Grundlagen der Systemnahen Programmierung in C (GSPiC)

Teil C Systemnahe Softwareentwicklung

Daniel Lohmann

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen-Nürnberg

Wintersemester 2012

http://www4.cs.fau.de/Lehre/WS12/V_GSPIC

Überblick: Teil C Systemnahe Softwareentwicklung

12 Programmstruktur und Module

13 Zeiger und Felder

14 μC-Systemarchitektur

15 Nebenläufigkeit

16 Speicherorganisation

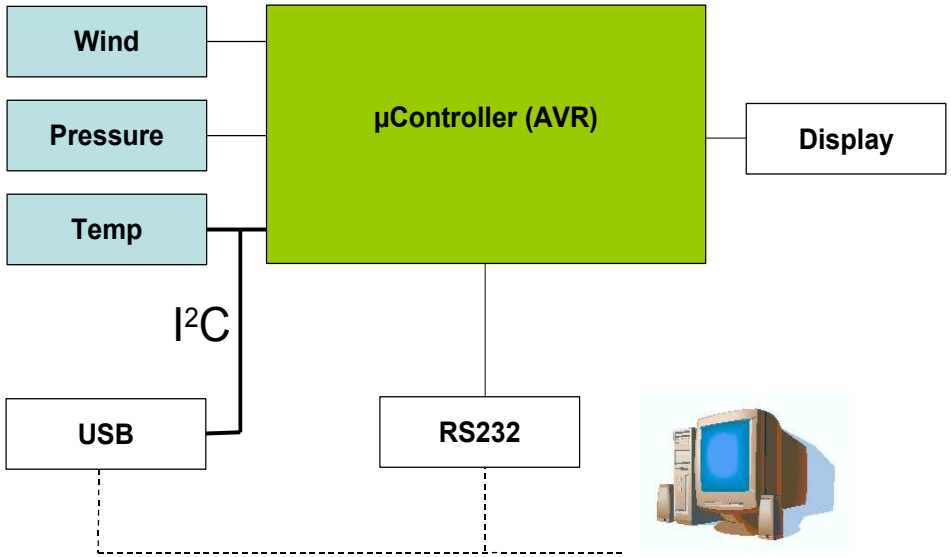
Softwareentwurf

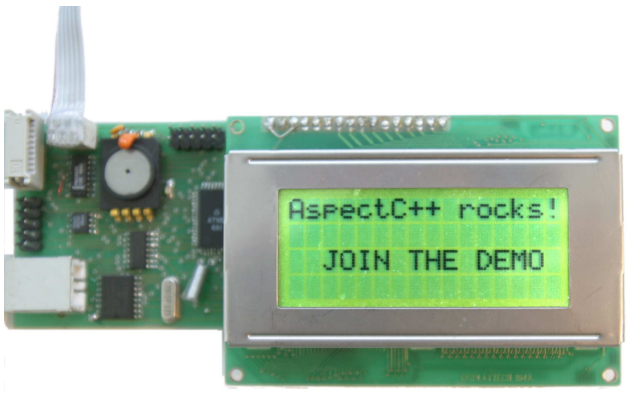
- Softwareentwurf: Grundsätzliche Überlegungen über die Struktur eines Programms **vor** Beginn der Programmierung
  - Ziel: Zerlegung des Problems in beherrschbare Einheiten
- Es gibt eine Vielzahl von Softwareentwurfs-Methoden
  - Objektorientierter Entwurf [↪ GDI, IV]
    - Stand der Kunst
    - Dekomposition in Klassen und Objekte
    - An Programmiersprachen wie C++ oder Java ausgelegt
  - Top-Down-Entwurf / Funktionale Dekomposition
    - Bis Mitte der 80er Jahre fast ausschließlich verwendet
    - Dekomposition in Funktionen und Funktionsaufrufe
    - An Programmiersprachen wie Fortran, Cobol, Pascal oder C orientiert

Systemnahe Software wird oft (noch) mit **Funktionaler Dekomposition** entworfen und entwickelt.

Beispiel-Projekt: Eine Wetterstation

- Typisches eingebettetes System
  - Mehrere Sensoren
    - Wind
    - Luftdruck
    - Temperatur
  - Mehrere Aktoren (hier: Ausgabegeräte)
    - LCD-Anzeige
    - PC über RS232
    - PC über USB
  - Sensoren und Aktoren an den μC angebunden über verschiedene Bussysteme
    - I^2C
    - RS232



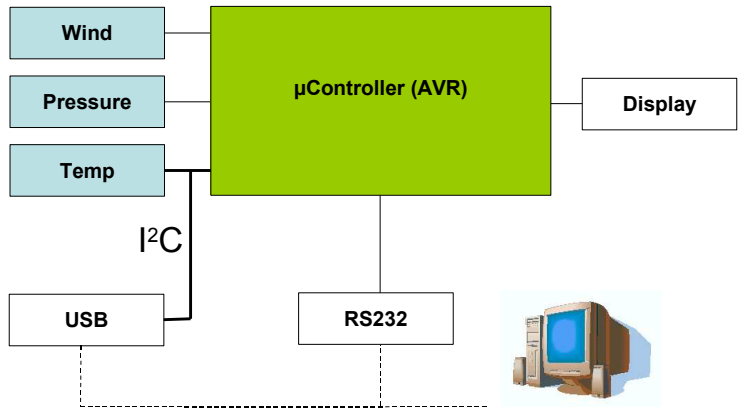


Wie sieht die **funktionale Dekomposition** der Software aus?

Funktionale Dekomposition: Beispiel

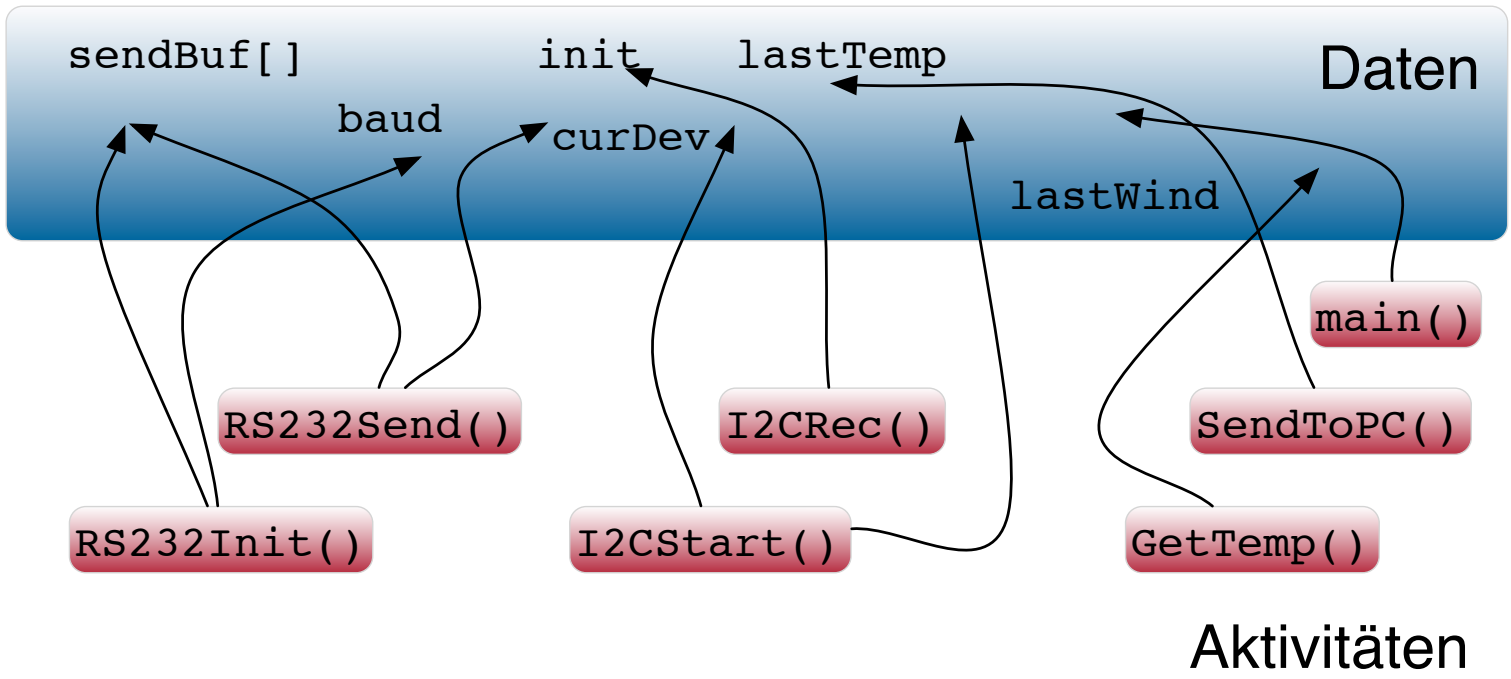
Funktionale Dekomposition der Wetterstation (Auszug):

1. Sensordaten lesen
   - 1.1 Temperatursensor lesen
     - 1.1.1 I^2C-Datenübertragung intiieren
     - 1.1.2 Daten vom I^2C-Bus lesen
   - 1.2 Drucksensor lesen
   - 1.3 Windsensor lesen
2. Daten aufbereiten (z. B. glätten)
3. Daten ausgeben
   - 3.1 Daten über RS232 versenden
     - 3.1.1 Baudrate und Parität festlegen (einmalig)
     - 3.1.2 Daten schreiben
   - 3.2 LCD-Display aktualisieren
4. Warten und ab Schritt 1 wiederholen



Funktionale Dekomposition: Probleme

- Erzielte Gliederung betrachtet nur die Struktur der Aktivitäten, nicht jedoch die die Struktur der Daten
- Gefahr: Funktionen arbeiten „wild“ auf einer Unmenge schlecht strukturierter Daten $\rightsquigarrow$ mangelhafte Trennung der Belange



Funktionale Dekomposition: Probleme

- Erzielte Gliederung betrachtet nur die Struktur der Aktivitäten, nicht jedoch die die Struktur der Daten
- Gefahr: Funktionen arbeiten „wild“ auf einer Unmenge schlecht strukturierter Daten $\leadsto$ mangelhafte Trennung der Belange

Prinzip der **Trennung der Belange**

Dinge, die **nichts miteinander** zu tun haben, sind auch **getrennt** unterzubringen!

Trennung der Belange (*Separation of Concerns*) ist ein **Fundamentalprinzip** der Informatik
(wie auch jeder anderen Ingenieursdisziplin).

Zugriff auf Daten (Variablen)

- Variablen haben ↪ 10–1
  - Sichtbarkeit (*Scope*) „Wer kann auf die Variable zugreifen?“
  - Lebensdauer „Wie lange steht der Speicher zur Verfügung?“
- Wird festgelegt durch Position (Pos) und Speicherklasse (SK)

Pos	SK ↦	Sichtbarkeit	Lebensdauer
Lokal	*keine*, `auto`	Definition → Blockende	Definition → Blockende
	`static`	Definition → Blockende	Programmstart → Programmende
Global	*keine*	unbeschränkt	Programmstart → Programmende
	`static`	modulweit	Programmstart → Programmende

```
int a = 0;                    // a: global
static int b = 47;            // b: local to module

void f() {
  auto int a = b;             // a: local to function (auto optional)
                              //    destroyed at end of block
  static int c = 11;          // c: local to function, not destroyed
}
```


Zugriff auf Daten (Variablen) (Forts.)

- Sichtbarkeit und Lebensdauer sollten restriktiv ausgelegt werden
  - Sichtbarkeit so beschränkt wie möglich!
    - Überraschende Zugriffe „von außen“ ausschließen (Fehlersuche)
    - Implementierungsdetails verbergen (Black-Box-Prinzip, *information hiding*)
  - Lebensdauer so kurz wie möglich
    - Speicherplatz sparen
    - Insbesondere wichtig auf μ-Controller-Plattformen

↪ 1–3

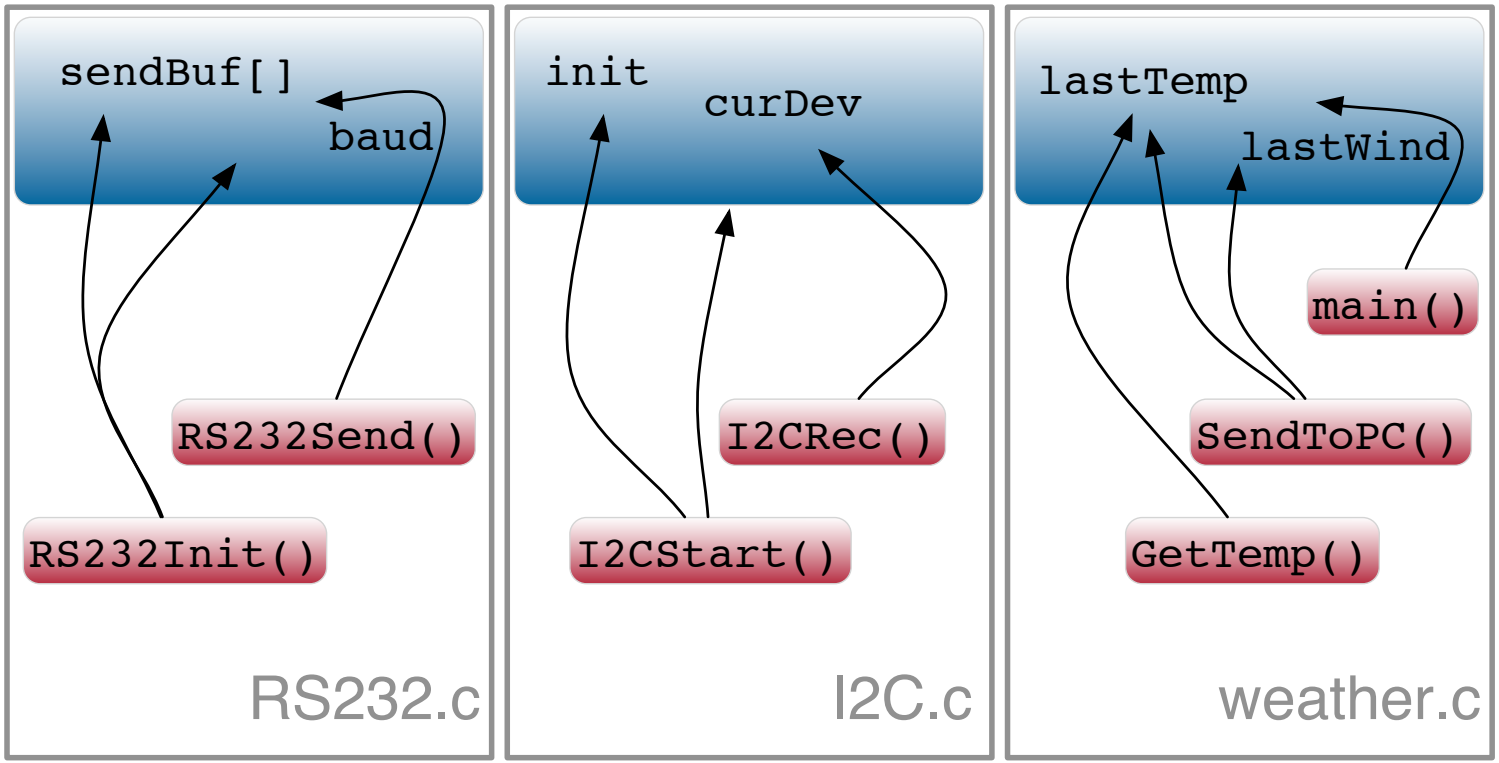
Konsequenz: Globale Variablen vermeiden!

- Globale Variablen sind überall sichtbar
- Globale Variablen belegen Speicher über die gesamte Programmlaufzeit

Regel: Variablen erhalten stets die **geringstmögliche Sichtbarkeit und Lebensdauer**

Lösung: Modularisierung

- Separation jeweils zusammengehöriger Daten und Funktionen in übergeordnete Einheiten $\rightsquigarrow$ **Module**



Was ist ein Modul?

- **Modul** := (<*Menge von Funktionen*>, (↦ „`class`“ in Java)
  <*Menge von Daten*>,
  <*Schnittstelle*>)
- Module sind größere Programmbausteine ↪ 9–1
  - Problemorientierte Zusammenfassung von Funktionen und Daten
    ⇝ Trennung der Belange
  - Ermöglichen die einfache Wiederverwendung von Komponenten
  - Ermöglichen den einfachen Austausch von Komponenten
  - Verbergen Implementierungsdetails (**Black-Box**-Prinzip)
    ⇝ Zugriff erfolgt ausschließlich über die Modulschnittstelle

Modul ↦ Abstraktion ↪ 4–1

- Die Schnittstelle eines Moduls abstrahiert
  - Von der tatsächlichen Implementierung der Funktionen
  - Von der internen Darstellung und Verwendung von Daten

Module in C

[≠Java]

- In C ist das Modulkonzept nicht Bestandteil der Sprache, sondern rein idiomatisch (über Konventionen) realisiert ↪ 3–13
  - Modulschnittstelle ↦ `.h`-Datei (enthält Deklarationen ↪ 9–7)
  - Modulimplementierung ↦ `.c`-Datei (enthält Definitionen ↪ 9–3)
  - Modulverwendung ↦ `#include <Modul.h>`

```
void RS232Init( uint16_t br );
void RS232Send( char ch );
...
```

RS232.h: **Schnittstelle / Vertrag (öffentl.)**
Deklaration der bereitgestellten Funktionen (und ggf. Daten)

```
#include <RS232.h>
static uint16_t   baud = 2400;
static char       sendBuf[16];
...
void RS232Init( uint16_t br) {
  ...
  baud = br;
}
void RS232Send( char ch ) {
  sendBuf[···] = ch;
  ...
}
```

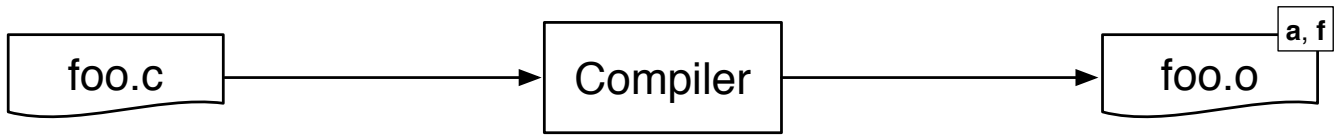
RS232.c: **Implementierung (nicht öffentl.)**
Definition der bereitgestellten Funktionen (und ggf. Daten)

Ggf. modulinterne Hilfsfunktionen und Daten (`static`)

Inklusion der eigenen Schnittstelle stellt sicher, dass der Vertrag eingehalten wird

Module in C – Export [≠Java]

- Ein C-Modul exportiert eine Menge von definierten Symbolen
  - Alle Funktionen und globalen Variablen (↦ „`public`“ in Java)
  - Export kann mit `static` unterbunden werden (↦ „`private`“ in Java)
    (↦ Einschränkung der Sichtbarkeit ↪ 12–5)
- Export erfolgt beim Übersetzungsvorgang (`.c`-Datei ⟶ `.o`-Datei)



Quelldatei (`foo.c`)

```
uint16_t a;
// public
static uint16_t b;
// private

void f(void)          // public
{ ... }
static void g(int)    // private
{ ... }
```

Objektdatei (`foo.o`)

Symbole **a** und **f** werden exportiert.

Symbole b und g sind `static` definiert und werden deshalb nicht exportiert.

Module in C – Import [≠Java]

- Ein C-Modul importiert eine Menge nicht-definierter Symbole
  - Funktionen und globale Variablen, die verwendet werden, im Modul selber jedoch nicht definiert sind
  - Werden beim Übersetzen als unaufgelöst markiert

Quelldatei (`bar.c`)

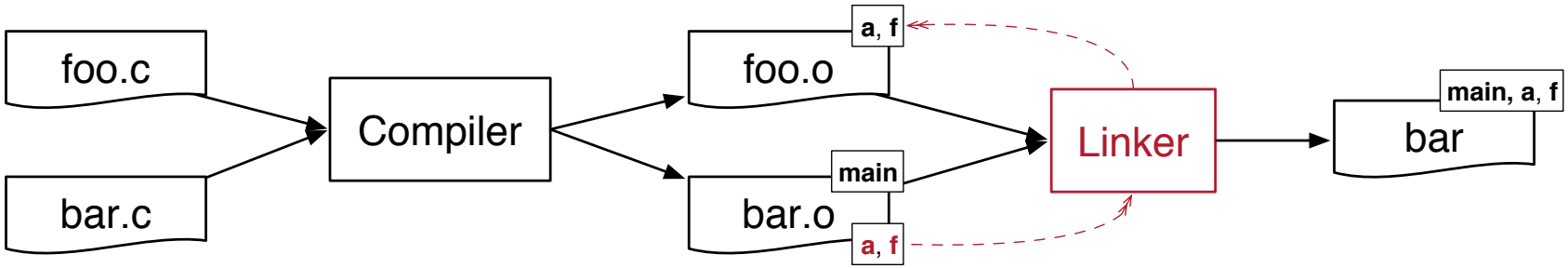
```
extern uint16_t a;
// declare
void f(void);       // declare

void main() {       // public
  a = 0x4711;       // use
  f();              // use
}
```

Objektdatei (`bar.o`)

Symbol **`main`** wird exportiert.
Symbole **`a`** und **`f`** sind unaufgelöst.

Module in C – Import (Forts.) [≠Java]

- Die eigentliche Auflösung erfolgt durch den Linker [↪ GDI, VI-158]



Linken ist nicht typsicher!

- Typinformationen sind in Objektdateien nicht mehr vorhanden
- Auflösung durch den Linker erfolgt **ausschließlich** über die **Symbolnamen** (Bezeichner)

⇝ Typsicherheit muss beim **Übersetzen** sichergestellt werden

⇝ Einheitliche Deklarationen durch gemeinsame Header-Datei

Module in C – Header [≠Java]

- Elemente aus fremden Modulen müssen deklariert werden
  - Funktionen durch normale Deklaration ↪ 9–7

```
void f(void);
```

  - Globale Variablen durch `extern`

```
extern uint16_t a;
```

Das `extern` unterscheidet eine Variablendeklaration von einer Variablendefinition.

- Die Deklarationen erfolgen sinnvollerweise in einer Header-Datei, die von der Modulentwicklerin bereitgestellt wird
  - Schnittstelle des Moduls (↦ „`interface`“ in Java)
    - Exportierte Funktionen des Moduls
    - Exportierte globale Variablen des Moduls
    - Modulspezifische Konstanten, Typen, Makros
    - Verwendung durch Inklusion (↦ „`import`“ in Java)
  - Wird **auch vom Modul inkludiert**, um Übereinstimmung von Deklarationen und Definitionen sicher zu stellen (↦ „`implements`“ in Java)

Module in C – Header (Forts.)

