Master Studiengang

h_da
HOCHSCHULE DARMSTADT
UNIVERSITY OF APPLIED SCIENCES
fbi
FACHBEREICH INFORMATIK

Embedded Realtime Systeme (Teil 3)

Prof. Dr. Ralf S. Mayer,
Prof. Dr. Peter Altenbernd
Fachbereich Informatik, h_da

Echtzeit Betriebssysteme

- Echtzeit-Betriebssysteme
  - Definitionen
  - Architekturen
    - UNIX
    - Windows 2000
    - Kernel-Konzepte
  - Kernel Aufgaben
  - Kernel Konzepte
  - Anforderungen an RTOS
  - Struktur eines einfachen RTOS
  - Semaphore
  - Prozesskommunikation
- Designaspekte eines Echtzeitsystems

Definition RTOS

Ein Echtzeitbetriebssystem oder auch RTOS (real-time operating system) ist ein Betriebssystem, welches für die Einhaltung von Zeitbedingungen optimiert wurde. Im Vergleich zu anderen Betriebssystemen, verläuft das Weiterleiten und Verarbeiten von Systemnachrichten und Signalen schneller. Echtzeitbetriebsyssteme sind in der Regel deutlich kompakter und kommen häufig in eingebetteten Steuerungsrechnern zum Einsatz.

Definition RTOS

Ein **Echtzeitbetriebssystem** oder auch **RTOS** (real-time operating system) ist ein Betriebssystem mit zusätzlichen Echtzeit-Funktionen für die Einhaltung von Zeitbedingungen und die Vorhersagbarkeit des Prozessverhaltens.

RTOS gängige Architekturen

- **Micro-Kernel**
  - Diese Architektur basiert darauf, dass der eigentliche Betriebssystemkern als **Task** mit niedrigster Priorität laufen gelassen wird und der **Echtzeit-Kernel** das Scheduling übernimmt. Dabei besitzen die Echtzeit-Prozesse die höchste Priorität. Das bringt minimale Latenzzeiten mit sich.
- **Nano-Kernel**
  - Ähnlich dem Micro-Kernel-Ansatz, jedoch besteht hier die Möglichkeit neben dem eigentlichen Echtzeit-Kernel, eine beliebige Anzahl anderer Betriebssystem-Kernel laufen zu lassen.
- Andere Architekturen
  - Klassische Betriebssysteme z.B. UNIX
  - s. a. Windows2000

UNIX

- großer monolithischer Kern, der im ***Systemmodus*** ausgeführt wird
  - die meisten Funktionen eines Betriebssystems werden in diesem Kern ausgeführt
  - Kern bildet einen einzigen Task, dessen Teile den Adressraum gemeinsam nutzen
  - Kern arbeitet mit hoher Priorität und teilweise sogar mit **Unterbrechungssperre**
  - Kern muss permanent im Arbeitsspeicher sein
- weitere Komponenten eines Betriebssystems arbeiten im ***Benutzermodus***
  - arbeiten mit niedrigerer Priorität
  - sind nachladbar oder können dem Seitenaustauschverfahren unterworfen werden.
  - **keine Mikrokernarchitektur**

→ nicht modular: jede Änderung/Erweiterung → Kernel neu bauen

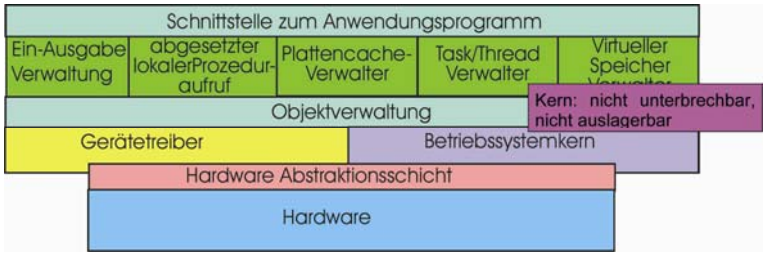
POSIX

- **POSIX** (**P**ortable **O**perating **S**ystem **I**nterface for Uni**X**) ist ein gemeinsam von der **IEEE** und der **Open Group** für Unix entwickeltes standardisiertes Applikationsebeneninterface, das die *Schnittstelle* zwischen ***Applikation*** und dem ***Betriebssystem*** darstellt.
- Die Spezifikation der Benutzer- und Software-Schnittstelle des Betriebssystem ist in vier Teile unterteilt. Zusätzlich existieren noch **Erweiterungen im Echtzeit-Bereich**:
  - **Basis-Definitionen (POSIX.1 / IEEE 1003.1-2001):** Eine Liste der im Standard benutzten Konventionen und Definitionen, zusätzlich noch eine Liste der bereitzustellenden C-Headerdateien
  - **Shell und Hilfsprogramme (POSIX.2 / IEEE 1003.1-2001):** Eine Liste der Hilfsprogramme und der Shell
  - **Echtzeit-Erweiterungen (POSIX.4 / IEEE 1003.1b-1993 / IEEE 1003.1d-1999)**
  - **Thread-Erweiterungen (POSIX.4a / IEEE 1003.1c-1994)**
  - **System-Schnittstelle:** Eine Liste der C-Systemaufrufe, die unterstützt werden müssen
  - **Erklärungen:** Erläuterungen zum Standard

