Mikroprocesory

9. RTOS

Stanislav Vítek
Katedra radioelektroniky
České vysoké učení technické v Praze

Obsah přednášky

- Potřeba přesného časování více úloh
- Základní koncepty RTOS
- Plánování úloh
- Jádro RTOS a jeho funkce

Problém

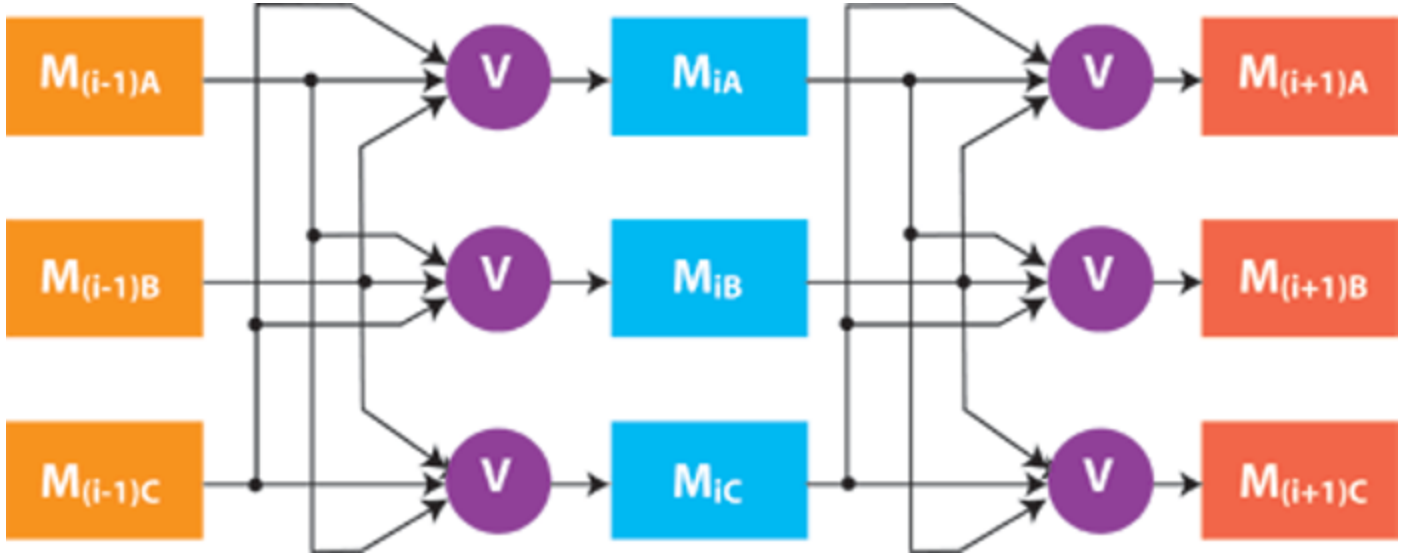
V (embedded) systém potřebujeme dělat víc věcí najednou

- číst senzory
- posílat data přes UART
- dělat regulaci
- občas logovat něco do flash
- hlídat timeouts
- obsluhovat tlačítka
- zobrazovat na displeji

Chceme, aby to probíhalo současně, deterministicky a včas? → RT systém .

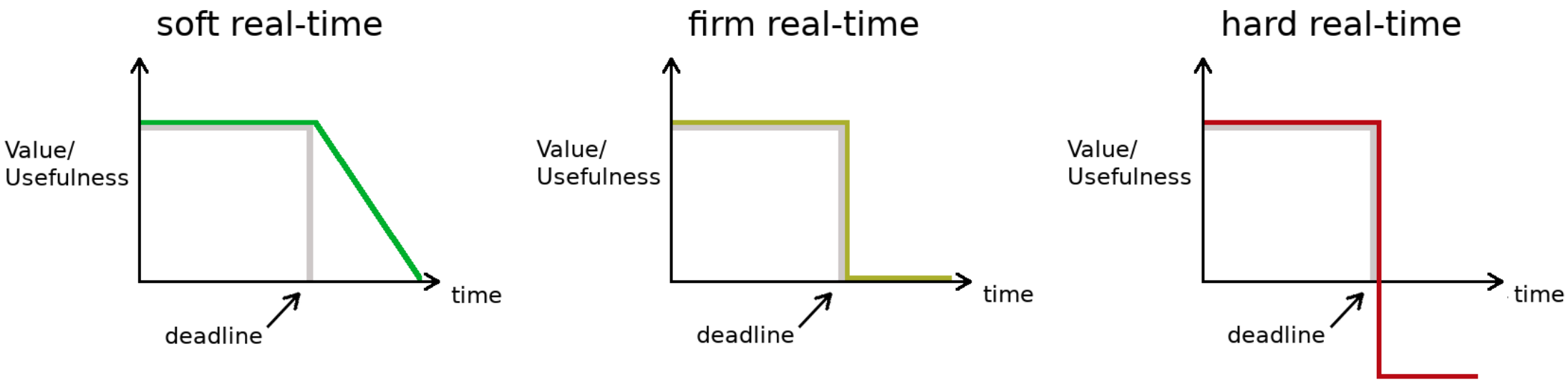
Charakteristiky real-time systémů

- Řízení událostí (reaktivní) vs. řízení podle času
- Požadavky na spolehlivost/odolnost proti poruchám (např. modulární redundance)
- Předvídatelnost
- Priority ve víceúlohových systémech



Klasifikace RT systémů

- **Hard RT**: reakce na vstupy musí přijít v požadovaném termínu - systémy řízení letů.
- **Soft RT**: termíny jsou důležité, ale systém bude správně fungovat i v případě, že budou termíny občas nedodrženy. Např. systém sběru dat.
- **Firm RT**: několik zmeškaných termínů nepovede selhání, ale více než několik zmeškaných termínů může vést k úplnému nebo katastrofickému selhání systému.