[≠Java]

Modulschnittstelle: `foo.h`

```
// foo.h
#ifndef _FOO_H
#define _FOO_H

// declarations
extern uint16_t a;
void f(void);

#endif // _FOO_H
```

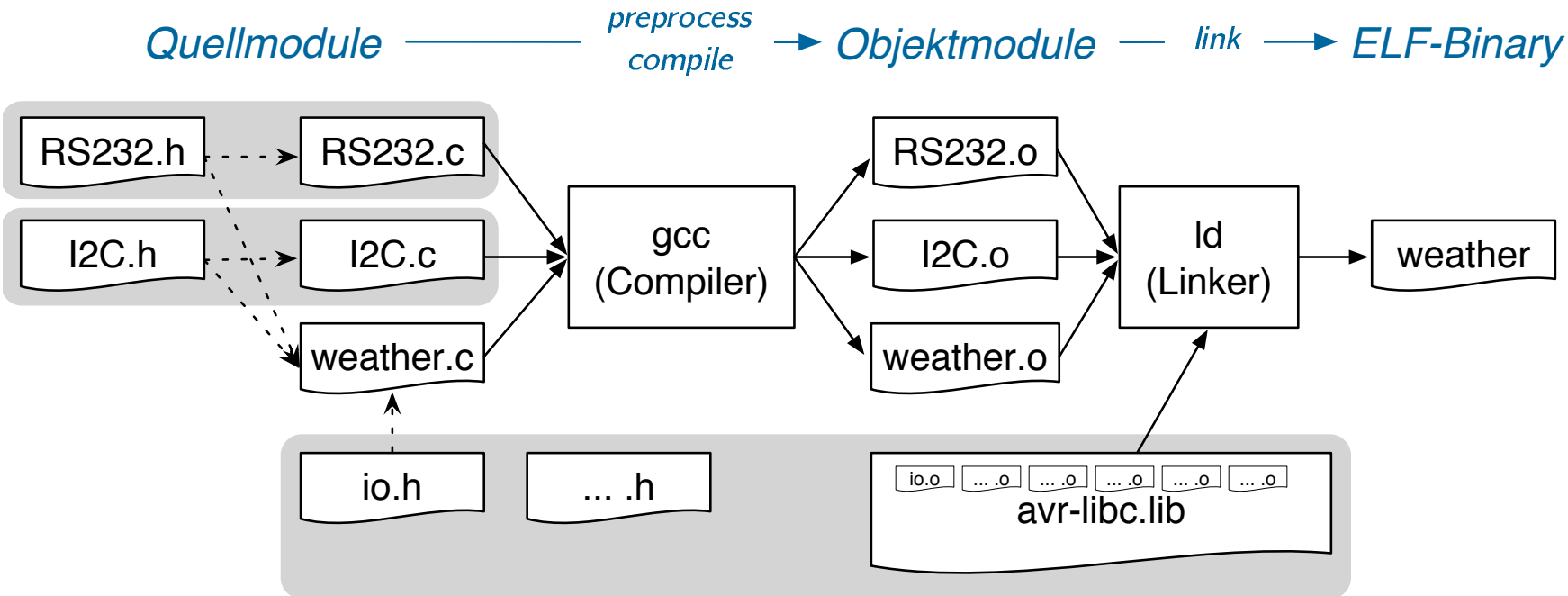
Modulimplementierung `foo.c`

```
// foo.c
#include <foo.h>


// definitions
uint16_t a;
void f(void){
  ...
}
```

Modulverwendung `bar.c`
(vergleiche ↪ 12–11)

```
// bar.c
extern uint16_t a;
void f(void);
#include <foo.h>

void main() {
  a = 0x4711;
  f();
}
```


Zurück zum Beispiel: Wetterstation



- Jedes Modul besteht aus Header- und Implementierungsdatei(en)
  - `.h`-Datei definiert die Schnittstelle
  - `.c`-Datei implementiert die Schnittstelle, inkludiert `.h`-Datei, um sicherzustellen, dass Deklaration und Definition übereinstimmen
- Modulverwendung durch Inkludieren der modulspezifischen `.h`-Datei
- Das Ganze funktioniert entsprechend bei Bibliotheken

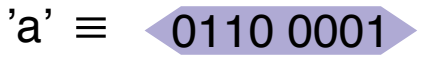
Zusammenfassung

- Prinzip der Trennung der Belange $\leadsto$ Modularisierung
  - Wiederverwendung und Austausch wohldefinierter Komponenten
  - Verbergen von Implementierungsdetails
- In C ist das Modulkonzept nicht Bestandteil der Sprache, sondern idiomatisch durch Konventionen realisiert
  - Modulschnittstelle $\mapsto$ `.h`-Datei (enthält Deklarationen)
  - Modulimplementierung $\mapsto$ `.c`-Datei (enthält Definitionen)
  - Modulverwendung $\mapsto$ `#include <Modul.h>`
  - `private` Symbole $\mapsto$ als `static` definieren
- Die eigentliche Zusammenfügung erfolgt durch den Linker
  - Auflösung erfolgt ausschließlich über Symbolnamen
    $\leadsto$ **Linken ist nicht typsicher!**
  - Typsicherheit muss beim Übersetzen sichergestellt werden
    $\leadsto$ durch gemeinsame Header-Datei

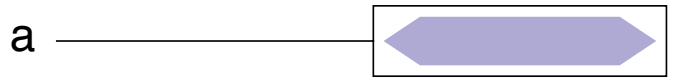
Überblick: Teil C Systemnahe Softwareentwicklung

Einordnung: Zeiger (*Pointer*)

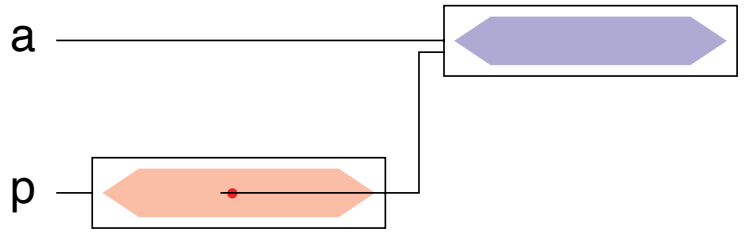
- **Literal:** `'a'`
  Darstellung eines Wertes



- **Variable:** `char a;`
  Behälter für einen Wert



- **Zeiger-Variable:** `char *p = &a;`
  Behälter für eine Referenz
  auf eine Variable



Zeiger (*Pointer*)

- Eine Zeigervariable (*Pointer*) enthält als Wert die Adresse einer anderen Variablen
  - Ein Zeiger verweist auf eine Variable (im Speicher)
  - Über die Adresse kann man indirekt auf die Zielvariable (ihren Speicher) zugreifen
- Daraus resultiert die große Bedeutung von Zeigern in C
  - Funktionen können Variablen des Aufrufers verändern (*call-by-reference*) ↪ 9–5
  - Speicher lässt sich direkt ansprechen
  - Effizientere Programme

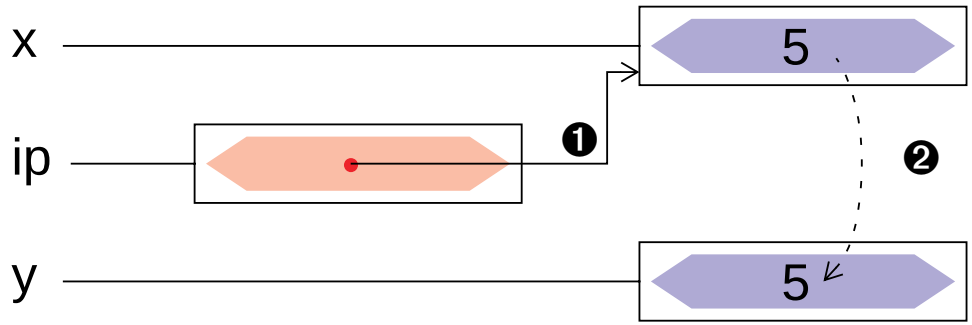
„Effizienz durch Maschinennähe“ ↪ 3–14

- Aber auch viele Probleme!
  - Programmstruktur wird unübersichtlicher (welche Funktion kann auf welche Variablen zugreifen?)
  - Zeiger sind die **häufigste Fehlerquelle** in C-Programmen!

Definition von Zeigervariablen

- **Zeigervariable** := Behälter für Verweise ($\mapsto$ Adresse)
- Syntax (Definition): *Typ* * *Bezeichner* ;
- Beispiel

```
int x = 5;

int *ip;

int y;

ip = &x; ❶

y = *ip; ❷
```



Adress- und Verweisoperatoren

- Adressoperator: **&x**
  Der unäre **&**-Operator liefert die Referenz ($\mapsto$ Adresse im Speicher) der Variablen **x**.
- Verweisoperator: ***y**
  Der unäre *-Operator liefert die Zielvariable ($\mapsto$ Speicherzelle / Behälter), auf die der Zeiger **y** verweist (Dereferenzierung).
- Es gilt: **(*(&x)) ≡ x**
  Der Verweisoperator ist die Umkehroperation des Adressoperators.

Achtung: Verwirrungsgefahr (*** *Ich seh überall Sterne* ***)

Das *-Symbol hat in C verschiedene Bedeutungen, **je nach Kontext**

1.	Multiplikation (binär):	`x * y`	in Ausdrücken
2.	Typmodifizierer:	`uint8_t *p1, *p2` `typedef char* CPTR`	in Definitionen und Deklarationen
3.	Verweis (unär):	`x = *p1`	in Ausdrücken

Insbesondere 2. und 3. führen zu Verwirrung
$\rightsquigarrow$ * wird fälschlicherweise für ein Bestandteil des Bezeichners gehalten.

Zeiger als Funktionsargumente

- Parameter werden in C immer *by-value* übergeben ↪ 9–5
  - Parameterwerte werden in lokale Variablen der aufgerufenen Funktion kopiert
  - Aufgerufene Funktion kann tatsächliche Parameter des Aufrufers nicht ändern

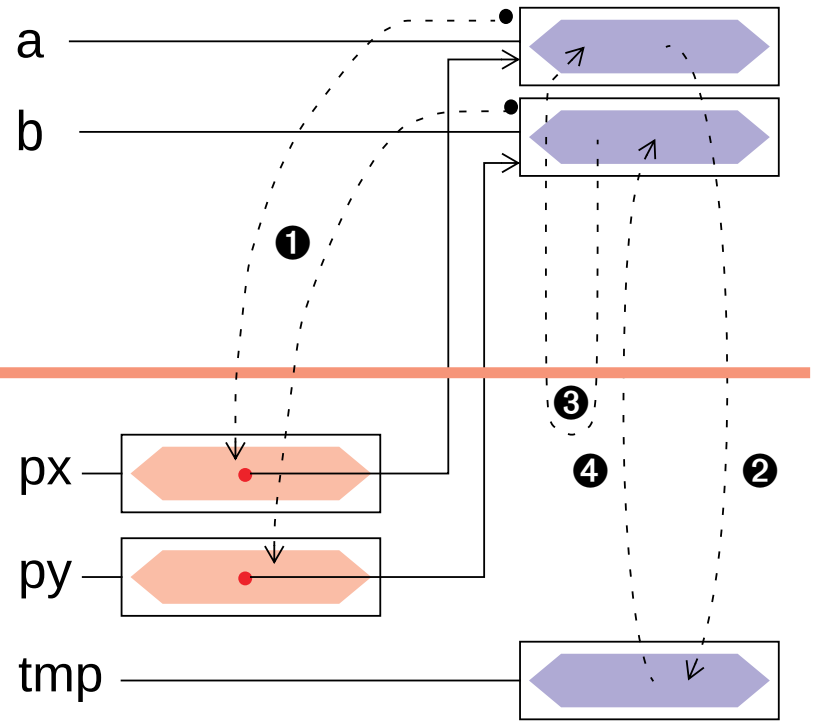
- Das gilt auch für Zeiger (Verweise) [↪ GDI, II-89]
  - Aufgerufene Funktion erhält eine Kopie des Adressverweises
  - Mit Hilfe des *-Operators kann darüber jedoch auf die Zielvariable zugegriffen werden und diese verändert werden

  ⇝ **Call-by-reference**

Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

Beispiel (Gesamtüberblick)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b); ❶
    ...
}

void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;

    tmp = *px; ❷
    *px = *py; ❸
    *py = tmp; ❹

}
```

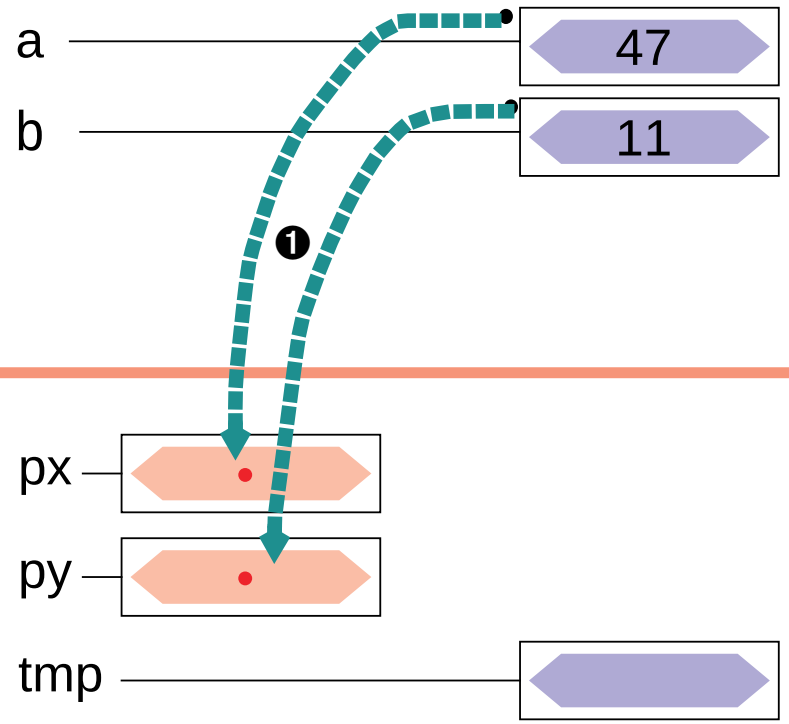


Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

Beispiel (Einzelschritte)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b); ❶
```

```
void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;
```

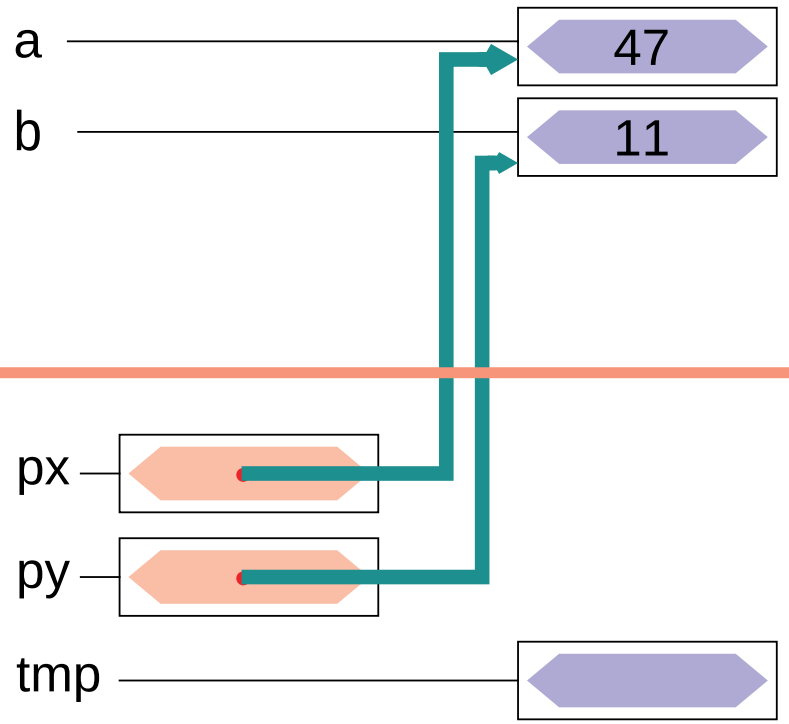


Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

- Beispiel (Einzelschritte)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b);
```

```
void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;
```

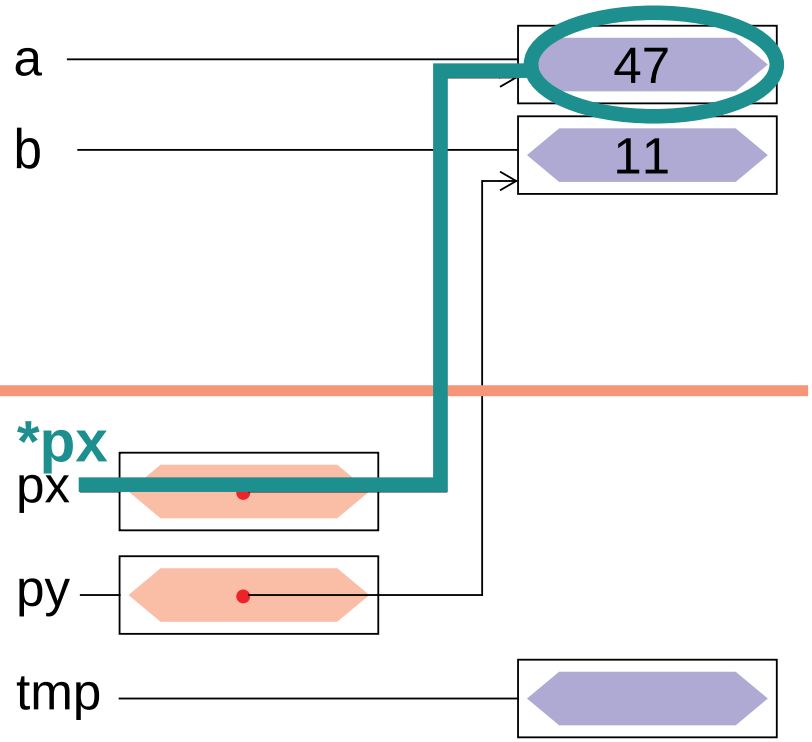


Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

Beispiel (Einzelschritte)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b);
```

```
void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;

    tmp = *px; ❷
```

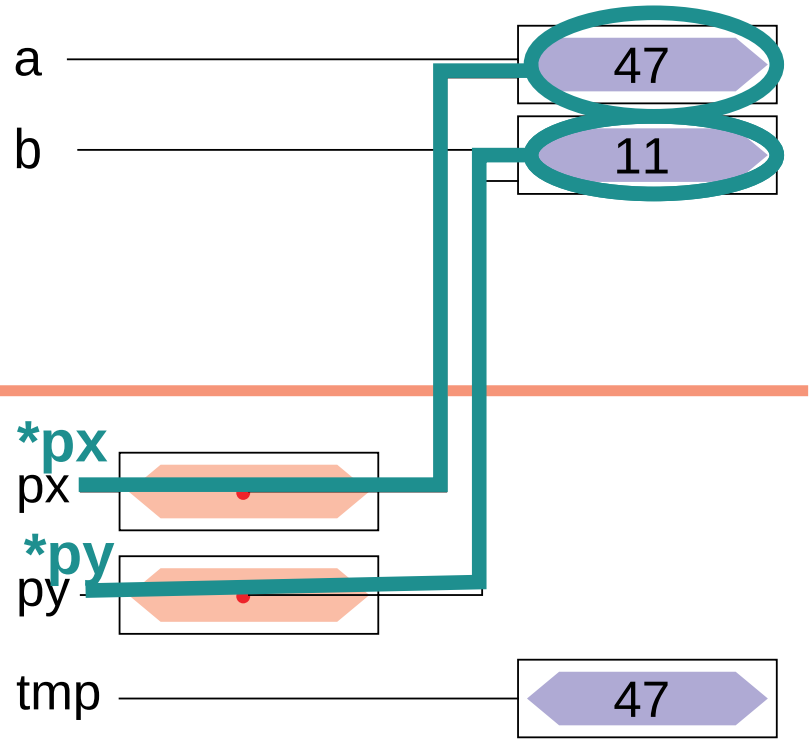


Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

Beispiel (Einzelschritte)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b);
```

```
void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;

    tmp = *px; ❷
    *px = *py; ❸
```

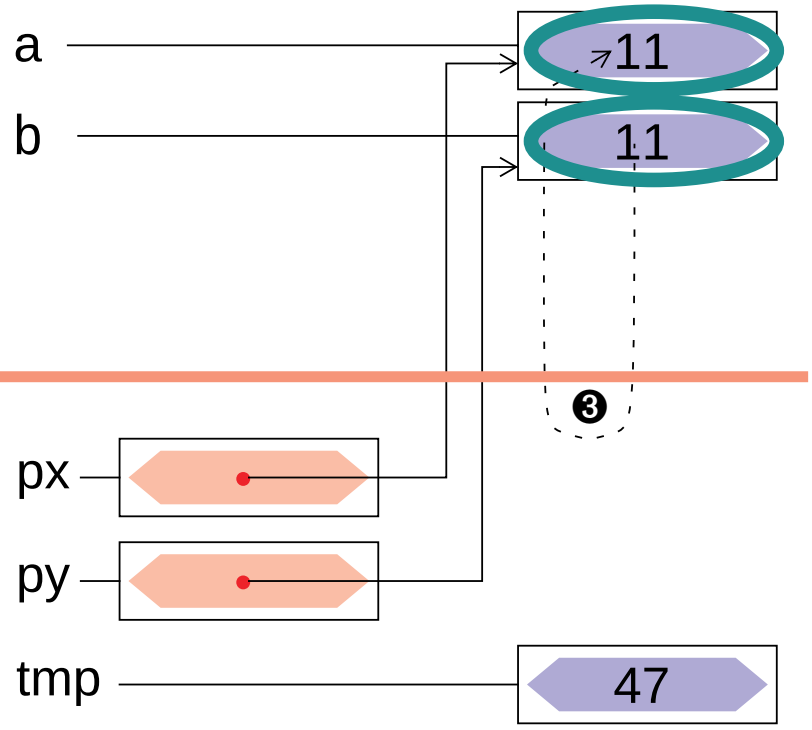


Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

Beispiel (Einzelschritte)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b);
```

```
void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;

    tmp = *px; ❷
    *px = *py; ❸
```

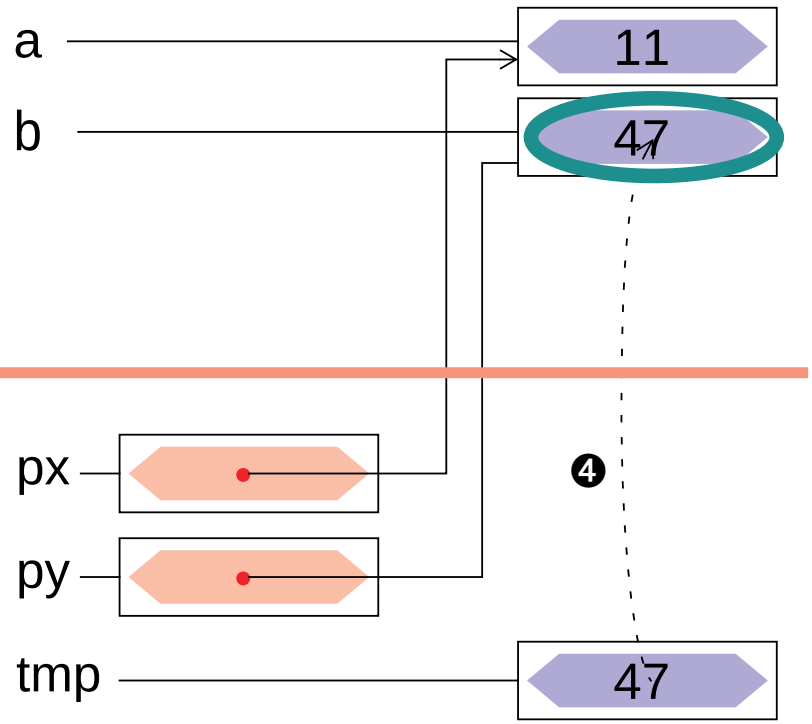


Zeiger als Funktionsargumente (Forts.)

