

Echtzeitsysteme

Übungen zur Vorlesung

Cyclic Scope

Simon Schuster Phillip Raffeck

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg (FAU)
Lehrstuhl für Informatik 4 (Verteilte Systeme und Betriebssysteme)
<https://www4.cs.fau.de>

Wintersemester 2019/20



- 1 Wiederholung: Cyclic Executive
- 2 Vorgriff: Nicht-periodische Aufgaben
- 3 Implementierung: Cyclic Executive
- 4 Hinweis zur Aufgabe 5



- 1 Wiederholung: Cyclic Executive
- 2 Vorgriff: Nicht-periodische Aufgaben
- 3 Implementierung: Cyclic Executive
- 4 Hinweis zur Aufgabe 5



Idee strukturierter Ablaufplanung

Herkömmliche Zeitsteuerung

- potentiell komplexe Ablaufpläne
 - ↪ eventuell inklusive Verdrängung
 - Einplanung zu jedem Takt möglich
 - Terminüberprüfung für jeden Task
- Busy-Loop mit Entscheidung zu jedem Takt

Implementierung ohne regelmäßigen Zeitgeber (tickless)

- + weniger Zeitgeberereignisse
- Einplanung/Terminüberprüfung weiterhin zu jedem Takt möglich

Strukturierte Ablaufplanung

- Einführung künstlicher, zeitlicher Struktur
- weniger Zeitpunkte für Einplanung/Terminüberprüfung





Vor-/Nachteile zyklischer Ablaufpläne



Zyklisches Ablaufmodell liefert wohlgeordnete Ablaufpläne

- Eine feste Rahmengröße mit definierten Schranken
- Ablaufplanung ($\mapsto$ Zuteilung Aufträge zu Rahmen) findet **offline** statt
- **Einlastung** und **Terminüberwachung** zu definierten Zeitpunkten

- **Busy-Loop-Verhalten** innerhalb eines Rahmens (vgl. IV-2/12)

- Sequentielle, kooperative Abarbeitung der Aufträge
- Keine individuelle **Laufzeitüberwachung** und **Ausnahmebehandlung**
- Anfällig für Jitter und mangelnde Periodizität

+ **Niedrige Verwaltungsgemeinkosten**

- **Einlastung** und **Terminüberwachung** findet nur an den Rahmengrenzen statt
- Keine Verdrängung (engl. *preemption*) (vgl. III-2/13)
- Minimalistisches Laufzeitsystem (Dispatcher+Terminprüfung genügt)

+ **Hohe Vorhersagbarkeit**

- Einziger Interrupt ist der Zeitgeber an den Rahmengrenzen
- **Unterbrechungsfreier Durchlauf** innerhalb der Rahmen
- Vereinfacht die WCET-Analyse ungemein (vgl. Kapitel III-3)



Randbedingungen für die Rahmenlänge

Lang genug und so kurz wie möglich halten...

Terminüberwachung unterstützen $\leadsto f$ hinreichend kurz

- 1 Erfordert eine rechtzeitige Auslösung: $f \leq p_i$, für alle $1 \leq i \leq n$
- 2 Möglich unter der Bedingung: $2f - ggT(p_i, f) \leq D_i$, für alle $1 \leq i \leq n$
- 3 f teilt die Hyperperiode H so, dass gilt: $\lfloor p_i/f \rfloor - p_i/f = 0$, für ein i mit $1 \leq i \leq n$

Jobverdrängung vermeiden $\leadsto f$ hinreichend lang

- 4 Erfüllt, wenn gilt: $f \geq \max(e_i^f)$, für $1 \leq i \leq H/f$
 - e_i^f gibt die WCET aller Aufträge im Rahmen i an
 - Jeder Auftrag läuft in der durch f gegebenen Zeitspanne komplett durch
 - Erste Abschätzung nach unten: $f \geq \max(e_i)$, für $1 \leq i \leq n$

⚠ Ermittlung von $\max(e_i^f)$ erfolgt nachgelagert:

- Kann erst durch konkrete Ablaufplanung beantwortet werden
- Iterativer Prozess $\mapsto$ Wiederholung für jedes potentielle f



Aufgabe T_i	<u>Periode p_i</u> ms	<u>WCET e_i</u> ms	<u>Termin D_i</u> ms
T_1	9	2	5
T_2	18	3	8
T_3	45	3	45



- 1 Wiederholung: Cyclic Executive
- 2 Vorgriff: Nicht-periodische Aufgaben**
- 3 Implementierung: Cyclic Executive
- 4 Hinweis zur Aufgabe 5