Windows 2000

- Windows 2000 ist eine modifizierte Mikrokernarchitektur
  - Konzept der Modularität und Standardisierung des Interfaces wurden übernommen:
- Jede Funktionskomponente außerhalb des Kerns kann
  - entfernt,
  - modifiziert
  - ersetzt werden,
    - ohne das ganze System neu zu schreiben
    - ohne das Standard-Interface zu Applikationen zu verändern.
- Einige dieser Funktionen laufen außerhalb des Kerns aber im Systemmodus und nicht im Benutzermodus.
- Gründe → Leistung
  - Reduktion der Anzahl der Task- und Thread- sowie Moduswechsel

Windows 2000 (2)



Kernel-Konzepte

geschichtetes Betriebssystem

- OS (Kernel) macht fast „nichts“
- Hardwareabstraktion
- geeignet für verteiltes Systeme (Client-Server)

Mikrokernel

Exokernel

- OS (Kernel) macht „alles“
- IBM /370 VM
- virtuelle Maschine, stellt dem Prozess die Kopie der komplette „HW“-Umgebung (virtuelle Maschine)
- Keine Zwischenschicht

Mikrokernel

1. Abspeckung des Kerns auf die allerwichtigsten Teile (z.B. etwa 8KByte Code)
   - Intertask-Kommunikation (lokal und netzwerkbasiert)
   - Task Scheduling
   - Interrupt – Ausführung
2. Kernaufruf ist Funktionsaufruf (keine eigene einplanbare Einheit wie Thread oder Task):
   - effizienteste Implementierung:
   - Der Kern wird in jeden virtuellen Adressraum eingebunden;
   - Zugriffsrecht wird nur durch Kernaufruf verfügbar
3. Verwendung des Client-Server-Prinzips auch innerhalb eines einzigen Systems.
4. Mikrokernel hat Funktion des Nachrichtenvermittlers
   - Überprüfung auf Zulässigkeit
   - Vermittlung zwischen Komponenten

Vorteile Mikrokernel-Architektur

- Änderung der Hardwareplattform → Änderung eines kleinen Kerns
- ein kleiner Kern lässt sich leichter testen als ein entsprechend umfangreicher Kern.
- einfache Schnittstellen von Servern mit dem Kern erleichtern die Arbeit des Systemprogrammierers.
- hervorragende Skalierbarkeit der Systemfunktionen außerhalb des Kerns
- wegen des Client/Server-Prinzips gut geeignet für verteilte Realisierung
- passt gut zum Konzept der Objektorientierung, die immer stärker Eingang in den Betriebssystembereich findet.

- möglicher Nachteil: geringere Effizienz?
- Dienstanforderung = Nachricht generieren + Versand über Mikro-Kern + Analyse im Server
- *im Gegensatz dazu*: monolithischer Kern Dienstanforderung = Funktionsaufruf

Aufgaben eines Kerns (Kernel)

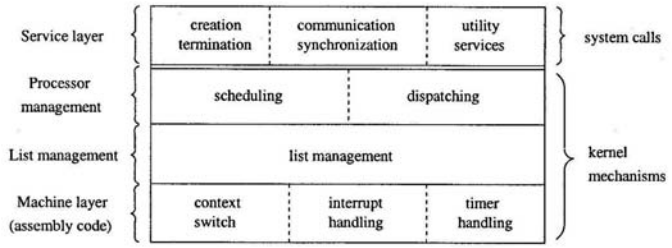
- Dienste für den Zugriff auf Hardware
  - Arbeitsspeicherverwaltung
  - Verwaltung der Ein- und Ausgabeprozesse
  - Unterste Ebene der Gerätesteuerung (Treiber)
  - Interrupt-Bearbeitung
  - Ausführung privilegierter Befehle (nur im Systemmodus ausführbar)

Anforderungen an ein Echtzeit-Betriebssystem

... eventuel zusätzliche Aufgaben wie:

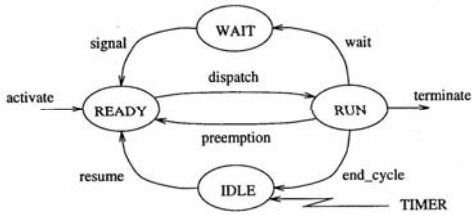
- Prozess-Management
- Interrupt-Bearbeitung
- Prozess-Synchronisierung
  - Semaphore
    die ein Ressourcen Zugriffsprotokoll unterstützen wie
    - Priority Inheritance (PIP)
    - Priority Ceiling (PCP) oder
    - Stack Resource Policy (SRP)
- Kommunikation zwischen Prozessen

Struktur eines einfachen RT OS



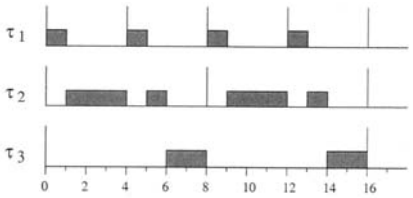
- **Maschinenebene**: Interagiert direkt mit der physikalischen HW → Assembler. Erledigt im wesentlichen:
  Context-Switch, Interrupt- und Timer Handling
- **Listenmanagement**: Verfolgt Status der Tasks, fügt neue Tasks ein, entfernt Tasks
- **Prozessor-Management**: Planung der Ausführung (schedule), Abfertigung (dispatch) von Operationen
- **Dienste-Ebene**: alle für den Benutzer sichtbaren Dienste und Systemaufrufe

Prozesszustände



- **Running**. Task in diesem Zustand wird vom Prozessor ausgeführt
- **Ready**. Task ist bereit zur Ausführung. Alle Tasks in diesem Zustand sind in der ***ready queue***
- **Waiting**. Task in diesem Zustand ist in einem Syschronisationszustand und wartet auf ein Event. Tasks in diesem Zustand werden in die zu dem ***Semaphor*** gehörende Queue eingeordnet. Bei einem ***signal*** wird der obere Task in der Queue in die ***ready queue*** eingeordnet.
- **Idle**. Periodischer Task, der seine Ausführung beendet hat mach dies durch ***end cycle*** bekannt und wird in die ***idle queue*** eingeordnet. Wird vom Kernel rechtzeitig wieder geweckt und in die ***ready queue*** eingeordnet.

