Operační systémy

IOS 2019/2020

Tomáš Vojnar

vojnar@fit.vutbr.cz

Vysoké učení technické v Brně
Fakulta informačních technologií
Božetěchova 2, 612 66 Brno

Správa procesů

❖ Správa procesů (process management) zahrnuje:

- přepínání kontextu (dispatcher) – fyzické odebírání a přidělování procesoru na základě rozhodnutí plánovače,
- plánovač (scheduler) – rozhoduje, který proces (procesy) poběží a případně, jak dlouho,
- správu paměti (memory management) – přiděluje paměť,
- podporu meziprocesové komunikace (IPC) – signály, RPC, ...

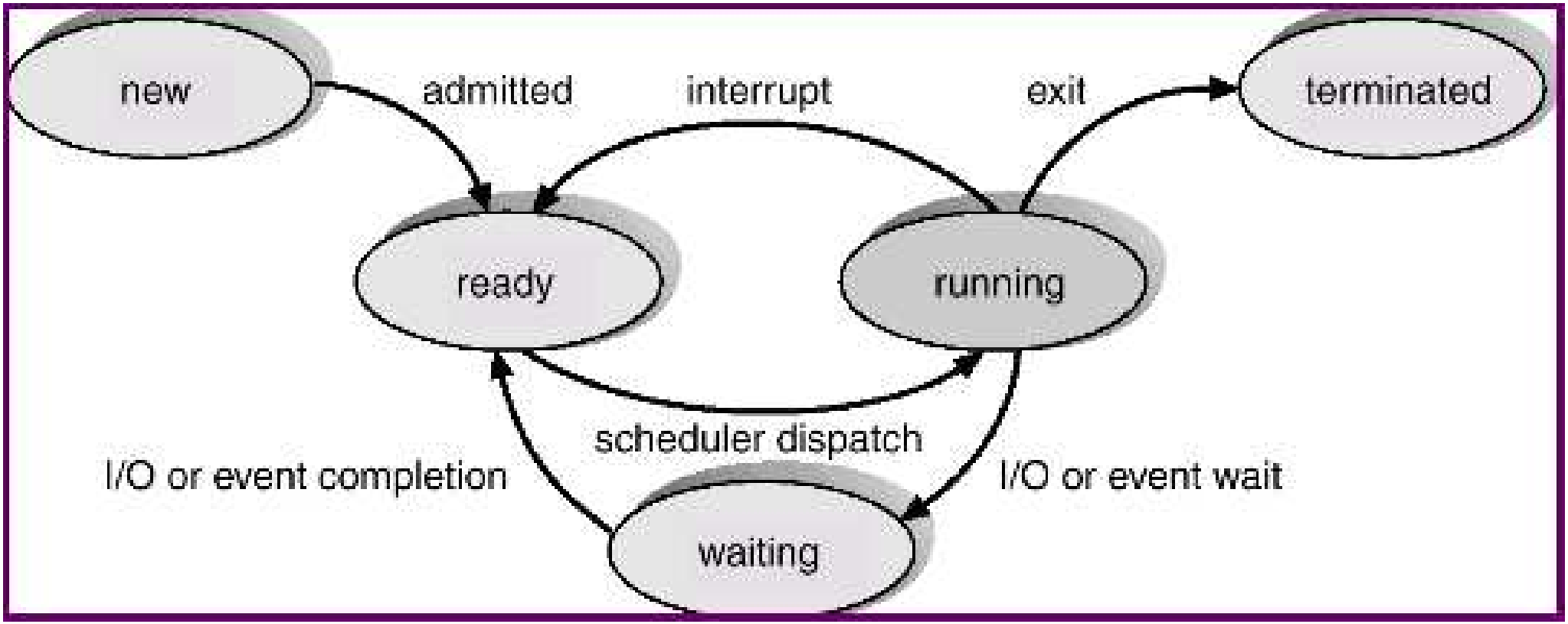
Proces

- Proces = běžící program.

- Proces je v OS definován:
  - identifikátorem (PID),
  - stavem jeho plánování,
  - programem, kterým je řízen,
  - obsahem registrů (včetně EIP a ESP apod.),
  - zásobníkem – rozpracované funkce,
  - daty: statické inicializované a neinicializované, hromada, individuálně alokované úseky paměti,
  - využitím dalších zdrojů OS a vazbami na další objekty OS: otevřené soubory, signály, PPID, UID, GID, semafory, sdílená paměť, sdílené knihovny, ...