Nicht-periodische Aufgaben

- Definiert durch $T_i = (i_i, e_i, D_i)$
- *Aperiodische* vs. *sporadische* Aufgabe
- *Mischbetrieb*: periodisch $\leftrightarrow$ sporadisch/aperiodisch
 - *dynamische* Einplanung
 - Beeinflussung periodischer Aufgaben?
 - Übernahmeprüfung $\leftrightarrow$ Antwortzeitminimierung

Nicht-periodische Arbeitsaufträge

- Kaum a-priori Wissen (Zeitpunkt, ...)
- Herausforderung Mischbetrieb: Erhaltung **statischer Garantien**
- Abweisung (spor. Aufg.): schwerwiegende Ausnahmesituation



Basistechniken zur Umsetzung

- **Unterbrecherbetrieb** $\leadsto$ bevorzugt nicht-periodische Aufgaben
- **Hintergrundbetrieb** $\leadsto$ stellt nicht-periodische Aufgaben hinten an
- **Zusteller** $\leadsto$ konvertiert nicht-period. in periodische Aufgaben
 - Spezielle periodische Aufgabe $T_s = (p_s, e_s)$
 - Ausführungsbudget, Auffüllperiode und -regeln
 - Abbildung auf Prioritätswarteschlange (z. B. AJQ)

Slack Stealing

- Idee: Termin ist maßgeblich
 $\leadsto$ *Verschieben* periodischer Aufgaben möglich
- *Erfordert Unterbrecherbetrieb*
- Problem: **Schlupfzeit** bestimmen
 - Zeitsteuerung (mit Rahmen): Einfach $\leadsto f - x_k$
 - Ereignissteuerung: schwierig $\leadsto$ dynamischen Berechnung



Periodische Zusteller

- Verschiedene Ausführungen
z. B.: Polling, Deferrable, Sporadic Server
- Unterscheiden sich im **Regelwerk**
- I. d. R. für mehrere Aufgaben zuständig

Beispiel: Abfragender Zusteller (Polling Server)

- Periodische Aufgabe $T_P = (p_s, e_s)$
 - Budget e_s verfällt
 - Im Falle sporadischer Aufgaben schwierig:
 - $p_P \leq \frac{D_s}{2}$, wobei $D_s \leq i_s \leadsto$ Abtasttheorem
- hohe Abtastfrequenz, Überlastgefahr



- 1 Wiederholung: Cyclic Executive
- 2 Vorgriff: Nicht-periodische Aufgaben
- 3 Implementierung: Cyclic Executive**
- 4 Hinweis zur Aufgabe 5



Busy Loop

```
1 void main(void) {  
2     while (true) {  
3         Task0();  
4         Task1();  
5         Task2();  
6         Task3();  
7     }  
8 }
```

Vorteile:

- Geringe Verwaltungsallgemeinkosten
- Simpel, übersichtlich, ...

Nachteile:

- Nur *eine Periode*, *keine Deadline-Überprüfung* möglich
- Mathematische *Analyse unmöglich*



Multi-Perioden-Hauptschleife

Anforderung: wir wollen unterschiedliche Perioden haben

Lösung:

- Jede Aufgabe hat ein *Aktivierungs-Flag*
- Feste Abarbeitungsreihenfolge innerhalb eines Durchlaufs

Multiraten-Hauptschleife

```
1 void main(void) {  
2     while (true) {  
3         wait_for_timer_tick();  
4         if (activated0) { activated0 = false; Task0(); }  
5         if (activated1) { activated1 = false; Task1(); }  
6         if (activated2) { activated2 = false; Task2(); }  
7         if (activated3) { activated3 = false; Task3(); }  
8     }  
9 }
```

Setzen der Flags in der Hauptschleife problematisch

→ Lang laufender Task kann Flag-Setzen/*Deadlineüberprüfung* verzögern



Setzen der Flags in der Hauptschleife problematisch

→ Lang laufender Task kann Flag-Setzen/*Deadlineüberprüfung* verzögern

Lösung: Setzen der Flags in Zeitgeber-Interruptbehandlung

```
1 volatile uint8_t timer = 0;
2 ...
3 ++timer; // Interrupt alle 1ms
4 ...
5 if ((timer % 5) == 0) { activated0 = true; } // Task0 alle 5ms
6 if ((timer % 10) == 0) { activated1 = true; } // Task1 alle 10ms
7 if ((timer % 20) == 0) { activated2 = true; } // Task2 alle 20ms
8 if ((timer % 100) == 0) { activated3 = true; } // Task3 alle 100ms
9
10 if (timer >= 100) { timer = 0; } // Ueberlaufbehandlung
```