Scheduling



Beispiel:
Scheduling von drei Tasks nach RMS

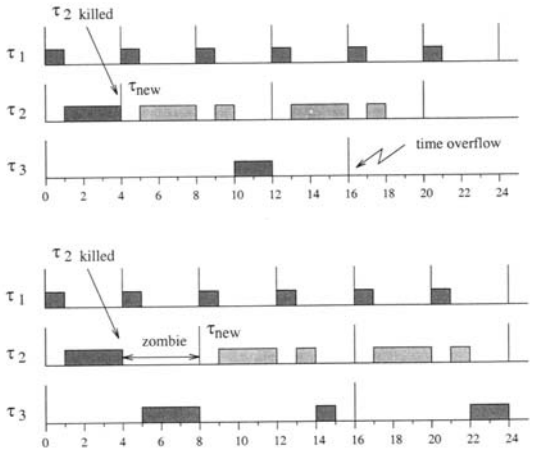
In Echtzeitsystemen muss auch die dynamische Erzeugung und Beendigung von Tasks berücksichtigt werden. Ein neuer Status muss eingeführt werden, um die Prozessor-Bandbreite zu erhalten, welche für die garantierte Ausführung von Echtzeit-Tasks vorgesehen ist.

Der Auslastungsfaktor U_k (utilisation factor) eines abgebochenen Tasks (z.B. durch kill) kann nicht sofort von der totalen Prozessorauslastung abgezogen werden, weil er möglicherweise schon die Ausführung anderer Tasks verursacht haben könnte.

Um den Garantie-Test konsistent zu halten, kann U_k erst am Ende einer Periode abgezogen werden.

Daher wird u.a. der Status Zombie eingeführt.

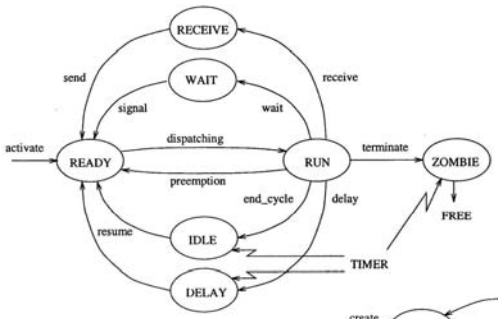
Scheduling (2)



Entfernung eines abgebrochene Tasks und **sofortiges Einfügen** eines neuen kann zu **Überschreitung der Deadline** führen

Entfernung eines abgebrochene Tasks und Einfügen eines neuen **am Ende einer Ausführungs-periode** ermöglicht erst die **garantierte Ausführbarkeit**

Scheduling (3) vollständigere Beschreibung



Delay für verzögerte Tasks

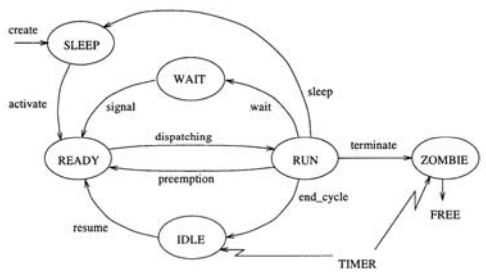
Receive. Task wartet auf Nachricht

Zombie. Erst nach Beendigung der Periode wird Datenstruktur deallokiert und Task verlässt vollständig das System

Aperiodische Tasks werden mit ***activate*** und ***sleep*** gehandhabt.

create erzeugt alle Datenstrukturen

Vereinfachte Darstellung für weitere Betrachtung →



Datenstrukturen

Task Control Block

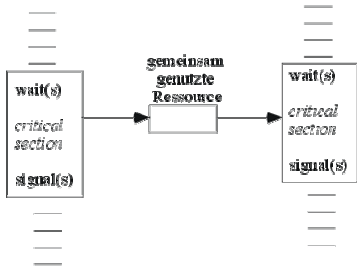
task identifier
task address
task type
criticality
priority
state
computation time
period
relative deadline
absolute deadline
utilization factor
context pointer
precedence pointer
resource pointer
pointer to the next TCB

```
typedef int    queue;          /* head index      */
typedef int    sem;            /* semaphore index */
typedef int    proc;           /* process index   */
typedef int    cab;            /* cab buffer index */
typedef char*  pointer;        /* memory pointer  */
```

```
struct tcb {
    char    name[MAXLEN+1];  /* task name                 */
    proc    (*addr)();       /* first instruction address */
    int     type;            /* task type                 */
    int     state;           /* task state                */
    long    dline;           /* absolute deadline         */
    int     period;          /* task period               */
    int     prt;             /* task priority             */
    int     wcet;            /* worst-case execution time */
    float   util;            /* task utilization factor   */
    int     *context;        /* pointer to the context    */
    proc    next;            /* pointer to the next tcb   */
    proc    prev;            /* pointer to previous tcb   */
};
```