Stavy plánování a jejich změny

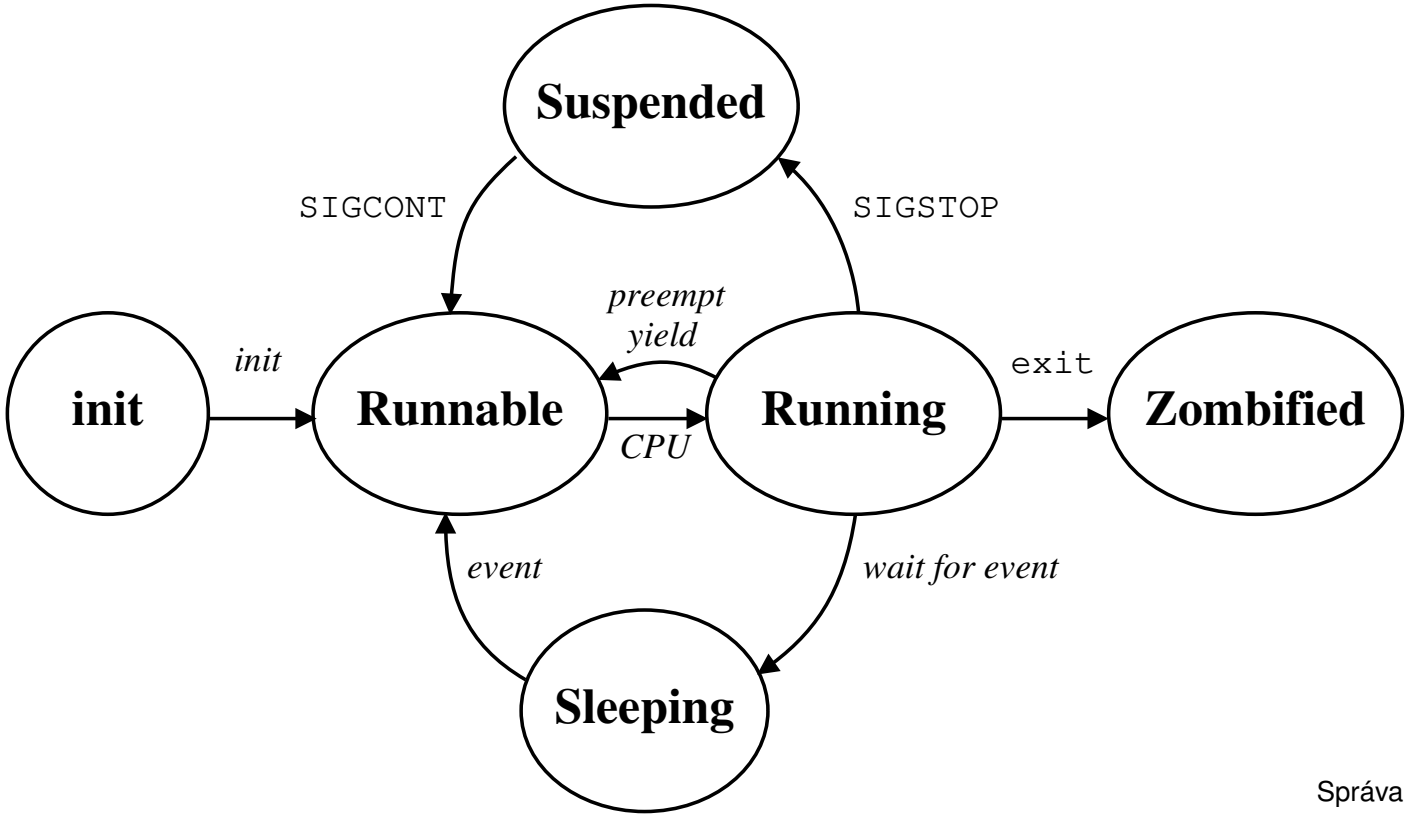
- Běžně se rozlišují následující stavy procesů:



❖ Stavy plánování procesu v Unixu:

stav	význam
Vytvořený	ještě neinicializovaný
Připravený	mohl by běžet, ale nemá CPU
Běžící	používá CPU
Mátoha	po `exit`, rodič ještě nepřevzal exit-code
Čekající	čeká na událost (např. dokončení `read`)
Odložený	"zmrazený"signálem `SIGSTOP`

❖ Přechodový diagram stavů plánování procesu v Unixu:



❖ V OS bývá proces reprezentován strukturou označovanou jako PCB (Process Control Block) nebo též *task control block* či *task struct* apod.

❖ PCB zahrnuje (buď přímo, nebo aspoň odkazuje na):

- identifikátory spojené s procesem,
- stav plánování procesu,
- obsah registrů (včetně EIP a ESP apod.),
- plánovací informace (priorita, ukazatele na plánovací fronty, ...),
- informace spojené se správou paměti (tabulky stránek, ...),
- informace spojené s účtováním (spotřeba procesoru, ...),
- využití I/O zdrojů (otevřené soubory, používaná zařízení., ...).

❖ PCB může být někdy rozdělen do několika dílčích struktur.

Části procesu v paměti v Unixu

- Uživatelský adresový prostor (user address space) přístupný procesu:
  - kód (code area/text segment),
  - data (inicializovaná/neinicializovaná data, hromada, individuálně alokovaná paměť),
  - zásobník,
  - soukromá data sdílených knihoven, sdílené knihovny, sdílená paměť.
- Uživatelská oblast (user area) – ne vždy použita:
  - Uložena zvlášť pro každý proces spolu s daty, kódem a zásobníkem v user address space příslušného procesu (s nímž může být odložena na disk).
  - Je ale přístupná pouze jádru.
  - Obsahuje část PCB, která je používána zejména za běhu procesu:
    - PID, PPID, UID, EID, GID, EGID,
    - obsah registrů,
    - deskriptory souborů,
    - obslužné funkce signálů,
    - účtování (spotřebovaný čas CPU, ...),
    - pracovní a kořenový adresář, ...

