Überblick: Teil D Betriebssystemabstraktionen

Speicherorganisation

```c
int a;                          // a: global, uninitialized
int b = 1;                      // b: global, initialized
const int c = 2;                // c: global, const

void main() {
  static int s = 3;             // s: local, static, initialized
  int x, y;                     // x: local, auto; y: local, auto
  char* p = malloc( 100 );      // p: local, auto; *p: heap (100 byte)
}
```

Wo kommt der Speicher für diese Variablen her?

- **Statische Allokation** – Reservierung beim Übersetzen / Linken
  - Betrifft alle globalen/statischen Variablen, sowie den Code ↪ 12–5
  - Allokation durch Platzierung in einer Sektion

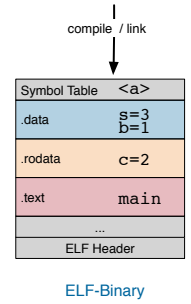
.text	– enthält den Programmcode	`main()`
.bss	– enthält alle mit 0 initialisierten Variablen	`a`
.data	– enthält alle mit anderen Werten initalisierten Variablen	`b,s`
.rodata	– enthält alle unveränderlichen Variablen	`c`

- **Dynamische Allokation** – Reservierung zur Laufzeit
  - Betrifft lokale auto-Variablen und explizit angeforderten Speicher

Stack	– enthält alle aktuell lebendigen auto-Variablen	`x,y,p`
Heap	– enthält explizit mit `malloc()` angeforderte Speicherbereiche	`*p`

Speicherorganisation auf einem μC

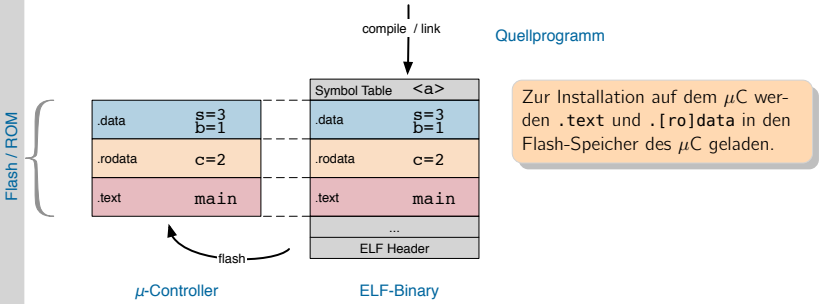
```c
int a;                          // a: global, uninitialized
int b = 1;                      // b: global, initialized
const int c = 2;                // c: global, const

void main() {
  static int s = 3;             // s: local, static, initialized
  int x, y;                     // x: local, auto; y: local, auto
  char* p = malloc( 100 );      // p: local, auto; *p: heap (100 byte)
}
```



Beim Übersetzen und Linken werden die Programmelemente in entsprechenden Sektionen der ELF-Datei zusammen gefasst. Informationen zur Größe der `.bss`-Sektion landen ebenfalls in der Symboltabelle.

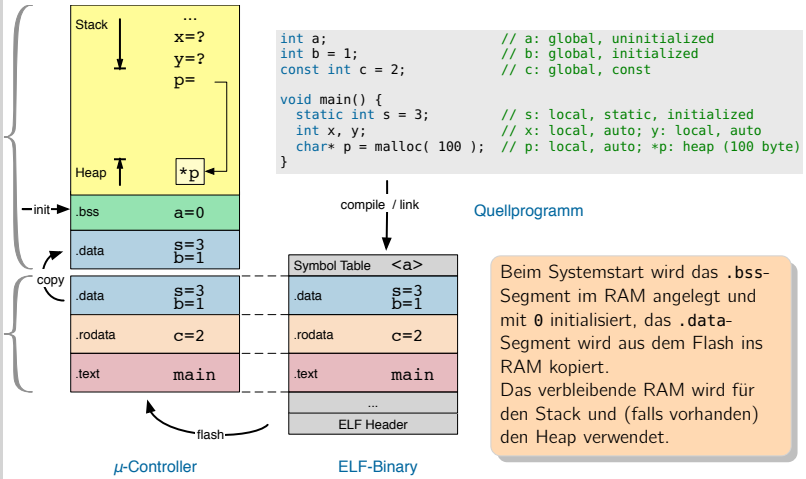
Speicherorganisation auf einem μC

```c
int a;                          // a: global, uninitialized
int b = 1;                      // b: global, initialized
const int c = 2;                // c: global, const

void main() {
  static int s = 3;             // s: local, static, initialized
  int x, y;                     // x: local, auto; y: local, auto
  char* p = malloc( 100 );      // p: local, auto; *p: heap (100 byte)
}
```



Zur Installation auf dem μC werden `.text` und `.[ro]data` in den Flash-Speicher des μC geladen.

Speicherorganisation auf einem μC




```
int a;                      // a: global, uninitialized
int b = 1;                  // b: global, initialized
const int c = 2;            // c: global, const

void main() {
  static int s = 3;         // s: local, static, initialized
  int x, y;                 // x: local, auto; y: local, auto
  char* p = malloc( 100 );  // p: local, auto; *p: heap (100 byte)
}
```

Quellprogramm

Beim Systemstart wird das `.bss`-Segment im RAM angelegt und mit `0` initialisiert, das `.data`-Segment wird aus dem Flash ins RAM kopiert.
Das verbleibende RAM wird für den Stack und (falls vorhanden) den Heap verwendet.

Verfügt die Architektur über keinen Daten-Flashspeicher (beim ATmega der Fall ↪ 14–3), so werden konstante Variablen ebenfalls in `.data` abgelegt (und belegen zur Laufzeit RAM).