Beispiel (Einzelschritte)

```
void swap (int *, int *);
int main() {
    int a=47, b=11;
    ...
    swap(&a, &b);
```

```
void swap (int *px, int *py)
{
    int tmp;

    tmp = *px; ❷
    *px = *py; ❸
    *py = tmp; ❹

}
```



Einordnung: Felder (*Arrays*) [≈Java]

- **Feldvariable** := Behälter für eine Reihe von Werten desselben Typs
- Syntax (Definition): *Typ Bezeichner* **[** *IntAusdruck* **] ;**
  - *Typ* — Typ der Werte [=Java]
  - *Bezeichner* — Name der Feldvariablen [=Java]
  - *IntAusdruck* — **Konstanter** Ganzzahl-Ausdruck, definiert die Feldgröße (↦ Anzahl der Elemente). [≠Java]

    Ab **C99** darf *IntAusdruck* bei `auto`-Feldern auch **variabel** (d. h. beliebig, aber fest) sein.
- Beispiele:

```
static uint8_t LEDs[ 8*2 ];     // constant, fixed array size

void f( int n ) {
  auto char a[ NUM_LEDS * 2];   // constant, fixed array size
  auto char b[ n ];             // C99: variable, fixed array size
}
```


Feldinitialisierung

- Wie andere Variablen auch, kann ein Feld bei Definition eine initiale Wertzuweisung erhalten

```
uint8_t LEDs[4] = { RED0, YELLOW0, GREEN0, BLUE0 };
int prim[5]     = { 1, 2, 3, 5, 7 };
```

- Werden zu wenig Initialisierungselemente angegeben, so werden die restlichen Elemente mit 0 initialisiert

```
uint8_t LEDs[4] = { RED0 };     // => { RED0, 0, 0, 0 }
int prim[5]     = { 1, 2, 3 };  // => { 1, 2, 3, 0, 0 }
```

- Wird die explizite Dimensionierung ausgelassen, so bestimmt die Anzahl der Initialisierungselemente die Feldgröße

```
uint8_t LEDs[]  = { RED0, YELLOW0, GREEN0, BLUE0 };
int prim[]      = { 1, 2, 3, 5, 7 };
```


Feldzugriff

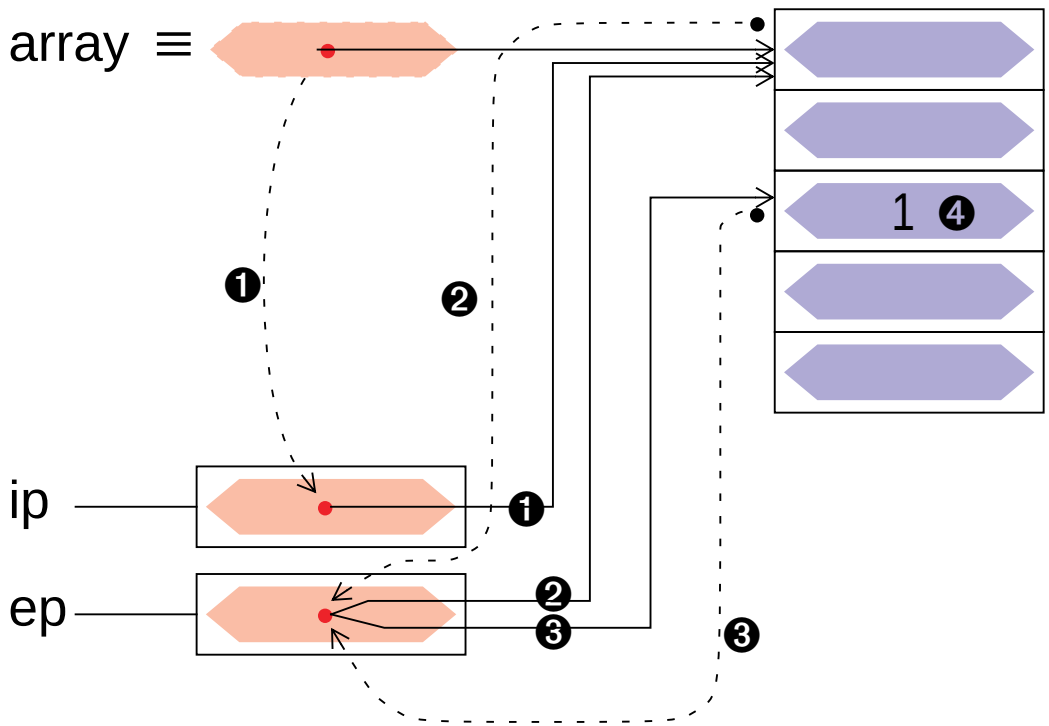
- Syntax: *Feld* **[** *IntAusdruck* **]** [=Java]
  - Wobei $0 \leq$ *IntAusdruck* $< n$ für $n =$ Feldgröße
  - **Achtung:** Feldindex wird nicht überprüft [≠Java]
    $\rightsquigarrow$ häufige Fehlerquelle in C-Programmen
- Beispiel

```
uint8_t LEDs[]  = { RED0, YELLOW0, GREEN0, BLUE0 };

LEDs[ 3 ] = BLUE1;

for( unit8_t i = 0; i < 4; ++i ) {
  sb_led_on( LEDs[ i ] );
}

LEDs[ 4 ] = GREEN1;   // UNDEFINED!!!
```

Felder sind Zeiger

- Ein Feldbezeichner ist syntaktisch äquivalent zu einem konstanten Zeiger auf das erste Element des Feldes: `array` ≡ `&array[0]`
  - Ein Alias – kein Behälter ⇝ Wert kann nicht verändert werden
  - Über einen so ermittelten Zeiger ist ein indirekter Feldzugriff möglich
- Beispiel (Gesamtüberblick)

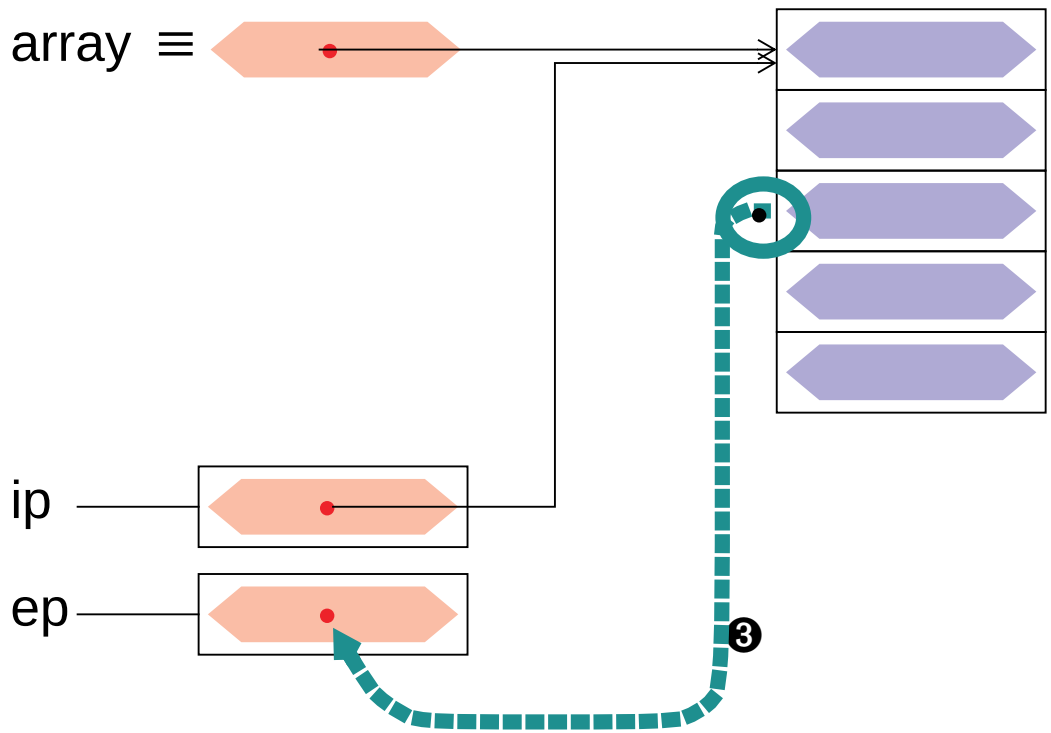
```
int array[5];

int *ip = array; ❶

int *ep;
ep = &array[0]; ❷

ep = &array[2]; ❸

*ep = 1; ❹
```



Felder sind Zeiger

- Ein Feldbezeichner ist syntaktisch äquivalent zu einem konstanten Zeiger auf das erste Element des Feldes: `array` ≡ `&array[0]`
  - Ein Alias – kein Behälter ⇝ Wert kann nicht verändert werden
  - Über einen so ermittelten Zeiger ist ein indirekter Feldzugriff möglich
- Beispiel (Einzelschritte)

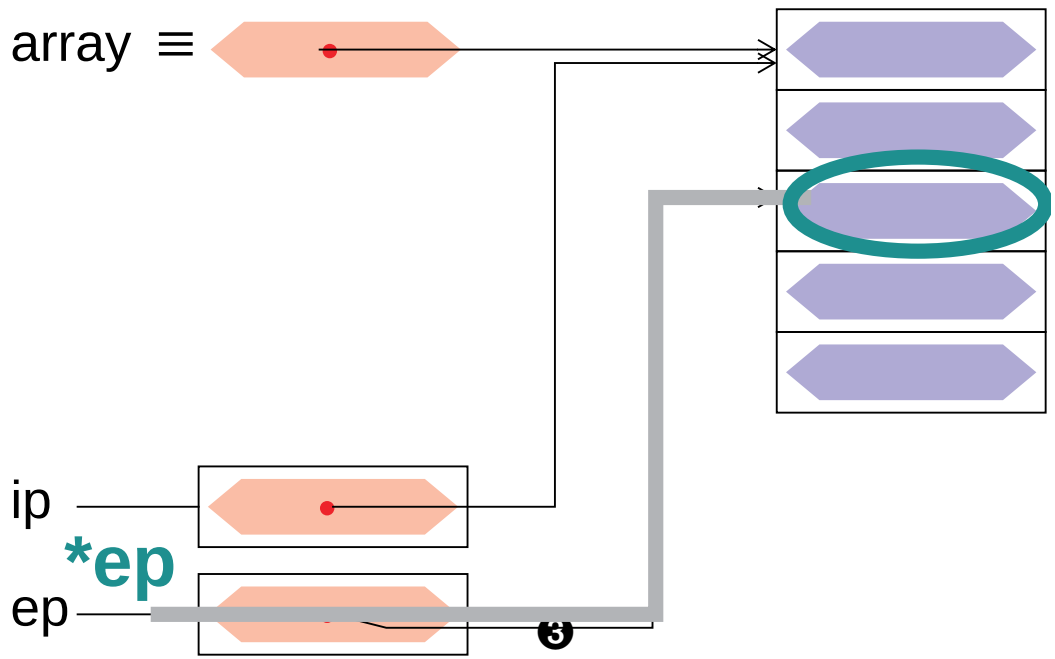
```
int array[5];

int *ip = array; ❶

int *ep;
ep = &array[0]; ❷

ep = &array[2]; ❸
```



Felder sind Zeiger

- Ein Feldbezeichner ist syntaktisch äquivalent zu einem konstanten Zeiger auf das erste Element des Feldes: `array` ≡ `&array[0]`
  - Ein Alias – kein Behälter ⇝ Wert kann nicht verändert werden
  - Über einen so ermittelten Zeiger ist ein indirekter Feldzugriff möglich
- Beispiel (Einzelschritte)

```
int array[5];

int *ip = array; ❶

int *ep;
ep = &array[0]; ❷

ep = &array[2]; ❸

*ep = 1; ❹
```



Zeiger sind Felder

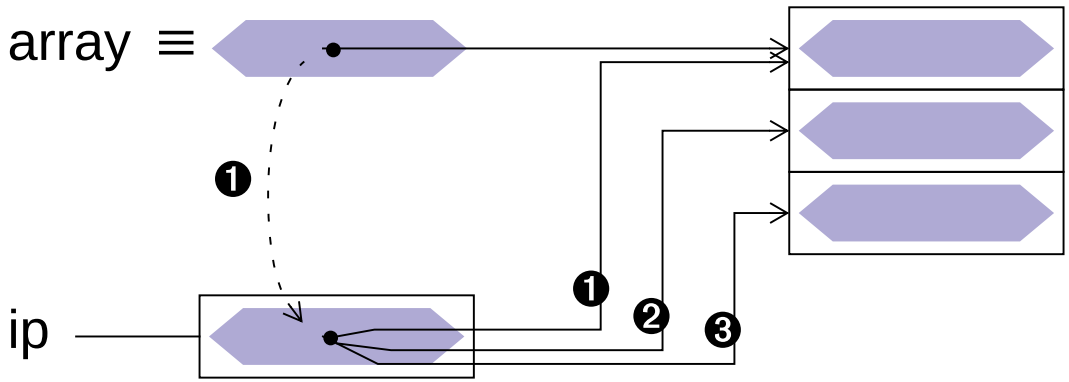
- Ein Feldbezeichner ist syntaktisch äquivalent zu einem konstanten Zeiger auf das erste Element des Feldes: `array` ≡ `&array[0]`
- Diese Beziehung gilt in beide Richtungen: `*array` ≡ `array[0]`
  - Ein Zeiger kann wie ein Feld verwendet werden
  - Insbesondere kann der **[ ]** - Operator angewandt werden ↪ 13–9
- Beispiel (vgl. ↪ 13–9)

```
uint8_t LEDs[]  = { RED0, YELLOW0, GREEN0, BLUE0 };

LEDs[ 3 ]    = BLUE1;
uint8_t *p   = LEDs;
for( unit8_t i = 0; i < 4; ++i ) {
  sb_led_on( p[ i ] );
}
```

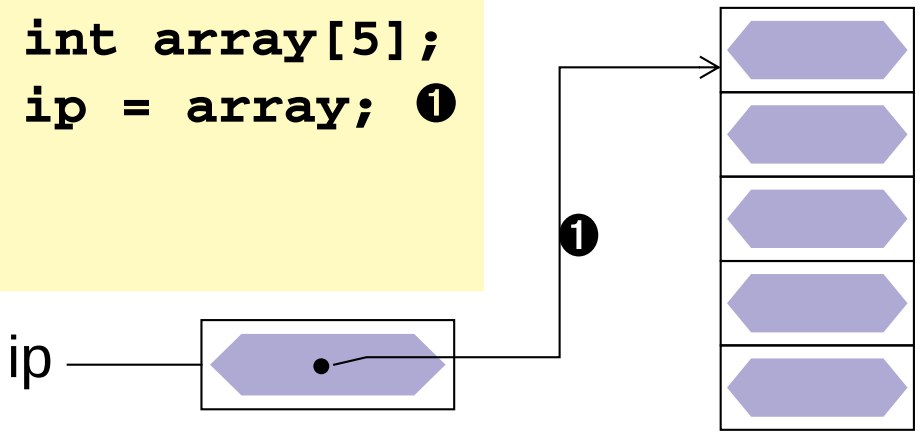
Rechnen mit Zeigern

- Im Unterschied zu einem Feldbezeichner ist eine Zeiger*variable* ein Behälter $\rightsquigarrow$ Ihr Wert ist veränderbar
- Neben einfachen Zuweisungen ist dabei auch Arithmetik möglich

```
int array[3];
int *ip = array; ❶

ip++; ❷
ip++; ❸
```




```
int array[5];
ip = array; ❶
```



`(ip+3)` ≡ `&ip[3]`

Bei der Zeigerarithmetik wird immer die Größe des Objekttyps mit berücksichtigt.

Zeigerarithmetik – Operationen

- Arithmetische Operationen
  - ++ Prä-/Postinkrement
    - ⇝ Verschieben auf das nächste Objekt
  - −− Prä-/Postdekrement
    - ⇝ Verschieben auf das vorangegangene Objekt
  - +, − Addition / Subtraktion eines `int`-Wertes
    - ⇝ Ergebniszeiger ist verschoben um n Objekte
  - − Subtraktion zweier Zeiger
    - ⇝ Anzahl der Objekte n zwischen beiden Zeigern (Distanz)
- Vergleichsoperationen: $<$, $<=$, $==$, $>=$, $>$, $!=$ ↪ 7–3
  - ⇝ Zeiger lassen sich wie Ganzzahlen vergleichen und ordnen

Felder sind Zeiger sind Felder – Zusammenfassung

- In Kombination mit Zeigerarithmetik lässt sich in C jede Feldoperation auf eine äquivalente Zeigeroperation abbilden.

- Für `int i, array[N], *ip = array;` mit $0 \leq i < N$ gilt:

```
      array  ≡  &array[0]  ≡  ip          ≡  &ip[0]
     *array  ≡   array[0]  ≡  *ip         ≡  ip[0]
*(array + i)  ≡   array[i]  ≡  *(ip + i)  ≡  ip[i]
               array++  ≢  ip++
```

Fehler: `array` ist konstant!

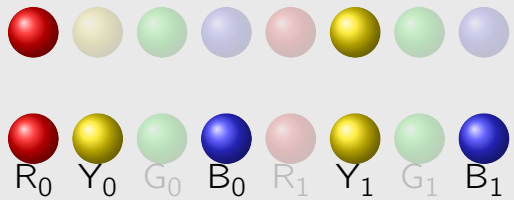
- Umgekehrt können Zeigeroperationen auch durch Feldoperationen dargestellt werden.
Der Feldbezeichner kann aber nicht verändert werden.

Felder als Funktionsparameter

- Felder werden in C **immer** als Zeiger übergeben [=Java]

  ⇝ *Call-by-reference*

```
static uint8_t LEDs[] = {RED0, YELLOW1};

void enlight( uint8_t *array,  unsigned n ) {
  for( unsigned i = 0; i < n; ++i )
    sb_led_on( array[i] );
}

void main() {
  enlight( LEDs, 2 );
  uint8_t moreLEDs[] = {YELLOW0, BLUE0, BLUE1};
  enlight( moreLEDs, 3);
}
```



- Informationen über die Feldgröße gehen dabei verloren!
  - Die Feldgröße muss explizit als Parameter mit übergeben werden
  - In manchen Fällen kann sie auch in der Funktion berechnet werden (z. B. bei Strings durch Suche nach dem abschließenden `NUL`-Zeichen)

Felder als Funktionsparameter (Forts.)

- Felder werden in C **immer** als Zeiger übergeben [=Java]
  ⇝ *Call-by-reference*
- Wird der Parameter als `const` deklariert, so kann die Funktion die Feldelemente nicht verändern ↦ Guter Stil! [≠Java]

```
void enlight( const uint8_t *array,  unsigned n ) {
  ...
}
```

- Um anzuzeigen, dass ein Feld (und kein „Zeiger auf Variable“) erwartet wird, ist auch folgende äquivalente Syntax möglich:

```
void enlight( const uint8_t array[],  unsigned n ) {
  ...
}
```

  - Achtung: Das gilt so nur bei Deklaration eines Funktionparameters
  - Bei Variablendefinitionen hat `array[]` eine völlig andere Bedeutung (Feldgröße aus Initialisierungsliste ermitteln, ↪ 13–8)

Felder als Funktionsparameter (Forts.)

- Die Funktion `int strlen(const char *)` aus der Standardbibliothek liefert die Anzahl der Zeichen im übergebenen String

```
void main() {
  ...
  const char *string = "hallo";   // string is array of char
  sb_7seg_showNumber( strlen(string) );
  ...
}
```

Dabei gilt: "hallo" ≡ 

↪ 6–13

- Implementierungsvarianten

Variante 1: Feld-Syntax

```
int strlen( const char s[] ) {
  int n=0;
  while( s[n] != 0 )
    n++;
  return n;
}
```

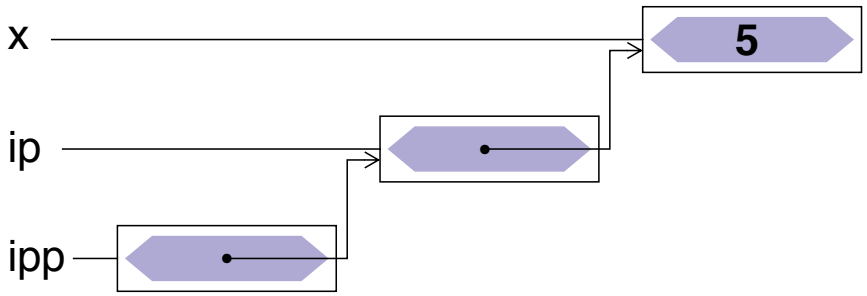
Variante 2: Zeiger-Syntax

```
int strlen( const char *s ) {
  const char *end = s;
  while( *end )
    end++;
  return end - s;
}
```

Zeiger auf Zeiger

- Ein Zeiger kann auch auf eine Zeigervariable verweisen

```
int x = 5;
int *ip = &x;

int **ipp = &ip;
/* → **ipp = 5 */
```



- Wird vor allem bei der Parameterübergabe an Funktionen benötigt
  - Zeigerparameter *call-by-reference* übergeben
    (z. B. `swap()`-Funktion für Zeiger)
  - Ein Feld von Zeigern übergeben

Zeiger auf Funktionen

- Ein Zeiger kann auch auf eine Funktion verweisen
  - Damit lassen sich Funktionen an Funktionen übergeben
    $\mapsto$ Funktionen höherer Ordnung
- Beispiel

```
// invokes job() every second
void doPeriodically( void (*job)(void) ) {
  while( 1 ) {
    job();       // invoke job
    for( volatile uint16_t i = 0; i < 0xffff; ++i )
      ;          // wait a second
  }
}

void blink( void ) {
  sb_led_toggle( RED0 );
}

void main() {
  doPeriodically( blink );  // pass blink() as parameter
}
```


Zeiger auf Funktionen (Forts.)

- Syntax (Definition): *Typ* **(** * *Bezeichner* **)(** $FormaleParam_{opt}$ **);**
  (sehr ähnlich zur Syntax von Funktionsdeklarationen) ↪ 9–3
  - *Typ* — Rückgabetyp der Funktionen, auf die dieser Zeiger verweisen kann
  - *Bezeichner* — Name des Funktionszeigers
  - $FormaleParam_{opt}$ — Formale Parameter der Funktionen, auf die dieser Zeiger verweisen kann: $Typ_1, \ldots, Typ_n$
- Ein Funktionszeiger wird genau wie eine Funktion verwendet
  - Aufruf mit *Bezeichner* **(** *TatParam* **)** ↪ 9–4
  - Adress- (&) und Verweisoperator (*) werden nicht benötigt ↪ 13–4
  - Ein Funktionsbezeichner ist ein konstanter Funktionszeiger

```
void blink( uint8_t which ) { sb_led_toggle( which ); }

void main() {
  void (*myfun)(uint8_t); // myfun is pointer to function
  myfun = blink;          // blink is constant pointer to function
  myfun( RED0 );          // invoke blink() via function pointer
  blink( RED0 );          // invoke blink()
}
```

Zeiger auf Funktionen (Forts.)