❖ Záznam v tabulce procesů (process table):

- Uložen trvale v jádru.
- Obsahuje zejména informace o procesu, které jsou důležité, i když proces neběží:
  - PID, PPID, UID, EID, GID, EGID,
  - stav plánování,
  - událost, na kterou se čeká,
  - plánovací informace (priorita, spotřeba času, ...),
  - čekající signály,
  - odkaz na tabulku paměťových regionů procesu,
  - ...

❖ Tabulka paměťových regionů procesu (per-process region table) – popis paměťových regionů procesu (spojitá oblast virtuální paměti použitá pro data, kód, zásobník, sdílenou paměť) + příslušné položky tabulky regionů, tabulka stránek.

❖ Zásobník jádra využívaný za běhu služeb jádra pro daný proces.

Kontext procesu

- Někdy se též používá pojem kontext procesu = stav procesu.

- Rozlišujeme:
  - uživatelský kontext (user-level context): kód, data, zásobník, sdílená data,
  - registrový kontext,
  - systémový kontext (system-level context): uživatelská oblast, položka tabulky procesů, tabulka paměťových regionů procesu, ...

Systémová volání nad procesy v Unixu

- Systémová volání spojená s procesy v Unixu:
  - `fork`, `exec`, `exit`, `wait`, `waitpid`,
  - `kill`, `signal`,
  - `getpid`, `getppid`,
  - ...
- Identifikátory spojené s procesy v UNIXu:
  - identifikace procesu PID,
  - identifikace předka PPID,
  - reálný (skutečný) uživatel, skupina uživatelů UID, GID,
  - efektivní uživatel, skupina uživatelů EUID, EGID,
  - uložená EUID, uložená EGID – umožňuje dočasně snížit efektivní práva a pak se k nim vrátit (při zpětném nastavení se kontroluje, zda se proces vrací k reálnému ID nebo k uloženému EUID),
  - v Linuxu navíc FSUID a FSGID (pro přístup k souborům se zvýšenými privilegii),
  - skupina procesů a sezení, do kterých proces patří – PGID, SID.

Vytváření procesů

❖ Vznik procesů v UNIXu – služba `fork`: duplikuje proces na takřka identického potomka:

- dědí řídící kód, data, zásobník, sdílenou paměť, otevřené soubory, obsluhu signálů, většinu synchronizačních prostředků, ...;
  - Pro efektivitu používá pro práci s pamětí copy-on-write.
- liší se v návratovém kódu `fork`, identifikátorech, údajích spojených s plánováním a účtováním (spotřeba času, ...), nedědí čekající signály, souborové zámky a některé další specilizované zdroje a nastavení.

```
pid=fork();
if (pid==0) {
    // kód pro proces potomka
    // exec(....), exit(exitcode)
} else if (pid==-1) {
    // kód pro rodiče, nastala chyba při fork()
    // errno obsahuje bližší informace
} else {
    // kód pro rodiče, pid = PID potomka
    // pid2 = wait(&stav);
}
```

❖ Vzniká vztah rodič–potomek (parent–child) a hierarchie procesů.

Hierarchie procesů v Unixu

❖ Předkem všech uživatelských procesů je init s PID=1.

❖ Existují procesy jádra (kernel processes/threads), jejichž předkem init není:

- Jejich kód je součástí jádra.
- Vyskytuje se i proces s PID=0: podíl na inicializaci jádra, a následně swapper (je-li užit), idle smyčka, případně obálka pro vlákna jádra (na Linuxu se nevypisuje).
- Na Linuxu existuje process jádra kthreadd, který spouští ostatní procesy jádra a je jejich předkem.
- Vztahy mezi procesy jádra nejsou příliš významné a mohou se lišit.

❖ Pokud procesu skončí předek, jeho předkem se automaticky stane init, který později převezme jeho návratový kód (proces nemůže definitivně skončit a jako zombie čeká, dokud neodevzdá návratový kód).

❖ Výpis stromu procesů: např. `pstree`.

Změna programu – `exec`

❖ Skupina funkcí:

- `execve` – základní volání,
- `execl`, `execlp`, `execle`, `execv`, `execvp`.
- `execl("/bin/ls", "ls", "-l", NULL);`
  – argumenty odpovídají `$0`, `$1`, ...

❖ Nevrací se, pokud nedojde k chybě!

❖ Procesu zůstává řada jeho zdrojů a vazeb v OS (identifikátory, otevřené soubory, ...), zanikají vazby a zdroje vázané na původní řídící kód (obslužné funkce signálů, sdílená paměť, paměťově mapované soubory, semafory).

❖ Windows: `CreateProcess(...)` – zahrnuje funkčnost `fork` i `exec`.

