OS MMXXIV

MIT ;)

https://pdos.csail.mit.edu/6.828

Prechod user ←→kernel pomocou systémových volaní

Téma

- Ako funguje prechod do/z jadra pri systémových volaniach
- Ponoríme sa do jadra OS

write(fd, buf, n)

- Môžeme použiť v používateľskom priestore funkciu (z pohľadu jazyka C) na [za|vy] volanie (uskutočnenie) služby jadra?

- Bolo by to rýchle a efektívne
- Taktiež flexibilné na prenos komplexnejších údajových typov
- A išlo by o programátorom známy mechanizmus

write(fd, buf, n)

- Žiaľ, nemôžeme použiť takýto mechanizmus!

- Dôvodom je IZOLÁCIA procesov
- Izolácia ovplyvňuje väčšinu návrhu jadra OS

Čo to je izolácia

- **Vynútená separácia z dôvodu zapúzdrenia dôsledkov zlyhaní**

Čo to je izolácia

- **Vynútená separácia z dôvodu zapúzdrenia dôsledkov zlyhaní**
- Predmetom izolácie je zvyčajne proces
- Zabraňuje
  - procesu X modifikovať/čítať údaje o procese Y (napr. modifikovať tabuľku deskriptorov, r/w prístupy do pamäte…)
  - procesu miešať sa do úloh a služieb OS

Hlavné nástroje izolácie

1) Virtuálny adresný priestor procesu

2) Privilegovaný režim činnosti CPU (používateľský proces nemôže robiť I/O operácie a meniť dôležité systémové registre CPU)

- Vynútená **kontrola toku riadenia** pomocou systémových volaní; prechod user → kernel!!!

Privilegovaný režim CPU

- RISC-V CPU **3** režimy: *supervisor*, *user*, *machine*
- Kernel (jadro OS) beží v režime *supervisor*
- Bežný používateľský program v režime *user*

Privilegovaný režim CPU

- RISC-V CPU **3** režimy: *supervisor*, *user*, *machine*
- Kernel (jadro OS) beží v režime *supervisor*
- Bežný používateľský program v režime *user*
- Čo môže *supervisor* oproti *user* naviac:
  - I/O operácie (prístup k zariadeniam)
  - Nastavovanie adresného priestoru (virtuálna pamäť pomocou zmeny registra *satp*)
  - R/W prístup k špeciálnym registrom CPU
- Takmer každý CPU využíva tento princíp

Čo sa deje pri systémovom volaní?

- Procesor je nastavený na beh *user* programu
- Čo je potrebné na procesore RISC-V urobiť?

Čo sa deje pri systémovom volaní?

- Procesor je nastavený na beh *user* programu
- Čo je potrebné na procesore RISC-V urobiť:
  - Zmeniť mód CPU z *user* na *supervisor* (pre jadro)
  - Uložiť 32 *user* registrov a register PC
  - Zmeniť tabuľku stránok z *user* na *kernel*
  - Zmeniť zásobník z *user* na *kernel*
  - Skočiť na vykonávanie kódu jadra v C

Ciele riadeného prechodu

1. nedovoliť zasahovať *user* programu do prechodu *user* → *kernel*

2. prechod musí byť pre *user* program transparentný (bez akéhokoľvek zásahu používateľa)

Prečo prepínať cpu mód?

- Prečo umožniť prechod do *supervisor* módu?

Prečo prepínať cpu mód?

- Prečo umožniť prechod do *supervisor* módu?

1) Prístup k špeciálnym registrom CPU

Prečo prepínať cpu mód?

- Prečo umožniť prechod do *supervisor* módu?

1) Prístup k špeciálnym registrom CPU
   - `satp` – tabuľka stránok
   - `stvec` – inštrukcia `ecall` skočí na addr uloženú v tomto registri (v xv6 ukazuje na kód trampolíny)
   - `sepc` – inštrukcia `ecall` sem uloží user PC
   - `sscratch` – pomocný register; xv6 ho využíva na uloženie adresy pamäťovej oblasti *trapframe*

Prečo prepínať cpu mód?

- Prečo umožniť prechod do *supervisor* módu?