Speicherorganisation in einem UNIX-Prozess

- **Programm:** Folge von Anweisungen
- **Prozess:** Betriebssystemkonzept zur Ausführung von Programmen
  - Programm, das sich in Ausführung befindet, und seine Daten (Beachte: ein Programm kann sich mehrfach in Ausführung befinden)
  - Eine konkrete Ausführungsumgebung für ein Programm (Prozessor, Speicher, . . .) ↦ vom Betriebssystem verwalteter *virtueller Computer*
- Jeder Prozess bekommt einen virtuellen Adressraum zugeteilt
  - 4 GB auf einem 32-Bit-System, davon bis zu 3 GB für die Anwendung
    - In das verbleibende GB werden Betriebssystem und *memory-mapped* Hardware (z. B. PCI-Geräte) eingeblendet
    - Daten des Betriebssystems werden durch Zugriffsrechte geschützt
  - Zugriff auf andere Prozesse ist nur über das Betriebssystem möglich
  - Virtueller Speicher wird durch das Betriebssystem auf physikalischen (Hintergrund-)Speicher abgebildet

Speicherorganisation in einem UNIX-Prozess (Forts.)

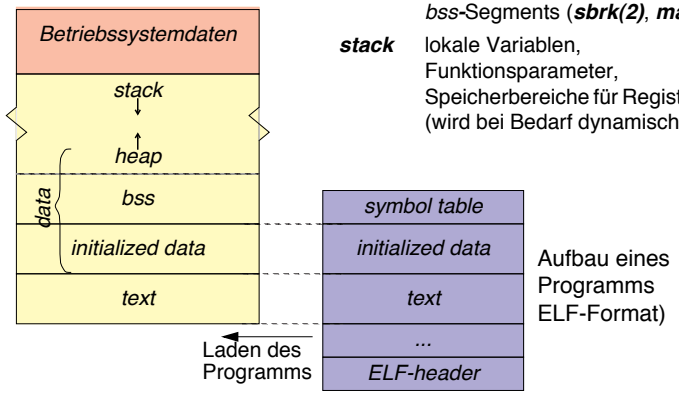
text Programmkode

data globale und static Variablen

bss nicht initialisierte globale und *static* Variablen (wird vor der Vergabe an den Prozess mit 0 vorbelegt)

heap dynamische Erweiterungen des *bss*-Segments (***sbrk(2)***, ***malloc(3)***)

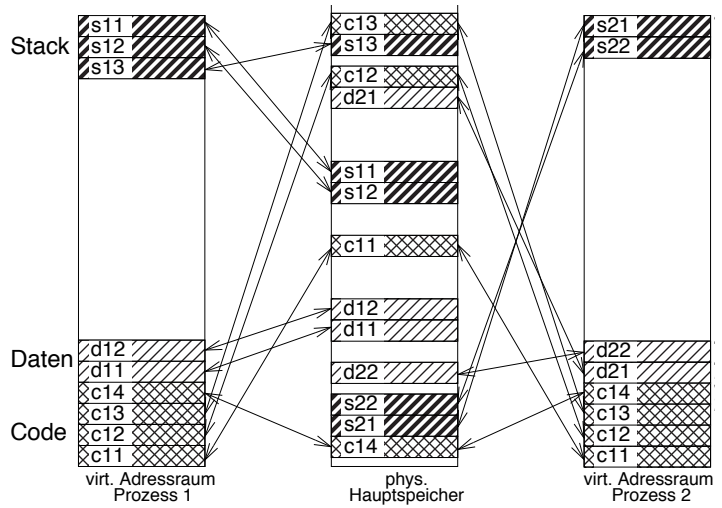
stack lokale Variablen, Funktionsparameter, Speicherbereiche für Registerinhalte, (wird bei Bedarf dynamisch erweitert)



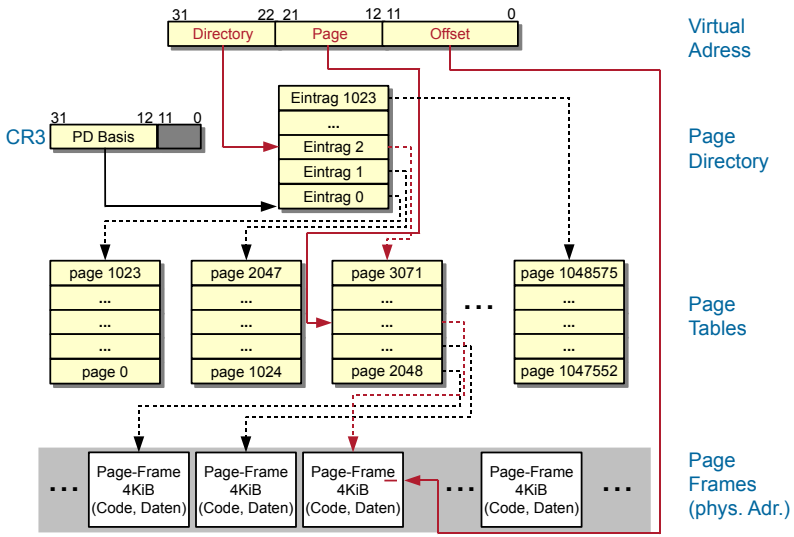
Seitenbasierte Speicherverwaltung

- Die Abbildung von virtuellem Speicher (*VS*) auf physikalischen Speicher (*PS*) erfolgt durch Seitenaddressierung (*Paging*)
  - *VS* eines Prozesses ist unterteilt in Speicherseiten (*Memory Pages*)
    - kleine Adressblöcke, üblich sind z. B. 4 KiB und 4 MiB Seiten
    - in dieser Granularität wird Speicher vom Betriebssystem zugewiesen
  - *PS* ist analog unterteilt in Speicherrahmen (*Page Frames*)
  - Abbildung: *Seite* ↦ *Rahmen* über eine Seitentabelle (*Page Table*)
    - Umrechnung *VS* auf *PS* bei jedem Speicherzugriff
    - Hardwareunterstützung durch MMU (*Memory Management Unit*)
    - Betriebssystem kann Seiten auf den Hintergrundspeicher auslagern
    - Abbildung ist nicht linkseindeutig: Seiten aus mehreren Prozesse können auf denselben Rahmen verweisen (z. B. gemeinsamer Programmcode)
- Seitenbasierte Speicherverwaltung ist auch ein Schutzkonzept
  - Seiten sind mit Zugriffsrechten versehen: *Read*, *Read–Write*, *Execute*
  - MMU überprüft bei der Umrechnung, ob der Zugriff erlaubt ist