Čekání na potomka – `wait, waitpid`

- Systémové volání `wait` umožňuje pasivní čekání na potomka.
  - Vrací PID ukončeného procesu (nebo -1: příchod signálu, neexistence potomků).
  - Přes argument zpřístupňuje návratový kód potomka.
  - Pokud nějaký potomek je již ukončen a čeká na předání návratového kódu, končí okamžitě.

- Obecnější je systémové volání `waitpid`:
  - Umožňuje čekat na určitého potomka či potomka z určité skupiny.
  - Umožňuje čekat i na pozastavení či probuzení z pozastavení příjmem signálu.

Start systému

- Typická posloupnost akcí při startu systému:
  1. Firmware (BIOS/UEFI).
  2. Načtení a spuštění zavaděče OS, někdy v několika fázích (např. BIOS využívá kód v MBR a následně v dalších částech disku).
  3. Načtení inicializačních funkcí jádra a samotného jádra, spuštění inicializační funkcí.
  4. Inicializační funkce jádra mj. vytvoří proces jádra 0, ten vytvoří případné další procesy jádra a proces *init*.
  5. *init* načítá inicializační konfigurace a spouští další démony a procesy.
     - V určitém okamžiku spustí *gdm*/*sddm*/*lightdm*/... pro přihlášení v grafickém režimu: z něj či z něj notifikovaných spolupracujících procesů (systemd) se pak spouští další procesy pro práci pod X Window.
     - Na konzolích spustí *getty*, který umožní zadat přihlašovací jméno a změní se na *login*. Ten načte heslo a spustí shell, ze kterého se spouští další procesy. Po ukončení se na terminálu spustí opět *getty*.
     - Proces *init* i nadále běží, přebírá návratové kódy procesů, jejichž rodič již skončil a řeší případnou reinicializaci systému či jeho částí při výskytu různých nakonfigurovaných událostí nebo na přání uživatele.

Úrovně běhu

- V UNIXu System V byl zaveden systém úrovní běhu – SYSV init run-levels: 0-6, s/S (0=halt, 1=single user, s/S=alternativní přechod do single user, 6=reboot).
- Změna úrovně běhu: `telinit N`.
- Konfigurace:
  - Adresáře */etc/rc*X*.d* obsahují odkazy na skripty spouštěné při vstupu do určité úrovně. Spouští se v pořadí daném jejich jmény, skripty se jménem začínajícím *K* s argumentem *stop*, skripty se jménem začínajícím *S* s parametrem *start*.
  - Vlastní implementace v adresáři */etc/init.d*, lze spouštět i ručně (např. také s argumentem *reload* či *restart* – reinicializace různých služeb, např. sítě).
  - Soubor */etc/inittab* obsahuje hlavní konfigurační úroveň: např. implicitní úroveň běhu, odkaz na skript implementující výše uvedené chování, popis akcí při mimořádných situacích, inicializace konzolí apod.
- Existují různé nové implementace procesu *init* – např. systemd:
  - Úrovně běhu nahrazují jednotky (units) různých typů (targets, services, ...): `/lib/systemd/`, `/usr/lib/systemd/`, ...
  - Spouští inicializační jednotky paralelně na základě jejich závislostí.
  - Emuluje úrovně běhu.

Plánování procesů

❖ Plánovač rozhoduje, který proces (procesy) poběží a případně, jak dlouho.

❖ Nepreemptivní plánování: ke změně běžícího procesu může dojít pouze tehdy, pokud to běžící proces umožní předáním řízení jádru tím, že požádá o službu:

- typicky I/O operace, konec – volání `exit`, vzdání se procesoru – volání `yield`.

❖ Preemptivní plánování: mimo výše uvedené může navíc ke změně běžícího procesu dojít, aniž by tento jakkoliv přepnutí kontextu napomohl, a to na základě přerušení:

- typicky od časovače, ale může se jednat i o jiné přerušení (např. disk, ...).

❖ Vlastní přepnutí kontextu řeší na základě rozhodnutí plánovače tzv. dispečer.

❖ Plánování může být též ovlivněno systémem swapování rozhodujícím o tom, kterým procesům je přidělena paměť, aby mohly běžet, případně systémem spouštění nových procesů, který může spuštění procesů odkládat na vhodný okamžik.

- V těchto případech někdy hovoříme o střednědobém a dlouhodobém plánování.

Přepnutí procesu (kontextu)

❖ Dispečer odebere procesor procesu A a přidělí ho procesu B, což typicky zahrnuje:

- úschovu stavu (některých) registrů (včetně různých řídicích registrů) v rámci procesu A do PCB,
- úpravu některých řídicích struktur v jádře,
- obnovu stavu (některých) registrů v rámci procesu B z PCB,
- předání řízení na adresu, kde bylo dříve přerušeno provádění procesu B.

❖ Neukládá se/neobnovuje se celý stav procesů: např. se uloží jen ukazatel na tabulku stránek, tabulka stránek a vlastní obsah paměti procesu může zůstat.