Klasifikace RT systémů

Statické

- Lze předvídat časy úloh
- Možnost statické analýzy (v době kompilace)
- Umožňuje dobré využití zdrojů (nízká doba nečinnosti procesorů)

Dynamické

- Nepředvídatelné časy vzniku úloh (asynchronní události)
- Statická analýza (v době kompilace) je možná pouze pro jednoduché případy
- Využití procesoru se dramaticky mění - návrh tak, aby zvládl "nejhorší případ".
- Je třeba se vyvarovat příliš zjednodušujících předpokladů, např. předpokladu, že všechny úlohy jsou nezávislé, i když je to nepravděpodobné.

Klasifikace RT systémů

Periodické

- Každá úloha (nebo skupina úloh) se provádí opakovaně s určitou periodou.
- Umožňuje použití některých technik statické analýzy
- Odpovídá charakteristikám mnoha skutečných problémů
- Je možné mít úlohy s termíny menšími, rovnými nebo většími, než je jejich perioda - pozdější jsou obtížně zpracovatelné, vyskytuje se více souběžných instancí úloh

Neperiodické (sporadické, asynchronní nebo reaktivní)

- Vytváří dynamickou situaci
- Časově omezené intervaly příchodu jsou snadněji zvládnutelné
- Systémy s omezenými zdroji nezvládnou neomezené časové intervaly příchodu

Jak řešit problémy spojené s reálným časem?

Správa systémových zdrojů

(procesor, paměť, vstupně/výstupní zařízení, atd.):

- **Sleduje** stav a **vlastníka** každého zdroje.
- **Rozhoduje**, kdo získá přístup ke zdroji.
- **Určuje**, jak dlouho může být zdroj používán.

V systémech podporujících současné provádění programů/úloh

- **Řeší konflikty** o zdroje.
- **Optimalizuje výkon** při mnoha rozdílných úlohách.

RTOS

- **Často**: RTOS = jádro operačního systému.
- RTOS není **lepší OS**. Je to nástroj pro řízení času.
- **Vestavěné systémy** jsou navrženy pro jeden konkrétní účel, takže funkce jako uživatelské rozhraní nebo přístup k souborům/diskům nejsou potřeba.
- **RTOS poskytuje kontrolu nad zdroji**:
  - Žádné procesy/úlohy na pozadí, které „se prostě dějí“.
  - Omezený počet úloh.
- **RTOS umožňuje kontrolu nad načasováním** díky:
  - Možnosti manipulace s prioritami úloh.
  - Výběru z možností plánování.

Co dělá RTOS na embedded platformách?

Dělá pár věcí, ale dělá je extrémně spolehlivě:

1. Multitasking – více vláken na jednom jádru (časově multiplexované).
2. Scheduling – rozhoduje, co se má spustit dál.
3. Synchronizace – mutexy, semafory, event groups.
4. Časování – delay, timeouty, periodicita.
5. Paměť – zásobníky úloh, alokace TCB (time control block), queue buňky.
6. ISR integrace – bezpečná komunikace s přerušeními.

A to celé na platformě, kde:

- stacky jsou malé, ISR jsou tvrdé real-time požadavky a priority jsou absolutní.

Úlohy a funkce

Úloha je proces, který se opakuje

- nekonečná smyčka
- základní funkční blok RTOS

Funkce je procedura, kterou voláme

- synchronně (deterministicky) z programu nebo asynchronně jako obsluhu události
- běží, má vymezené místo v paměti, může vracet data

```
void process_data();

int add_two_numbers(int a, int b);
```

Jak na MCU běžně plánujeme úlohy (bez RTOS)?

```
while (1)
{
    if (task1_timer == 0)
    // pokud hodnota task1_timer ještě není 0, je dekrementována
    // každou 1ms během obsluhy přerušení časovače
    {
        task1_timer = t1;
        task1();            // task1 trvá m1 ms
    }
    if (task2_timer == 0)
    // pokud hodnota task1_timer ještě není 0, je dekrementována
    // každou 1ms během obsluhy přerušení časovače
    {
        task2_timer = t2;
        task2();            // task2 trvá m2 ms
    }
}
```

Jak na MCU plánujeme úlohy?

Nekonečný cyklus (super loop):

- probíhá sekvenčně
- blokuje se na délku trvání úloh `m1`, `m2`
- `task1_timer` i `task2_timer` se odpočítávají jen v ISR, takže
  - běh úloh záleží jen na momentě, kdy se cyklus dostane k testu `if`
  - pokud se úloha nevejde do svého `časového okna`, dojde ke skluzu v provádění

Pojďme provést časovou analýzu, tj. jak často se jednotlivé úlohy (funkce) volají.