Seitenbasierte Speicherverwaltung — Logische Sicht



Seitenbasierte Speicherverwaltung — Technische Sicht (IA32)



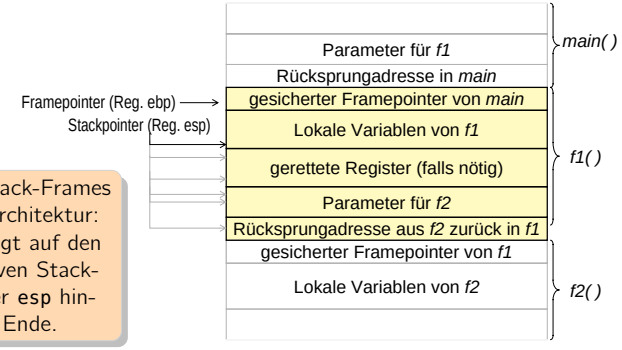
Dynamische Speicherallokation: Heap

- **Heap** := Vom Programm explizit verwalteter RAM-Speicher
  - Lebensdauer ist unabhängig von der Programmstruktur
- Anforderung und Wiederfreigabe über zwei Basisoperationen
  - `void* malloc( size_t n )` fordert einen Speicherblock der Größe *n* an; Rückgabe bei Fehler: 0-Zeiger (`NULL`)
  - `void free( void* pmem )` gibt einen zuvor mit `malloc()` angeforderten Speicherblock vollständig wieder frei
- Beispiel

```
#include <stdlib.h>
int* intArray( uint16_t n ) {    // alloc int[n] array
  return (int*) malloc( n * sizeof int );
}
void main() {
  int* array  = intArray(100);   // alloc memory for 100 ints
  if( array ) {                  // malloc() returns NULL on failure
    ...                          // if succeeded, use array
    array[99]   = 4711;
    ...
    free( array );               // free allocated block (** IMPORTANT! **)
  }
}
```


Dynamische Speicherallokation: Stack

- Lokale Variablen, Funktionsparameter und Rücksprungadressen werden vom Übersetzer auf dem Stack (Stapel, Keller) verwaltet
  - Prozessorregister `[e]sp` zeigt immer auf den nächsten freien Eintrag
  - Stack „wächst“ (architekturabhängig) „von oben nach unten“
- Die Verwaltung erfolgt in Form von Stack-Frames

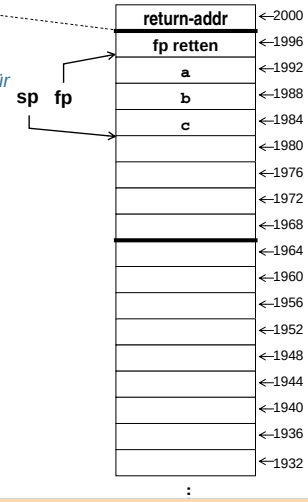


Aufbau eines Stack-Frames auf der IA-32-Architektur: Register `ebp` zeigt auf den Beginn des aktiven Stack-Frames; Register `esp` hinter das aktuelle Ende.

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}
```

Stack-Frame für main erstellen
&a = fp-4
&b = fp-8
&c = fp-12



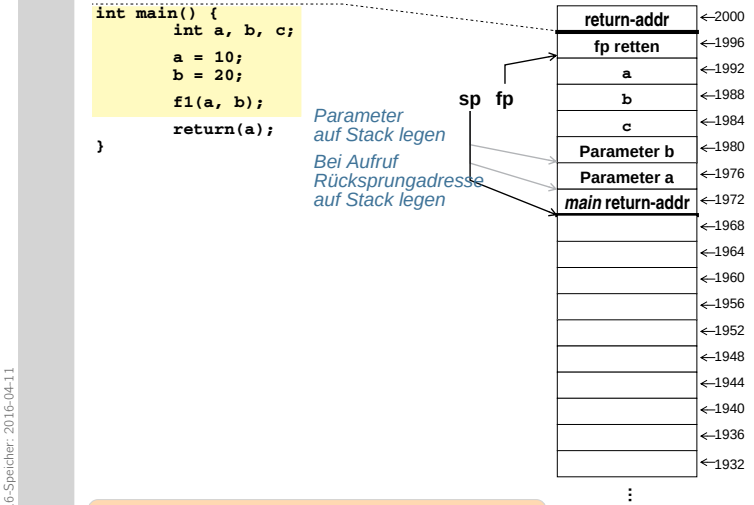
Beispiel hier für 32-Bit-Architektur (4-Byte `int`s), `main()` wurde soeben betreten

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}
```

Parameter auf Stack legen

Bei Aufruf Rücksprungadresse auf Stack legen



`main()` bereitet den Aufruf von `f1(int, int)` vor

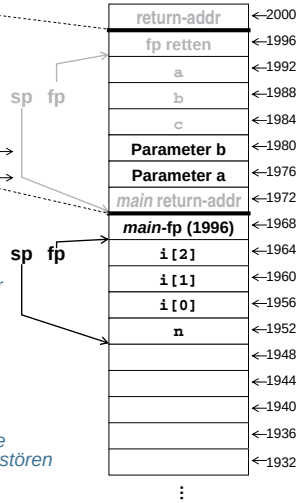
Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}

int f1(int x, int y) {
        int i[3];
        int n;

        x++;

        n = f2(x);

