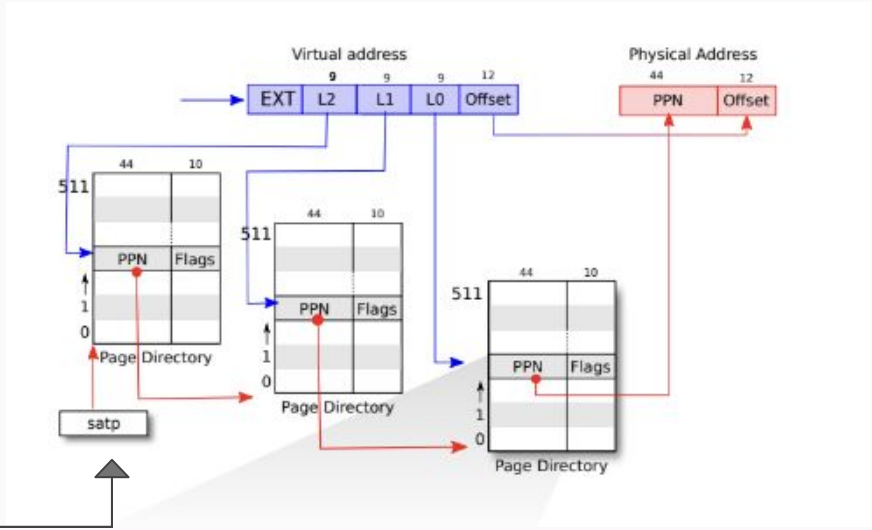
- Le istruzioni RISC-V manipolano indirizzi virtuali, mentre la RAM è indicizzata con indirizzi fisici.
- Tabella delle pagine RISC-V collega indirizzi virtuali e fisici, mappando ogni indirizzo virtuale su uno fisico.
- **Configurazione Sv39:**
  a. Xv6 utilizza Sv39 RISC-V, con gli ultimi 39 bit di un indirizzo virtuale a 64 bit in uso.
  b. Sv39 impiega una tabella delle pagine con 2^27 entry, ciascuna con un PPN a 44 bit e flag.
- **Processo di Traduzione:**
  a. L'hardware di paging traduce un indirizzo virtuale utilizzando i primi 27 bit.
  b. La Figura illustra il processo con una vista logica della tabella delle pagine come un array di PTE.



Gestione della memoria

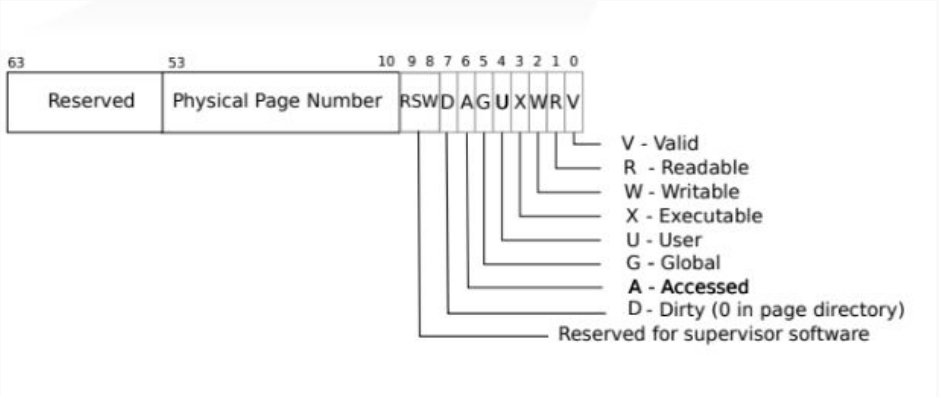
Struttura a Tre Livelli

- **Memoria Efficientemente Organizzata:**
  - La tabella delle pagine è archiviata come un albero a tre livelli.
  - Ogni livello contiene 512 PTE, con l'hardware di paging che utilizza i primi 9 bit per selezionare PTE in ciascun livello.
- **Vantaggi della Struttura a Tre Livelli:**
  - Efficienza nella registrazione di PTE, salvando spazio quando ampi intervalli di indirizzi non sono mappati.
  - Per dire alla CPU di utilizzare una tabella delle pagine, il kernel deve scrivere l'indirizzo fisico della tabella delle pagine root nel registro satp.(Supervisor Address Translation and Protection)