1. scénář

Task1: `t1=5`, `m1=1` Task2: `t2=10` a `m2=15`

```
        0          15          30
        |----------|----------|

Task2:  ■■■■■■■■■■■

Task1:             ■  (až po doběhnutí Task2)
```

Reálné chování

- `task1` poběží cca jednou za ~16 ms (protože se neustále čeká 15 ms v `task2`)
- `task2` poběží stále dokola s periodou 15 ms (podle toho, jak často cyklus proběhne)

2. scénář

Task1: `t1=20`, `m1=1` Task2: `t2=10` a `m2=15`

```
        0         10         20         30         40         50
        |----------|----------|----------|----------|----------|

Task2:  ################ ################ ################
         <---15 ms--->   <---15 ms--->   <---15 ms--->

Task1:                   # (má běžet v čase 20, ale CPU je obsazeno)
```

Reálné chování

- `task2` běší s cca 15 ms opakováním (nestíhá svou 10ms periodu)
- `task1` se zavolá jen tehdy, když náhodou trefí okno mezi běhy `task2`, ale takové okno není → neběží nikdy (nebo ultra sporadicky)

3. scénář

Task1: `t1=20`, `m1=1` Task2: `t2=25` a `m2=15`

```
         0         10         20         30         40         50
         |----------|----------|----------|----------|----------|

Task2:   ################          ################
          <---15 ms--->            <---15 ms--->

Task1:                        # (t=20)             # (t=40)

Idle:                     ::::::::::::::::::::::::::::::::::::::::
```

Reálné chování

- `task1` běží vždy přesně v periodě.
- `task2` také, nic ho neruší - idle zóna mezi 15–20 a 35–40 = CPU rezerva.

4. scénář

Task1: `t1=4`, `m1=1` Task2: `t2=8` a `m2=4`

```
         0    4    8    12    16
         |----|----|----|----|

Task2:   ▀▀▀▀       ▀▀▀▀
         <4ms>      <4ms>

Task1:  ▌   ▌   ▌   ▌
```

Reálné chování

- `task1` každých cca 5 ms (místo 4 ms)
- `task2` každých cca 10 ms (podle fázování)

Časové parametry úloh

Každá periodická úloha (task) je typicky definována čtveřicí parametrů:

```
(WCET, T, D, φ)
```

WCET — Worst-Case Execution Time

- Nejhorší (maximální) doba vykonávání úlohy [ms/µs].

Využití

- analýze schedulovatelnosti (Liu–Layland),
- výpočtu odezvy,
- návrhu priorit,
- detekci kolizí s jinými úlohami.

Perioda — T

Doba mezi dvěma aktivacemi úlohy.

Běžné zdroje periody:

- systémový časovač (SysTick), periodické přerušení (např. `TIM2`).
- aplikace – snímání senzorů, řízení PWM,

Deadline - D

Maximální přípustný čas, do kdy musí být úloha dokončena.

Tj. čas mezi aktivací a okamžikem, kdy výsledek už není použitelný.

- implicitní deadline: `D = T`
- konkrétní deadline: `D < T` nebo `D > T`.

Offset — ϕ (phi)

Počáteční zpoždění před první aktivací úlohy.

Používá se u úloh, které nesmí startovat současně → sníží interference.

Příklad:

- Task1: čtení IMU → offset 0 ms
- Task2: logování na SD kartu → offset 7 ms (aby se nepotkali v jedné ms slicu)

Použití:

- redukce špičkového zatížení CPU,
- eliminace kolizí na sběrnici (I2C/SPI),
- stabilizace systému s více periodickými úlohami.

Teorie plánovatelnosti: Liu & Layland

Mez použitelnosti n nezávislých periodických úloh

Pro n úloh s periodami T_i a časy běhu C_i je limit U

$$U = \sum_{i=0}^{n} \left(\frac{C_i}{T_i} \right)$$

$$U \leq n \left(2^{\frac{1}{n}} - 1 \right)$$

Pro 2 úlohy ($n = 2$) → $U = 0.8284$

- pokud je U větší → úlohy nejsou garantovatelně plánovatelné
- ani v ideálním preemptivním systému.

Analýza příkladu (1/2)

1. scénář

```
U = 1/5 + 15/10 = 0.2 + 1.5 = 1.7 ≥ 0.82
```

❌ Neplánovatelné ani teoreticky

❌ task2 > perioda → fatální

2. scénář

```
U = 1/20 + 15/10 = 0.05 + 1.5 = 1.55 ≥ 0.82
```

❌ Neplánovatelné

❌ task2 opět zabije celý systém

Analýza příkladu (2/2)

3. scénář

```
U = 1/20 + 15/25 = 0.05 + 0.6 = 0.65 <= 0.82
```

✔ Teoreticky plánovatelné v preemptivním scheduleru

❌ Ale ne v superloopu (tam blokace zabije periodicitu)

4. scénář

```
U = 1/4 + 4/8 = 0.25 + 0.5 = 0.75 <= 0.82
```

✔ Teoreticky realizovatelné

❌ Superloop ale nedává preempci → task1 se opožďuje o 1 ms → jitter

Architektonické přístupy návrhu real-time systému

- Systémy s cyklickým dotazováním (pooling)
- Systémy řízené přerušeními
- Systémy foreground/background
- Multitasking

Cyklické dotazování

- **Nejjednodušší RT jádro**.
- Jediná a opakující se instrukce testuje flag - došlo k události nebo ne?
- **Příklady**:
  - Neblokující LCD instrukce,
  - Neblokující "get string" přes UART kanál.
- Není potřeba žádná komunikace mezi úlohami ani plánování.
  - Existuje pouze jedna úloha.
- **Vynikající pro zpracování vysokorychlostních datových kanálů**, zejména když:
  - Události nastávají v širokých intervalech.
  - Procesor je věnován pouze zpracování datového kanálu.