        return(n);
}
```

Stack-Frame für f1 erstellen und aktivieren

&x = fp+8
&y = fp+12
&(i[0]) = fp-12
&n = fp-16

`i[4] = 20` *würde return-Addr. zerstören*



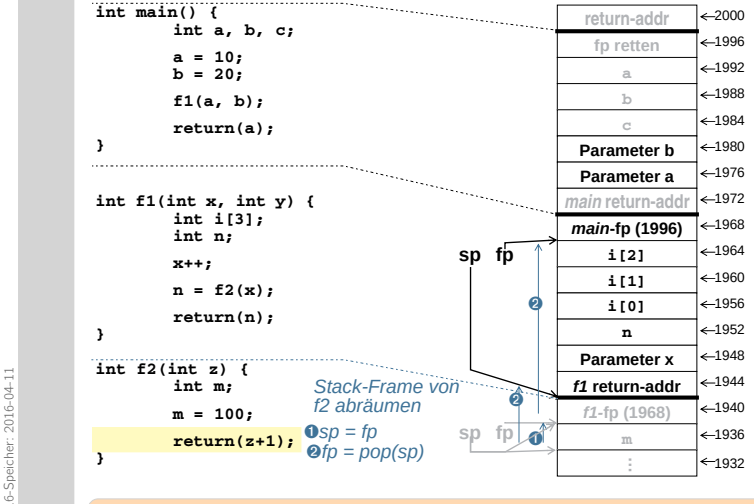
`f1()` wurde soeben betreten

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}

int f1(int x, int y) {
        int i[3];
        int n;

        x++;

        n = f2(x);

        return(n);
}

int f2(int z) {
        int m;

        m = 100;

        return(z+1);
}
```

Stack-Frame von f2 abräumen

❶ *sp = fp*
❷ *fp = pop(sp)*

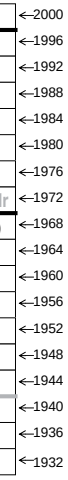


`f2()` bereitet die Terminierung vor (wurde von `f1()` aufgerufen und ausgeführt)

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}

int f1(int x, int y) {
        int i[3];
        int n;

        x++;

        n = f2(x);

        return(n);
}

int f2(int z) {
        int m;

        m = 100;

        return(z+1);
}
```

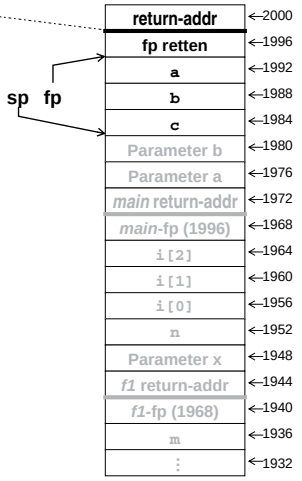
Rücksprung ❸return



f2() wird verlassen

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}
```



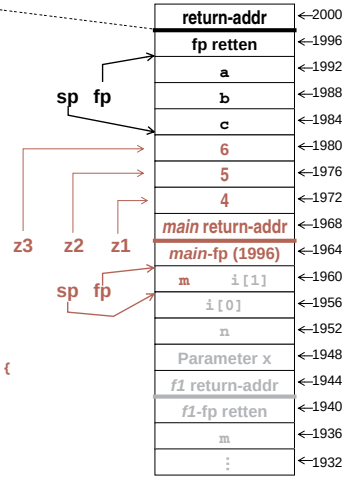
zurück in main()

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
int main() {
        int a, b, c;

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);
        f3(4,5,6);
}
```

was wäre, wenn man nach f1 jetzt eine Funktion f3 aufrufen würde?

```
int f3(int z1, int z2, int z3) {
        int m;

        return(m);
}
```



m wird nicht initialisiert ⇝„erbt“ alten Wert vom Stapel

Statische versus dynamische Allokation

- Bei der **μC-Entwicklung** wird statische Allokation bevorzugt
  - **Vorteil:** Speicherplatzbedarf ist bereits nach dem Übersetzen / Linken exakt bekannt (kann z. B. mit `size` ausgegeben werden)
  - Speicherprobleme frühzeitig erkennbar (Speicher ist knapp! ↪ 1–4)