❖ Přepnutí trvá přesto typicky stovky až tisíce instrukcí: interval mezi přepínámím musí být tedy volen tak, aby režie přepnutí nepřevážila běžný běh procesů.

Klasické plánovací algoritmy

❖ Klasické plánovací algoritmy uvedené níže se používají přímo, případně v různých modifikacích a/nebo kombinacích.

❖ FCFS (First Come, First Served):

- Procesy čekají na přidělení procesoru ve FIFO frontě.
- Při vzniku procesu, jeho uvolnění z čekání (na I/O, synchronizaci apod.), nebo vzdá-li se proces procesoru, je tento proces zařazen na konec fronty.
- Procesor se přiděluje procesu na začátku fronty.
- Algoritmus je nepreemptivní a k přepnutí kontextu dojde pouze tehdy, pokud se běžící proces vzdá procesoru (voláním služeb např. pro I/O, konec, dobrovolné vzdání se procesoru – volání `yield`).

❖ Round-robin – preemptivní obdoba FCFS:

- Pracuje podobně jako FCFS, navíc má ale každý proces přiděleno časové kvantum, po jehož vypršení je mu odebrán procesor a proces je zařazen na konec fronty připravených procesů.

Klasické plánovací algoritmy

- SJF (Shortest Job First):
  - Přiděluje procesor procesu, který požaduje nejkratší dobu pro své další provádění na procesoru bez I/O operací – tzv. CPU burst.
  - Nepreemptivní algoritmus, který nepřerušuje proces před dokončením jeho aktuální výpočetní fáze.
  - Minimalizuje průměrnou dobu čekání, zvyšuje propustnost systému.
  - Nutno znát dopředu dobu běhu procesů na procesoru nebo mít možnost tuto rozumně odhadnout na základě předchozího chování.
  - Používá se pro opakovaně prováděné podobné úlohy, zejména ve specializovaných (např. dávkových) systémech.
  - Hrozí stárnutí (někdy též hladovění – starvation):
    - Stárnutí při přidělování zdrojů (procesor, zámek, ...) je obecně situace, kdy některý proces, který o zdroj žádá, na něj čeká bez záruky, že jej někdy získá.
    - V případě SJF hrozí hladovění procesů čekajících na procesor a majících dlouhé výpočetní fáze, které mohou být neustále předbíhány kratšími výpočty.
- SRT (Shortest Remaining Time): obdoba SJF s preempcí při vzniku či uvolnění procesu.

Klasické plánovací algoritmy

- Víceúrovňové plánování:
  - Procesy jsou rozděleny do různých skupin:
    – typicky podle priority, ale lze i jinak, např. dle typu procesu.
  - V rámci každé skupiny může být použit jiný dílčí plánovací algoritmus (např. FCFS či round-robin).
  - Je použit také algoritmus, který určuje, ze které skupiny bude vybrán proces, který má aktuálně běžet – často jednoduše na základě priority skupin.
  - Může hrozit hladovění některých (obvykle nízko prioritních) procesů.

- Víceúrovňové plánování se zpětnou vazbou:
  - Víceúrovňové plánování se skupinami procesů rozdělenými dle priorit.
  - Proces nově připravený běžet je zařazen do fronty s nejvyšší prioritou, postupně klesá do nižších prioritních front, nakonec plánován round-robin na nejnižší úrovni.
  - Používají se varianty, kdy je proces zařazen do počáteční fronty na základě své statické priority. Následně se může jeho dynamická priorita snižovat, spotřebovává-li mnoho procesorového času, nebo naopak zvyšovat, pokud hodně čeká na vstup/výstupních operacích.
    - Cílem je zajistit rychlou reakci interaktivních procesů.

Plánovač v Linuxu od verze 2.6.23

❖ Víceúrovňové prioritní plánovaní se 100 základními statickými prioritními úrovněmi:

- Priority 1–99 pro procesy reálného času plánované FCFS (s preempcí na základě priorit) nebo round-robin.
- Priorita 0 pro běžné procesy plánované tzv. CFS plánovačem.
- V rámci úrovně 0 se dále používají podúrovně v rozmezí -20 (nejvyšší) až 19 (nejnižší) nastavené uživatelem příkazy `nice` či `renice`.
- V rámci úrovně 0 dále rozlišuje plánování pro běžné, dávkové (mírná penalizace, delší kvantum) a „idle“ procesy (zvláště nízká priorita).
- Základní prioritní úroveň a typ plánování mohou ovlivnit procesy s patřičnými právy: viz služba `sched_setscheduler`.
- Později přidáno plánování pro sporadické periodické úlohy s očekávanou dobou výpočetní fáze a časovým limitem, do kdy se má provést.
  - Založeno na strategii *earliest deadline first*.