Cyklické dotazování

Výhody:

- **Jednoduché na napsání a ladění**.
- **Čas reakce je snadno určen** (ve srovnání s programováním založeným na úlohách, kde jsou dvě úlohy místo jedné).

Nevýhody:

- Může selhat kvůli nárazům událostí.
- Obecně není dostatečné pro zpracování složitých systémů.
- **Zbytečné využívání CPU** času, zejména když se dotazovaná událost vyskytuje zřídka.

Systémy řízené přerušením

Hlavní smyčka nedělá skoro nic, těžká práce v ISR

Výhody:

- Velmi nízká latence — reakce „hned“.
- Elegantní u zdrojů, které se hlásí samy (UART RX, ADC end-of-conversion).
- Skvělé pro měkký reálný čas.

Nevýhody:

- ISR nesmí být dlouhé → jinak blokují ostatní přerušení.
- Priority přerušení mohou způsobit inverze a timing chaos.
- Nelze snadno řídit složité interakce mezi úlohami.

Systémy foreground/background

- **Nejčastější hybridní řešení pro vestavěné aplikace**.
- Zahrnují **přerušením řízené procesy** (přední) a **hlavní proces** (pozadí).
- Všechna řešení reálného času jsou pouze speciálním případem systémů přední/pozadí:
  - **Cyklické dotazování** = systém pouze pozadí.
  - **Systémy pouze s přerušeními** = systém pouze přední.
- Vše, co není časově kritické, by mělo být v **pozadí**.
  - Pozadí je proces s **nejnižší prioritou**.

Výhody:

- Jednoduché, stabilní, velmi běžné.
- ISR je jen **trigger** → žádná logika
- Background je **deterministický state machine**

Nevýhody:

- Stále to není skutečný multitasking.
- ISR část musí být krátká, jinak se zvyšuje latence.
- Komplexita roste rychle s počtem událostí.

Typické použití:

- Většina jednoduchých firmware v automotive, průmysl, malé řídicí jednotky.

Multitasking

- **Oddělené úlohy**, které sdílejí jeden procesor (nebo více procesorů).
- Každá úloha běží ve svém vlastním **kontextu**:
  - Má **vlastní procesor**
  - Vidí **své vlastní proměnné**
  - Může být **přerušena**
- Úlohy mohou vzájemně interagovat, aby vykonaly celý program.

Jak sdílí mnoho úloh stejný CPU?

- Cyklické exekutivní systémy.
- Systémy s rotujícím výběrem (např. Round Robin).
- Předem přerušitelné prioritní systémy.

Kooperativní multitasking

Task musí dobrovolně odevzdat CPU (vhodné pro low-power, deterministické systémy).

```
void taskA() {
    do_work();
    yield();
}
```

Preemptivní multitasking

Task může být přerušen časovačem → umožňuje pevné priority.

```
void SysTick_Handler() {
    scheduler_tick();
}
```

Plánovací algotitmus 1 - Round Robin

- Každý task se stejnou prioritou dostane časový kvantum
  - time slice.
- Po vypršení → další task stejné priority.
- Výhody: férový, jednoduchý, nízké nároky.
- Nevýhody: nehodí se pro tvrdý real-time — jitter.

https://cs.wikipedia.org/wiki/Round-robin_scheduling

Plánovací algoritmus 2 - Earliest Deadline First

Hardcore real-time

- Task s nejbližším deadline běží první.
- Optimální pro periodické úlohy podle Liu & Layland (pokud splní utilization testy).

Výhody

- Vysoká procesorová využitelnost (až 100% v ideálních podmínkách).
- Elegantní matematika, ovšem služitějsí

Nevýhody

- Je třeba třídit připravené úlohy podle deadline → většinou heap/priority queue.

Plánovací algoritmus 3 - Rate Monotonic

- Klasika pro pevně periodické úlohy.
- Čím kratší perioda → tím vyšší priorita.
- Statické, žádná změna priorit za běhu.

https://cs.wikipedia.org/wiki/Rate_monotonic_scheduling

Ticked scheduler

- pravidelný SysTick (např. 1 kHz),
- jednoduchý,
- má větší spotřebu → nevhodné pro low-power (MCU se probouzí 1000×/s),
- výhody:
  - lehká implementace `delay()`, snadná aktualizuce timeoutů

Tickless scheduler

- SysTick běží jen když je potřeba,
- RTOS vypočítá nejbližší timeout → nastaví wake-up timer → MCU může spát.
- složitější implementace (počítání „spánkové mezery“),
- v super low-power IoT jednoznačně výhra.

Životní cyklus úlohy

běžící (RUNNING)

- využívá procesor
- přerušením ji lze přesunout do stavu připravena

připravena (READY / sleep)

- čeká na CPU / plánovač
- plánovač přesouvá do stavu běžící

blokována (BLOCKED)

- běžící úloha se dotáže na data z periferie
- po získání dat se přesouvá do stavu připravena

Příklad plánování ve víceúlohovém systému

Máme dva tasky:

- Task A (HIGH priority) – kritická práce, třeba obsluha senzoru.
- Task B (LOW priority) – méně důležitý úkol, např. blikání LED.

Oba běží nekonečně, oba chtějí vstoupit do CPU, ale scheduler jim přidělí čas úplně jinak.