1) Prístup k špeciálnym registrom CPU
   - `satp` – tabuľka stránok
   - `stvec` – inštrukcia `ecall` skočí na addr uloženú v tomto registri (v xv6 ukazuje na kód trampolíny)
   - `sepc` – inštrukcia `ecall` sem uloží user PC
   - `sscratch` – pomocný register; xv6 ho využíva na uloženie adresy pamäťovej oblasti *trapframe*
2) *Supervisor* má prístup ku stránkam, ktoré nemajú nastavený príznak `PTE_U`

Prečo prepínať cpu mód?

- Prečo umožniť prechod do *supervisor* módu?

3) *Supervisor* má priamy prístup k hw

Prečo prepínať cpu mód?

- Prečo umožniť prechod do *supervisor* módu?

3) *Supervisor* má priamy prístup k hw

- Nič iné nemá naviac…
- To znamená, že ani v *supervisor* móde nie je možné pristupovať k adresám, pre ktoré nie je platné mapovanie v tabuľke stránok

Kód xv6 prechodu user→kernel

```
User space

-------------------------------------------------------

Kernel space
```

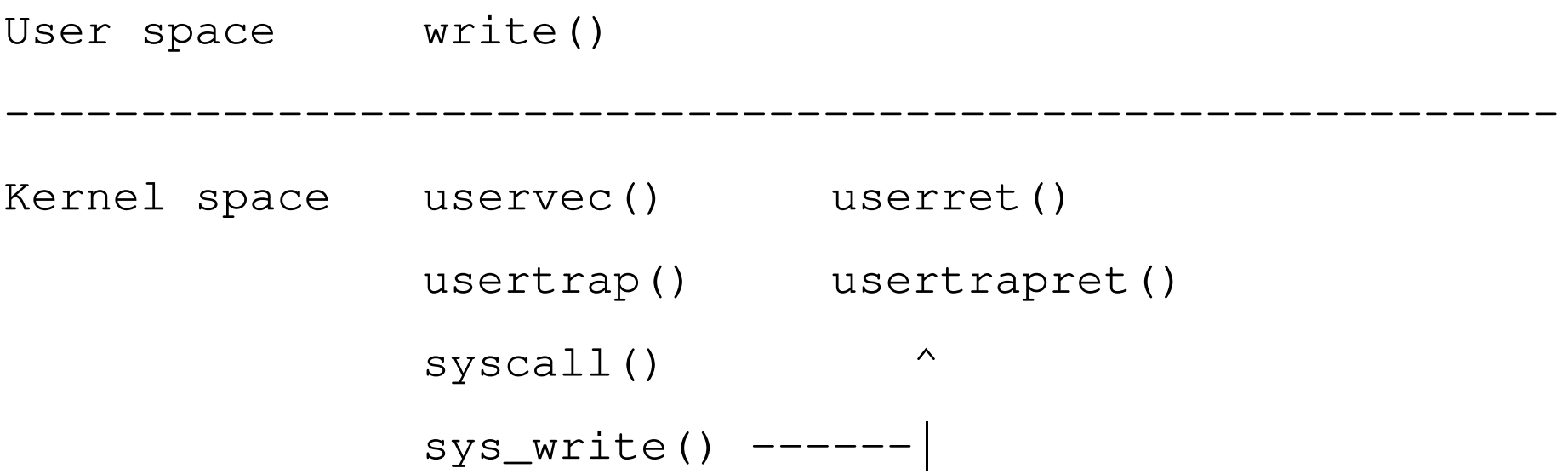
Kód xv6 prechodu user→kernel

```
User space      write()

--------------------------------------------------------

Kernel space
```