```
lohmann@faui48a:$ size sections.avr
text    data    bss    dec    hex filename
682     10      6      698    2ba sections.avr
```

Sektionsgrößen des Programms von ↪ 20–1

⇝ Speicher möglichst durch `static`-Variablen anfordern
  - Regel der geringstmöglichen Sichtbarkeit beachten ↪ 12–6
  - Regel der geringstmöglichen Lebensdauer „sinnvoll“ anwenden

- Ein Heap ist verhältnismäßig teuer ⇝ wird möglichst vermieden
  - Zusätzliche Speicherkosten durch Verwaltungsstrukturen und Code
  - Speicherbedarf zur Laufzeit schlecht abschätzbar
  - Risiko von Programmierfehlern und Speicherlecks

Statische versus dynamische Allokation (Forts.)

- Bei der Entwicklung für eine **Betriebssystemplattform** ist dynamische Allokation hingegen sinnvoll
  - **Vorteil:** Dynamische Anpassung an die Größe der Eingabedaten (z. B. bei Strings)
  - Reduktion der Gefahr von *Buffer-Overflow*-Angriffen

⇝ Speicher für Eingabedaten möglichst auf dem Heap anfordern

- Das Risiko von Programmierfehlern und Speicherlecks bleibt!

Überblick: Teil D Betriebssystemabstraktionen

V_SPIC_handout

21 Kontrollfäden / Aktivitätsträger *(Threads)*

- Mehrere Prozesse zur Strukturierung von Problemlösungen
  - Aufgaben einer Anwendung leichter modellierbar, wenn sie in mehrere kooperierende Prozesse unterteilt wird
    z. B. Anwendungen mit mehreren Fenstern (ein Prozess pro Fenster)
    z. B. Anwendungen mit vielen gleichzeitigen Aufgaben (Webbrowser)
  - Multiprozessorsysteme werden erst mit mehreren parallel laufenden Prozessen ausgenutzt
    - ➤ früher nur bei Hochleistungsrechnern (Aerodynamik, Wettervorhers.)
    - ➤ durch Multicoresysteme jetzt massive Verbreitung
  - Client-Server-Anwendungen unter UNIX:
    pro Anfrage wird ein neuer Prozess gestartet
    z. B. Webserver

Prozesse mit gemeinsamem Speicher

- Gemeinsame Nutzung von Speicherbereichen durch mehrere Prozesse

▲ Nachteile

- viele Betriebsmittel zur Verwaltung eines Prozesses notwendig
  - Dateideskriptoren
  - Speicherabbildung
  - Prozesskontrollblock
- Prozessumschaltungen sind aufwändig

★ Vorteil

- in Multiprozessorsystemen sind echt parallele Abläufe möglich

L.pdf: 2015-04-23

Threads in einem Prozess

★ **Lösungsansatz:**
Kontrollfäden / Aktivitätsträger *(Threads)* oder
leichtgewichtige Prozesse *(Lightweight Processes, LWPs)*

- Jeder Thread repräsentiert einen eigenen aktiven Ablauf:
  - eigener Programmzähler
  - eigener Registersatz
  - eigener Stack
- eine Gruppe von Threads nutzt gemeinsam eine Menge von Betriebsmitteln (gemeinsame Ausführungsumgebung)
  - Instruktionen
  - Datenbereiche (Speicher)
  - Dateien, etc.

➥ letztlich wird das Konzept des Prozesses aufgespalten:
eine Ausführungsumgebung für mehrere (parallele oder nebenläufige) Abläufe

Threads (2)

- Umschalten zwischen zwei Threads einer Gruppe ist erheblich billiger als eine normale Prozessumschaltung.
  - es müssen nur die Register und der Programmzähler gewechselt werden (entspricht dem Aufwand für einen Funktionsaufruf).
  - Speicherabbildung muss nicht gewechselt werden.
  - alle Systemressourcen bleiben verfügbar.
- ein klassischer UNIX-Prozess ist ein Adressraum mit einem Thread
- Implementierungen von Threads
  - User-level Threads
  - Kernel-level Threads

User-Level-Threads

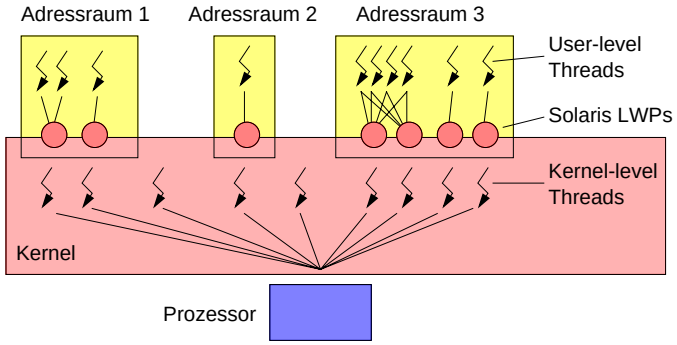
- Implementierung
  - Instruktionen im Anwendungsprogramm schalten zwischen den Threads hin- und her (ähnlich wie der Scheduler im Betriebssystem)
  - Realisierung durch Bibliotheksfunktionen
  - Betriebssystem sieht nur einen Kontrollfaden
- ★ Vorteile
  - keine Systemaufrufe zum Umschalten erforderlich
  - effiziente Umschaltung (einige wenige Maschinenbefehle)
  - Schedulingstrategie in der Hand des Anwendungsprogrammierers
- ▲ Nachteile
  - bei blockierenden Systemaufrufen bleibt die ganze Anwendung (und damit alle User-Level-Threads) stehen
  - kein Ausnutzen eines Multiprozessors möglich

Kernel-Level-Threads

- Implementierung
  - Betriebssystem kennt Kernel-Level-Threads
  - Betriebssystem schaltet zwischen Threads um
- ★ Vorteile
  - kein Blockieren unbeteiligter Threads bei blockierenden Systemaufrufen
  - Betriebssystem kann mehrere Threads einer Anwendung gleichzeitig auf verschiedenen Prozessoren laufen lassen
- ▲ Nachteile
  - weniger effizientes Umschalten zwischen Threads (Umschaltung in den Systemkern notwendig)
  - Schedulingstrategie meist durch Betriebssystem vorgegeben

Mischform: LWPs und Threads (Bsp. Solaris)

- Solaris kennt Kernel-, User-Level-Threads und LWPs



Nach Silberschatz, 1994

➤ wenige Kernel-level-Threads um Parallelität zu erreichen, viele User-level-Threads, um die unabhängigen Abläufe in der Anwendung zu strukturieren

Koordinierung / Synchronisation

- Threads arbeiten nebenläufig oder parallel auf Multiprozessor
- Threads haben gemeinsamen Speicher

➥ alle von Interrupts und Signalen bekannten Probleme beim Zugriff auf gemeinsame Daten treten auch bei Threads auf

★ Unterschied zwischen Threads und Interrupt-Service-Routinen bzw. Signal-Handler-Funktionen:

- "Haupt-Kontrollfaden" der Anwendung und eine ISR bzw. ein Signal-Handler sind nicht gleichberechtigt
  - ➤ ISR bzw. Signal-Handler unterbricht den Haupt-Kontrollfaden aber ISR bzw. Signal-Handler werden nicht unterbrochen
- zwei Threads sind gleichberechtigt
  - ➤ ein Thread kann jederzeit zugunsten eines anderen unterbrochen werden (Scheduler) oder parallel zu einem anderen arbeiten (MPS)

➥ Interrupts sperren oder Signale blockieren hilft nicht!

Koordinierungsprobleme

- Grundlegende Probleme
  - gegenseitiger Ausschluss (Koordinierung)
    - ➤ ein Thread möchte auf einen kritischen Datenbereich zugreifen und verhindern, dass andere Threads gleichzeitig zugreifen
  - gegenseitiges Warten (Synchronisation)
    - ➤ ein Thread will darauf warten, dass ein anderer einen bestimmten Bearbeitungsstand erreicht hat
- Komplexere Koordinierungsprobleme (Beispiele)
  - Bounded Buffer
    - ➤ Threads schreiben Daten in einen Pufferspeicher (meist als Feld implementiert), anderere entnehmen Daten
      (kritische Situationen: Zugriff auf den Puffer, Puffer leer, Puffer voll)
  - Philosophenproblem
    - ➤ ein Thread reserviert sich zuerst Zugriff auf Datenbereich 1, dann auf Datenbereich 2, der andere Thread umgekehrt
      ➥ kann zu Verklemmung führen

Gegenseitiger Ausschluss *(mutual exclusion)*

- Einfache Implementierung durch *mutex*-Variablen