- Funktionszeiger werden oft für Rückruffunktionen (*Callbacks*) zur Zustellung asynchroner Ereignisse verwendet ($\mapsto$ „Listener“ in Java)

```
// Example: asynchronous button events with libspicboard
#include <avr/interrupt.h>          // for sei()
#include <7seg.h>                   // for sb_7seg_showNumber()
#include <button.h>                 // for button stuff

// callback handler for button events (invoked on interrupt level)
void onButton( BUTTON b, BUTTONEVENT e ) {
  static int8_t count = 1;
  sb_7seg_showNumber( count++ ); // show no of button presses
  if( count > 99 ) count = 1;    // reset at 100
}

void main() {
  sb_button_registerListener(    // register callback
    BUTTON0, BTNPRESSED,         //   for this button and events
    onButton                     //   invoke this function
  );
  sei();                         // enable interrupts (necessary!)
  while( 1 ) ;                   // wait forever
}
```

Zusammenfassung

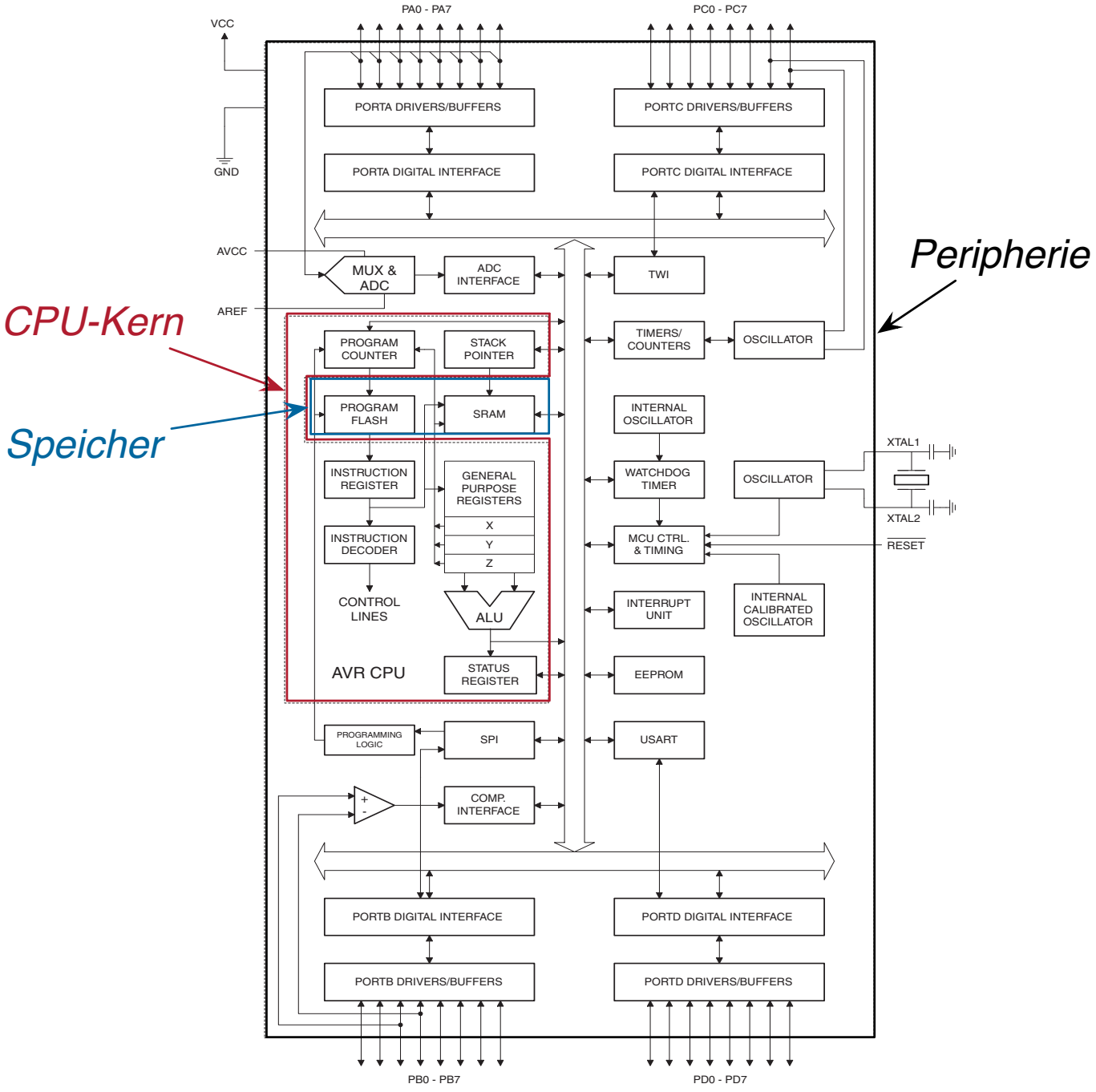
- Ein Zeiger verweist auf eine Variable im Speicher
  - Möglichkeit des indirekten Zugriffs auf den Wert
  - Grundlage für die Implementierung von *call-by-reference* in C
  - Grundlage für die Implementierung von Feldern
  - Wichtiges Element der Maschinennähe von C
  - **Häufigste Fehlerursache in C-Programmen**
- Die syntaktischen Möglichkeiten sind vielfältig (und verwirrend)
  - Typmodifizierer `*`, Adressoperator `&`, Verweisoperator `*`
  - Zeigerarithmetik mit `+`, `-`, `++` und `--`
  - syntaktische Äquivalenz zu Feldern (`[]` Operator)
- Zeiger können auch auf Funktionen verweisen
  - Übergeben von Funktionen an Funktionen
  - Prinzip der Rückruffunktion

Überblick: Teil C Systemnahe Softwareentwicklung

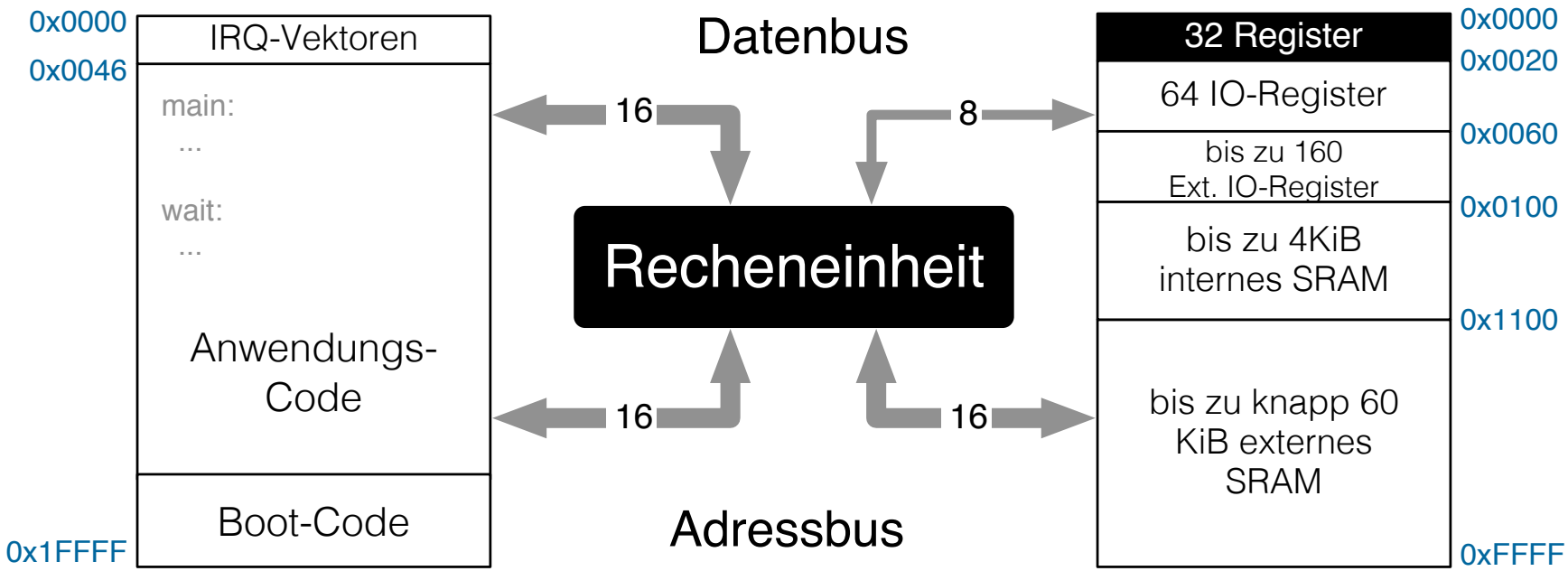
Was ist ein μ-Controller?

- **μ-Controller** := Prozessor + Speicher + Peripherie
  - Faktisch ein Ein-Chip-Computersystem $\longrightarrow$ SoC (*System-on-a-Chip*)
  - Häufig verwendbar ohne zusätzliche externe Bausteine, wie z. B. Taktgeneratoren und Speicher $\rightsquigarrow$ kostengünstiges Systemdesign
- Wesentliches Merkmal ist die (reichlich) enthaltene Peripherie
  - Timer/Counter (Zeiten/Ereignisse messen und zählen)
  - Ports (digitale Ein-/Ausgabe), A/D-Wandler (analoge Eingabe)
  - PWM-Generatoren (pseudo-analoge Ausgabe)
  - Bus-Systeme: SPI, RS-232, CAN, Ethernet, MLI, I^2C, ...
  - ...
- Die Abgrenzungen sind fließend: Prozessor $\longleftrightarrow$ μC $\longleftrightarrow$ SoC
  - AMD64-CPUs haben ebenfalls eingebaute Timer, Speicher (Caches), ...
  - Einige μC erreichen die Geschwindigkeit „großer Prozessoren“

Beispiel ATmega32: Blockschaltbild



Beispiel ATmega-Familie: CPU-Architektur



Programmadressraum (Flash)
1–128 KiB, 2-Byte-Elemente

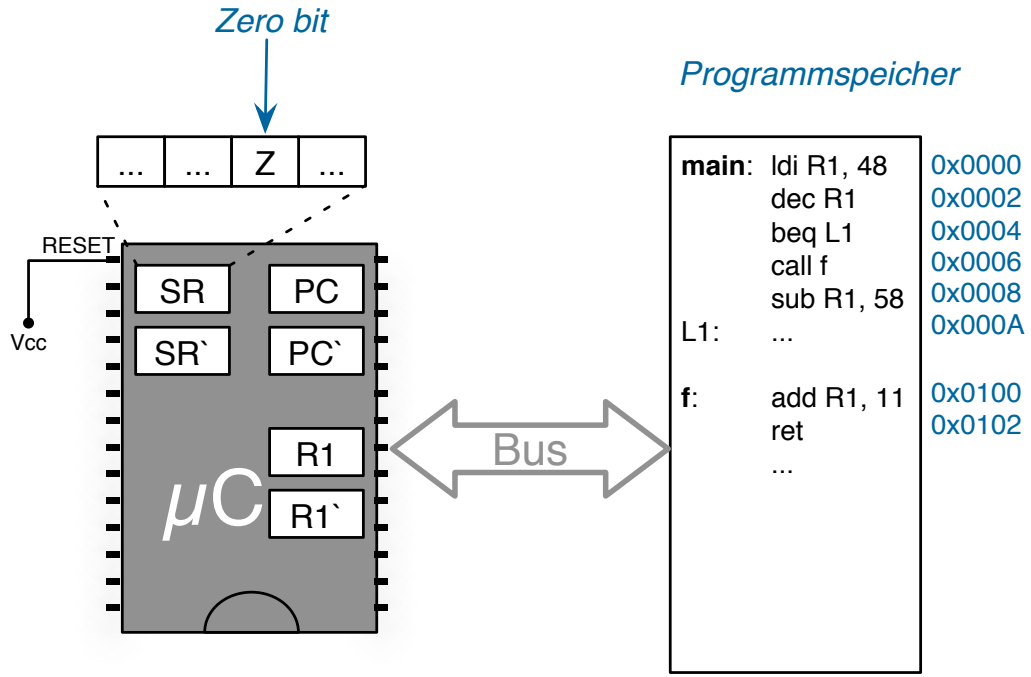
Datenadressraum (SRAM)
0–64 KiB, 1-Byte-Elemente

- Harvard-Architektur (getrennter Speicher für Code und Daten)
- Peripherie-Register sind in den Speicher eingeblendet

  ⇝ ansprechbar wie globale Variablen

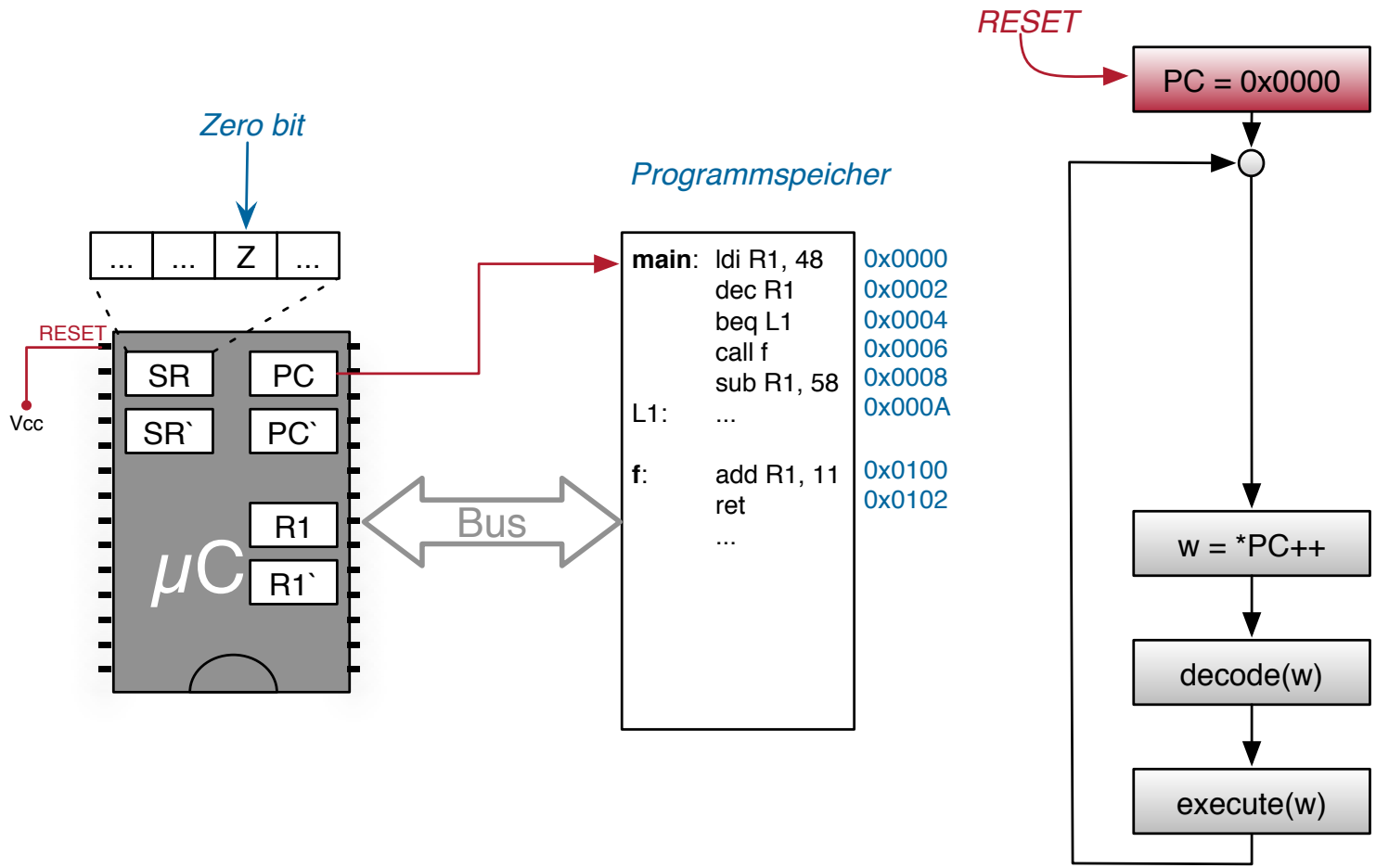
Zum Vergleich: PC basiert auf von-Neumann-Architektur [↪ GDI, VI-6] mit gemeinsamem Speicher; I/O-Register verwenden einen speziellen I/O-Adressraum.

Wie arbeitet ein Prozessor?

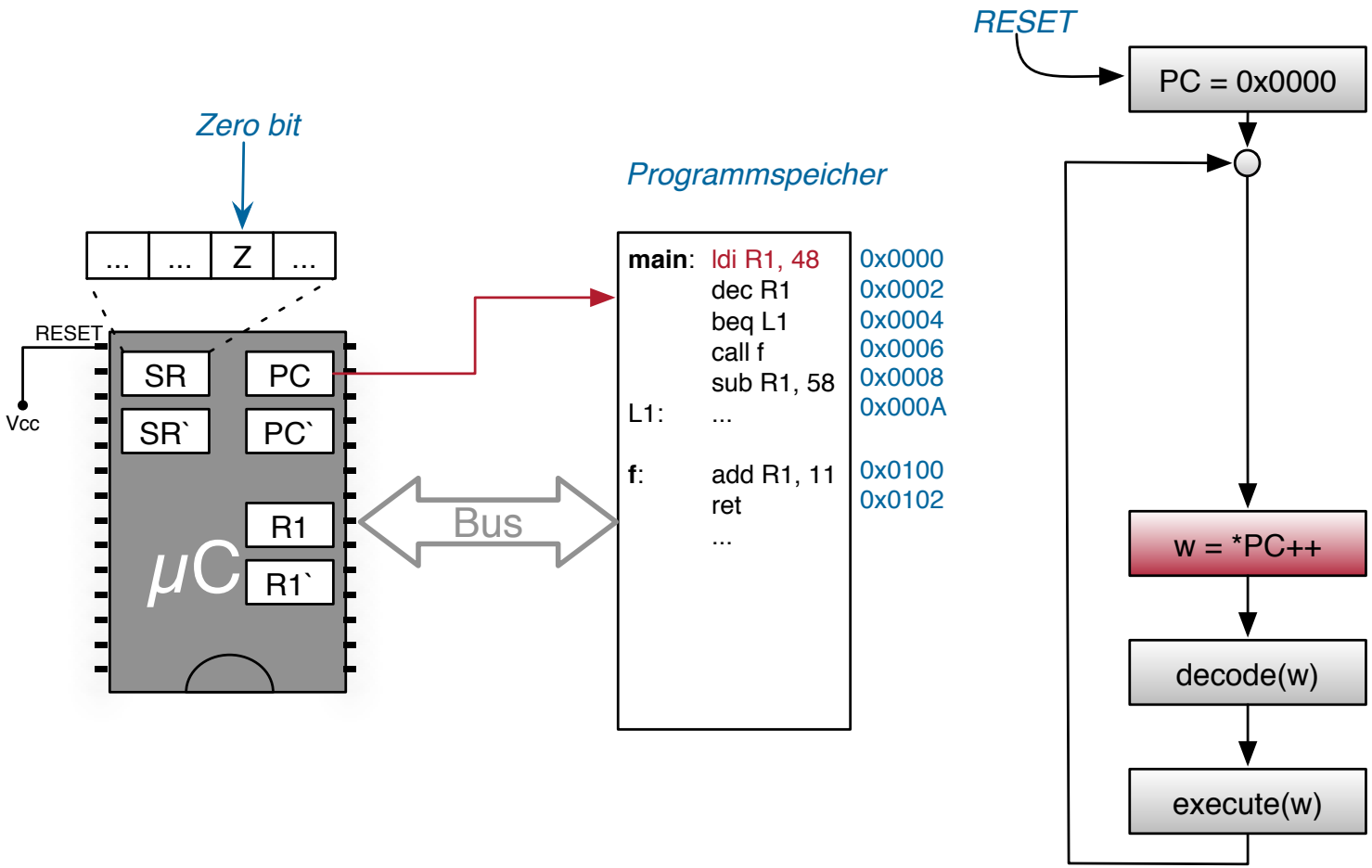


- Hier am Beispiel eines sehr einfachen Pseudoprozessors
  - Nur zwei Vielzweckregister (R1 und R2)
  - Programmzähler (PC) und Statusregister (SR) (+ „Schattenkopien“)
  - Kein Datenspeicher, kein Stapel $\rightsquigarrow$ Programm arbeitet nur auf Registern

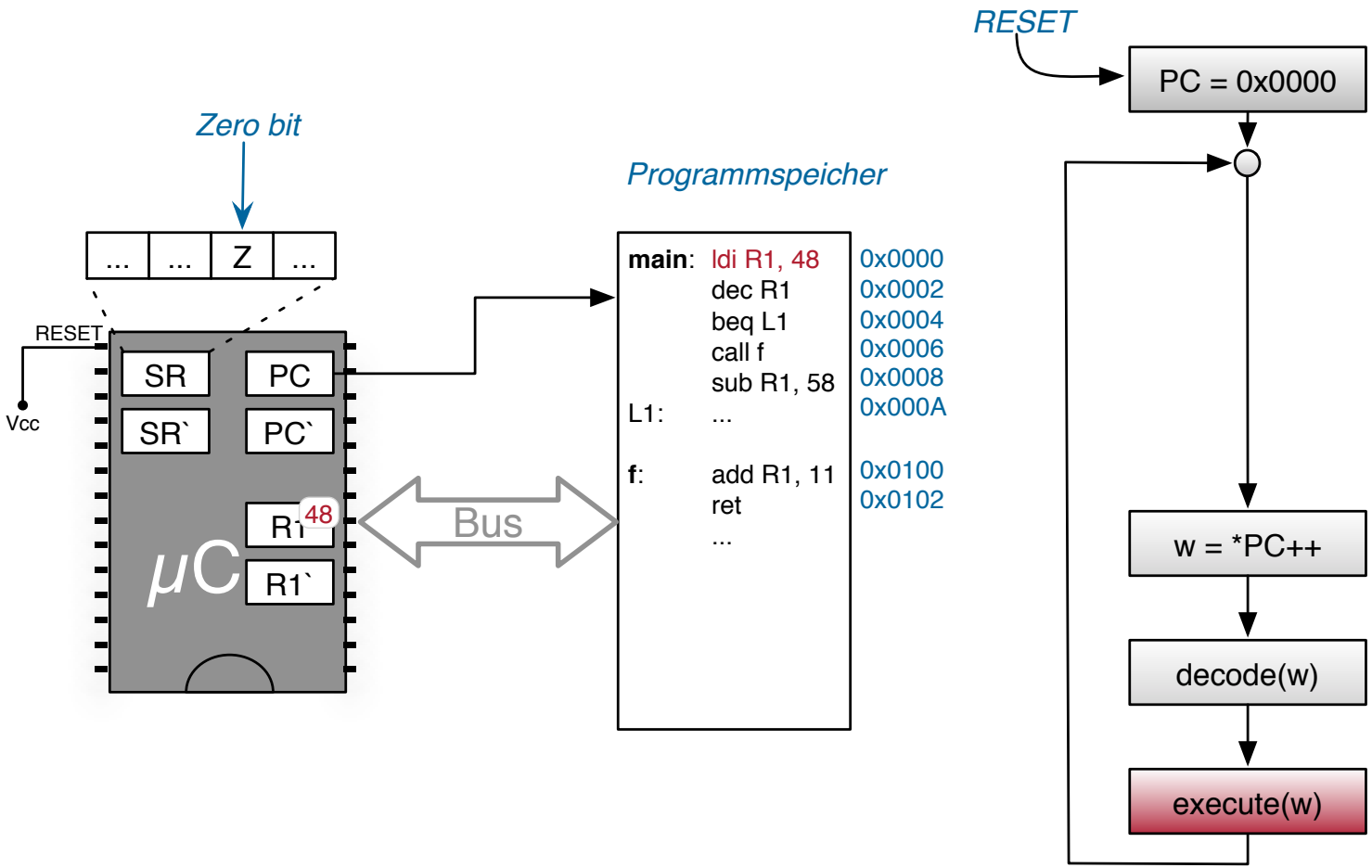
Wie arbeitet ein Prozessor?