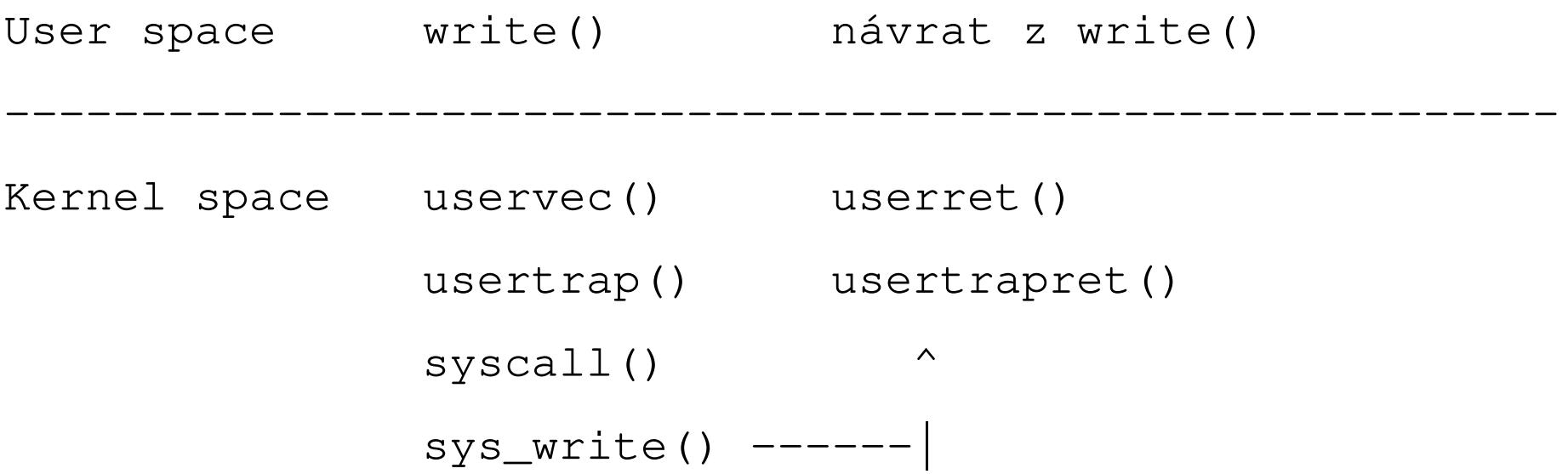
Kód xv6 prechodu user→kernel

```
User space      write()
-------------------------------------------------------
Kernel space    uservec()
                usertrap()
                syscall()
                sys_write()
```

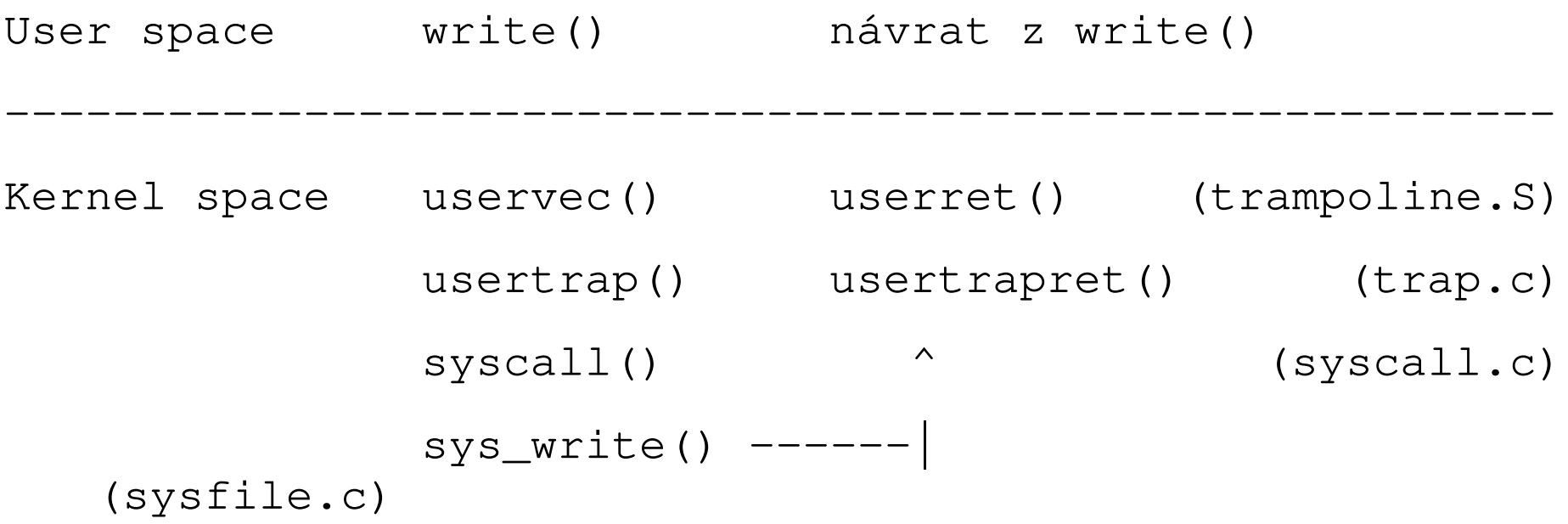
Kód xv6 prechodu user→kernel



Kód xv6 prechodu user→kernel



Kód xv6 prechodu user→kernel



Tok riadenia

write()