Datenstrukturen

Zugriff auf gemeinsam genutzte Ressourcen erfolgt über Semaphore.




```
struct scb {
    int     count;          /* semaphore counter        */
    queue   qsem;           /* semaphore queue          */
    sem     next;           /* pointer to the next      */
};
```

Listen und Listen-verwaltung

```
struct tcb    vdes[MAXPROC];        /*  tcb array  */
struct scb    vsem[MAXSEM];         /*  scb array  */
```

```
proc    pexe;               /* task in execution        */
queue   ready;              /* ready queue              */
queue   idle;               /* idle queue               */
queue   zombie;             /* zombie queue             */
queue   freetcb;            /* queue of free tcb's      */
queue   freesem;            /* queue of free semaphores */
float   util_fact;          /* utilization factor       */
```


Zeitmanagement

```
unsigned long   sys_clock;      /* system time          */
float           time_unit;      /* unit of time (ms)    */
```

tick	*lifetime*
1 ms	50 days
5 ms	8 months
10 ms	16 months
50 ms	7 years

sys_clock ist die Anzahl *timer interrupts* während der Lebensdauer des Systems.

Kleine time_unit
- → gute Aktivierungsrate des Systems
- → erhöht Systemoverhead

Optimal: GGT aller Task-Perioden

Harte *Tasks können periodisch oder aperiodisch sein → EDF*

Nicht-Echtzeit-Tasks (NRT) im Hintergrund ausgeführt → FPS

Vermeidung zweier Queues, Transformierung von NRT, so dass deren Deadlines immer größer als die der HARD-Tasks sind:

d_i^{NRT} **= MAXDEADLINE – PRT_LEV +** P_i , wobei

MAXDEADLINE = 2^{31}-1;

PRT_LEV: Anzahl der Prio-Level des Kernel;

$P_i \in [0, PRT\_LEV-1]$

Initialisierung des Systems

```
void    ini_system(float tick)
{
proc    i;
    time_unit = tick;
    <enable the timer to interrupt every time_unit>
    <initialize the interrupt vector table>
    /* initialize the list of free TCBs and semaphores */
    for (i=0; i<MAXPROC-1; i++) vdes[i].next = i+1;
    vdes[MAXPROC-1].next = NIL;
    for (i=0; i<MAXSEM-1; i++) vsem[i].next = i+1;
    vsem[MAXSEM-1].next = NIL;
    ready = NIL;
    idle = NIL;
    zombie = NIL;
    freetcb = 0;
    freesem = 0;
    util_fact = 0;
    <initialize the TCB of the main process>
    pexe = <main index>;
}
```


Erzeugen eines neuen Task

```
/*-------------------------------------------------------------*/
/* create -- creates a task and puts it in sleep state         */
/*-------------------------------------------------------------*/
proc    create(
        char    name[MAXLEN+1],     /* task name            */
        proc    (*addr)(),          /* task address         */
        int     type,               /* type (HARD, NRT)     */
        float   period,             /* period or priority   */
        float   wcet)               /* execution time       */
{
proc    p;
    <disable cpu interrupts>
    p = getfirst(&freetcb);
    if (p == NIL) abort(NO_TCB);
    if (vdes[p].type == HARD)
        if (!guarantee(p)) return(NO_GUARANTEE);
    vdes[p].name = name;
    vdes[p].addr = addr;
    vdes[p].type = type;
    vdes[p].state = SLEEP;
    vdes[p].period = (int)(period / time_unit);
    vdes[p].wcet = (int)(wcet / time_unit);
    vdes[p].util = wcet / period;
    vdes[p].prt = (int)period;
    vdes[p].dline = MAX_LONG + (long)(period - PRT_LEV);
    <initialize process stack>
    <enable cpu interrupts>
    return(p);
}
```

Intertask Kommunikation

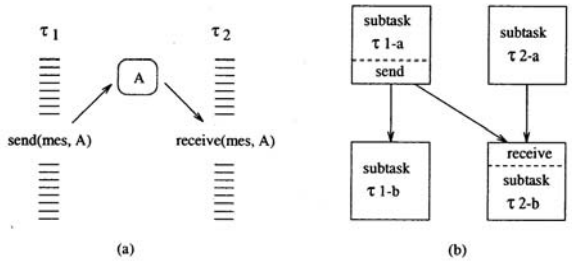
- Intertask Kommunikation ist ein kritischer Aspekt von Realtime Systemen
- Benutzung von shared Ressourcen für die Nachrichtenvermittlung kann
  - Prioritätsinversion
  - unbegrenzte Blockierung von Tasks zur Folge haben
- Ansätze
  - synchrone Modelle
  - asynchrone Modelle

- synchrone Modelle können zu unvorhersagbarem Verhalten in Echtzeitsystemen führen
  - Mögliche Lösungsansätze:
    - Überführung von synchronen Interaktionen in Vorgänger-Nachfolger-Beziehungen
    - asynchrone Modelle