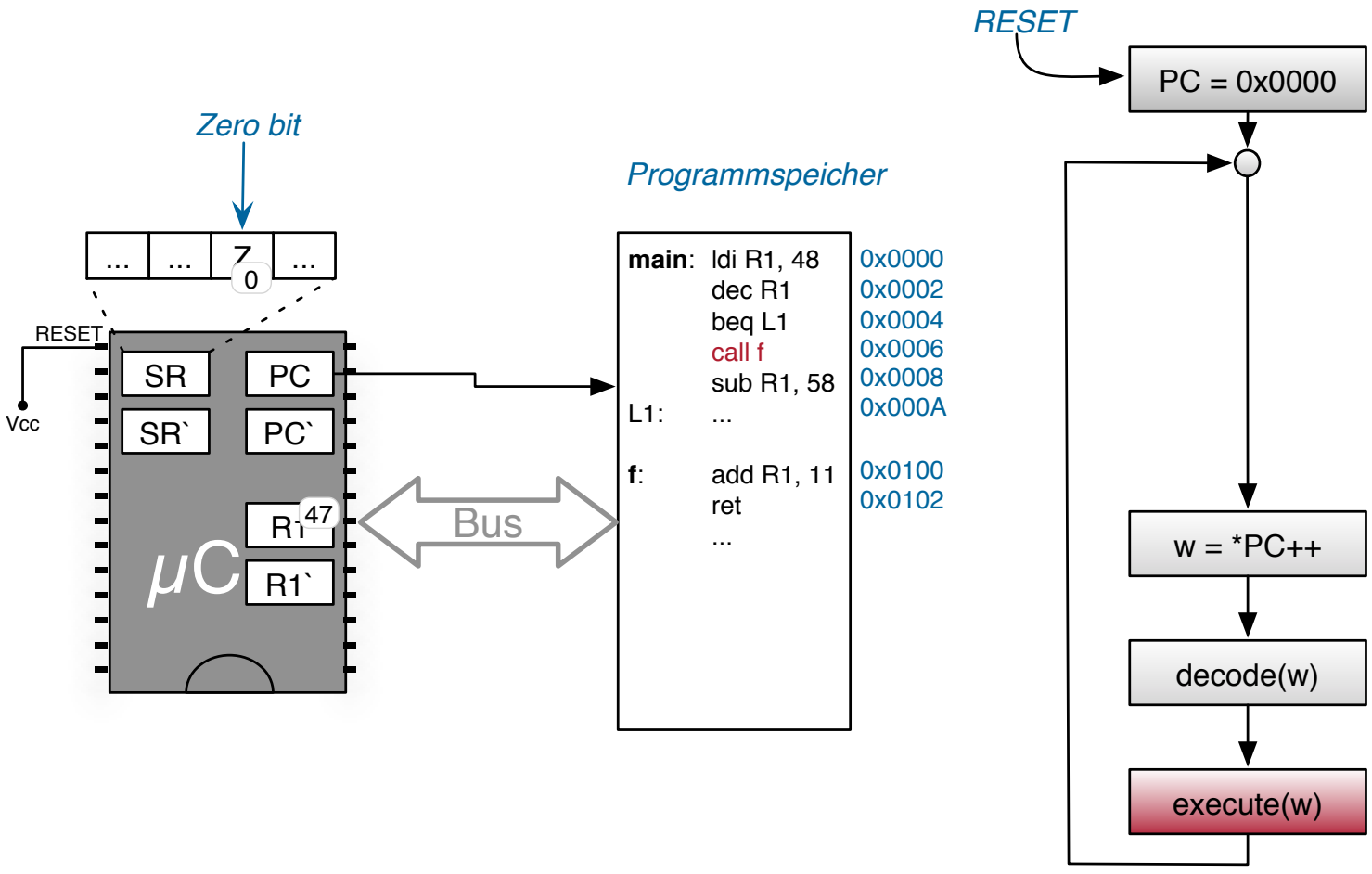
Wie arbeitet ein Prozessor?



Wie arbeitet ein Prozessor?



Wie arbeitet ein Prozessor?

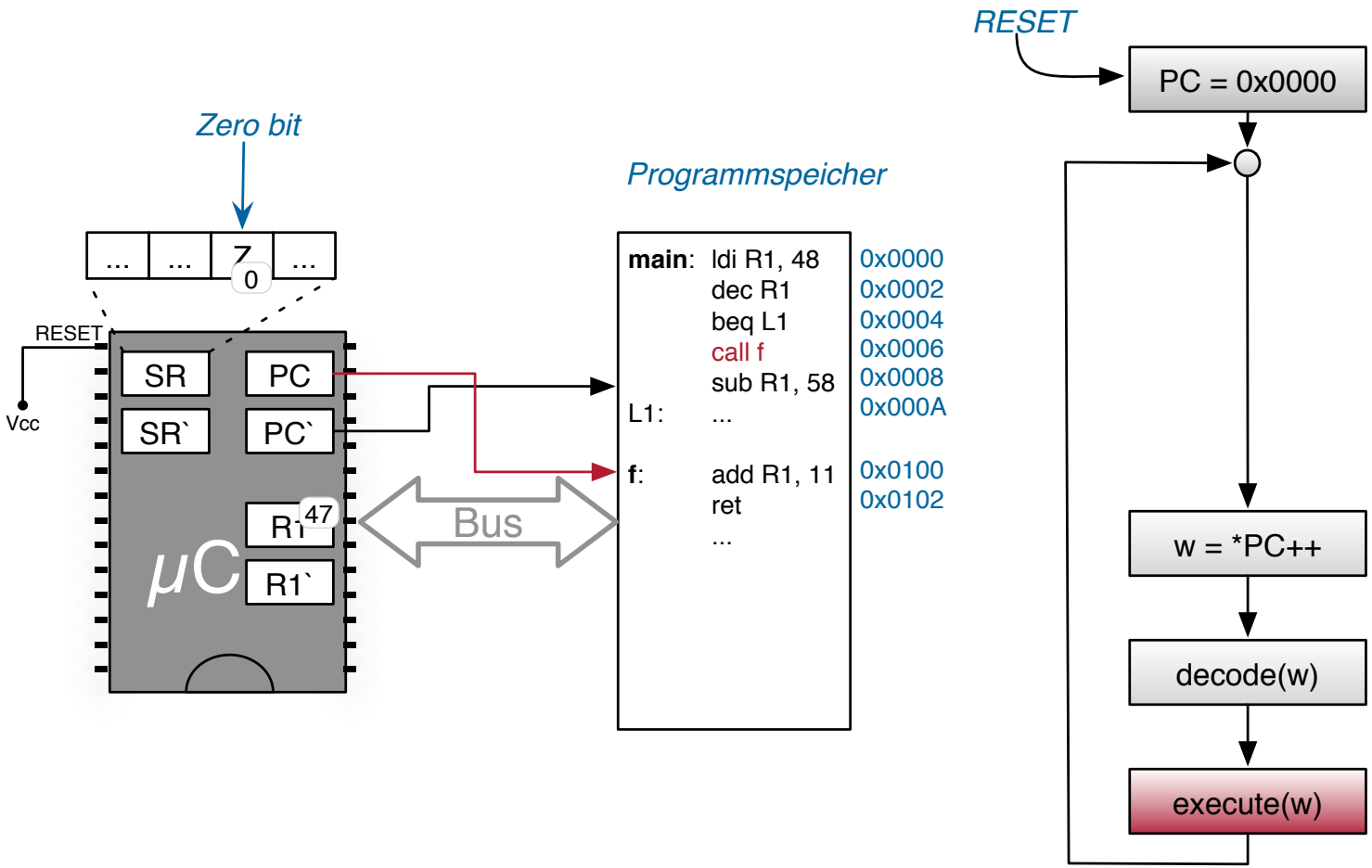


w: **dec** <R>
R –= 1
if(R == 0) Z = 1
else Z = 0

w: **beq** <lab>
if (Z) PC = lab

w: **call** <func>
PC` = PC
PC = func

Wie arbeitet ein Prozessor?

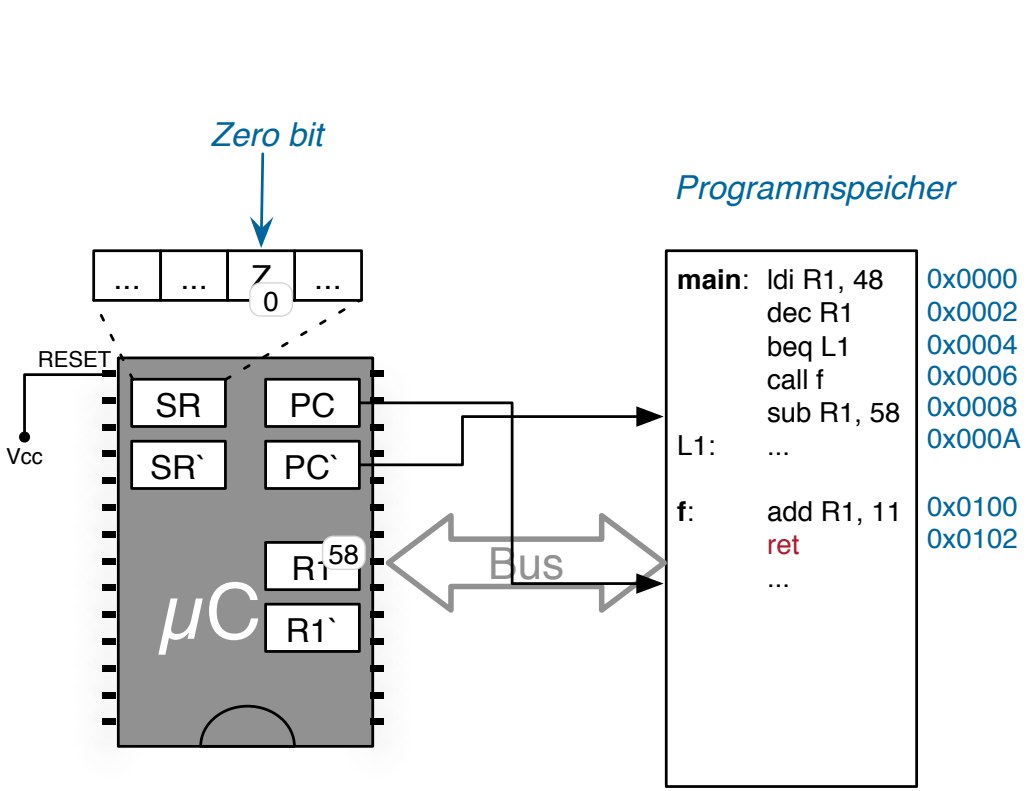


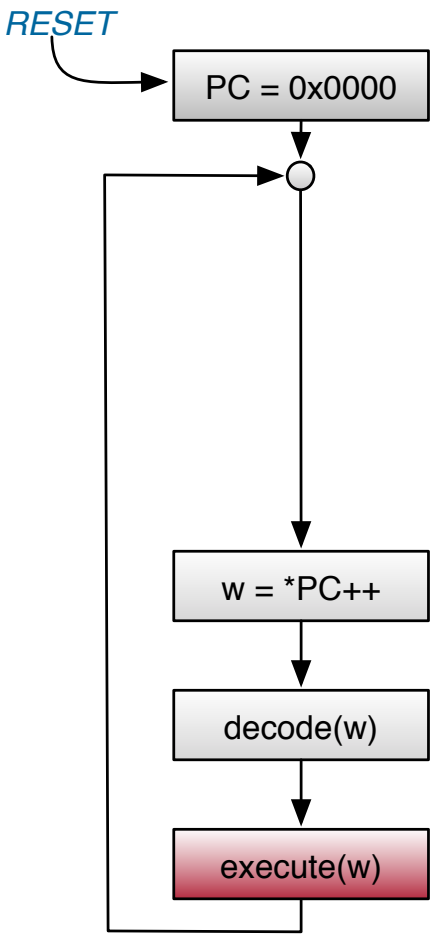
w: **dec** <R>
R –= 1
if(R == 0) Z = 1
else Z = 0

w: **beq** <lab>
if (Z) PC = lab

w: **call** <func>
PC` = PC
PC = func

Wie arbeitet ein Prozessor?





w: **dec** <R>	w: **beq** <lab>	w: **call** <func>	w: **ret**
R –= 1 if(R == 0) Z = 1 else Z = 0	if (Z) PC = lab	PC` = PC PC = func	PC = PC`

Peripheriegeräte

- **Peripheriegerät:** Hardwarekomponente, die sich „außerhalb“ der Zentraleinheit eines Computers befindet
  - Traditionell (PC): Tastatur, Bildschirm, ...
    ($\mapsto$ physisch „außerhalb“)
  - Allgemeiner: Hardwarefunktionen, die nicht direkt im Befehlssatz des Prozessors abgebildet sind
    ($\mapsto$ logisch „außerhalb“)
- Peripheriebausteine werden über I/O-Register angesprochen
  - Kontrollregister: Befehle an / Zustand der Peripherie wird durch Bitmuster kodiert (z. B. `DDRD` beim ATmega)
  - Datenregister: Dienen dem eigentlichen Datenaustausch
    (z. B. `PORTD`, `PIND` beim ATmega)
  - Register sind häufig für entweder nur Lesezugriffe (*read-only*) oder nur Schreibzugriffe (*write-only*) zugelassen

Peripheriegeräte: Beispiele

- Auswahl von typischen Peripheriegeräten in einem μ-Controller
  - **Timer/Counter** — Zählregister, die mit konfigurierbarer Frequenz (Timer) oder durch externe Signale (Counter) erhöht werden und bei konfigurierbarem Zählwert einen Interrupt auslösen.
  - **Watchdog-Timer** — Timer, der regelmäßig neu beschrieben werden muss oder sonst einen RESET auslöst („Totmannknopf“).
  - **(A)synchrone serielle Schnittstelle** — Bausteine zur seriellen (bitweisen) Übertragung von Daten mit synchronem (z. B. RS-232) oder asynchronem (z. B. I^2C) Protokoll.
  - **A/D-Wandler** — Bausteine zur momentweisen oder kontinuierlichen Diskretisierung von Spannungswerten (z. B. 0–5V $\mapsto$ 10-Bit-Zahl).
  - **PWM-Generatoren** — Bausteine zur Generierung von pulsweiten-modulierten Signalen (pseudo-analoge Ausgabe).
  - **Ports** — Gruppen von üblicherweise 8 Anschlüssen, die auf GND oder Vcc gesetzt werden können oder deren Zustand abgefragt werden kann. $\hookrightarrow$ 14–12

Peripheriegeräte – Register

- Es gibt verschiedene Architekturen für den Zugriff auf I/O-Register
  - Memory-mapped: (Die meisten μC) — Register sind in den Adressraum eingeblendet; der Zugriff erfolgt über die Speicherbefehle des Prozessors (`load`, `store`)
  - Port-basiert: (x86-basierte PCs) — Register sind in einem eigenen I/O-Adressraum organisiert; der Zugriff erfolgt über spezielle `in`- und `out`-Befehle
- Die Registeradressen stehen in der Hardware-Dokumentation

Address	Name	Bit 7	Bit 6	Bit 5	Bit 4	Bit 3	Bit 2	Bit 1	Bit 0	Page
$3F ($5F)	SREG	I	T	H	S	V	N	Z	C	8
$3E ($5E)	SPH	–	–	–	–	SP11	SP10	SP9	SP8	11
$3D ($5D)	SPL	SP7	SP6	SP5	SP4	SP3	SP2	SP1	SP0	11
$3C ($5C)	OCR0	Timer/Counter0 Output Compare Register								86
$12 ($32)	PORTD	PORTD7	PORTD6	PORTD5	PORTD4	PORTD3	PORTD2	PORTD1	PORTD0	67
$11 ($31)	DDRD	DDD7	DDD6	DDD5	DDD4	DDD3	DDD2	DDD1	DDD0	67
$10 ($30)	PIND	PIND7	PIND6	PIND5	PIND4	PIND3	PIND2	PIND1	PIND0	68

[1, S. 334]

Peripheriegeräte – Register (Forts.)

- Memory-mapped Register ermöglichen einen komfortablen Zugriff
  - Register $\mapsto$ Speicher $\mapsto$ Variable
  - Alle C-Operatoren stehen direkt zur Verfügung (z. B. `PORTD++`)
- Syntaktisch wird der Zugriff oft durch Makros erleichtert:

```
#define PORTD ( * (volatile uint8_t*)( 0x12 ) )
```

`0x12`: Adresse: int

`(volatile uint8_t*)(0x12)`: Adresse: volatile uint8_t* (Cast ↪ 7–17)

`*(volatile uint8_t*)(0x12)`: Wert: volatile uint8_t (Dereferenzierung ↪ 13–4)

`PORTD` ist damit (syntaktisch) äquivalent zu einer `volatile uint8_t`-Variablen, die an Adresse `0x12` liegt

- Beispiel

```
#define PORTD (*(volatile uint8_t*)(0x12))

PORTD |= (1<<7);            // set D.7
uint8_t *pReg = &PORTD;     // get pointer to PORTD
*pReg &= ~(1<<7);           // use pointer to clear D.7
```

Registerzugriff und Nebenläufigkeit

- Peripheriegeräte arbeiten nebenläufig zur Software
  ⇝ Wert in einem Hardwareregister kann sich jederzeit ändern
- Dies widerspricht einer Annahme des Compilers
  - Variablenzugriffe erfolgen **nur** durch die aktuell ausgeführte Funktion
    ⇝ Variablen können in Registern zwischengespeichert werden

```
// C code
#define PIND (*(uint8_t*)(0x10))
void foo(void) {
  ...
  if( !(PIND & 0x2) ) {

    // button0 pressed
    ...
  }
  if( !(PIND & 0x4) ) {

    // button 1 pressed
    ...
  }
}
```

```
// Resulting assembly code

foo:
  lds   r24, 0x0010 // PIND->r24
  sbrc  r24, 1      // test bit 1
  rjmp L1
  // button0 pressed
  ...
L1:
  sbrc r24, 2       // test bit 2
  rjmp  L2

  ...
L2:
  ret
```

PIND wird nicht erneut aus dem Speicher geladen. Der Compiler nimmt an, dass der Wert in r24 aktuell ist.

Der `volatile`-Typmodifizierer

- **Lösung:** Variable `volatile` („*flüchtig, unbeständig*“) deklarieren
  - Compiler hält Variable nur so kurz wie möglich im Register
    - ⇝ Wert wird unmittelbar vor Verwendung gelesen
    - ⇝ Wert wird unmittelbar nach Veränderung zurückgeschrieben

```
// C code
#define PIND \
  (*(volatile uint8_t*)(0x10))
void foo(void) {
  ...
  if( !(PIND & 0x2) ) {

    // button0 pressed
    ...
  }

  if( !(PIND & 0x4) ) {

    // button 1 pressed
    ...
  }
}
```

```
// Resulting assembly code


foo:
  lds  r24, 0x0010 // PIND->r24
  sbrc r24, 1      // test bit 1
  rjmp L1
  // button0 pressed
  ...
L1:
  lds  r24, 0x0010 // PIND->r24
  sbrc r24, 2      // test bit 2
  rjmp L2

  ...
L2:
  ret
```

`PIND` ist `volatile` und wird deshalb vor dem Test erneut aus dem Speicher geladen.

Der `volatile`-Typmodifizierer (Forts.)

- Die `volatile`-Semantik verhindert viele Code-Optimierungen (insbesondere das Entfernen von scheinbar unnützem Code)
- Kann ausgenutzt werden, um aktives Warten zu implementieren:

```
// C code
void wait( void ){
  for( uint16_t i = 0; i<0xffff;)
    i++;
}
```

volatile!

```
// Resulting assembly code
wait:
  // compiler has optimized
  // "nonsensical" loop away
  ret
```

Achtung: volatile $\mapsto$ **$$$**

Die Verwendung von `volatile` verursacht erhebliche Kosten

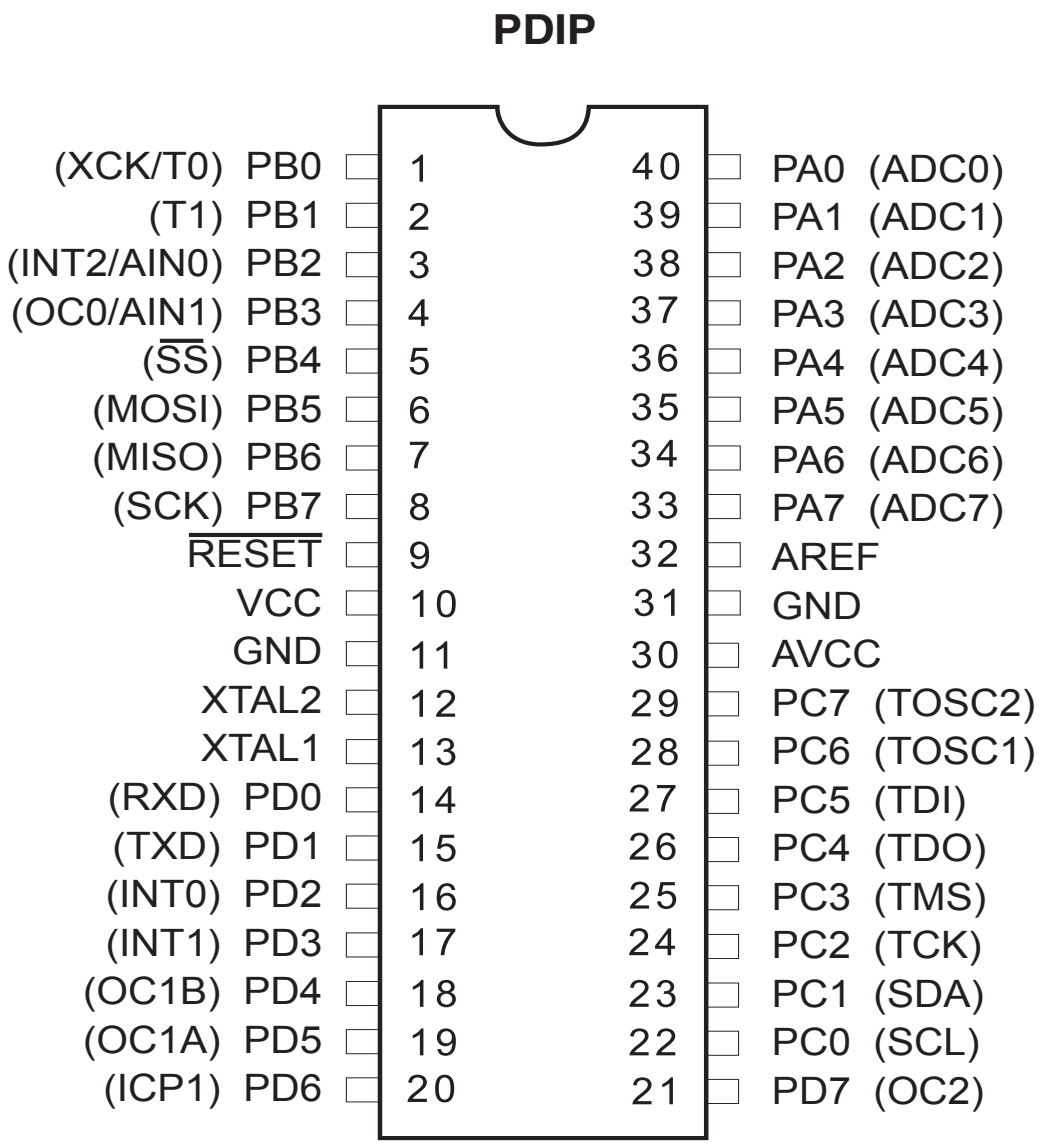
- Werte können nicht mehr in Registern gehalten werden
- Viele Code-Optimierungen können nicht durchgeführt werden

Regel: `volatile` wird nur in **begründeten Fällen** verwendet

Peripheriegeräte: Ports

- **Port** := Gruppe von (üblicherweise 8) digitalen Ein-/Ausgängen
  - Digitaler Ausgang: Bitwert $\mapsto$ Spannungspegel an μC-Pin
  - Digitaler Eingang: Spannungspegel an μC-Pin $\mapsto$ Bitwert
  - Externer Interrupt (bei Pegelwechsel): Spannungspegel an μC-Pin $\mapsto$ Bitwert $\rightsquigarrow$ Prozessor führt Interruptprogramm aus
- Die Funktion ist üblicherweise pro Pin konfigurierbar
  - Eingang
  - Ausgang
  - Externer Interrupt (nur bei bestimmten Eingängen)
  - Alternative Funktion (Pin wird von anderem Gerät verwendet)

Beispiel ATmega32: Port/Pin-Belegung



Aus Kostengründen ist nahezu jeder Pin doppelt belegt, die Konfiguration der gewünschten Funktion erfolgt durch die Software.