trampoline.S / uservec

trap.c / usertrap()

syscall.c / syscall()

sysfile.c / sys_write()

syscall.c / syscall()

trap.c / usertrapret()

trampoline.S / userret

write()

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- napríklad xv6 *shell* vypisujúci *prompt* (‘$’)

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- napríklad xv6 *shell* vypisujúci *prompt* (‘$’)
  - user/sh.c:137 `write(2, “$ “, 2)`
  - user/usys.S:29
    - `li a7, SYS_write` (→kernel/syscall.h:17)
    - `ecall` (vyvolá **RIADENÝ** prechod user→kernel)
  - user/sh.asm:22, adresa `write` je `0xc1c`
  - user/sh.asm:1939, adresa `ecall` je `0xc1e`

Ako *syscall* vstúpi do jadra

$ make CPUS=1 qemu-gdb …

(gdb) c

Ctrl+C

(gdb) b *0xc1c

(gdb) c

V konzole qemu-gdb zadáme Enter a vrátime sa do okna s gdb

Nachádzame sa pred systémovým volaním `write()`

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) add-symbol-file user/sh.o

(gdb) ctrl-x 2

(gdb) ctrl-x 2

V hornom okne máme zobrazené registre CPU

V strednom vidíme asm kód

V dolnom zadávame príkazy gdb

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) b *0xc22 (adresa inštrukcie ret v sh.asm)

→ pozri okno behu xv6!

(gdb) c

→ pozri okno behu xv6!

Na konzolu sa vypíše *prompt*.

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) si (posun o 1 inštrukciu ďalej)

→ user/sh.asm:29 adresa `0x20` (`memset()`)

(gdb) c

→ nič sa nedeje… vstup z klávesnice!

→ sme na adrese `0xc1c` (syscall `write()`)

→ viď okno behu xv6

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) c

→ sme späť z kernelu na konci write()

→ viď okno behu xv6

→ poďme znovu pred syscall write

(gdb) c (v okne Qemu nezabudnime dať Enter)

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Registre $pc a $sp sú na nízkych adresách
- Argumenty funkcií sú v registroch a0, a1, a2…
- Argumenty systémového volania write()
  - a0 je fd
  - a1 je buf
  - a2 je n

(gdb) x/2c $a1 (vypíš 2 znaky od addr v reg a1)

sh vypisuje prompt ‘$ ‘

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Vykonajme inštrukciu `ecall`

(gdb) si 2

- Kde sa nachádzame?

(gdb) print $pc → veľmi vysoká adresa!

(gdb) x/6i $pc

  - 6 inštrukcií, ktoré sa budú vykonávať
  - Viď `uservec` v kernel/trampoline.S
  - Ide o začiatok kódu trampolíny do jadra

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Všetky registre majú hodnoty z *user* programu (okrem $pc)

(gdb) info reg

- Ešte stále sa používa tabuľka stránok *user* procesu

(gdb) p/x $satp

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Čo sa udialo inštrukciou `ecall`?

- Procesor sa prepol do *supervisor* módu
- Ako to vieme? Vykonáva sa inštrukcia na adrese danej registrom $stvec (`ecall` zoberie hodnotu v $stvec a nastaví podľa nej $pc)
- Trampolína **nie je** prístupná pre *user* program (nie je nastavený príznak PTE_U)!

(gdb) p/x $stvec

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Čo sa udeje inštrukciou `ecall`?

1. Zmení sa mód procesora z *user* na *supervisor*
2. Uloží sa hodnota $pc do $sepc

   (gdb) p/x $sepc
3. Vykonávanie skočí na adresu uloženú v $stvec (register $pc sa nastaví na hodnotu, ktorá je v $stvec)

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Kernel musel nastaviť $stvec pred prechodom do *user* priestoru!!!