Gestione della memoria

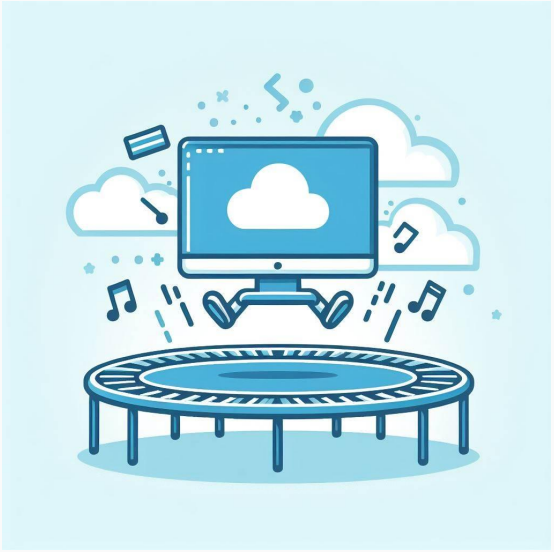
- **Flag Contenuti in PTE:**
  - **PTE_V:** Indica la presenza della PTE.
  - **PTE_R:** Controllo lettura - determina se le istruzioni possono leggere la pagina.
  - **PTE_W:** Controllo scrittura - determina se le istruzioni possono scrivere nella pagina.
  - **PTE_X:** Controllo esecuzione - determina se la CPU può eseguire il contenuto della pagina come istruzioni.
  - **PTE_U:** Controllo modalità utente - determina se le istruzioni in modalità utente possono accedere alla pagina.



Gestione della memoria

Gestione della Pagina Trampolino

- Ruolo Chiave del Trampolino:
  - Mappato in tutte le tabelle delle pagine dei processi e nella tabella delle pagine del kernel a un indirizzo noto,chiamato TRAMPOLINE.
- Accesso in Modalità Supervisore:
  - La pagina del trampolino è accessibile solo in modalità supervisore, facilitando la gestione delle trap.
- Ponte tra Utente e Kernel:
  - Garantisce transizioni fluide tra i livelli di privilegio durante le trap.



Gestione della memoria

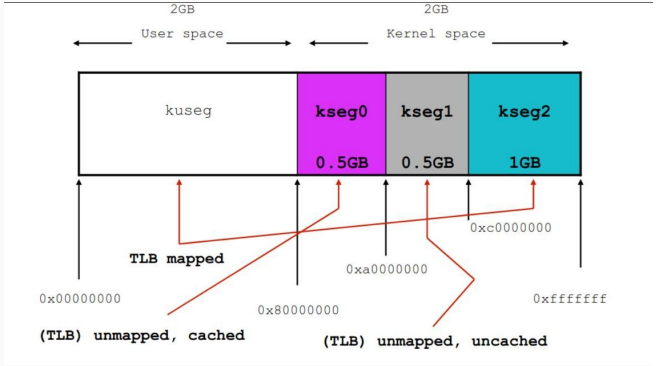
Allocazione e Liberazione della Memoria Fisica

- **Metodo di Assegnazione:**
  - xv6 assegna e libera intere pagine di dimensioni 4096 byte.Utilizzo di pagine di dimensioni fisse semplifica la gestione della memoria.
- **Tracciamento delle Pagine Libere:**
  - Utilizzo di una "linked list":
    - Pagine libere sono tenute in una lista concatenata
    - L'allocazione rimuove una pagina da questa lista.
    - La liberazione aggiunge la pagina alla lista.

Differenze

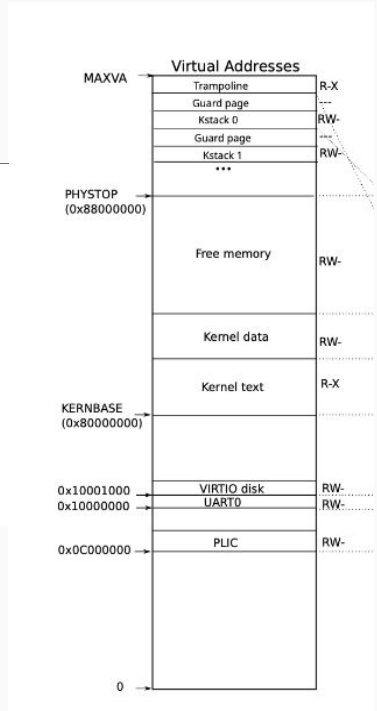
OS161

- Supporta paging e Demand paging
- Dimensione pagina 4KB
- Allocazione pagine: allocazione di n pagine con ram_stealmem(npages)