Beim SPiCboard werden z. B. Pins 39–40 als ADCs konfiguriert, um Poti und Photosensor anzuschließen.

PORTA steht daher nicht zur Verfügung.

Beispiel ATmega32: Port-Register

- Pro Port x sind drei Register definiert (Beispiel für $x = D$)

- `DDRx` **Data Direction Register:** Legt für jeden Pin i fest, ob er als Eingang (Bit i=0) oder als Ausgang (Bit i=1) verwendet wird.

7	6	5	4	3	2	1	0
DDD7	DDD6	DDD5	DDD4	DDD3	DDD2	DDD1	DDD0
R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W

- `PORTx` **Data Register:** Ist Pin i als Ausgang konfiguriert, so legt Bit i den Pegel fest (0=GND sink, 1=Vcc source). Ist Pin i als Eingang konfiguriert, so aktiviert Bit i den internen Pull-Up-Widerstand (1=aktiv).

7	6	5	4	3	2	1	0
PORTD7	PORTD6	PORTD5	PORTD4	PORTD3	PORTD2	PORTD1	PORTD0
R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W

- `PINx` **Input Register:** Bit i repräsentiert den Pegel an Pin i (1=*high*, 0=*low*), unabhängig von der Konfiguration als Ein-/Ausgang.

7	6	5	4	3	2	1	0
PIND7	PIND6	PIND5	PIND4	PIND3	PIND2	PIND1	PIND0
R	R	R	R	R	R	R	R

Verwendungsbeispiele: ↪ 3–5 und ↪ 3–8 [1, S. 66]

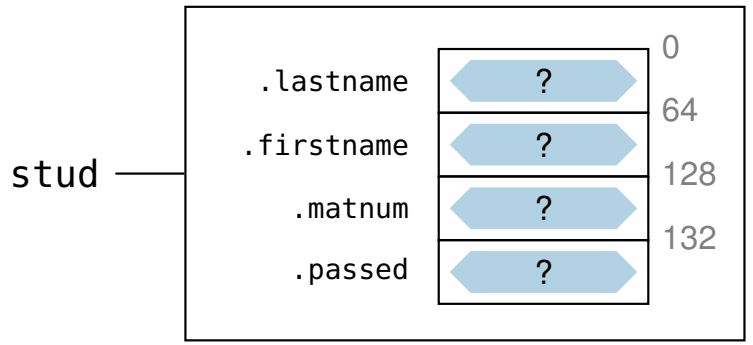
Strukturen: Motivation

- Jeder Port wird durch *drei* globale Variablen verwaltet
  - Es wäre besser diese zusammen zu fassen
  - „problembezogene Abstraktionen“ ↪ 4–1
  - „Trennung der Belange“ ↪ 12–4
- Dies geht in C mit Verbundtypen (Strukturen)

```
// Structure declaration
struct Student {
  char  lastname[64];
  char  firstname[64];
  long  matnum;
  int   passed;
};

// Variable definition
struct Student stud;
```

Ein Strukturtyp fasst eine Menge von Daten zu einem gemeinsamen Typ zusammen.

Die Datenelemente werden hintereinander im Speicher abgelegt.



Strukturen: Variablendefinition und -initialisierung

- Analog zu einem Array kann eine Strukturvariable bei Definition elementweise initialisiert werden

↪ 13–8

```
struct Student {
  char  lastname[64];
  char  firstname[64];
  long  matnum;
  int   passed;
};
```

```
struct Student stud = { "Meier", "Hans",
                        4711, 0 };
```

Die Initialisierer werden nur über ihre Reihenfolge, nicht über ihren Bezeichner zugewiesen.
⇝ Potentielle Fehlerquelle bei Änderungen!

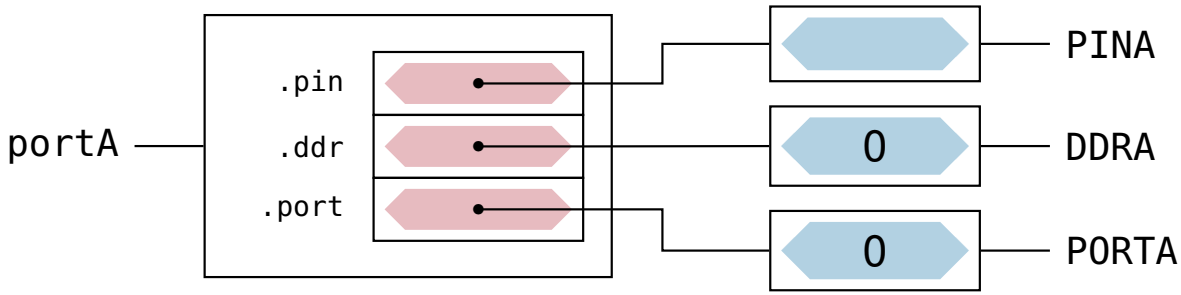
- Analog zur Definition von `enum`-Typen kann man mit `typedef` die Verwendung vereinfachen

↪ 6–8

```
typedef struct {
  volatile uint8_t *pin;
  volatile uint8_t *ddr;
  volatile uint8_t *port;
} port_t;
```

```
port_t portA = { &PINA, &DDRA, &PORTA };
port_t portD = { &PIND, &DDRD, &PORTD };
```


Strukturen: Elementzugriff

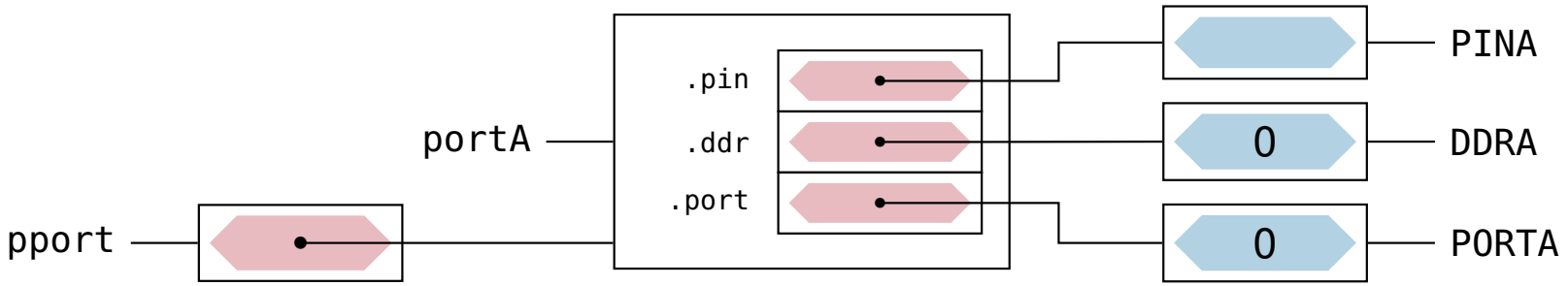


- Auf Strukturelemente wird mit dem `.`-Operator zugegriffen [≈Java]

```
port_t portA = { &PINA, &DDRA, &PORTA };

*portA.port = 0;    // clear all pins
*portA.ddr  = 0xff; // set all to input
```

Beachte: `.` hat eine höhere Priorität als `*`

Strukturen: Elementzugriff



- Bei einem Zeiger auf eine Struktur würde Klammerung benötigt

```
port_t * pport = &portA;  // p --> portA

*(*pport).port = 0;       // clear all pins
*(*pport).ddr  = 0xff;    // set all to output
```

- Mit dem **->**-Operator lässt sich dies vereinfachen `s->m` ≡ `(*s).m`

```
port_t * pport = &portA;  // p --> portA

*pport->port = 0;       // clear all pins
*pport->ddr  = 0xff;    // set all to output
```

-> hat **ebenfalls** eine höhere Priorität als *

Strukturen als Funktionsparameter

- Im Gegensatz zu Arrays werden Strukturen *by-value* übergeben

```
void initPort( port_t p ){
  *p.port = 0;         // clear all pins
  *p.ddr  = 0xff;      // set all to output

  p.port  = &PORTD;    // no effect, p is local variable
}

void main(){ initPort( portA ); ··· }
```

- Bei größeren Strukturen wird das **sehr ineffizient**
  - Z. B. `Student` (↪ 14–15): Jedes mal 134 Byte allozieren und kopieren
  - Besser man übergibt einen Zeiger auf eine konstante Struktur

```
void initPort( const port_t *p ){
  *p->port = 0;          // clear all pins
  *p->ddr  = 0xff;       // set all to output

  // p->port  = &PORTD;   compile-time error, *p is const!
}

void main(){ initPort( &portA ); ··· }
```


Bit-Strukturen: Bitfelder

- Strukturelemente können auf Bit-Granularität festgelegt werden
  - Der Compiler fasst Bitfelder zu passenden Ganzzahltypen zusammen
  - Nützlich, um auf einzelne Bit-Bereiche eines Registers zuzugreifen
- Beispiel
  - `MCUCR` **MCU Control Register:** Steuert Power-Management-Funktionen und Auslöser für externe Interrupt-Quellen `INT0` und `INT1`. [1, S. 36+69]

7	6	5	4	3	2	1	0
SE	**SM2**	**SM1**	**SM0**	**ISC11**	**ISC10**	**ISC01**	**ISC00**
R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W

```
typedef struct {
  uint8_t ISC0  : 2;  // bit 0-1: interrupt sense control INT0
  uint8_t ISC1  : 2;  // bit 2-3: interrupt sense control INT1
  uint8_t SM    : 3;  // bit 4-6: sleep mode to enter on sleep
  uint8_t SE    : 1;  // bit 7  : sleep enable
} MCUCR_t;
```

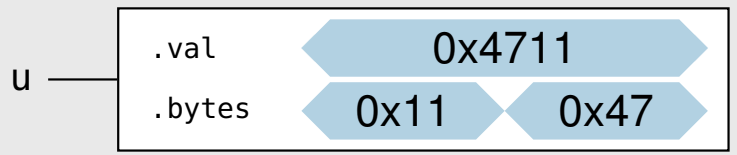

Unions

- In einer Struktur liegen die Elemente hintereinander im Speicher, in einer Union hingegen übereinander
  - Wert im Speicher lässt sich verschieden (Typ)-interpretieren
  - Nützlich für bitweise Typ-Casts

↪ 14–15

- Beispiel

```
void main(){
  union {
    uint16_t  val;
    uint8_t   bytes[2];
  } u;

  u.val = 0x4711;

  // show high-byte
  sb_7seg_showHexNumber( u.bytes[1] );
  ...
  // show  low-byte
  sb_7seg_showHexNumber( u.bytes[0] );
  ...
}
```



Unions und Bit-Strukturen: Anwendungsbeispiel

- Unions werden oft mit Bit-Feldern kombiniert, um ein Register wahlweise „im Ganzen“ oder bitweise ansprechen zu können

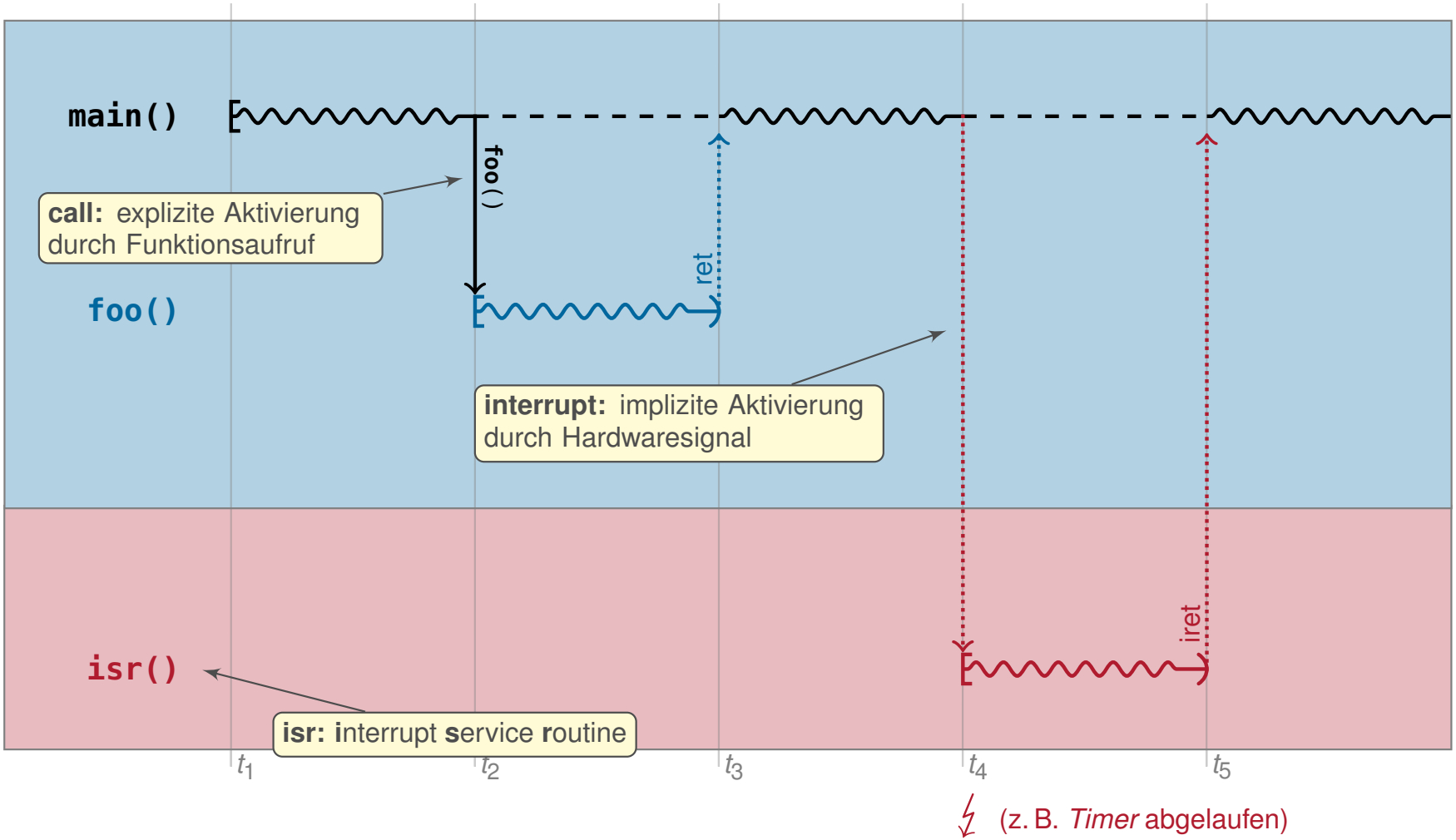
```
typedef union {
  volatile uint8_t  reg;  // complete register
  volatile struct {
    uint8_t ISC0  : 2;    // components
    uint8_t ISC1  : 2;
    uint8_t SM    : 3;
    uint8_t SE    : 1;
  };
} MCUCR_t;

void foo( void ) {
  MCUCR_t *mcucr = (MCUCR_t *) (0x35);
  uint8_t oldval = mcucr->reg;  // save register
  ...
  mcucr->ISC0 = 2;              // use register
  mcucr->SE   = 1;              // ···
  ...
  mcucr->reg  = oldval;         // restore register
}
```


Überblick: Teil C Systemnahe Softwareentwicklung

Ereignisbehandlung

- Bei einem Peripheriegerät tritt ein Ereignis (↯) auf ↪ 14–5
  - Signal an einem Port-Pin wechselt von *low* auf *high*
  - Ein *Timer* ist abgelaufen
  - Ein A/D-Wandler hat einen neuen Wert vorliegen
  - ...
- Wie bekommt das Programm das (nebenläufige) Ereignis mit?
- Zwei alternative Verfahren
  - **Polling:** Das Programm überprüft den Zustand regelmäßig und ruft ggf. eine Bearbeitungsfunktion auf.
  - **Interrupt:** Gerät „meldet“ sich beim Prozessor, der daraufhin in eine Bearbeitungsfunktion verzweigt.

Interrupt $\mapsto$ Funktionsaufruf „von außen“



Polling vs. Interrupts – Vor- und Nachteile

- Polling ($\mapsto$ „Periodisches / zeitgesteuertes System“)
  - Ereignisbearbeitung erfolgt synchron zum Programmablauf
    - – Ereigniserkennung über das Programm „verstreut“ (Trennung der Belange)
    - – Hochfrequentes Pollen $\leadsto$ hohe Prozessorlast $\leadsto$ hoher Energieverbrauch
    - \+ Implizite Datenkonsistenz durch festen, sequentiellen Programmablauf
    - \+ Programmverhalten gut vorhersagbar
- Interrupts ($\mapsto$ „Ereignisgesteuertes System“)
  - Ereignisbearbeitung erfolgt asynchron zum Programmablauf
    - \+ Ereignisbearbeitung kann im Programmtext gut separiert werden
    - \+ Prozessor wird nur beansprucht, wenn Ereignis tatsächlich eintritt
    - – Höhere Komplexität durch Nebenläufigkeit $\leadsto$ Synchronisation erforderlich
    - – Programmverhalten schwer vorhersagbar

Beide Verfahren bieten spezifische Vor- und Nachteile
$\leadsto$ Auswahl anhand des konkreten Anwendungsszenarios

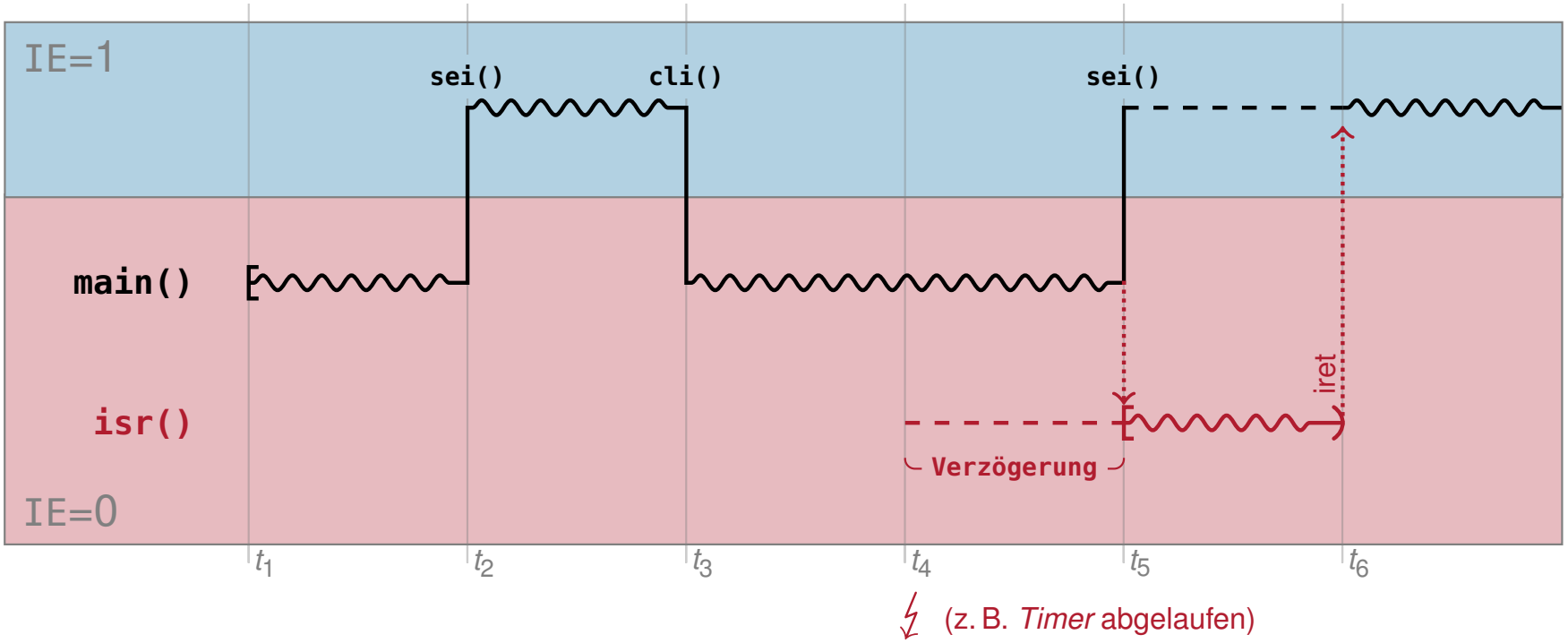
Interruptsperren

- Zustellung von Interrupts kann softwareseitig gesperrt werden
  - Wird benötigt zur Synchronisation mit ISRs
  - Einzelne ISR: Bit in gerätespezifischem Steuerregister
  - Alle ISRs: Bit (`IE`, *Interrupt Enable*) im Statusregister der CPU
- Auflaufende IRQs werden (üblicherweise) gepuffert
  - Maximal einer pro Quelle!
  - Bei längeren Sperrzeiten können IRQs verloren gehen!