Co se stane po startu systému

1. Scheduler najde nejvyšší READY prioritu.
2. To je Task A → dostane CPU.
3. Task B vůbec nepřijde na řadu, dokud A nedá prostor (yield, delay, bloknutí, waiting).

V preemptivním RTOSu má priorita absolutní váhu.

Typické chování bez blokování

Pokud Task A jen točí while(1):

```
while(1) {
    // nějaká “důležitá” práce
}
```

→ Task B nikdy neběží. Ani na mikrosekundu.

> Není žádný time slicing napříč prioritami

V RTOSu NENÍ nic jako “každý task dostane trochu času”.

RTOS není Linux.

Co musí Task A udělat, aby Task B dostal CPU

- Zavolá `yield()`
  - dobrovolně pustí CPU
  - scheduler vybere nejvyšší READY prioritu
  - to je opět A (pokud je READY)
  - takže to B moc nepomůže, ale v některých systémech to může umožnit krátké proběhnutí B.
- Zavolá `delay()`
  - A se označí jako BLOCKED.
  - Timeout bude za 10 ms.
  - Scheduler vybere další ready task → B.

- A zablokuje mutex / queue
  - Pokud čeká na něco:
    - fronta prázdná,
    - mutex držen jiným taskem,
    - semafor = 0,

→ Task A jde do BLOCKED, B dostane CPU.

Přepínání kontextu (Context Switching)

- Když procesor přepne z jedné úlohy na jinou, říká se, že došlo k **přepnutí kontextu**.
- **Uloží se minimální množství informací potřebných k obnovení přerušeného procesu**:
  - Obsah registrů.
  - Obsah programového čítače.
  - Registry paměťových stránek.
  - Paměťově mapovaný I/O.
  - Speciální proměnné.
- Během přepínání kontextu jsou často **zakázána přerušení**.
- **Systémy reálného času** vyžadují **minimální čas pro přepínání kontextu**.

Výhody:

- Paralelní (logické) běhy úloh.
- Úkoly mají vlastní stack → čistší architektura.
- Preemptivní systém umožňuje pevné priority → základ reálného času.
- Možnost využití protokolů (mutex, semafor, fronty).

Nevýhody:

- Kontextové přepínání něco stojí (čas i stack).
- Více možností vytvořit deadlock nebo priority inversion.
- Programátor musí řešit synchronizaci.

Typické příklady:

- FreeRTOS, RTX, Zephyr, ThreadX.

Synchronizační mechanismy

Mutex

- exkluzivní přístup,
- priority inheritance,
- owner → musí odemykat stejný task.

Binary semaphore

- 0/1 token,
- vhodné pro signalizaci ISR → task.

Counting semaphore

- fronta signálů,
- vhodné pro ISR, pipeline, přenos dat.

Queue

- nejflexibilnější objekt v RTOSu,
- umožňuje posílat kompletní struktury mezi tasky,

Event groups

- Umožní čekat na více událostí najednou → OR/AND logika
- Typické použití:
  - Protokol: mám data? mám clock? mám link?
  - Synchronizace více ISR do jednoho tasku

Správa zdrojů - mutex

V embedded systémech je skoro vždycky nějaký sdílený zdroj — buffer na UART, globální proměnnou, hardware periférii, nebo třeba nějaký kus vyšší vrstvy logiky.

Ve víceúlohovém systému se mohou úlohy pokoušet přistupovat současně ke stejnému zdroji.

Současný přístup bez koordinace:

- jeden něco zapíše,
- druhý to přepíše v půlce,
- výsledkem je cosi mezi, což pak debuguješ tři hodiny a nadáváš na scheduler.

Mutex je způsob, jak tomu zabránit.

Jak mutex funguje?

- Mutex je v principu token, který může držet vždy jen jeden task.
- Úloha, která přistupuje ke zdroji mutex zamkne.
- Po ukončení činnosti (konec kritické sekce) úloha mutex odemyká

A RTOS dělá to, že:

- pokud mutex máš → jdeš dál,
- pokud je zamčený → RTOS tě zablokuje a přepne na jiný task.

Uložení a blokování tasku

Úloha, která se snaží zamknout obsazený mutex:

- přepne se do stavu BLOCKED,
- scheduler ji vyřadí z fronty čekajících (tj. plánovatelných) úloh
- uloží ji do waiting listu mutexu,
- vyvolá se přepnutí na jiný task.

Důležitá věc: uložení do fronty mutexu se musí stát atomicky.

- řeší se krátkým `__disable_irq()`, aby se zabránilo jinému ISR

Simulace životního cyklu mutexu

Typický životní cyklus:

1. Task A: chce mutex → dostane ho → owner = A.
2. Task B: chce mutex → je blokován → jde do waiting listu.
3. Task A: skončí práci → mutex_unlock().
4. RTOS: probudí Task B → owner = B.
5. Task B pokračuje tam, kde přestal.

Co všechno RTOS musí hlídat

Když si píšeš svoje RTOS primitivum (což je super cvičení), narazíš na pár povinných věcí:

- mutex může odemknout jen task, který ho vlastní,
- uvolnění mutexu probíhá v kritické sekci,
- blokovací operace nesmí běžet v ISR (ISR nesmí čekat),
- waiting list musí být konzistentní,
- RTOS by měl umožnit i try_lock (neblokující).