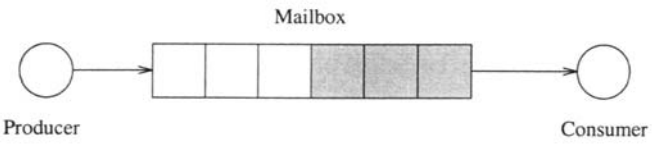
Synchrone Task-Kommunikation

„Rendez-vous“

- Sender und Empfänger müssen sich synchronisieren, d.h. sich zeitlich treffen (rendez-vous)
  - startet der Sender zuerst, muss er warten, bis der Empfänger die Nachricht abholt
  - startet der Empfänger zuerst, muss er warten, bis der Sender die Nachricht sendet
- Problemminderung:
  - Zerlegung von Sende- und Empfangtasks in Subtasks
  - senden nur am Ende eines Tasks-Abschnitts
  - empfangen nur am Anfang eines Tasks-Abschnitts



Asynchrone Task-Kommunikation



1. **Mailbox**

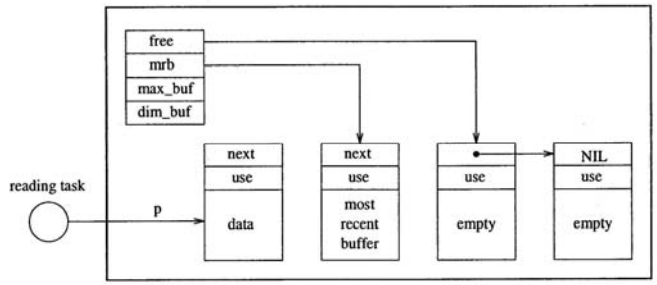
- wird in dem meisten kommerziellen Echtzeitsystemen verwendet
- besteht aus einem **shared memory** Puffer, der eine feste Anzahl Plätze für Nachrichten vorsieht und nach **FIFO** Prinzip arbeitet
- Problem:
  - ist die Mailbox **voll**, wird der **Sender blockiert**
  - ist die Mailbox **leer**, wird der **Empfänger blockiert**
  - wenn sendender Task eine Periodendauer von T_1 hat und empfangender Task eine Periodendauer von T_2 tritt bei $\mathbf{T_1 \neq T_2}$ irgendwann eine **Blockierung** ein

Asynchrone Task-Kommunikation

2. **Cyclical Asynchronous Buffer** (CAB) (Clark 1989)

- Entworfen für Kooperation von periodischen Aktivitäten wie Kontrollschleifen und Sensor-Datenaufnahme
- Stellt einen one-to-many Kommunikationskanal dar
- Eine Nachricht wird nicht verbraucht (d.h. entfernt) sondern durch eine neuere überschrieben.
- Sender kann niemals blockieren
- Sobald eine Nachricht im CAB ist, kann eine Empfänger nicht mehr blockieren
- Nachricht kann mehrfach gelesen werden
- Eine nicht rechtzeitig abgeholte Nachricht kann verloren gehen, d.h. durch eine neuere ersetzt werden.
  - → nicht geeignet Nachrichten Historie
  - → meist gut geeignet für Kontrolanwendungen (bei denen in der Regel nur aktuelle Daten von Interesse sind)

CAB Implementierung



Schreiben einer Nachricht:

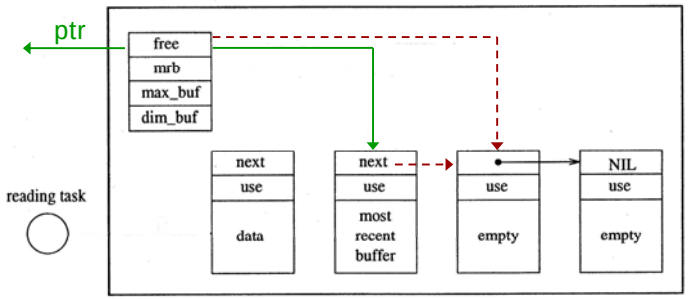
*buf_ptr = **reserve**(cab_id);*
<copy message in buf_ptr>
***putmes**(buf_ptr, cab_id);*

Lesen einer Nachricht:

*mes_ptr = **getmes**(cab_id);*
<use message >
***unget**(mes_ptr, cab_id);*

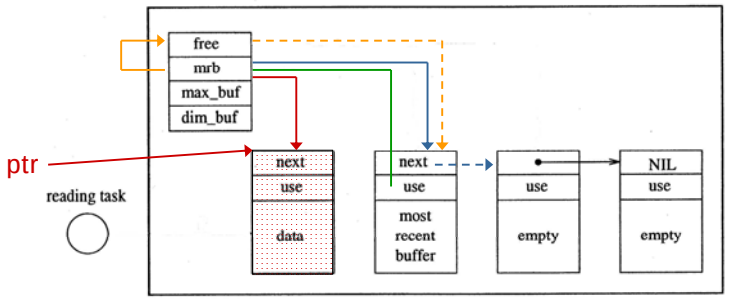
Funktionen sind **nicht unterbrechbar** um Konsistenz und Integrität der Strukturen zu gewährleisten.