Einschub: Schlüsselwort volatile

- Bei einem Interrupt wird `timer_event = 1` gesetzt
- Aktive Warteschleife wartet, bis `timer_event != 0`
- Flag (scheinbar) in Schleife nicht verändert $\leadsto$ Compiler-Optimierung
 - `timer_event` wird einmalig vor der Warteschleife in Register geladen
 - 👉 Endlosschleife
- `volatile` erzwingt das Laden bei jedem Lesezugriff

```
1 static uint8_t timer_event = 0;
2 ISR (INT0_vect) { timer_event = 1; }
3
4 void main(void) {
5     while(1) {
6         while(timer_event == 0) { /* warte auf Timer-Event */ }
7         /* bearbeite Timer-Event */
1 volatile static uint8_t timer_event = 0;
2 ISR (INT0_vect) { timer_event = 1; }
3
4 void main(void) {
5     while(1) {
6         while(timer_event == 0) { /* warte auf Timer-Event */ }
7         /* bearbeite Timer-Event */
```



■ Tastendruckzähler: Zählt mittels Variable zaehler

- Inkrementierung in der Unterbrechungsbehandlung
- Dekrementierung im Hauptprogramm zum Start der Verarbeitung

Hauptprogramm H

```
1 ; volatile uint8_t zaehler;  
2 ; C-Anweisung: zaehler--;  
3 lds r24, zaehler  
4 dec r24  
5 sts zaehler, r24
```

Interruptbehandlung I

```
1 ; C-Anweisung: zaehler++  
2 lds r25, zaehler  
3 inc r25  
4 sts zaehler, r25
```

Zeile	zaehler	r24	r25
-	5		
3 H	5	5	-
4 H	5	4	-
2 I	5	4	5
3 I	5	4	6
4 I	6	4	6
5 H	4	4	-



Vorteile

- Einfach, übersichtlich, wenige Ressourcen notwendig, ...
- Mehrere Perioden, Deadlineüberprüfung, erleichtert WCET-Analyse
- Mathematische Analyse anwendbar

Probleme der Implementierung: *Nebenläufige Zugriffe*

(Sichtbarkeits-)Synchronisation:

- 1 zwischen Zeitgeberunterbrechung und main-if/else
- 2 beim Setzen der Flags

Andere Namen in der Literatur:

Main Loop Scheduling, Main Loop Tasker, Prioritized Cooperative Multitasker, Non-preemptive Scheduler, ...



- 1 Wiederholung: Cyclic Executive
- 2 Vorgriff: Nicht-periodische Aufgaben
- 3 Implementierung: Cyclic Executive
- 4 Hinweis zur Aufgabe 5**



Wichtige Hinweise

Basisübung: Reine Textaufgabe, *Denksportaufgabe*

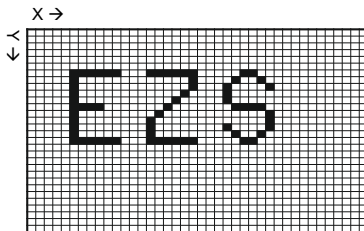
~> keine Implementierung notwendig

- Kern der Aufgabe: Auswirkung der Rahmenlänge

Erweiterte Übung: Implementierung einer *Cyclic Executive*

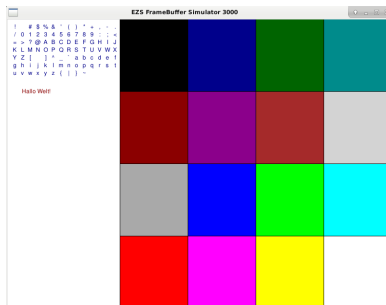
- Überprüfung der Lauffähigkeit und Deadlines von Jobs
- Vereinfachte Ausnahmebehandlung:
Ausgabe welcher Task Deadline überschritten hat
- Verwendung *eines* eCos Alarms





- **Framebuffer** $\leadsto$ Grafische Ausgabe
- eCos bietet einheitliche, *hardwareunabhängig Schnittstelle*
- Darstellung auf LCD: `ezs_fb_*` $\leadsto$ `make doc`
- Auflösung in unserem Fall: **320x240**
 - Zwecks Portabilität immer Makros nutzen:
 - Breite: `CYG_FB_WIDTH(FRAMEBUF)`
 - Höhe: `CYG_FB_HEIGHT(FRAMEBUF)`





Farbpalette

- 16 unterstützte Farben
- CYG_FB_DEFAULT_PALETTE_*

~> libEZS/include/ezs_fb.h