Komunikace mezi úlohami

Úlohy nepracují izolovaně. Často je potřeba sdílet data nebo je upravovat v sérii. Protože **pouze jedna úloha může běžet v daném okamžiku**, musí existovat mechanismy pro komunikaci mezi úlohami.

Příklady:

1. Úloha čte cyklicky data ze senzoru. Data uložía poté musí signalizovat zpracovatelské úloze, aby data převzala a zpracovala, aby měla místo pro zápis dalších dat.
2. Úloha určuje stav systému (např. Normální režim, Urgentní režim, Spící, Zakázáno). Musí informovat všechny ostatní úlohy v systému o změně stavu.
3. Uživatel komunikuje s jiným uživatelem přes síť. Úloha pro příjem zpráv z této sítě musí doručit zprávy do terminálového programu, a terminálový program musí doručit zprávy do úlohy pro vysílání přes síť.

Komunikace mezi úlohami v běžných OS

Běžné operační systémy mají mnoho možností pro předávání zpráv mezi procesy, ale většina z nich má významnou režii a není deterministická:

- **Pipes** (trubky): Jsou to spojení mezi dvěma procesy, kde standardní výstup jednoho procesu se stává standardním vstupem jiného procesu. Systém dočasně uchovává pipované informace, dokud nejsou přečteny příjemcem.
- **Fronty zpráv**: Asynchronní komunikační protokol, což znamená, že odesílatel a příjemce zprávy nemusí komunikovat se zprávovou frontou ve stejný čas. Zprávy umístěné ve frontě jsou uloženy, dokud je příjemce nevyzvedne.
- **Semafory**: Jsou proměnné nebo abstraktní datové typy, které se používají k řízení přístupu k společným prostředkům více procesy v konkurenčním systému, jako je multiprogramovací operační systém.

Komunikace mezi úlohami v běžných OS

- **Vzdálené volání procedur (RPC)**: Protokol, který může jeden program použít k požádání o službu z programu umístěného v jiném počítači v síti, aniž by musel rozumět podrobnostem sítě.
- **Sokety**: Jsou jedním z bodů dvoucestné komunikační linky mezi dvěma programy běžícími v síti. Socket je vázán na číslo portu, aby TCP vrstva mohla identifikovat aplikaci, kam mají být data odeslána. Endpoint je kombinace IP adresy a čísla portu.
- **Datagramy**: Jsou samostatné, nezávislé jednotky dat, které nesou dostatečné informace k tomu, aby byly směrovány ze zdroje na cílový počítač, aniž by bylo nutné spoléhat se na předchozí výměny mezi těmito počítači a přenášenou sítí.

Komunikace mezi úlohami v RTOS

- **Úlohy obvykle mají přímý přístup ke společnému paměťovému prostoru**, a nejrychlejší způsob sdílení dat je prostřednictvím sdílené paměti.
- V běžných operačních systémech je úlohám obvykle zabráněn přístup k paměti jiných úloh, což má dobrý důvod.

Sdílená paměť

- Globální proměnné použité jako flagy
- FIFO / buffer
    - **post()** - zápisová operace, která umístí data do bufferu
    - **pend()** - čtecí operace, která data z bufferu

Funkce FIFO pro komunikaci mezi úlohami

- Pokud **žádná data nejsou dostupná**, úloha čekající na **pend()** je **pozastavena**.
- **Vzájemná exkluze**: Pokud někdo právě provádí **post()**, úloha čekající na **pend()** musí počkat.
- **Žádný procesorový čas není zbytečně ztracen** na polling bufferu, aby se zjistilo, jestli už jsou nějaká data dostupná.
- **Pend() může mít časový limit**, pro případ, že by žádná data nepřišla.
- Pokud máte **producenta** a **konzumenta**, kteří pracují různými rychlostmi, **buffer** může zajistit hladký běh systému.
    - Dokud **buffer není plný**, producent může zapisovat.
    - Dokud **buffer není prázdný**, konzument může číst.

Návrh vlastního RTOS pro SMTM32F4

> Cíl: jednoduché, robustní preemptivní RTOS pro Cortex-M4 (STM32F4).
> Minimální funkčnost: tvorba úloh, preemptivní plánovač s prioritami, časovač (tick), synchronizační primitiva (mutex/semafor), fronty zpráv, timers, základní správa paměti (pooly), safe ISR API.

Požadavky a rozhodnutí na vysoké úrovni

1. Preemptivní plánovač: priority-based (víceúrovňová), s volitelným time-slice (round-robin) mezi stejnými prioritami.
2. Jádro: kooperativní části jen jako volitelná funkce, hlavní mechanika — preemption.
3. Syscall model: volání z aplikace přes API (C). Použít SVC pro ochranu přístupu k jádru (volitelné). Kontext-switch přes PendSV.
4. Tick: buď pravidelný SysTick (1 ms) nebo tickless režim pro nízkou spotřebu.
5. Memory: jednoduché fixed-size block pooly + heap (volitelné).
6. Footprint: minimalizovat — jádro v C s malými kritickými asm částmi (context switch).

MSP – Main Stack Pointer

- Hlavní zásobník pro systémový kód.
- CPU po resetu vždy startuje s MSP.
- ISR běží na MSP.

Proč ho RTOS potřebuje:

- RTOS ho používá výhradně pro obsluhu přerušení a výjimek.
- Díky tomu je kontext ISR oddělen od kontextu jednotlivých vláken.

Konkrétní použití:

- PendSV handler pushuje/pulluje registry na MSP (přepínání kontextu).
- SysTick handler používá MSP.
- Tasky nikdy neběží na MSP.