CAB Implementierung (reserve)



ptr = **reserve**(CAB c);
freier Buffer wird zurückgegeben, jetzt benutzt
CAB-Struktur zeigt mit free auf den nächsten freien Puffer

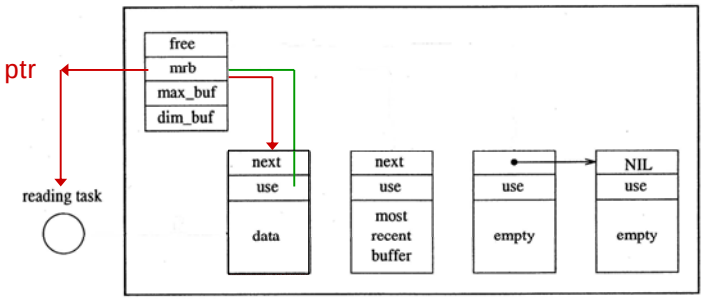
CAB Implementierung (putmes)



void **putmes**(CAB c, pointer ptr);
wenn c.mrb.use == 0 /* if not accessed by a recipient */
c.mrb.next = c.free; /* deallocate mrb */
c.free = c.mrb; /* insert in free queue */

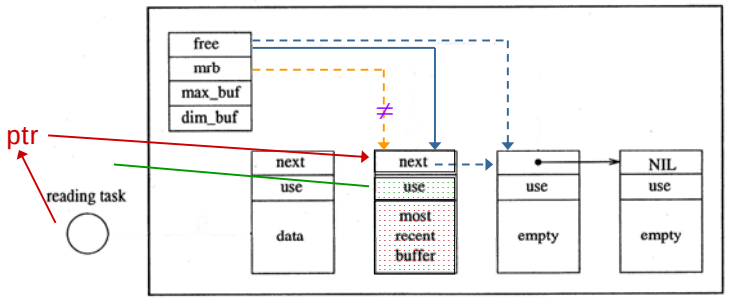
c.mrb = ptr;

CAB Implementierung (getmes)



ptr = **getmes**(CAB c);
pointer p = c.mrb; /* get the most recent buffer */
p.use = p.use + 1; /* increment the counter */
return(p);

CAB Implementierung (unget)



void **unget**(CAB c, pointer ptr);

```
p.use = p.use - 1;                    /* decrement the counter    */
wenn (p.use == 0) && (p != c.mrb)     /* if not accessed, not mrb */
    p.next = c.free;                  /* deallocate mrb           */
    c.free = p;                       /* insert in free queue     */
```


System Overhead durch Betriebssystem

Das **Betriebssystem benötigt Rechenzeit** um alle Kernel-Aufgaben zu behandeln:

- Queuing von Tasks
- Kontext Wechsel
- Update interner Datenstrukturen
- Intertask Kommunikation: Senden und Empfangen von Nachrichten
- Bedienung von Interrupt-Anfragen

Normalerweise ist die Prozessorzeit für das OS gegenüber den anderen Tasks **vernachlässigbar** bezüglich Garantietests

In einigen Fällen jedoch, wenn **Anwendungstasks kleine Ausführungszeiten** haben und **enge Zeitbedingungen**, kann die Kernel-Aktivität nicht mehr vernachlässigt werden und **signifikante Interferenzen** erzeugen.

Vorhersagbarkeit kann dann nur noch durch **Betrachtung des Systemoverheads** in der Analyse der Schedulability erreicht werden.

Overhead Faktoren

Einer der wichtigsten Beiträge zum Systemoverhead ist die **Context Switching** Zeit:

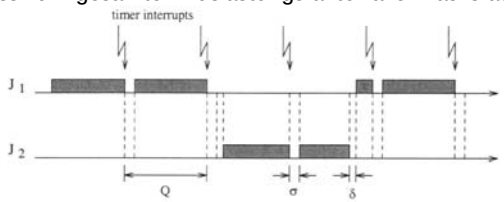
- ist intrinsische Grenze für den Kernel
- nicht abhängig vom Scheduling Algorithmus
- nicht abhängig von der Struktur der Tasks

Ein weiterer wichtiger Beitrag ist Prozessorzeit zur Behandlung der **Timer Interrupts.** Sei

- **Q** der Systemtakt
- σ die worst case Ausführungszeit der entsprechenden Treiber
- δ die Ausführungszeit eines Kontext Wechsels

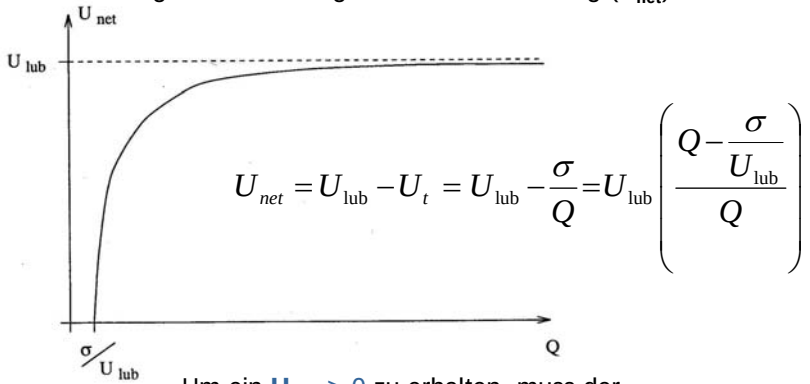
berechnet sich der Utilization Faktor $U_t = \sigma / Q$

Dieser muss zum gesamten Auslastungsfaktor aller Tasks addiert werden.



Auslastungs Faktor

Die Addition von U_t zum Auslastungsfaktor der übrigen Tasks ist gleichbedeutend mit der Reduktion des Least Upper Bound (lub) mit U_t.
Daraus ergibt sich die mögliche Netto-Auslastung (U_{net}) zu:



$$U_{net} = U_{\text{lub}} - U_t = U_{\text{lub}} - \frac{\sigma}{Q} = U_{\text{lub}} \left(\frac{Q - \frac{\sigma}{U_{\text{lub}}}}{Q} \right)$$

Um ein $U_{net} > 0$ zu erhalten, muss der **Systemtakt Q stets größer als (σ / U_{lub})** sein

Auslastungsfaktor Beispiel

Das folgende Beispiel gibt ein Einschätzung von der Leistungsminderung durch den System Overhead.