- `ecall` umožňuje zmeniť mód CPU z *user* na *superuser*
- Ale iba *kernel* má kontrolu nad tým, ČO sa začne v tomto režime vykonávať, a to na základe obsahu registra $stvec
- Program používateľa NEDOKÁŽE zmeniť $stvec

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Čo ďalšie sa musí urobiť? Zatiaľ máme „iba” zmenený mód CPU

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Čo ďalšie sa musí urobiť? Zatiaľ máme „iba” zmenený mód CPU

- Uložiť registre CPU, ktoré využíva *user* (aby sa mohli neskôr obnoviť pri prechode z jadra späť k vykonávaniu kódu používateľského programu)
- Zmeniť tabuľku stránok z *user* na *kernel*
- Nastaviť zásobník pre C-čkovský kód jadra
- Skočiť na vykonávanie C kódu jadra

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Prečo je `ecall` tak navrhnutý, že nerobí tieto ostatné činnosti?

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Prečo je `ecall` tak navrhnutý, že nerobí tieto ostatné činnosti? Aby bolo možné implementovať veľmi rýchlu obsluhu výnimiek.

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Prečo je `ecall` tak navrhnutý, že nerobí tieto ostatné činnosti? Aby bolo možné implementovať veľmi rýchlu obsluhu výnimiek:
  - Obslúžiť niektoré výnimky bez nutnosti zmeny tabuľky stránok
  - Ak by *kernel* a *user* používali to isté mapovanie, netreba meniť tabuľku stránok
  - Ak je obsluha písaná v asm, nie je nutné používať zásobník

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Aké možnosti máme na RISC-V pre uloženie stavu CPU (registrov používateľa)?

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Aké možnosti máme na RISC-V pre uloženie stavu CPU (registrov používateľa)?

- Môžeme ich len tak zapísať niekam do fyzickej pamäte?

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Aké možnosti máme na RISC-V pre uloženie stavu CPU (registrov používateľa)?

- Môžeme ich len tak zapísať niekam do fyzickej pamäte? Nie, lebo je zapnuté stránkovanie!

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Aké možnosti máme na RISC-V pre uloženie stavu CPU (registrov používateľa)?

- Môžeme ich len tak zapísať niekam do fyzickej pamäte? Nie, lebo je zapnuté stránkovanie!
- Môžeme najprv zmeniť $satp na *kernel* stránky?

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Aké možnosti máme na RISC-V pre uloženie stavu CPU (registrov používateľa)?

- Môžeme ich len tak zapísať niekam do fyzickej pamäte? Nie, lebo je zapnuté stránkovanie!
- Môžeme najprv zmeniť $satp na *kernel* stránky?
  - *Supervisor* mód to umožňuje
  - Ale nepoznáme ADRESU tabuľky jadra úrovne L2!
  - A $satp pred prepísaním musí byť tiež odložený!

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Uloženie registrov pozostáva z 2 častí
  1. Z dostupného pamäťového miesta, kam sa uložia
  2. Z adresy tohto pamäťového miesta

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Uloženie registrov pozostáva z 2 častí
  1. Z dostupného pamäťového miesta, kam sa uložia
  2. Z adresy tohto pamäťového miesta

- Xv6 mapuje do *user* stránok 2 stránky, ku ktorým *user* nemá prístup: trampolínu (úplne posledná stránka virtuálneho priestoru) a pod ňou tzv. *trapframe*
- RISC-V poskytuje 1 pracovný register, ku ktorému nemá *user* prístup: $sscratch

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- *Trapframe*
  - 1 stránka je dostatočne veľká na uloženie 32 registrov RISC-V CPU
  - Každý proces má mapovaný *trapframe* na tú istú virtuálnu adresu, ale vždy do iného rámca v RAM
  - Virtuálna adresa je 0x3ffffe000
  - Viď štruktúru *trapframe* v kernel/proc.h

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- *Trapframe*
  - 1 stránka je dostatočne veľká na uloženie 32 registrov RISC-V CPU
  - Každý proces má mapovaný *trapframe* na tú istú virtuálnu adresu, ale vždy do iného rámca v RAM
  - Virtuálna adresa je 0x3ffffe000
  - Viď štruktúru *trapframe* v kernel/proc.h

- Pamäťové miesto máme, ale potrebujeme mať niekde uloženú adresu tohto miesta!