```
mutex m = 1;
volatile int counter = 0;
```

Thread 1

```
...
lock(&m);
counter++;
unlock(&m);
```

Thread 2

```
...
lock(&m);
printf("%d\n", counter);
counter = 0;
unlock(&m);
```

➤ nur der Thread, der das *lock* gemacht hat, darf das *unlock* aufrufen!

- Realisierung (konzeptionell)

```
void lock (mutex *m) {
    while (*m == 0) {
        /* warten */
    }
    m = 0;
}
```

atomare Funktionen

```
void unlock (mutex *m) {
    *m = 1;
    /* ggf. wartende
       Threads wecken */
}
```

Zählende Semaphore

- Ein Semaphor (griech. Zeichenträger) ist eine Datenstruktur des Systems mit zwei Operationen (nach *Dijkstra*)
  - P-Operation *(proberen; passeren; wait; down)*
    - ➤ wartet bis Zugang frei

```
void P( int *s ) {
    while( *s <= 0 ) {
        /* warten */
    };
    *s= *s-1;
}
```

atomare Funktion

  - V-Operation *(verhogen; vrijgeven; signal; up)*
    - ➤ macht Zugang für anderen Thread / Prozess frei

```
void V( int *s ) {
    *s= *s+1;
    /* ggf wartende Threads/Prozesse wecken */
}
```

atomare Funktion

    - ➤ P und V müssen nicht vom selben Thread/Prozess aufgerufen werden!

Gegenseitiges Warten

- Implementierung mit Hilfe eines Semaphors

```
int barrier = 0;
int result;
```

Thread 1

```
...
P(&barrier);
f1(result);
...
```

Thread 2

```
...
result = f2(...);
V(&barrier);
...
```

  - ➤ Thread 2 läuft immer ungehindert durch
  - ➤ Thread 1 blockiert an P, falls Thread 2 die V-Operation noch nicht ausgeführt hat (und wartet auf die V-Operation) – andernfalls läuft Thread 1 auch durch

Mutex im Detail: spin lock vs. sleeping lock

- spin lock
  - ➤ aktives Warten bis Mutex-Variable frei (= 1) wird
  - ➤ entspricht konzeptionell einem Pollen
  - ➤ Thread bleibt im Zustand *laufend*
- Problem: wenn nur ein Prozessor verfügbar ist, wird Rechenzeit vergeudet bis durch den Scheduler eine Umschaltung erfolgt
  - ➤ nur ein anderer, laufender Thread kann den Mutex frei geben
- sleeping lock
  - ➤ passives Warten
  - ➤ Thread geht in den Zustand *blockiert* (Schlafen, bis ein Ereignis eintrifft)
  - ➤ im Rahmen von unlock() wird der blockierte Thread in den Zustand *bereit* zurückgeführt
- Problem: bei sehr kurzen kritischen Abschnitten ist der Aufwand für das Blockieren/Aufwecken und die Umschaltungen unverhältnismäßig teuer

Implementierung von spin locks

- zentrales Problem: Atomarität von mutex-Abfrage und -Setzen

```
void lock (mutex *m) {
    while (*m == 0) { ;}
    m = 0;
}
```

- Lösung: spezielle Maschinenbefehle, die atomar eine Abfrage und Modifikation auf einer Hauptspeicherzelle ermöglichen
  - ➤ *Test-and-Set*, *Compare-and-Swap*, *Load-link/store-conditional, ...*
- Beispiel: *Test-and-set* – atomarer Maschinenbefehl mit folgender Wirkung
  - ➤ wenn zwei Threads den Befehl gleichzeitig ausführen wollen, sorgt die Hardware dafür, dass ein Thread den Befehl vollständig zuerst ausführt

```
bool test_and_set(bool *plock) {
    bool initial= *plock;
    *plock= TRUE;
    return initial;
}
```

  - ➤ Ausgangssituation: `*plock == FALSE`
  - ➤ Ergebnis von `test_and_set`: der Thread, der den Befehl zuerst ausführt, erhält `FALSE`, der andere `TRUE`

Implementierung von spin locks (2)

- Realisierung von mutex-Operationen mit dem *Test-and-Set*-Befehl

```
mutex m = FALSE;
```

```
void lock (mutex *m) {
  while(test_and_set(&m) ){ ; }
  /* got lock */
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
     *m = FALSE;
}
```


Implementierung von sleeping locks

- zwei Probleme
  - ➤ Konflikt mit einer zweiten lock-Operation: Atomarität von mutex-Abfrage und -Setzen
  - ➤ Konflikt mit einem unlock: *lost-wakeup*-Problem

```
void lock (mutex *m) {
     while (*m == 0) { sleep();}
     m = 0;
}
```

- Ursachen
  - (1) Prozessumschaltung während der lock-Operation
  - (2) Bei Multiprozessoren:
    gleichzeitige Ausführung von lock auf einem anderen Prozessor

Implementierung von sleeping locks (2)

- Behebung von Ursache (1): Prozessumschaltungen verhindern
  - Prozessumschaltung ist ein Funktion des Betriebssystem-Kerns
    - ➤ erfolgt im Rahmen eines Systemaufrufs
    - ➤ oder im Rahmen einer Interrupt-Behandlung
  - ➥ lock/unlock werden ebenfalls im BS-Kern implementiert, BS-Kern läuft unter Interrupt-Sperre