Completely Fair Scheduler

❖ CFS (Completely Fair Scheduler):

- Snaží se explicitně každému procesu poskytnout odpovídající procento strojového času (dle jejich priorit).
- Vede si u každého procesu údaj o tom, kolik (virtuálního) procesorového času strávil.
- Navíc si vede údaj o minimálním stráveném procesorovém čase, který dává nově připraveným procesům.
- Procesy udržuje ve vyhledávací stromové struktuře (red-black strom) podle využitého procesorového času.
- Vybírá jednoduše proces s nejmenším stráveným časem.
- Procesy nechává běžet po dobu časového kvanta spočteného na základě priorit a pak je zařadí zpět do plánovacího stromu.
- Obsahuje podporu pro skupinové plánování: Může rozdělovat čas spravedlivě pro procesy spuštěné z různých terminálů (a tedy např. patřící různým uživatelům nebo u jednoho uživatele sloužící různým účelům).

Plánování ve Windows NT a novějších

- Víceúrovňové prioritní plánovaní se zpětnou vazbou na základě interaktivity:
  - 32 prioritních úrovní: 0 – nulování volných stránek, 1 – 15 běžné procesy, 16 – 31 procesy reálného času.
  - Základní priorita je dána staticky nastavenou kombinací plánovací třídy a plánovací úrovně v rámci třídy.
  - Systém může prioritu běžných procesů dynamicky zvyšovat či snižovat:
    - Zvyšuje prioritu procesů spojených s oknem, které se dostane na popředí.
    - Zvyšuje prioritu procesů spojených s oknem, do kterého přichází vstupní zprávy (myš, časovač, klávesnice, ...).
    - Zvyšuje prioritu procesů, které jsou uvolněny z čekání (např. na I/O operaci).
    - Zvýšená priorita se snižuje po každém vyčerpání kvanta o jednu úroveň až do dosažení základní priority.

Inverze priorit

❖ Problém inverze priorit:

- Nízko prioritní proces si naalokuje nějaký zdroj, více prioritní procesy ho předbíhají a nemůže dokončit práci s tímto zdrojem.
- Časem tento zdroj mohou potřebovat více prioritní procesy, jsou nutně zablokovány a musí čekat na nízko prioritní proces.
- Pokud v systému jsou v tomto okamžiku středně prioritní procesy, které nepotřebují daný zdroj, pak poběží a budou dále předbíhat nízko prioritní proces.
- Tímto způsobem uvedené středně a nízko prioritní procesy získávají efektivně vyšší prioritu.

❖ Inverze priorit nemusí, ale může, vadit: může zvyšovat odezvu systému a způsobit i vážnější problémy, zejména pokud jsou blokovány nějaké kritické procesy reálného času (ovládání hardware apod.).

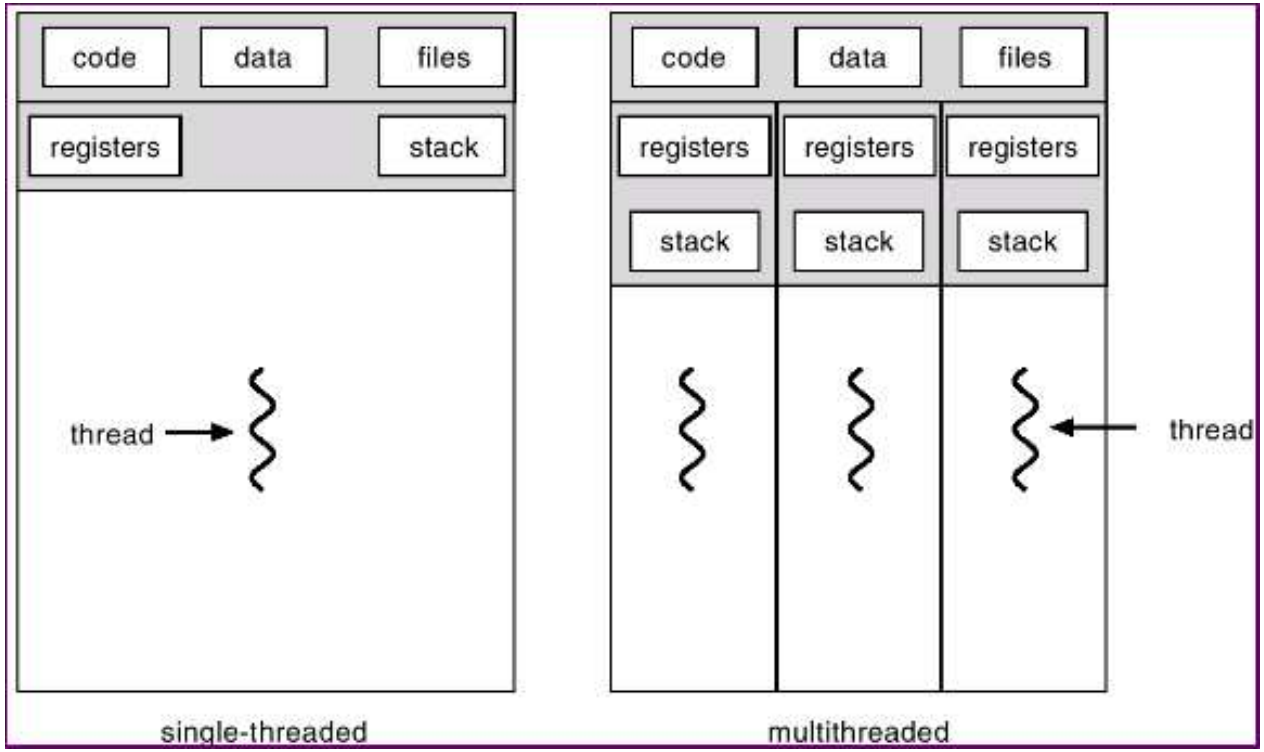
Inverze priorit a další komplikace plánování