PSP – Process Stack Pointer

- Oddělený zásobník pro vlákna (tasky).

Proč ho RTOS potřebuje:

- Umožňuje, aby každý task měl vlastní stack.
- CPU přepíná mezi MSP ↔️ PSP automaticky podle bitu CONTROL.

Konkrétní použití:

- RTOS nastaví bit CONTROL.SPSEL = 1 → procesy běží na PSP.
- Při context switchi RTOS uloží PSP starého tasku do TCB.
- Obnovení PSP nového tasku z TCB.

SysTick – časovač pro scheduler

- 24bit downcounter, přednastavený na frekvenci 1ms (obvykle)

Proč ho RTOS potřebuje:

- Generuje tick interrupt → heartbeat plánovače.
- Slouží k odměřování:
  - časů blokování (vTaskDelay)
  - time slicing (Round Robin)
  - aktivování timeoutů

Konkrétní použití (v SysTick_Handler):

- inkrement systémového času a dekrement delay časovačů tasků
- aktivace PendSV, pokud se některý task probudí → potřeba přepnout kontext

PendSV – mechanismus přepínání kontextu

- Vyhrazená výjimka s nejnižší prioritou.

Proč ho RTOS potřebuje:

- Odděluje časově náročné úkony (uložení/obnovení registrů) od rychlých ISR.

Konkrétní použití:

- Scheduler napíše do ICSR bit PENDSVSET.
- CPU spustí PendSV až když není žádné ISR s vyšší prioritou.
- V PendSV:
  - uložit kontext (R4–R11 + PSP)
  - vybrat nový task z ready listu
  - obnovit jeho PSP + registry

Jak vypadá minimalistické RTOS jádro pro Cortex-M

TCB (Task Control Block)

- pointer na stack,
- priorita,
- stav (READY/BLOCKED/RUNNING),
- ukazatele do ready listu.

Scheduler

- ready fronty rozdělené podle priorit,
- O(1) výběr tasku (bitmapa, index nejvyšší priority),
- volání z PendSV.

Context switch

- spouští se přes PendSV_Handler,
- ukládá R4–R11 nebo obnovuje R4–R11,
- automatika Cortex-M uloží R0–R3, LR, PC, xPSR.

SysTick (pokud je ticked scheduler)

- volá rtos_tick_handler(),
- decrement timeoutů,
- odblokování delay() tasků,
- penduje PendSV pokud došlo k unblocking vyšší priority.

Synchronizační objekty

- mutex, semafory (binary/counting), queue.

Task Control Block (TCB)

Struktura pro popis úlohy

```
typedef enum { TASK_READY, TASK_RUNNING, TASK_BLOCKED,
  TASK_SUSPENDED, TASK_TERMINATED } task_state_t;

typedef struct tcb {
    uint32_t *stack_ptr;        // aktuální PSP (stack pointer)
    uint32_t *stack_base;       // base stack (pro kontrolu overflow)
    uint32_t stack_size;
    uint8_t priority;           // 0 = highest
    task_state_t state;
    struct tcb *next;           // pro ready list
    // IPC: waiting-for details, timeout, event flags...
} tcb_t;
```

READY List

Centrální datová struktura plánovače RTOS, která obsahuje všechny úlohy, které jsou schopné běžet, ale aktuálně neběží.

To znamená:

- **READY** = úloha může okamžitě běžet, není blokovaná, má přidělený stack, nic jí nebrání.
- **RUNNING** = právě běžící úloha, která je vybrána z READY listu.
- **BLOCKED** = čeká na objekt (mutex/semafor/delay).
- **SUSPENDED** = vypnutá, nemá být volána.

Takže READY list drží jen ty úlohy, které se účastní plánování.

Proč je tento seznam klíčový?

RTOS neustále provádí:

- Příchod nové události → úloha přechází do READY
- Přerušení → úloha je odblokována → READY
- Preemptivní přepnutí → vybírá se úloha z READY
- Úloha zavolá delay / vezme mutex → je odstraněna z READY

Celý kernelový state machine úloh je postavený okolo READY listu.

Varianta A — Jedna fronta (jednoduché RTOS)

```
READY → [T3] → [T1] → [T2]
```

Zpravidla FIFO.

Nevýhody:

- Scheduler musí skenovat frontu a hledat nevyšší prioritu.
- Preemptivní chování není efektivní.
- Používá se jen v učebnicových nebo zjednodušených RTOS.

Varianta B — Více front podle priority

(FreeRTOS, ThreadX, RTX, Zephyr)

Každá priorita má vlastní READY frontu (kruhová FIFO).

```
prio 0 → [T0a] → [T0b]
prio 1 → [T1a]
prio 2 → [T2a] → [T2b] → [T2c]
```

Scheduler:

- Najde nejvyšší neprázdnou frontu
- Vezme první úlohu
- Tu dá do RUNNING

READY list v naší implementaci

Každá položka je hlava jednosměrného seznamu.

```
#define MAX_PRIORITIES 8

tcb_t* ready_list[MAX_PRIORITIES];
```

Úloha se vkládá takto:

```
void ready_insert(tcb_t* t) {
    uint8_t p = t->priority;
    t->next = NULL;
```

```
    if (!ready_list[p]) {
        ready_list[p] = t;
    } else {
        tcb_t* it = ready_list[p];
        while (it->next) it = it->next;
        it->next = t;
    }
}
```

A scheduler to má velmi jednoduché:

```
tcb_t* scheduler_pick(void) {
    for (int p = 0; p < MAX_PRIORITIES; p++) {
        if (ready_list[p])
            return ready_list[p];
    }
    return idle_task;
}
```

Plánovač

- tick handler (SysTick) inkrementuje systémový čas, slučuje timeouts, a případně zahájí preemptivní přepnutí pokud je vyšší priorita ready.
- PendSV: používá se pro kontext switch (najdi next task, ulož current, restore next).
- Vyvolání preemption:
  - v ISR nebo v ticku -> `SCB->ICSR |= SCB_ICSR_PENDSVSET_Msk;`
  - návrat z IRQ spustí PendSV.