Xv6

- Supporta il paging
- Dimensione pagina 4KB
- Allocazione pagine: una alla volta con kalloc()



System Call

Tre tipi di eventi provocano un'interruzione dell'esecuzione normale delle istruzioni:

- **Chiamata di Sistema (System Call):**
  - Il programma utente richiede al kernel di eseguire un'operazione specifica.
- **Eccezione:**
  - Un'istruzione (utente o kernel) compie un'azione illegale.
- **Interruzione del Dispositivo:**
  - Un dispositivo richiede attenzione, ad esempio, completamento di un'operazione di I/O.

System Call

Gestione delle Trap in xv6:

- Tutte le trap sono gestite nel kernel, impedendo al codice utente di gestirle direttamente.
- Ragioni: Chiamate di sistema sono gestite nel kernel; isolamento richiesto per interrupt da dispositivi, eccezioni vengono gestite nel kernel.

Fasi della Gestione delle Trap in xv6:

- Rilevamento dell'interruzione o eccezione hardware della CPU.
- Salvataggio dello stato del processo.
- Esecuzione dell'azione appropriata nel kernel, come una chiamata di sistema.

Differenziazione nella Gestione delle Trap in xv6:

- Utilizzo di codice separato per gestire trap utente, trap kernel e interruzioni del timer.
- Maggiore chiarezza e controllo nella gestione di ciascun tipo di trap.

System Call

Progettazione delle Trap in xv6:

- L'hardware RISC-V non modifica le tabelle delle pagine durante una trap.
- Questo implica che l'indirizzo del gestore delle interruzioni (chiamato trap handler) memorizzato in stvec deve essere valido anche nella tabella delle pagine del processo utente..

Gestione delle Trap in User Space e Kernel Space - Punti Comuni:

- Entrambe coinvolgono l'uso di una "trampoline page" mappata sia nello spazio utente che nel kernel.
- Salvataggio dei registri necessari in un trapframe prima di gestire la trap.

Differenze

OS161 gestisce le system calls in maniera analoga a xv6:

- si scatena una trap;
- avviene il context switching (con creazione del trap frame nel kernel stack);
- si esegue la system call;
- si ripristina lo user stack e si torna all'esecuzione in user mode.

Differenze di carattere implementativo (dovute principalmente all'architettura, RISC-V MIPS).

Sincronizzazione

Introduzione ai Meccanismi di Sincronizzazione:

- Fondamentali per il coordinamento tra processi, attività o dispositivi in esecuzione parallela.
- Obiettivo: Evitare "race condition" e "deadlock" per garantire coerenza e sicurezza del sistema.
- **Critical Section:** Sezione di codice condivisa tra più processi.

Sincronizzazione

- **Spinlock:**
  - Accesso esclusivo e atomico a risorse condivise.
  - Utilizzo di "busy waiting" (attesa attiva) per il rilascio della risorsa.
  - Struttura "spinlock" con informazioni come stato, nome, e core CPU associato.
  - Uso di "test and set" a basso livello per evitare acquisizioni simultanee.
  - Operazioni: `acquire`, `release`, `initlock`.
  - Disabilitazione/riabilitazione interrupt per prevenire timeslicing quando il lock è posseduto.

Sincronizzazione

- **Sleeplock:**
  - Combina attesa attiva (spinlock) con attesa passiva (mettere in "sleeping").
  - Garantisce che i processi "addormentati" possiedano lo spinlock per evitare race condition.
  - Processi "sleeping" risvegliati tramite interrupt.
  - Adatto per attese più lunghe.