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Register `sscratch`
  - Pomocný register architektúry
  - Uloží sa do neho hodnota registra $a0 a do $a0 sa vloží odkaz na *trapframe* štruktúru
  - RISC-V poskytuje inštrukciu na výmenu ľubovoľného registra s $sscratch (prehodenie hodnôt medzi registrom a $sscratch)

- Prvá inštrukcia `uservec()` v trapframe.S:

```
csrrw sscratch, a0
```

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) p/x $sscratch

(gdb) p/x $a0

(gdb) si

(gdb) p/x $sscratch

(gdb) p/x $a0

Ďalej kód ukladá 32 registrov CPU do štruktúry *trapframe* pomocou nepriamej adresácie cez register $a0

Ako *syscall* vstúpi do jadra

až po inštrukciu `csrr t0, sscratch` (33x si)

(gdb) si

- ešte je potrebné uložiť pôvodnú hodnotu $a0 (tá sa nachádza v $sscratch)

(gdb) si

(gdb) si

- po uložení registrov je potrebné pripraviť zásobník a skočiť na vykonávanie C kódu

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Pozrime sa na štruktúru *trapframe* do kernel/proc.h
- Kde sa v nej nachádza adresa zásobníka jadra?

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Pozrime sa na štruktúru *trapframe* do kernel/proc.h
- Kde sa v nej nachádza adresa zásobníka jadra? V štruktúre *trapframe* od 8. bajtu
  - `ld sp, 8(a0)`
  - Nezabúdajme, že v $a0 je adresa začiatku *trapframe*; takže po pripočítaní hodnoty 8 k hodnote v registri $a0 dostaneme adresu, z ktorej sa načíta hodnota do registra $sp
  - Všetky údaje potrebné pre obnovenie behu kódu jadra sú k dispozícii v štruktúre *trapframe*

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Viď komentáre v kernel/trampoline.S pre ďalšie inštrukcie pri krokovaní pomocou „si”
  - Obnoví sa hw ID vlákna
  - Načíta sa adresa funkcie v C, ktorou bude pokračovať spracovanie po ukončení asm kódu
  - Načíta sa adresa tabuliek jadra do $satp, vyčistí sa TLB – prečo neprišlo ku výnimke po výmene tabuliek stránok?

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Viď komentáre v kernel/trampoline.S pre ďalšie inštrukcie pri krokovaní pomocou „si”
  - Obnoví sa hw ID vlákna
  - Načíta sa adresa funkcie v C, ktorou bude pokračovať spracovanie po ukončení asm kódu
  - Načíta sa adresa tabuliek jadra do $satp, vyčistí sa TLB – prečo neprišlo ku výnimke po výmene tabuliek stránok?
    - Lebo na rovnakú virtuálnu adresu je mapovaná trampolína aj v tabuľkách jadra!!!
    - (gdb) p/x $satp

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Napokon možno skočiť do funkcie usertrap()
  - Jej adresa sa nachádza v registri $t0

(gdb) p/x $t0

(gdb) x/4i $t0

(gdb) si

(gdb) tui enable

- A konečne sa nachádzame v C kóde
- `usertrap()` v kernel/trap.c

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Úloha `usertrap()`
  - Dispečing rôznych typov prerušení, chybových stavov a systémových volaní prichádzajúcich z *user* módu CPU
  - Zistenie príčiny výnimočného stavu pomocou hodnoty registra $scause
  - Viď tabuľku 22 manuálu „The RISC-V Reader” (*Supervisor cause register values after trap*).
  - $scause rovné hodnote 8 je systémové volanie (*environment call from U-mode*, čiže `ecall`)

0	Instruction address misaligned
1	Instruction access fault
2	Illegal instruction
3	Breakpoint
4	Load address misaligned
5	Load access fault
6	Store address misaligned
7	Store access fault
8	Environment call from U-mode
9	Environment call from S-mode
11	Environment call from M-mode
12	Instruction page fault
13	Load page fault
15	Store page fault

Prevzaté a upravené z: Patterson, D.; Waterman, A. The RISC-V Reader: An Open Architecture Atlas. Strawberry Canyon LLC: San Francisco, CA, USA, 2017. Obrázok 10.3 na strane 102.