```
void lock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   while (*m == 0) {
      block_thread_and_schedule();
   }
   m = 0;
   sei(); leave_OS();
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   *m = 1;
   wakeup_waiting_theads();
   sei(); leave_OS();
}
```


Implementierung von sleeping locks (3)

- Behebung von Ursache (2): Parallele Ausführung auf anderem Prozessor verhindern
  - Problem (1) (Prozessumschaltungen) bleibt gleichzeitig bestehen
  - Gegenseitiger Ausschluss mit anderen Prozessoren durch spin locks

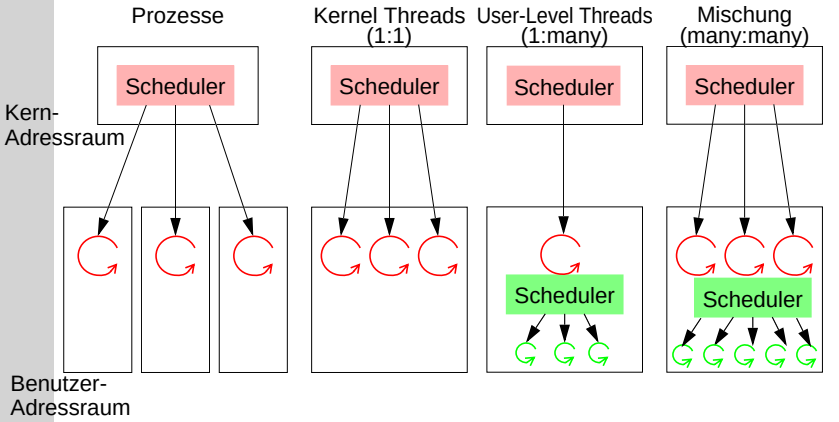
```
void lock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   spin_lock();
   while (*m == 0) {
      block_thread_and_schedule();
   }
   m = 0;
   spin_unlock();
   sei(); leave_OS();
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   spin_lock();
   *m = 1;
   wakeup_waiting_theads();
   spin_unlock();
   sei(); leave_OS();
}
```

Thread-Konzepte in UNIX/Linux

- verschiedene Implementierungen von Thread-Paketen verfügbar
  - ➤ reine User-Level-Threads
    eine beliebige Zahl von User-Level-Threads wird auf einem Kernel Thread "gemultiplexed" (*many:1*)
  - ➤ reine Kernel-Level-Threads
    jedem auf User-Level sichtbaren Thread ist 1:1 ein Kernel-Level-Thread zugeordnet (*1:1*)
  - ➤ Mischungen: eine große Zahl von User-Level Threads wird auf eine kleinere Zahl von Kernel Threads abgebildet (*many:many*)
    - \+ User-Level Threads sind billig
    - \+ die Kernel Threads ermöglichen echte Parallelität auf einem Multiprozessor
    - \+ wenn sich ein User-Level-Thread blockiert, dann ist mit ihm der Kernel-Level-Thread blockiert in dem er gerade abgewickelt wird — aber andere Kernel-Level-Threads können verwendet werden um andere, lauffähige User-Level-Threads weiter auszuführen

Thread-Konzepte in UNIX/Linux (2)



- Programmierschnittstelle standardisiert: **Pthreads-Bibliothek**
  - ➥ IEEE-POSIX-Standard P1003.4a

pthread-Benutzerschnittstelle

- **Pthreads-Schnittstelle (Basisfunktionen)**:

pthread_create	Thread erzeugen & Startfunktion angeben
pthread_exit	Thread beendet sich selbst
pthread_join	Auf Ende eines anderen Threads warten
pthread_self	Eigene Thread-Id abfragen
pthread_yield	Prozessor zugunsten eines anderen Threads aufgeben

- Funktionen in Pthreads-Bibliothek zusammengefasst
  `gcc ... -pthread`

pthread-Benutzerschnittstelle (2)

- Thread-Erzeugung

```
#include <pthread.h>

int pthread_create(pthread_t *thread,
                   const pthread_attr_t *attr,
                   void *(*start_routine)(void *),
                   void *arg)
```

`thread`	Thread-Id
`attr`	Modifizieren von Attributen des erzeugten Threads (z. B. Stackgröße). **`NULL`** für Standardattribute.

Thread wird erzeugt und ruft Funktion **`start_routine`** mit Parameter **`arg`** auf.

Als Rückgabewert wird 0 geliefert. Im Fehlerfall wird ein Fehlercode als Ergebnis zurückgeliefert.

pthread-Benutzerschnittstelle (3)

- Thread beenden (bei return aus **`start_routine`** oder):

```
void pthread_exit(void *retval)
```

Der Thread wird beendet und **retval** wird als Rückgabewert zurück geliefert (siehe pthread_join)

- Auf Thread warten und exit-Status abfragen:

```
int pthread_join(pthread_t thread, void **retvalp)
```

Wartet auf den Thread mit der Thread-ID **thread** und liefert dessen Rückgabewert über **retvalp** zurück.

Als Rückgabewert wird 0 geliefert. Im Fehlerfall wird ein Fehlercode als Ergebnis zurückgeliefert.

Beispiel (Multiplikation Matrix mit Vektor)

```
double a[100][100], b[100], c[100];

int main(int argc, char* argv[]) {
    pthread_t tids[100];
...
    for (i = 0; i < 100; i++)
        pthread_create(tids + i, NULL, mult,
                                    (void *)(c + i));
    for (i = 0; i < 100; i++)
        pthread_join(tids[i], NULL);
...
}

void *mult(void *cp) {
    int j, i = (double *)cp - c;
    double sum = 0;

    for (j = 0; j < 100; j++)
        sum += a[i][j] * b[j];
    c[i] = sum;
    return 0;
}
```

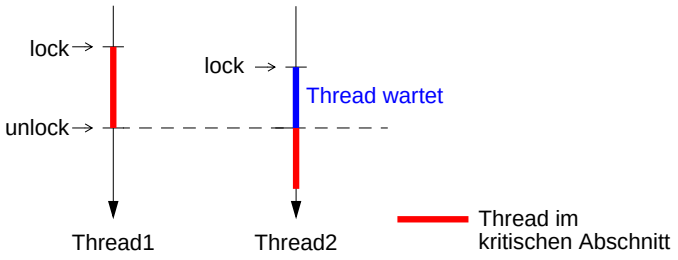

Pthreads-Koordinierung

- UNIX stellt zur Koordinierung von Prozessen komplexe Semaphor-Operationen zur Verfügung
  - Implementierung durch den Systemkern
  - komplexe Datenstrukturen, aufwändig zu programmieren
  - für die Koordinierung von Threads viel zu teuer
- Bei Koordinierung von Threads reichen meist einfache ***Mutex***-Variablen
  - gewartet wird durch Blockieren des Threads oder durch *busy wait (Spinlock)*

Pthreads-Koordinierung (2)

★ **Mutexes**

- Koordinierung von kritischen Abschnitten



Pthreads-Koordinierung (3)

… Mutexes (2)

- Schnittstelle
  - Mutex erzeugen