- Možnosti řešení inverze priorit:
  - Priority ceiling: procesy v kritické sekci získávají nejvyšší prioritu.
  - Priority inheritance: proces v kritické sekci, který blokuje výše prioritní procesy, dědí (po dobu běhu v kritické sekci) prioritu čekajícího procesu s největší prioritou.
  - Zákaz přerušení po dobu běhu v kritické sekci (na jednoprocesorovém systému): proces v podstatě získává vyšší prioritu než všichni ostatní.

- Další výraznou komplikaci plánování představují:
  - víceprocesorové systémy – nutnost vyvažovat výkon, respektovat obsah cache procesorů, příp. lokalitu pamětí (při neuniformním přístupu do paměti),
  - hard real-time systémy – nutnost zajistit garantovanou odezvu některých akcí.

Vlákna, úlohy, skupiny procesů

- Vlákno (thread):
  - "odlehčený proces" (LWP – lightweight process),
  - v rámci jednoho klasického procesu může běžet více vláken,
  - vlastní obsah registrů (včetně EIP a ESP) a zásobník,
  - sdílí kód, data a další zdroje (otevřené soubory, signály),
  - výhody: rychlejší spouštění, přepínání.



Úlohy, skupiny procesů, sezení

❖ Úloha (job) v bashi (a podobných shellech): skupina paralelně běžících procesů spuštěných jedním příkazem a propojených do kolony (pipeline).

❖ Skupina procesů (process group) v UNIXu:

- Množina procesů, které je možno poslat signál jako jedné jednotce. Předek také může čekat na dokončení potomka z určité skupiny (`waitpid`).
- Každý proces je v jedné skupině procesů, po vytvoření je to skupina jeho předka.
- Skupina může mít tzv. vedoucího – její první proces, pokud tento neskončí (skupina je identifikována číslem procesu svého vedoucího).
- Zjišťování a změna skupiny: `getpgid`, `setpgid`.

❖ Sezení (session) v UNIXu:

- Každá skupina procesů je v jednom sezení. Sezení může mít vedoucího.
- Vytvoření nového sezení: `setsid`.
- Sezení může mít řídící terminál (`/dev/tty`).
- Jedna skupina sezení je tzv. na popředí (čte z terminálu), ostatní jsou na pozadí.
- O ukončení terminálu je signálem SIGHUP informován vedoucí sezení (typicky shell), který ho dále řeší – všem, na které nebyl užit nohup/disown, SIGHUP, pozastaveným navíc SIGCONT.

Komunikace procesů

- IPC = Inter-Process Communication:
  - signály (`kill`, `signal`, ...)
  - roury (`pipe`, `mknod p`, ...)
  - zprávy (`msgget`, `msgsnd`, `msgrcv`, `msgctl`, ...)
  - sdílená paměť (`shmget`, `shmat`, ...)
  - sockety (`socket`, ...)
  - RPC = Remote Procedure Call
  - ...

Signály

❖ Signál (v základní verzi) je číslo (`int`) zaslané procesu prostřednictvím pro to zvláště definovaného rozhraní. Signály jsou generovány

- při chybách (např. aritmetická chyba, chyba práce s pamětí, ...),
- externích událostech (vypršení časovače, dostupnost I/O, ...),
- na žádost procesu – IPC (`kill`, ...).

❖ Signály často vznikají asynchronně k činnosti programu – není tedy možné jednoznačně předpovědět, kdy daný signál bude doručen.

❖ Nutno pečlivě zvažovat obsluhu, jinak mohou vzniknout „záhadné“, zřídka se objevující a velice špatně laditelné chyby – mj. také motivace pro pokročilé testování (vkládání šumu, systematická enumerace prokládání do určité meze) a verifikaci s formálními základy (statická analýza, model checking).

❖ Mezi běžně používané signály patří:

- `SIGHUP` – odpojení, ukončení terminálu
- `SIGINT` – přerušení z klávesnice (`Ctrl-C`)
- `SIGKILL` – tvrdé ukončení
- `SIGSEGV`, `SIGBUS` – chybný odkaz do paměti
- `SIGPIPE` – zápis do roury bez čtenáře
- `SIGALRM` – signál od časovače (`alarm`)
- `SIGTERM` – měkké ukončení
- `SIGUSR1`, `SIGUSR2` – uživatelské signály
- `SIGCHLD` – pozastaven nebo ukončen potomek
- `SIGCONT` – pokračuj, jsi-li pozastaven
- `SIGSTOP`, `SIGTSTP` – tvrdé/měkké pozastavení

❖ Další signály – viz `man 7 signal`.