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Až po funkciu `syscall()`: (gdb) n

  (gdb) s

  (gdb) n

- Nachádzame sa vo funkcii `syscall()` v súbore kernel/syscall.c

Ako *syscall* vstúpi do jadra

- Funkcia `syscall()`
  - p→trapframe ukazuje na pamäťovú oblasť, v ktorej sú uchované VŠETKY registre user programu

- p→trapframe→a7 uchováva číslo systémového volania (v našom prípade hodnotu 16, čiže `SYS_write`)
- p→trapframe→a0 uchováva 1. argument (`fd`)
- p→trapframe→a1 uchováva 2. argument (`buf`)
- p→trapframe→a2 uchováva 3. argument (`n`)

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) n

(gdb) p num

(gdb) n

(gdb) s

- A sme vo funkcii sys_write()

Ako *syscall* vstúpi do jadra

(gdb) n

(gdb) p num

(gdb) n

(gdb) s

- A sme vo funkcii sys_write()

- Ďalší kód je nezaujímavý – štandardné C
- Pozrime sa, ako sa vrátime späť do *user* módu

Ako *syscall* vystúpi z jadra

(gdb) finish

- Vrátime sa späť do funkcie `syscall()`
- Funkcia `sys_write()` vykonala výpis na monitor

- Dôležité: PO vykonaní systémového volania sa výsledok uloží do p→trapframe→a0, aby sa pri obnovení obsahu registrov dostala návratová hodnota volania do registra $a0 !!!!!!!!
- Prečo $a0? Konvencia volaní C na RISC-V

Ako *syscall* vystúpi z jadra

- Z pohľadu používateľského programu je vyvolanie systémového volania volaním „obyčajnej funkcie”
- Konvencia volaní C definuje, že návratová hodnota volanej funkcie sa u volajúceho musí objaviť v registri $a0
- Preto sa návratová hodnota systémového volania v jadre „injektážou” cez `trapframe` dostane až k používateľskému kódu tiež v registri $a0

Prechod kernel→user

(gdb) fin – vrátime sa do `usertrap()`

(gdb) n

(gdb) s – step do `usertrapret()`

Nachádzame sa vo funkcii usertrapret(), ktorá rieši návrat späť do používateľského programu

V prvom rade treba prichystať všetky údaje potrebné pre ďalší prechod z user→kernel

Prechod kernel→user

- Príprava pre ďalší prechod user→kernel

- $stvec ← uservec() kvôli ďalšiemu `ecall`
- tf->satp ←kernel page table kvôli ďalšiemu volaniu uservec()
- tf->sp ←vrchol zásobníka kernelu
- tf-> trap ←adresa funkcie usertrap()
- tf->hartid ←id vlákna (nachádza sa v $tp)

Prechod kernel→user

- Prechod do *user* módu spôsobuje inštrukcia **sret** (na architektúre RISC-V)

Prechod kernel→user

- Prechod do *user* módu spôsobuje inštrukcia **sret** (na architektúre RISC-V)
- Táto inštrukcia využíva na svoju činnosť viaceré registre (podobne ako `ecall`)
  - $sstatus (pomocou neho sa nastaví bit „predošlého módu CPU” na *user*)
  - $sepc (adresa inštrukcie *user* programu, ktorou sa bude pokračovať vykonávanie kódu – tú máme uloženú v p→trapframe→epc)
- Pomocou ‘n’ prejdime na posledný riadok (č. 129) funkcie

Prechod kernel→user

- Teraz by bolo vhodné zmeniť tabuľku stránok späť na používateľskú
- To sa však NEDÁ v `usertrapret()`, pretože nie je mapovaná do používateľského priestoru!