IRQ $\mapsto$ *Interrupt ReQuest*

- Das `IE`-Bit wird beeinflusst durch:
  - Prozessor-Befehle: `cli`: `IE`$\leftarrow$0 (*clear interrupt*, IRQs gesperrt)
    `sei`: `IE`$\leftarrow$1 (*set interrupt*, IRQs erlaubt)
  - Nach einem RESET: `IE`=0 $\rightsquigarrow$ IRQs sind zu Beginn des Hauptprogramms gesperrt
  - Bei Betreten einer ISR: `IE`=0 $\rightsquigarrow$ IRQs sind während der Interruptbearbeitung gesperrt

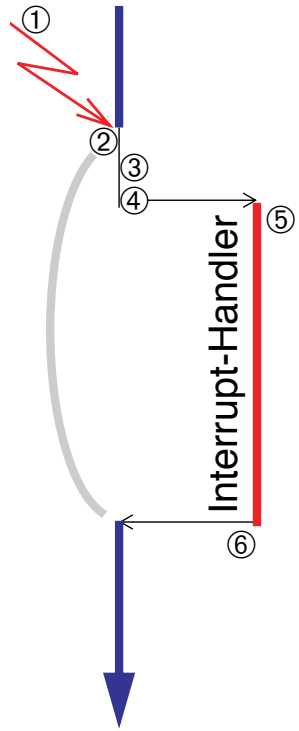
Interruptsperren: Beispiel



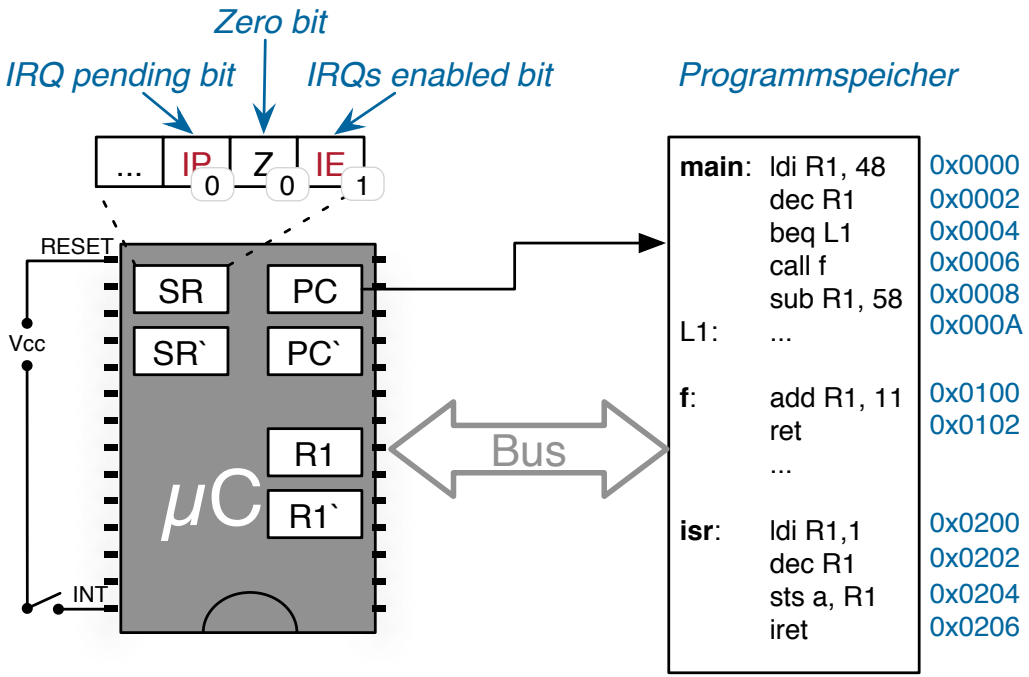
- t_1 Zu Beginn von `main()` sind IRQs gesperrt (`IE`=0)
- t_2, t_3 Mit `sei()` / `cli()` werden IRQs freigegeben (`IE`=1) / erneut gesperrt
- t_4 ↯ aber `IE`=0 ⇝ Bearbeitung ist unterdrückt, IRQ wird gepuffert
- t_5 `main()` gibt IRQs frei (`IE`=1) ⇝ gepufferter IRQ „schlägt durch“
- t_5–t_6 Während der ISR-Bearbeitung sind die IRQs gesperrt (`IE`=0)
- t_6 Unterbrochenes `main()` wird fortgesetzt

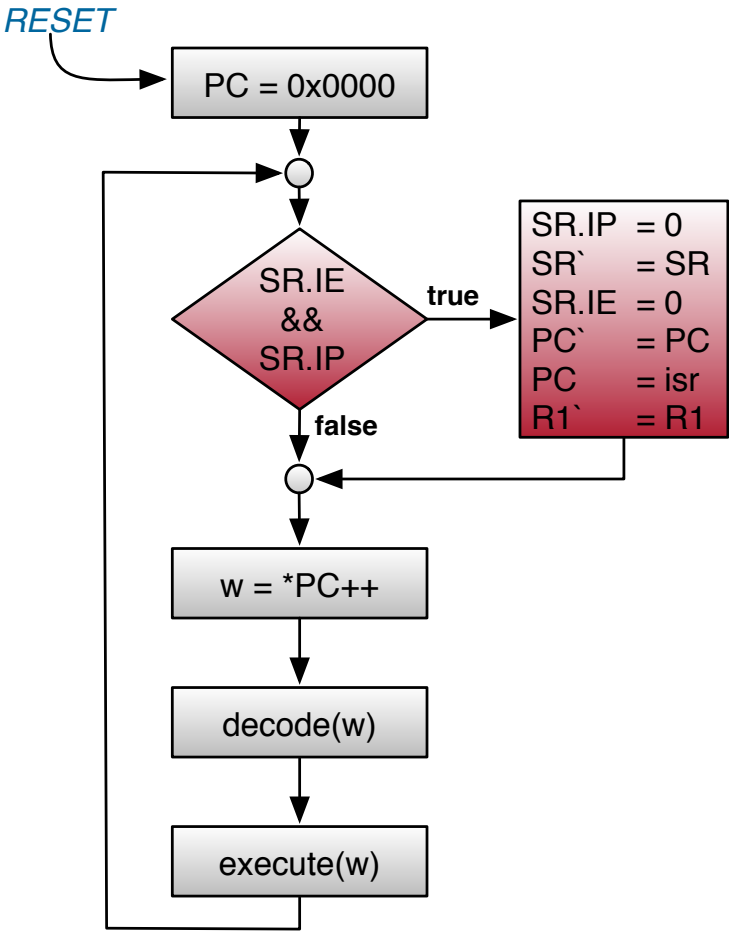
Ablauf eines Interrupts – Überblick

1. Gerät signalisiert Interrupt
   - Anwendungsprogramm wird „unmittelbar“ (vor dem nächsten Maschinenbefehl mit `IE`=1) unterbrochen
2. Die Zustellung weiterer Interrupts wird gesperrt (`IE`=0)
   - Zwischenzeitlich auflaufende Interrupts werden gepuffert (maximal einer pro Quelle!)
3. Registerinhalte werden gesichert (z. B. im Datenspeicher)
   - PC und Statusregister automatisch von der Hardware
   - Vielzweckregister müssen oft manuell gesichert werden
4. Aufzurufende ISR (Interrupt-Handler) wird ermittelt
5. ISR wird ausgeführt
6. ISR terminiert mit einem „return from interrupt“-Befehl
   - Registerinhalte werden restauriert
   - Zustellung von Interrupts wird freigegeben (`IE`=1)
   - Das Anwendungsprogramm wird fortgesetzt



Ablauf eines Interrupts – Details





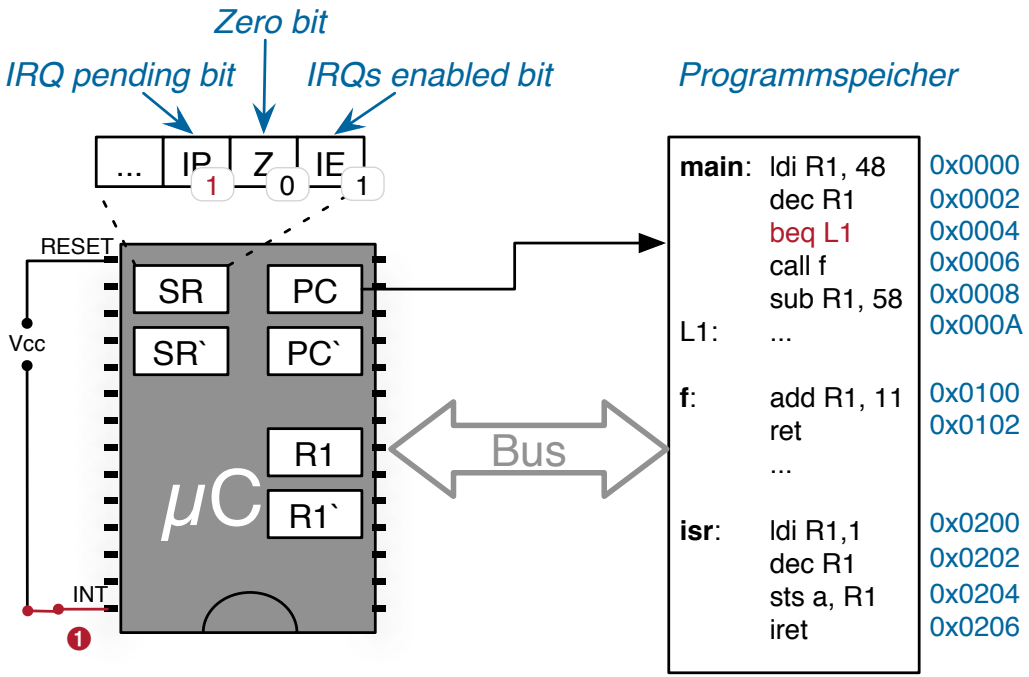
- Hier als Erweiterung unseres einfachen Pseudoprozessors ↪ 14–4
  - Nur eine Interruptquelle
  - Sämtliche Register werden von der Hardware gerettet

w: **call** <func>
PC` = PC
PC = func

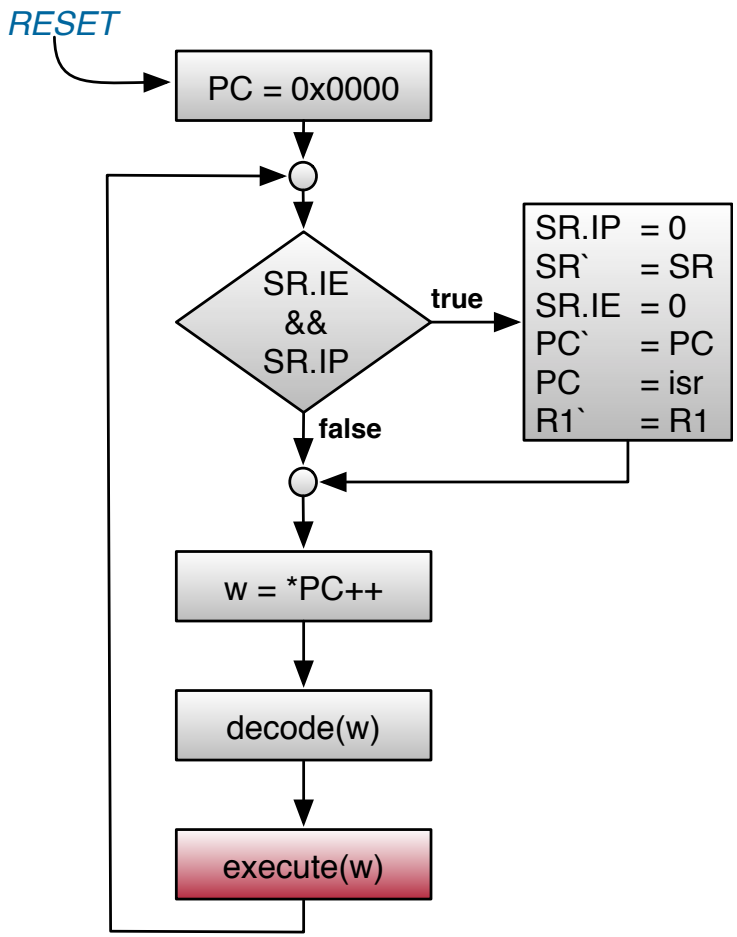
w: **ret**
PC = PC`

w: **iret**
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



❶ Gerät signalisiert Interrupt (aktueller Befehl wird noch fertiggestellt)

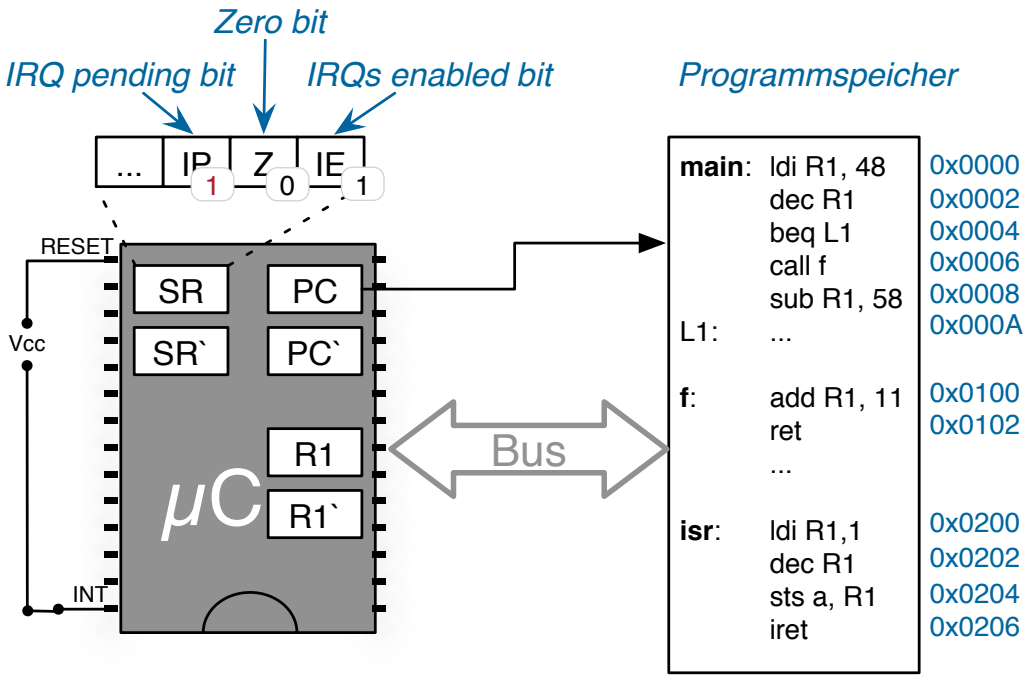


w: **call** <func>
PC` = PC
PC = func

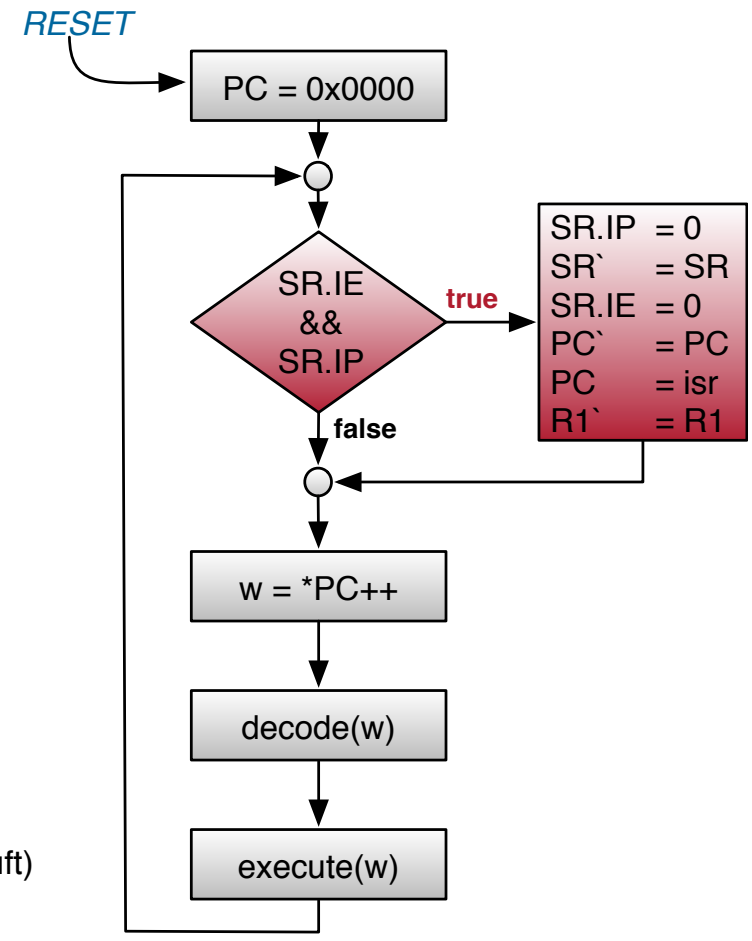
w: **ret**
PC = PC`

w: **iret**
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



(Vor dem nächsten *instruction fetch* wird der Interruptstatus überprüft)

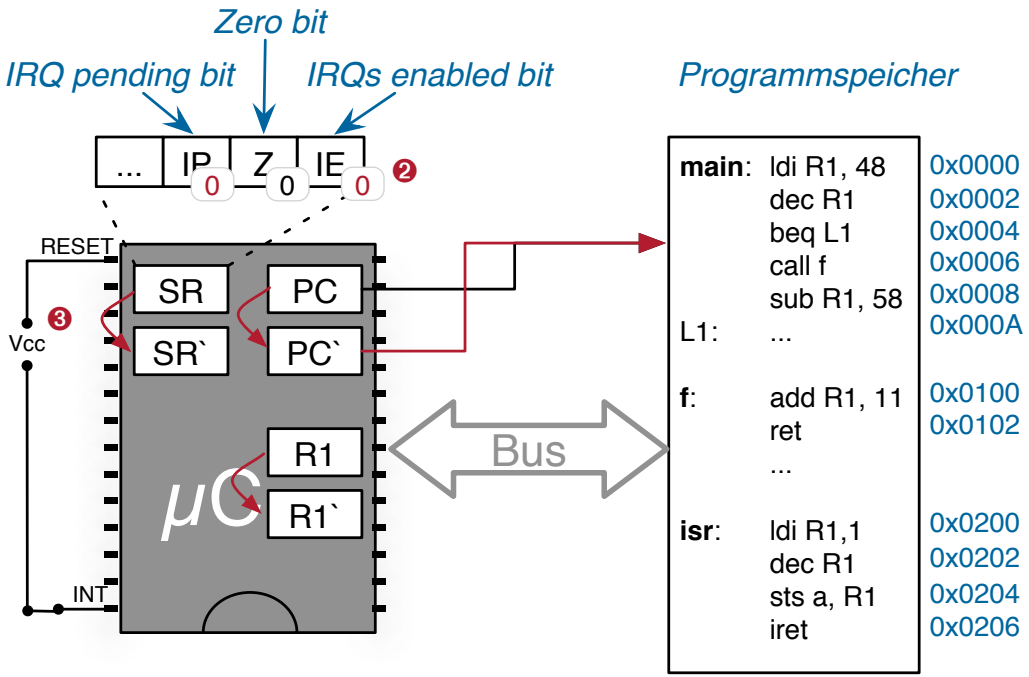


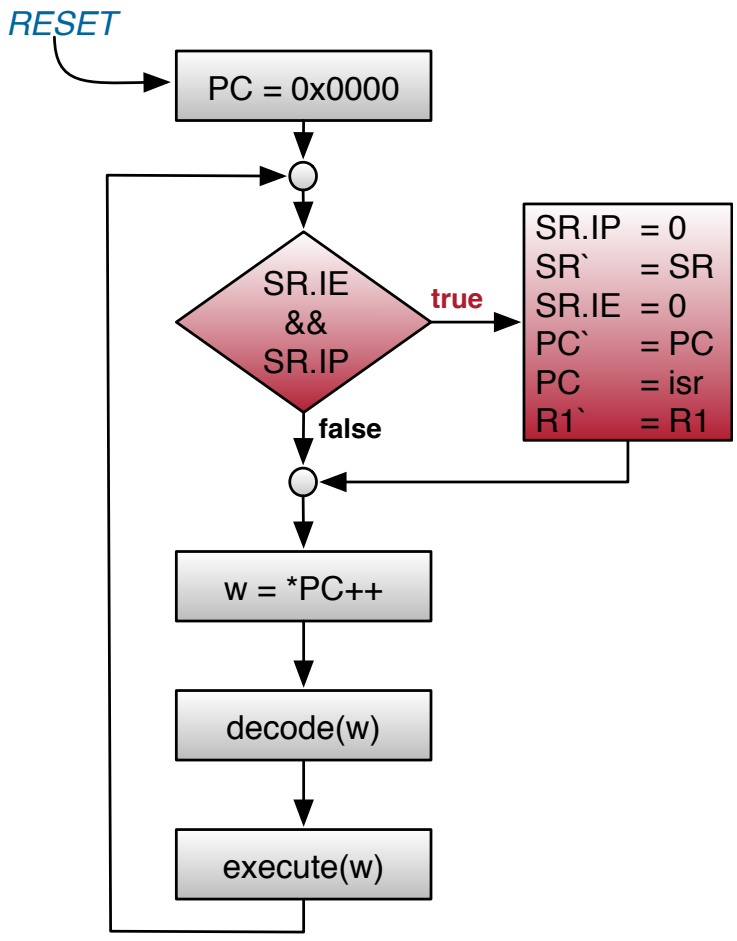
w: **call** <func>
PC` = PC
PC = func

w: **ret**
PC = PC`

w: **iret**
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details





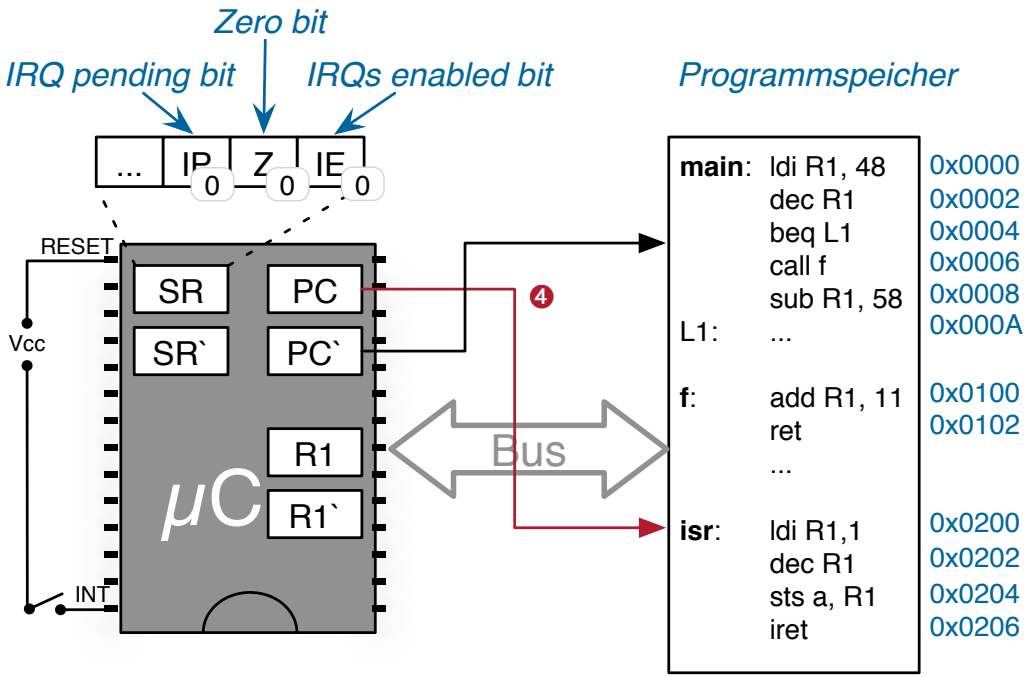
❷ Die Zustellung weiterer Interrupts wird verzögert
❸ Registerinhalte werden gesichert