Předefinování obsluhy signálů

❖ Mezi implicitní (přednastavené) reakce na signál patří: ukončení procesu (příp. s generováním core dump), ignorování signálu, zmrazení/rozmrazení procesu.

❖ Lze předefinovat obsluhu všech signálů mimo `SIGKILL` a `SIGSTOP`. `SIGCONT` lze předefinovat, ale vždy dojde k odblokování procesu.

❖ K předefinování obsluhy signálů slouží funkce:

- `sighandler_t signal(int signum, sighandler_t handler);` kde `typedef void (*sighandler_t)(int);`
  - `handler` je ukazatel na obslužnou funkci, příp. `SIG_DFL` či `SIG_IGN`.
- `int sigaction(int signum, const struct sigaction *act, struct sigaction *oldact);`
  - komplexnější a přenosné nastavení obsluhy,
  - nastavení blokování signálů během obsluhy (jinak stávající nastavení + obsluhovaný signál),
  - nastavení režimu obsluhy (automatické obnovení implicitní obsluhy, ...),
  - nastavení obsluhy s příjmem dodatečných informací spolu se signálem.

❖ Z obsluhy signálu lze volat pouze vybrané bezpečné knihovní funkce: u ostatních hrozí nekonzistence při interferenci s rozpracovanými knihovními voláními.

Blokování signálů

❖ K nastavení masky blokovaných signálů lze užít:

- `int sigprocmask(int how, const sigset_t *set, sigset_t *oldset);`
- `how` je `SIG_BLOCK`, `SIG_UNBLOCK` či `SIG_SETMASK`.

❖ K sestavení masky signálů slouží `sigemptyset`, `sigfillset`, `sigaddset`, `sigdelset`, `sigismember`.

❖ Nelze blokovat: `SIGKILL`, `SIGSTOP`, `SIGCONT`.

❖ Nastavení blokování se dědí do potomků. Dědí se také obslužné funkce signálů, při použití `exec` se ovšem nastaví implicitní obslužné funkce.

❖ Zjištění čekajících signálů: `int sigpending(sigset_t *set);`

❖ Upozornění: Pokud je nějaký zablokovaný signál přijat vícekrát, zapamatuje se jen jedna instance! (Neplatí pro tzv. real-time signály.)

Zasílání signálů

❖ `int kill(pid_t pid, int sig);` umožňuje zasílat signály

- určitému procesu,
- skupině procesů,
- všem procesům, kterým daný proces může signál poslat (mimo `init`, pokud nemá pro příslušný signál definovánu obsluhu).

❖ Aby proces mohl zaslat signál jinému procesu musí odpovídat jeho UID nebo EUID UID nebo saved set-user-ID cílového procesu (`SIGCONT` lze zasílat všem procesům v sezení – session), případně se musí jednat o privilegovaného odesílatele (např. EUID=0, nebo kapabilita `CAP_KILL`).

❖ Poznámka: `sigqueue` – zasílání signálu spolu s dalšími daty.

Čekání na signál

- Jednoduché čekání: `int pause(void);`
  - Nelze spolehlivě přepínat mezi signály, které mají být blokovány po dobu, kdy se čeká, a mimo dobu, kdy se čeká.

- Zabezpečené čekání: `int sigsuspend(const sigset_t *mask);`
  - Lze spolehlivě přepínat mezi signály blokovanými mimo a po dobu čekání.
  - `mask` jsou blokovány po dobu čekání, po ukončení se nastaví původní blokování.

❖ Příklad – proces spustí potomka a počká na signál od něj:

```
#include <signal.h>
#include <stdio.h>
#include <sys/types.h>
#include <unistd.h>

/* When a SIGUSR1 signal arrives, set this variable. */
volatile sig_atomic_t usr_interrupt = 0;

void synch_signal (int sig) {
  usr_interrupt = 1;
}

/* The child process executes this function. */
void child_function (void) {

  /* Let the parent know you're here. */
  kill (getppid (), SIGUSR1);

  exit(0);

}
```

❖ Pokračování příkladu – pozor na zamezení ztráty signálu mezi testem a čekáním:

```
int main (void) {
  struct sigaction usr_action;
  sigset_t block_mask, old_mask;
  pid_t pid;

  /* Establish the signal handler. */
  sigfillset (&block_mask);
  usr_action.sa_handler = synch_signal;
  usr_action.sa_mask = block_mask;
  usr_action.sa_flags = 0;
  sigaction (SIGUSR1, &usr_action, NULL);

  /* Create the child process. */
  if ((pid = fork()) == 0) child_function ();  /* Does not return. */
  else if (pid==-1) { /* A problem with fork - exit. */ }

  /* Wait for the child to send a signal */
  sigemptyset (&block_mask);
  sigaddset (&block_mask, SIGUSR1);
  sigprocmask (SIG_BLOCK, &block_mask, &old_mask);
  while (!usr_interrupt)
    sigsuspend (&old_mask);
  sigprocmask (SIG_UNBLOCK, &block_mask, NULL);
  ...
```