Ausgehend von einem EDF Scheduling Algorithmus und der Annahme, dass $U_{lub} = 1$, sowie die Ausführungszeit für die Timer Interrupt Routine eine Ausführungszeit von $\sigma = 100$ µs hat wird die Auswirkung der Größe des Systemtakts **Q** auf U_{net} betrachtet:

Q = 10 ms → $U_{net} = 0.99$
Q = 1 ms → $U_{net} = 0.90$
Q = 200 µs → $U_{net} = 0.5$

Dies bedeutet, dass bei einem GGT aller Task-Perioden von 200 µs in einem solchen System ein ein Utilization Faktor U = 0.6 für ein solches Ensemble von Echtzeittasks nicht mehr garantiert werden könnte.

Schedulability Analyse mit Overhead

Der Overhead durch Kernel-Mechanismen kann durch zusätzliche Terme in den Ausführungszeiten C_i der einzelnen Tasks τ_i berücksichtigt werden.

Insbesondere die Zeit δ, welche für Kontext Wechsel (context switches), beispielweise durch Systemaufrufe (system calls) wird auf diese Weise berücksichtigt.

Ebenso werden implizite Kontext Wechsel, welche vom Kernel veranlasst werden, dem verdrängten (preempted) Task in Rechnung gestellt.

In diesem Fall muss in der Analyse der Schedulabity die Anzahl Preemptions N_i für jeden Task abgeschätzt werden. Dies kann meist offline aus den einzelnen Zeitbedingungen des Tasks τ_i abgeschätzt werden.

$$N_i = \sum_{k=1}^{i-1} \left\lfloor \frac{T_i}{T_k} \right\rfloor .$$

(Diese Abschätzung der oberen Grenze für die Preemptions ist eher zu pessimistisch. Für spezielle Scheduling Algorithmen können bessere gefunden werden)

Sched. Analyse mit Overhead (2)

- Ausführungszeiten C_i und Periodendauer T_i des einzelnen Tasks τ_i
- Zeit δ, welche für Kontext Wechsel (context switches)
- Anzahl Preemptions N_i
- Gesamt Utilization Faktor U_{tot} für den Task Set

$$U_{tot} = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i + \delta N_i}{T_i} + U_t = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i}{T_i} + \left(\delta \sum_{i=1}^{n} \frac{N_i}{T_i} + U_t \right).$$

$$U_{tot} = U_p + U_{ov},$$

- Utilization Faktor U_p für alle periodischen Tasks
- Korrekturfaktor U_{ov} , der die Zeit für Timer Handling und den Overhead für Preemption berücksichtigt.

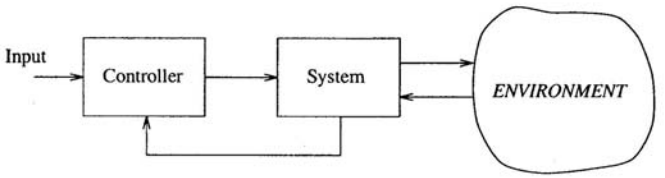
$$U_{ov} = U_t + \delta \sum_{i=1}^{n} \frac{N_i}{T_i}.$$

Weitere Betrachtungen für Interrupt Behandlung siehe
→ *Jeffay* und *Stone*, z.B. in [1]

Design von Echtzeitsystemen

Ein Echtzeitsystem ist durch die folgenden Komponenten charakterisiert

- das zu kontrollierende **System**:
  z.B. eine Fabrik, ein Fahrzeug, ein Roboter oder ein Gerät, welches ein bestimmtes Verhalten realisieren soll
- die **Kontrolleinheit**:
  in unserem Fall ein Rechnersystem, welches dem zu kontrollierenden System richtige Werte für die gewünschten Steuerungs-Ziele liefert
- die **Umgebung**:
  die äußere Welt in der das System operiert



Arten kontrollierter Systeme

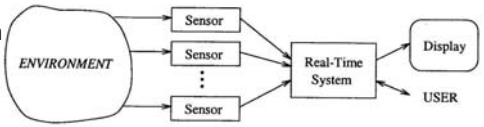
Allgemein kann man kontrollierte Systeme folgendermaßen untergliedern:

- **Monitor-Systeme** (monitoring systems)
- **offene Kontroll-Systeme** (open-loop control systems)
- **rückgekoppelte Kontroll-Systeme** (closed-loop control systems, feedback control systems)

Monitoring Systeme

Monitor Systeme

- verändern nicht ihre Umgebung
- Benutzen Sensor-Daten um
  - eigenen Status festzustellen
  - Sensordaten zu verarbeiten
  - Anzeige von Ergebnissen



Typische Beispiele:

- Radar-Verfolgung
- Flugverkehrskontrolle (**A**ir **T**rafic **C**ontrol)
- Überwachung, Alarm (Umwelt, Medizin usw.)

Viele dieser Anwendung erfordern **periodische Erfassung** von mehreren Sensoren, möglicherweise mit **unterschiedlichen Sampling Raten**.