Prechod kernel→user

- Teraz by bolo vhodné zmeniť tabuľku stránok späť na používateľskú
- To sa však NEDÁ v `usertrapret()`, pretože nie je mapovaná do používateľského priestoru!
- Preto sa v `usertrapret()` na konci vypočíta adresa funkcie `userret()` v stránke trampolíny, a tam sa odovzdá riadenie

(gdb) tui disable

Pomocou ‘si’ sa v gdb presuňme na 0x3ffffff09c

(gdb) x/8i 0x3ffffff09c

Prechod kernel→user

- $a0 obsahuje adresu stránok používateľského priestoru
- Inštrukciou `csrw satp` sa nastaví tabuľka stránok používateľského procesu
- Prečo pri vykonávaní ďalšieho kódu nenastane výnimka?

(gdb) si

(gdb) si

Prechod kernel→user

- Do registra $a0 sa nastaví adresa *trapframe* a do *trapframe* sa uložia všetky registre okrem $a0

  (gdb) si

  (gdb) si

- Nasleduje 30 inštrukcií obnovy hodnôt registrov z *trapframe*

Prechod kernel→user

- Nasleduje 30 inštrukcií obnovy hodnôt registrov z *trapframe*

- Nakoniec sa obnoví hodnota registra $a0 a pomocou inštrukcie `sret` sa obnoví beh používateľského procesu v režime *user*:
  - $sstatus má nastavený *user* mód
  - $sepc obsahuje adresu inštrukcie, ktorá sa má v používateľskom procese vykonávať

Prechod kernel→user

- Nnachádzame sa pred inštrukciou `sret`, ktorá podľa registra $sstatus nastaví mód CPU a podľa $sepc obnoví hodnotu PC

(gdb) p/x $pc

(gdb) si

(gdb) p/x $pc

Prechod kernel→user

- Nachádzame sa pred inštrukciou `sret`, ktorá podľa registra $sstatus nastaví mód CPU a podľa $sepc obnoví hodnotu PC

(gdb) p/x $pc

(gdb) si

(gdb) p/x $pc

- A sme späť v používateľskom programe, po vyvolaní systémového volania `write()`
- Návratovú hodnotu volania máme v registri $a0

Zhrnutie

- Systémové volanie cez entry/exit je oveľa komplexnejšie ako obyčajné volanie fnc…
- Takáto komplikovaná vec je v dôsledku požiadavky izolácie procesov
- Natíska sa legitímna otázka: nedá sa to nejako jednoduchšie?

Zhrnutie

- Systémové volanie cez entry/exit je oveľa komplexnejšie ako obyčajné volanie fnc…
- Takáto komplikovaná vec je v dôsledku požiadavky izolácie procesov
- Natíska sa legitímna otázka: nedá sa to nejako jednoduchšie?

- Odpoveď… treba hľadať ;)

TRAPFRAME

- Slúži na uchovavanie stavu CPU pri prechode user → kernel a naopak
- Viď kernel/proc.h

  - Kernel page table
  - Kernel stack pointer
  - Address of usertrap() fnc in kernel
  - User pc CPU register
  - User 32 CPU registers

Niekoľko RISC-V registrov

- Iba niekoľko najdôležitejších

- Ďalšie viď kapitola 10 v https://github.com/Lingrui98/RISC-V-book/blob/master/rvbook.pdf

Niekoľko RISC-V registrov

- stvec – *supervisor trap-vector base addr reg*
  - addr v jadre, kam skáče `ecall`; addr trampolíny
- sepc – *supervisor exceptional instruction pc*
  - `ecall` vyvolá výnimku; v tomto reg. sa uchová adresa inštrukcie, ktorá vyvolala výnimku; v našom prípade tu bude hodnota *user* pc (`ecall` je inštrukcia v používateľskom programe)
- scause – supervisor cause
  - Uložený kód príčiny vyvolanej výnimky; v prípade xv6 tam bude hodnota 8 (*system call*)

Niekoľko RISC-V registrov

- sscratch – *supervisor scratch*
  - Jedno slovo (*word*) údajov na dočasné použitie; v prípade xv6 tam je adresa *trapframe*
- satp – *supervisor address translation and protection* (riadi stránkovanie)
  - Aktuálna tabuľka stránok

Domáce čítanie

- Chapter 4: Operating system organization knižky „xv6: a simple, Unix-like teaching operating system”

- Okrem časti 4.6; tej sa budeme zvlášť venovať budúci týždeň

- Plus kernel/trampoline.S a kernel/trap.c