```
pthread_mutex_t m1;
pthread_mutex_init(&m1, NULL);
```

  - Lock & unlock

```
pthread_mutex_lock(&m1);
... kritischer Abschnitt
pthread_mutex_unlock(&m1);
```


Pthreads-Koordinierung (4)

… Mutexes (3)

- Komplexere Koordinierungsprobleme können alleine mit Mutexes nicht implementiert werden

➥ Problem:
- Ein Mutex sperrt die eine komplexere Datenstruktur
- Der Zustand der Datenstruktur erlaubt die Operation nicht
- Thread muss warten, bis die Situation durch anderen Thread behoben wurde
- Blockieren des Threads an einem weiteren Mutex kann zu Verklemmungen führen

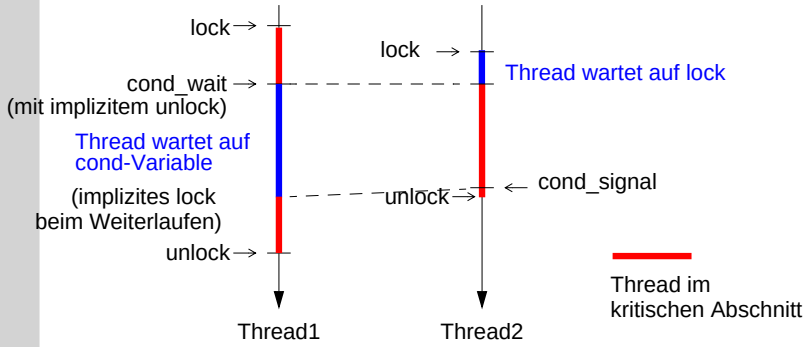
➥ Lösung: Mutex in Verbindung mit sleep/wakeup-Mechanismus

➥ **Condition Variables**

Pthreads-Koordinierung (5)

★ **Condition Variables**

- Mechanismus zum Blockieren (mit gleichzeitiger Freigabe des aktuellen kritischen Abschnitts) und Aufwecken (mit neuem Betreten des kritischen Abschnitts) von Threads



Pthreads-Koordinierung (6)

… Condition Variables (2)

- Realisierung
  - Thread reiht sich in Warteschlange der Condition Variablen ein
  - Thread gibt Mutex frei
  - Thread gibt Prozessor auf
  - Ein Thread der die Condition Variable "frei" gibt weckt einen (oder alle) darauf wartenden Threads auf
  - Deblockierter Thread muss als erstes den kritischen Abschnitt neu betreten (lock)
  - Da möglicherweise mehrere Threads deblockiert wurden, muss die Bedingung nochmals überprüft werden

Pthreads-Koordinierung (7)

... Condition Variables (3)

- Schnittstelle
  - Condition Variable erzeugen

```
pthread_cond_t c1;
pthread_cond_init(&c1,    NULL);
```

  - Beispiel: zählende Semaphore

P-Operation

```
void P(int *sem) {
  pthread_mutex_lock(&m1);
    while ( *sem == 0 )
      pthread_cond_wait
          (&c1, &m1);
    (*sem)--;
  pthread_mutex_unlock(&m1);
}
```

V-Operation

```
void V(int *sem) {
  pthread_mutex_lock(&m1);
     (*sem)++;
    pthread_cond_broadcast(&c1);
  pthread_mutex_unlock(&m1);
}
```


Pthreads-Koordinierung (8)

... Condition Variables (4)

- Bei **`pthread_cond_signal`** wird mindestens einer der wartenden Threads aufgeweckt — es ist allerdings nicht definiert welcher
  - ➤ evtl. Prioritätsverletzung wenn nicht der höchstpriore gewählt wird
  - ➤ Verklemmungsgefahr wenn die Threads unterschiedliche Wartebedingungen haben
- Mit **`pthread_cond_broadcast`** werden alle wartenden Threads aufgeweckt
- Ein aufwachender Thread wird als erstes den Mutex neu belegen — ist dieser gerade gesperrt bleibt der Thread solange blockiert

Threads und Koordinierung in Java

- Thread-Konzept und Koordinierungsmechanismen sind in Java integriert
- Erzeugung von Threads über Thread-Klassen
  - ➤ Beispiel

```
class MyClass implements Runnable {
        public void run()  {
                System.out.println("Hello\n");
        }
}

....
MyClass o1 = new MyClass();    // create object
Thread t1 = new Thread(o1);    // create thread to run in o1

t1.start();                    // start thread

Thread t2 = new Thread(o1);    // create second thread to run in o1

t2.start();                    // start second thread
```


Threads und Koordinierung in Java (2)

★ **Koordinierungsmechanismen**

- Monitore: exklusive Ausführung von Methoden eines Objekts
  - ➤ es darf nur jeweils ein Thread die **`synchronized`**-Methoden betreten
  - ➤ Beispiel:

```
class Bankkonto {
    int value;
    public synchronized void AddAmmount(int v) {
        value=value+v;
    }
    public synchronized void RemoveAmmount(int v) {
        value=value-v;
    }
}
...
Bankkonto b=....
b.AddAmmount(100);
```

- Conditions: gezieltes Freigeben des Monitors und Warten auf ein Ereignis