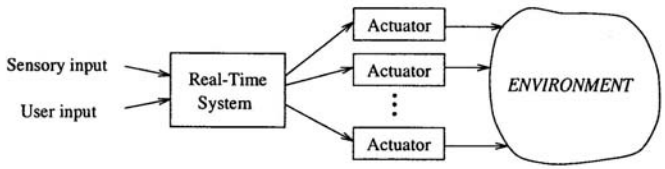
Da **kritische Bedingungen** erfasst werden müssen, ist die Verwendung eines **harten Echtzeitsystems** erforderlich.

Der Task Set kann **offline** analysiert werden um die Schedulability unter den vorgegebene Zeitbedingungen zu testen

Offene Kontroll Systeme

Offene Kontroll-Systeme interagieren mit der Umgebung

- ausgeführte Aktionen hängen nicht strikt vom aktuellen Zustand der Umgebung ab.
- Sensor-Daten werden benutzt, um Aktionen zu planen
- Keine Rückkopplung (feedback) zwischen Sensor und Aktuator
- Aktionen können unabhängig von neueren Sensordaten ausgeführt werden.



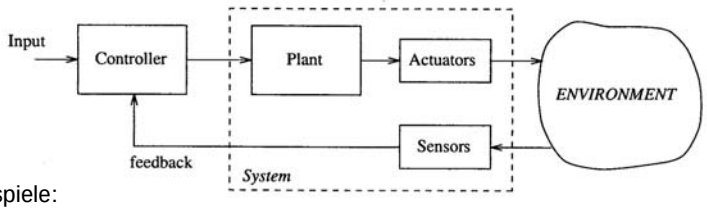
Beispiel:

Ein Roboter-System mit Kamera identifiziert ein Objekt und seinen Ort und sendet die Koordinaten an die Roboter-Steuerung. Diese berechnet die notwendige Aktion, um das Objekt aufzunehmen. Hierfür ist **kein Echtzeitsystem erforderlich**. Erfolg der Aktion hängt nur von der Rechengeschwindigkeit und der richtigen Berechnung der Bewegung ab.

Rückgekoppelte Kontroll Systeme

Rückgekoppelte Kontroll-Systeme haben häufige Interaktionen mit der Umgebung in beide Richtungen

- ausgeführte Aktionen hängen strikt von neuen Sensor-Daten ab
- Sensor und Kontrolle hängen fest zusammen, oft mit mehreren Feedback-Pfaden
- Sensoren häufig direkt auf Aktuatoren montiert um Aktion direkt anhand der Sensordaten zu korrigieren.



Beispiele:

- Biologische Systeme (Mensch, Tiere)
- Moderne „fly-by-wire“ Flugzeuge
  Basisbefehle werden vom Piloten gegeben. Diese werden in eine Serie von Input-Daten umgewandelt. Das System berechnet anhand von Sensor-Daten Bewegung und Stellung der Steuerruder und die Triebwerksleistung

Vorgehen beim Entwurf von RT-Systemen

Für kritische Echtzeitsysteme müssen, neben klassischen Designaspekten, folgende Punkte im Detail betrachtet werden:

- **Strukturierung** der Anwendung in eine Anzahl **konkurrierender Tasks**
- **Festlegung** der **korrekten Timing-Bedingungen** für jeden Task
- Wahl einer **geeigneten Betriebsumgebung**, welche erlaubt, **erforderliche Zeitbedingungen zu garantieren**

- Identifizierung von **harten** und **weichen Echtzeitbedingungen** (siehe 1. Teil der Vorlesung)
- **Analyse der Umgebung**, beispielsweise physikalische Gegebenheiten (wie beispielsweise in den Praktika durchgeführt)
- Spezifikation der **Sensoren** und **Aktuatoren** bezüglich
  - Reaktionsgeschwindigkeit, Verzögerungen etc.
  - Umgebungsbedingungen (Temperaturbereich, Feuchtigkeit, ...)
  - Ausfallsicherheit
  - ...

Konkrete Entscheidungen

- Wahl eines Prozessors
- Platine
  - Eigenentwicklung der Platine
  - Evaluation Board
- alternativ: kommerzielles Produkt mit dem Wunschprozessor (PDA), dann HW verstehen und abändern, eigenes OS aufspielen ...
- Peripherie: Anpassung des digitalen/analogen I/O:
  - diskrete Digitalbausteine
  - FPGA (Field Programmable Gate Array - einzeln rekonfigurierbarer Logik-Chip)
  - CPLD (CMOS Programmable Logic Device)
  - spezifische Chipsätze (GPS, WLAN, Bild-/Tonverabeitung, DFT, div. Algorithmen)
- Entwicklungsumgebung:
  - RT-OS
  - Compiler/Linker/Debugger (GNU, insight, ...)
  - JTAG, on-chip debugging
  - Versionsverwaltung (CVS, ...)
  - Dokumentationshilfen (doxygen, ...)
- Laborausstattung
  - Oszilloskop
  - Multimeter
  - Lötkolben

Literatur u. Quellen

[1] Hard Real-Time Computing Systems; Giorgio C. Buttazzi; Springer; 2005

[2] Real-Time Systems and Programming Languages; Alan Burns, Andy Wellings; Pearson-Addison Wesley; 3rd Ed 2001

[3] Real-Time Design Patterns, *Robust Scalable Architecture for Real-Time-Systems*; Bruce Powel Douglas; Addison-Wesley; 2003

[4] Embedded System Design on a Shoestring, *Achieving High Performance with a Limitted Budget*; Lewin A.R.W. Edwards; Newnes; 2003