Differenze

OS161

- Semafori
- Lock
- Condition Variable
- Wait Channel
- Spinlock

Xv6

- Spinlock
- Sleeplock

IMPLEMENTAZIONI NUOVE FUNZIONALITA’

System Call: ps

Implementazione Syscall:

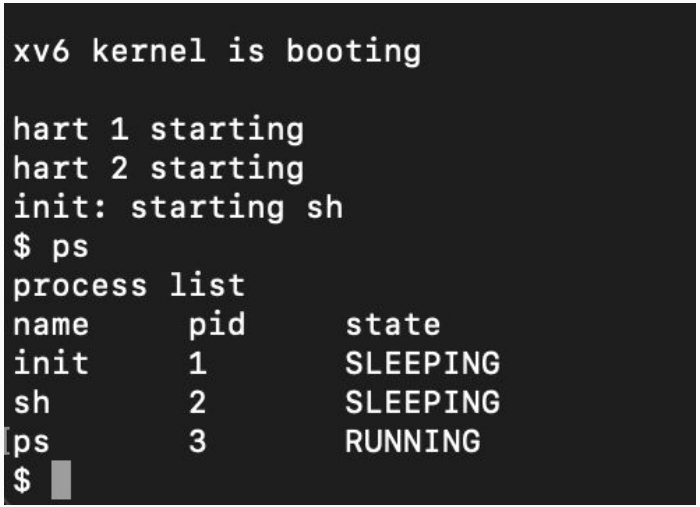
- syscall.h contiene una mappatura tra il nome della system call e il numero con cui viene identificata. È necessario aggiungere a queste mappature la nuova system call, assegnando a questa (SYS_name) un intero positivo diverso da quelli già usati.
- syscall.c contiene funzioni di aiuto per analizzare gli argomenti delle system call e puntatori alle implementazioni delle system call. In corrispondenza di (*syscalls[]),
- bisogna associare alla costante definita nel punto precedente la funzione che la esegue, denominata sys_name.
- Inoltre bisogna renderla disponibile all'esterno di tale file sorgente, quindi prima la si riscrive anticipando a questa la voce "extern" e scrivendo il tipo di parametri ed il tipo di ritorno.
- sysproc.c contiene le implementazioni delle system call relative ai processi. Qui si aggiungerà il codice delle system call sys_name() che ritorna un intero

System Call: ps

- in proc.c, definire nel file sorgente citato nel punto precedente la funzione name() e riportare il suo prototipo nei file header defs.h (file header al quale si riferisce proc.c) e user.h (file header al quale si riferisce sysproc.c) dove sono definite le altre funzioni per le system call.
- usys.S contiene un elenco di system call esportate dal kernel al suo interno bisogna aggiungere una voce SYSCALL(name), dove al posto di name si riporta il nome della funzione precedentemente definita in proc.c.
- affinché tale system call possa essere invocata da linea di comando, bisogna creare un apposito file sorgente name.c contenente la funzione main e che invochi tale funzione, affinché name.c possa invocarla questo deve includere la libreria user.h.
- in Makefile, si riporta il nome del file sorgente affinché possa essere richiamato da linea di comando: si aggiunge il suo nome alla voce UPROGS, formattata come gli altri file.
- a questo punto si compila e si esegue il kernel con i soliti comandi (make clean - make qemu): si può notare, digitando il comando “ls”, che nella lista dei comandi/eseguibili è presente la funzione implementata.

System Call: ps

- la syscall restituisce la lista di processi attivi con relativi pid, la syscall è stata implementata esportando la tabella dei processi.



Implementazione doppia indirezione

- La seconda funzionalità implementata è l'incremento della dimensione massima di un file all'interno del sistema opertivo.
- Inizialmente i file in xv6 sono limitati a a 268 blocchi
- Questo limite deriva dal fatto che un inode xv6 contiene 12 blocchi diretti e un numero di blocco indiretto singolo, che punta a un blocco che contiene fino a 256 blocchi, per un totale di 12+256=268
- Lo scopo di questa implementazione è quello di incrementare il limite appena citatoandando ad inserire un blocco indiretto doppio, in questo modo un inode potrà contenere: 11+256 + 2562= 65803 blocchi
- Andando a selezionare il test writebig attraverso il comando "writebigfile", oppure tramite "usertests writebig" viene creato il file più grande possibile e segnala tale dimensione.

```
xv6 kernel is booting

hart 1 starting
hart 2 starting
init: starting sh
$ writebigfile

MAXFILE: 65803
[============================================] 100%
wrote: 65803
```

```
xv6 kernel is booting

hart 1 starting
hart 2 starting
init: starting sh
$ usertests writebig
(MAXFILE: 65803 )  test :writebig passed
$
```

FINE