Přepnutí kontextu

- Cortex-M má dvě stacky: MSP (privileged) a PSP (process).
- PSP pro zásobník úloh a MSP pro kernel/ISR.
  - Uložení registrů: r4–r11 (callee-saved)

Minimalní PendSV handler (ideově)

```
PendSV_Handler():
    disable_interrupts
    save r4-r11 on PSP
    current_tcb->stack_ptr = PSP
    next_tcb = scheduler_select_next()
    PSP = next_tcb->stack_ptr
    restore r4-r11 from PSP
    enable_interrupts
    return_from_exception  // EXC_RETURN
```

- Všechny operace na PSP jsou bezpečné, protože PendSV je nejnižší priorita.
- Vyhýbáme se přímému zápisu do registrů během jiných ISR.

SysTick (tick timer)

```c
volatile uint32_t sys_ticks = 0;

void SysTick_Handler(void) {

    sys_ticks++;
    // zpracuj timeouts: decrement wait counters,
    // uvolni blocked tasks když timeout == 0
    // pokud existuje ready task s vyšší prioritou
    // než current -> pend PendSV

    if (scheduler_should_preempt()) {
        SCB->ICSR = SCB_ICSR_PENDSVSET_Msk; // vyvolat PendSV
    }
}
```

API - návrh funkcí

```c
// task management
int rtos_task_create(void (*entry)(void*), void *arg, uint32_t *stack_mem,
  uint32_t stack_size, uint8_t priority);
void rtos_task_yield(void);
void rtos_task_delete(int task_id);
void rtos_task_sleep(uint32_t ms);
// synchronizace - mutex
void rtos_mutex_init(mutex_t *m);
void rtos_mutex_lock(mutex_t *m);
void rtos_mutex_unlock(mutex_t *m);
// synchronizace - semafor
void rtos_sem_init(sem_t *s, uint32_t initial);
int  rtos_sem_wait(sem_t *s, uint32_t timeout_ms);
void rtos_sem_post(sem_t *s);
// message queue
int rtos_queue_send(queue_t *q, void *msg, uint32_t timeout_ms);
int rtos_queue_receive(queue_t *q, void *out_msg, uint32_t timeout_ms);
```

Ukázkový mini-scheduler (schematicky, C)

```c
tcb_t *current_tcb;
tcb_t *ready_lists[MAX_PRIORITIES];
uint32_t ready_bitmap; // each bit = nonempty list

tcb_t* scheduler_select_next(void) {
    if (ready_bitmap == 0) return idle_tcb;

    // index nejvyššího bitu (depending on bit numbering)
    int highest = 31 - __builtin_clz(ready_bitmap);
    tcb_t *list = ready_lists[highest];

    // round robin: pop head, push tail
    tcb_t *next = list;
    ready_lists[highest] = next->next;
    next->next = NULL;
    if (!ready_lists[highest]) ready_bitmap &= ~(1u << highest);
    return next;
}
```

Datová struktura mutexu

```
typedef struct mutex {
    tcb_t *owner;          // který task drží mutex
    uint8_t locked;        // 0 = volný, 1 = držen
    tcb_t *waiting_list;   // fronta čekajících tasků
} mutex_t;
```

- `owner`: identifikuje aktuálního držitele, důležité pro priority inheritance.
- `waiting_list`: fronta tasků čekajících na mutex, FIFO.

API mutexu

```
void mutex_init(mutex_t *m);
void mutex_lock(mutex_t *m);
void mutex_unlock(mutex_t *m);
```

Kolik RTOS běží v reálných produktech?

- Apple AirPods → běží 2 různé RTOSy na jednom SoC.
- Tesla autopilot board → běží až 4 různé RTOS instance.
- Drony DJI → FreeRTOS + vlastní kontrolní RTOS pro flight controller.
- Různé hodinky, fitness trackery: často ne jeden, ale dva RTOSy (applikační + radio stack).

ThreadX (Azure RTOS)

- Extrémně rychlý scheduler.
- Deterministické API.
- Má „preemption threshold“, což je hodně unikátní → task může dočasně blokovat preempci tasků do určité priority.

Zephyr RTOS

- Moderní, modulární, podporuje SMP.
- Vhodný pro komplexní wearable / IoT produkty.
- Silná integrace se subsystémy (BLE stack, networking, FS…).

µC/OS-II / µC/OS-III

- Extrémně deterministické.
- Certifikovatelné (avionika, automotive).

TI-RTOS, RTX5, RIOT, ChibiOS, NuttX

- RTX5 → velmi čistá implementace, součást CMSIS.
- ChibiOS → ultra rychlé context switchování.
- NuttX → velmi „POSIX-like“ (téměř jako mini-Linux).