w: **call** <func>
PC` = PC
PC = func

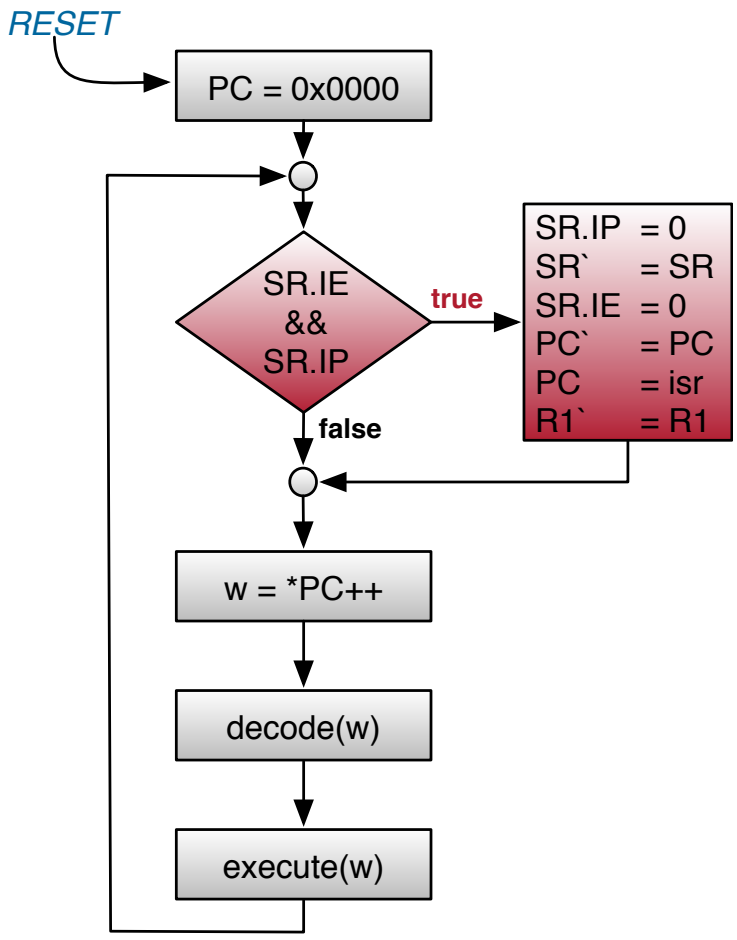
w: **ret**
PC = PC`

w: **iret**
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



❹ Aufzurufende ISR wird ermittelt

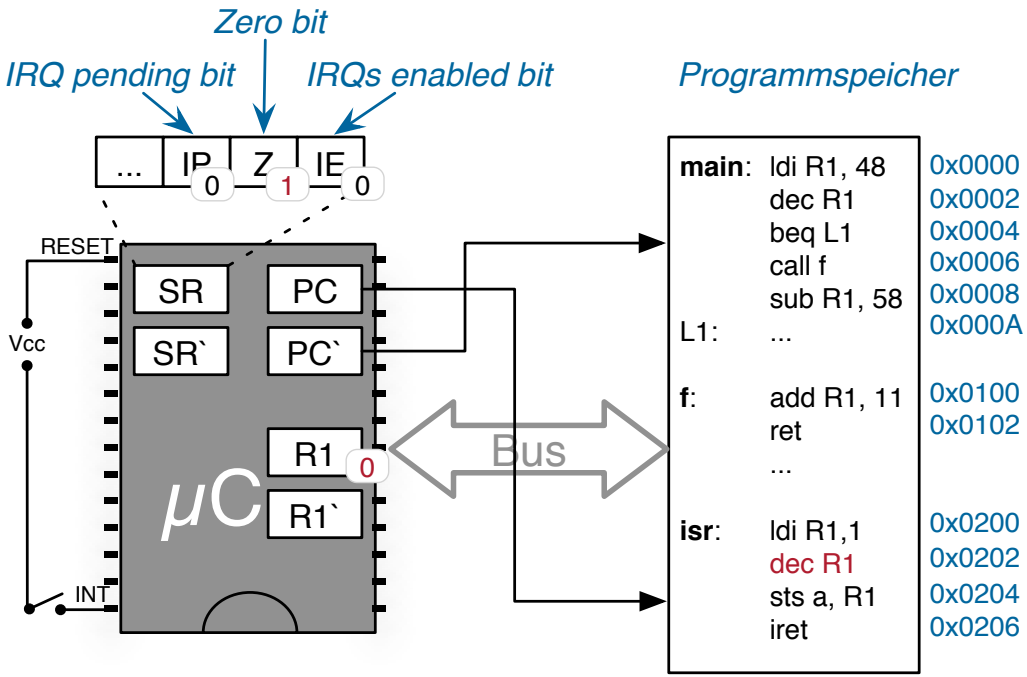


w: call <func>
PC` = PC
PC = func

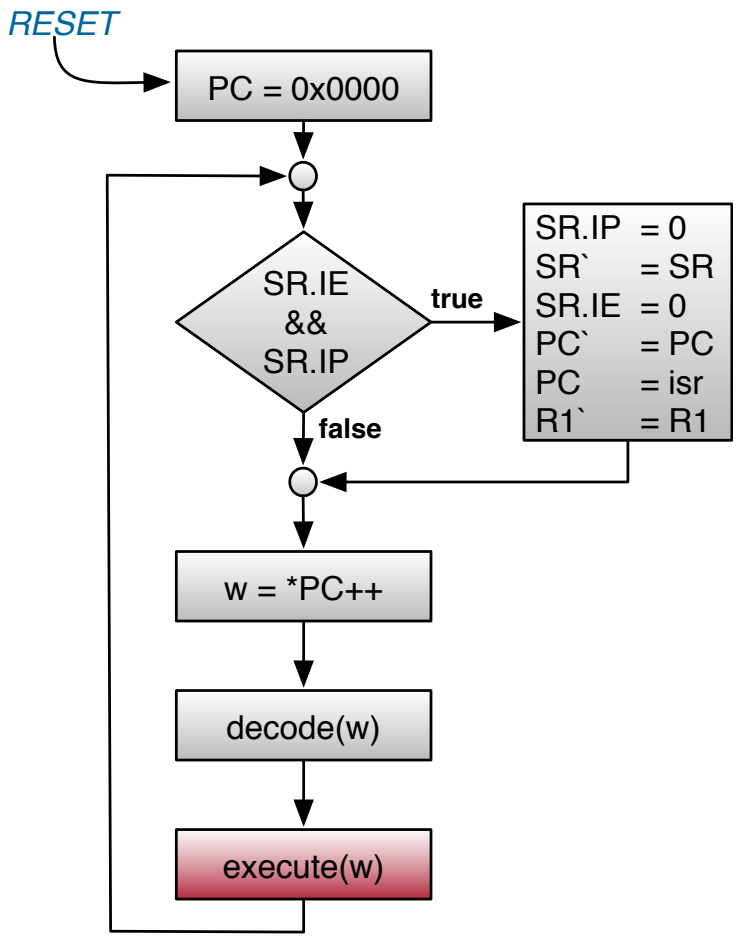
w: ret
PC = PC`

w: iret
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



❺ ISR wird ausgeführt

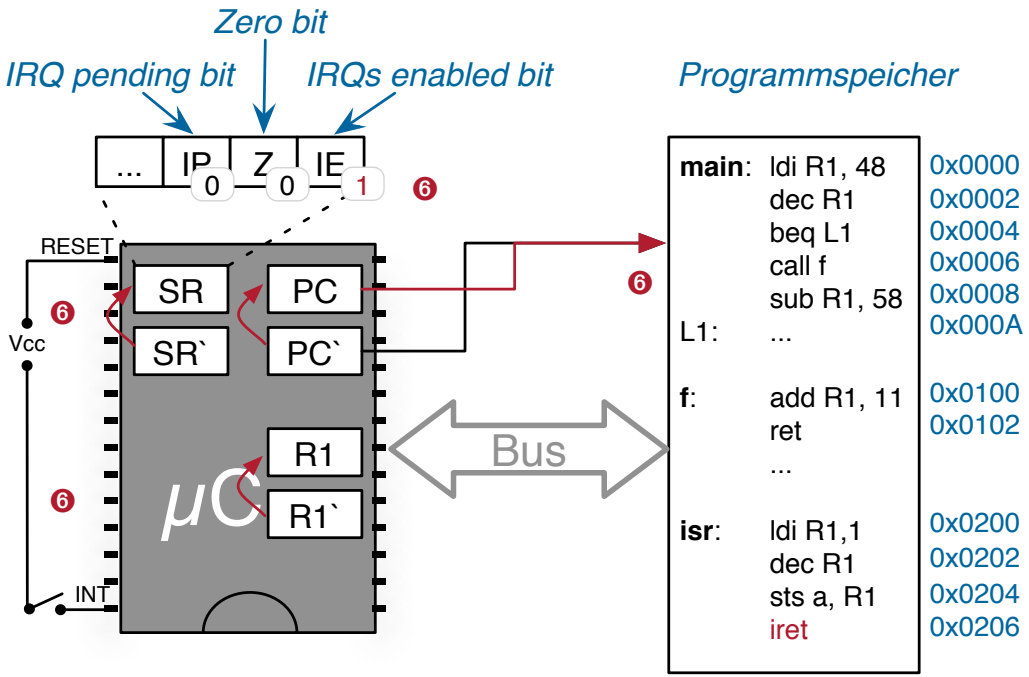


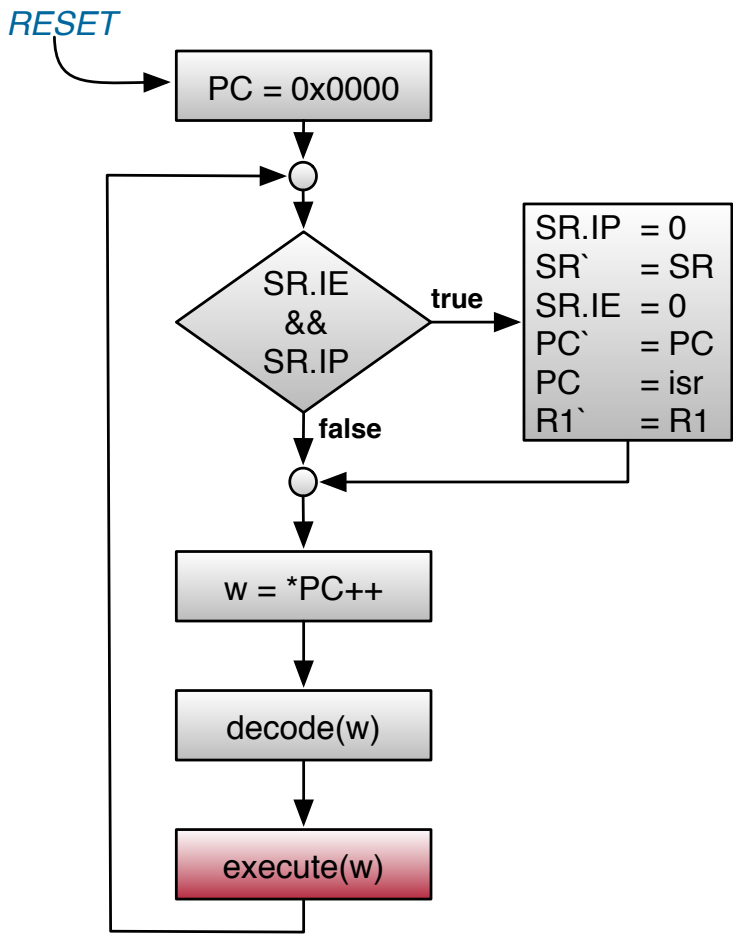
w: call <func>
PC` = PC
PC = func

w: ret
PC = PC`

w: iret
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



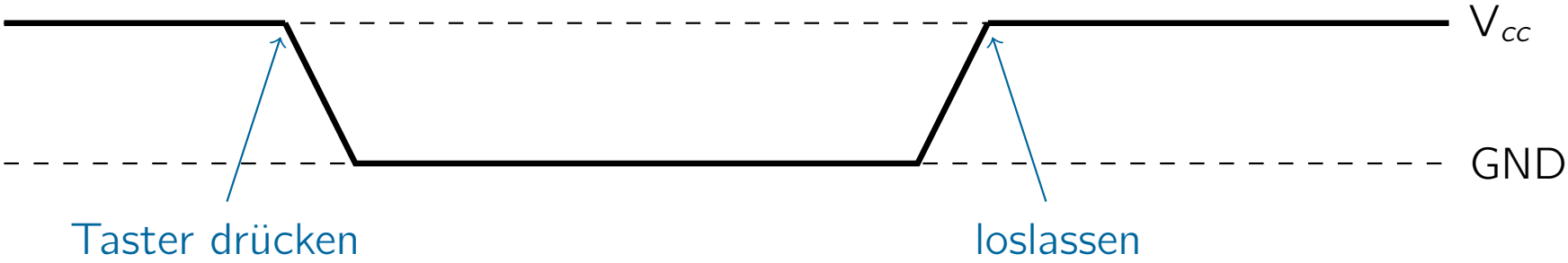


❻ ISR terminiert mit *iret*-Befehl
- Registerinhalte werden restauriert
- Zustellung von Interrupts wird reaktiviert
- Das Anwendungsprogramm wird fortgesetzt

w: **call** <func>	w: **ret**	w: **iret**
PC` = PC PC = func	PC = PC`	SR = SR` PC = PC` R1 = R1`

Pegel- und Flanken-gesteuerte Interrupts

- Beispiel: Signal eines idealisierten Tasters (*active low*)



- Flankengesteuerter Interrupt
  - Interrupt wird durch den Pegelwechsel (Flanke) ausgelöst
  - Häufig ist konfigurierbar, welche Flanke (steigend/fallend/beide) einen Interrupt auslösen soll
- Pegelgesteuerter Interrupt
  - Interrupt wird immer wieder ausgelöst, so lange der Pegel anliegt

Interruptsteuerung beim AVR ATmega

- IRQ-Quellen beim ATmega32 (IRQ $\mapsto$ *Interrupt ReQuest*)
  - 21 IRQ-Quellen [1, S. 45]
  - einzeln de-/aktivierbar
  - IRQ $\rightsquigarrow$ Sprung an Vektor-Adresse
- Verschaltung SPiCboard
  ($\hookrightarrow$ 14–14 $\hookrightarrow$ 2–4)
  - `INT0` $\mapsto$ `PD2` $\mapsto$ Button0 (hardwareseitig entprellt)
  - `INT1` $\mapsto$ `PD3` $\mapsto$ Button1

Vector No.	Program Address(2)	Source	Interrupt Definition
1	$000(1)	RESET	External Pin, Power-on Reset, Brown-out Reset, Watchdog Reset, and JTAG AVR Reset
2	$002	INT0	External Interrupt Request 0
3	$004	INT1	External Interrupt Request 1
4	$006	INT2	External Interrupt Request 2
5	$008	TIMER2 COMP	Timer/Counter2 Compare Match
6	$00A	TIMER2 OVF	Timer/Counter2 Overflow
7	$00C	TIMER1 CAPT	Timer/Counter1 Capture Event
8	$00E	TIMER1 COMPA	Timer/Counter1 Compare Match A
9	$010	TIMER1 COMPB	Timer/Counter1 Compare Match B
10	$012	TIMER1 OVF	Timer/Counter1 Overflow
11	$014	TIMER0 COMP	Timer/Counter0 Compare Match
12	$016	TIMER0 OVF	Timer/Counter0 Overflow
13	$018	SPI, STC	Serial Transfer Complete
14	$01A	USART, RXC	USART, Rx Complete
15	$01C	USART, UDRE	USART Data Register Empty
16	$01E	USART, TXC	USART, Tx Complete
17	$020	ADC	ADC Conversion Complete
18	$022	EE_RDY	EEPROM Ready
19	$024	ANA_COMP	Analog Comparator
20	$026	TWI	Two-wire Serial Interface
21	$028	SPM_RDY	Store Program Memory Ready

Externe Interrupts: Register

Steuerregister für `INT0` und `INT1`

- `GICR` **General Interrupt Control Register:** Legt fest, ob die Quellen `INT`*i* IRQs auslösen (Bit `INT`*i*=1) oder deaktiviert sind (Bit `INT`*i*=0) [1, S. 71]

7	6	5	4	3	2	1	0
INT1	**INT0**	**INT2**	**–**	**–**	**–**	**IVSEL**	**IVCE**
R/W	R/W	R/W	R	R	R	R/W	R/W

- `MCUCR` **MCU Control Register:** Legt für externe Interrupts `INT0` und `INT1` fest, wodurch ein IRQ ausgelöst wird (Flanken-/Pegelsteuerung) [1, S. 69]

7	6	5	4	3	2	1	0
SE	**SM2**	**SM1**	**SM0**	**ISC11**	**ISC10**	**ISC01**	**ISC00**
R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W	R/W

Jeweils zwei *Interrupt-Sense-Control*-Bits (`ISC`*i*`0` und `ISC`*i*`1`) steuern dabei die Auslöser (Tabelle für `INT1`, für `INT0` gilt entsprechendes):

ISC11	ISC10	Description
0	0	The low level of INT1 generates an interrupt request.
0	1	Any logical change on INT1 generates an interrupt request.
1	0	The falling edge of INT1 generates an interrupt request.
1	1	The rising edge of INT1 generates an interrupt request.

Externe Interrupts: Verwendung

- **Schritt 1**: Installation der Interrupt-Service-Routine
  - ISR in Hochsprache $\rightsquigarrow$ Registerinhalte sichern und wiederherstellen
  - Unterstützung durch die `avrlibc`: Makro `ISR( SOURCE_vect )` (Modul `avr/interrupt.h`)

```
#include <avr/interrupt.h>
#include <avr/io.h>

ISR( INT1_vect ) {  // invoked for every INT1 IRQ
  static uint8_t counter = 0;
  sb_7seg_showNumber( counter++ );
  if( counter == 100 ) counter = 0;
}

void main() {
  ...               // setup
}
```


Externe Interrupts: Verwendung (Forts.)

- **Schritt 2**: Konfigurieren der Interrupt-Steuerung
  - Steuerregister dem Wunsch entsprechend initialisieren
  - Unterstützung durch die `avrlibc`: Makros für Bit-Indizes (Modul `avr/interrupt.h` und `avr/io.h`)

```
...
void main() {
  DDRD  &= ~(1<<PD3);                    // PD3: input with pull-up
  PORTD |= (1<<PD3);
  MCUCR  &= ~(1<<ISC10 | 1<<ISC11);      // INT1: IRQ on level=low
  GICR  |= (1<<INT1);                    // INT1: enable
  ...
  sei();                                 // global IRQ enable
  ...
}
```

- **Schritt 3**: Interrupts global zulassen
  - Nach Abschluss der Geräteinitialisierung
  - Unterstützung durch die `avrlibc`: Befehl `sei()` (Modul `avr/interrupt.h`)

Externe Interrupts: Verwendung (Forts.)

- **Schritt 4**: Wenn nichts zu tun, den Stromsparmodus betreten
  - Die `sleep`-Instruktion hält die CPU an, bis ein IRQ eintrifft
    - In diesem Zustand wird nur sehr wenig Strom verbraucht
  - Unterstützung durch die `avrlibc` (Modul `avr/sleep.h`):
    - `sleep_enable()` / `sleep_disable()`: Sleep-Modus erlauben / verbieten
    - `sleep_cpu()`: Sleep-Modus betreten


```
#include <avr/sleep.h>
...
void main() {
  ...
  sei();                              // global IRQ enable
  while(1) {
    sleep_enable();
    sleep_cpu();                      // wait for IRQ
    sleep_disable();
  }
}
```

Atmel empfiehlt die Verwendung von `sleep_enable()` und `sleep_disable()` in dieser Form, um das Risiko eines „versehentliches“ Betreten des Sleep-Zustands (z. B. durch Programmierfehler oder Bit-Kipper in der Hardware) zu minimieren.

Nebenläufigkeit

Definition: Nebenläufigkeit

Zwei Programmausführungen A und B sind nebenläufig $(A|B)$, wenn für einzelne Instruktionen a aus A und b aus B nicht feststeht, ob a oder b tatsächlich zuerst ausgeführt wird (a, b oder b, a).

- Nebenläufigkeit tritt auf durch
  - Interrupts
    $\leadsto$ IRQs können ein Programm an „beliebiger Stelle“ unterbrechen
  - Echt-parallele Abläufe (durch die Hardware)
    $\leadsto$ andere CPU / Peripherie greift „jederzeit“ auf den Speicher zu
  - Quasi-parallele Abläufe (z. B. Fäden in einem Betriebssystem)
    $\leadsto$ Betriebssystem kann „jederzeit“ den Prozessor entziehen
- **Problem:** Nebenläufige Zugriffe auf **gemeinsamen** Zustand

Nebenläufigkeitsprobleme

- Szenario
  - Eine Lichtschranke am Parkhauseingang soll Fahrzeuge zählen
  - Alle 60 Sekunden wird der Wert an den Sicherheitsdienst übermittelt

```
static volatile uint16_t cars;

void main() {
  while(1) {
    waitsec( 60 );
    send( cars );
    cars = 0;
  }
}
```

```
// photo sensor is connected
// to INT2

ISR(INT2_vect){
  cars++;
}
```

- Wo ist hier das Problem?
  - Sowohl `main()` als auch `ISR` **lesen und schreiben** `cars`
    ⇝ Potentielle *Lost-Update*-Anomalie
  - Größe der Variable `cars` **übersteigt die Registerbreite**
    ⇝ Potentielle *Read-Write*-Anomalie

Nebenläufigkeitsprobleme (Forts.)

- Wo sind hier die Probleme?
  - Lost-Update: Sowohl `main()` als auch `ISR` lesen und schreiben `cars`
  - Read-Write: Größe der Variable `cars` übersteigt die Registerbreite
- Wird oft erst auf der Assemblerebene deutlich

```
void main() {
  ...
    send( cars );
    cars = 0;
  ...
}
```

```
// photosensor is connected
// to INT2

ISR(INT2_vect){
  cars++;
}
```

```
main:
  ...
  lds r24,cars
  lds r25,cars+1
  rcall send
  sts cars+1,__zero_reg__
  sts cars,__zero_reg__
  ...
```

```
INT2_vect:
  ...                ; save regs
  lds r24,cars       ; load cars.lo
  lds r25,cars+1     ; load cars.hi
  adiw r24,1         ; add (16 bit)
  sts cars+1,r25     ; store cars.hi
  sts cars,r24       ; store cars.lo
  ...                ; restore regs
```


Nebenläufigkeitsprobleme: *Lost-Update*-Anomalie

```
main:
  ...
  lds r24,cars
  lds r25,cars+1
  rcall send
  sts cars+1,__zero_reg__
  sts cars,__zero_reg__
  ...
```

```
INT2_vect:
  ...                ; save regs
  lds r24,cars
  lds r25,cars+1
  adiw r24,1
  sts cars+1,r25
  sts cars,r24
  ...                ; restore regs
```

- Sei `cars`=5 und an **dieser Stelle** tritt der IRQ (↯) auf
  - `main` hat den Wert von `cars` (5) bereits in Register gelesen (Register $\mapsto$ lokale Variable)
  - `INT2_vect` wird ausgeführt
    - Register werden gerettet
    - `cars` wird inkrementiert $\leadsto$ `cars`=6
    - Register werden wiederhergestellt
  - `main` übergibt den **veralteten Wert** von `cars` (5) an `send`
  - `main` nullt `cars` $\leadsto$ **1 Auto ist „verloren“ gegangen**

Nebenläufigkeitsprobleme: *Read-Write*-Anomalie

```
main:
  ...
  lds r24,cars
  lds r25,cars+1
  rcall send
  sts cars+1,__zero_reg__
  sts cars,__zero_reg__
  ...
```

```
INT2_vect:
  ...                   ; save regs
  lds r24,cars
  lds r25,cars+1
  adiw r24,1
  sts cars+1,r25
  sts cars,r24
  ...                   ; restore regs
```

- Sei `cars`=255 und an **dieser Stelle** tritt der IRQ (↯) auf
  - `main` hat bereits `cars`=255 Autos mit `send` gemeldet
  - `main` hat bereits das High-Byte von `cars` genullt
    ⇝ `cars`=255, `cars.lo`=255, `cars.hi`=0
  - `INT2_vect` wird ausgeführt
    ⇝ `cars` wird gelesen und inkrementiert, **Überlauf ins High-Byte**
    ⇝ `cars`=256, `cars.lo`=0, `cars.hi`=1
  - `main` nullt das Low-Byte von `cars`
    ⇝ `cars`=256, `cars.lo`=0, `cars.hi`=1
    ⇝ Beim nächsten `send` werden **255 Autos zu viel gemeldet**

Interruptsperren: Datenflussanomalien verhindern

```
void main() {
  while(1) {
    waitsec( 60 );
    cli();
    send( cars );
    cars = 0;
    sei();
  }
}
```

kritisches Gebiet

- Wo genau ist das **kritische Gebiet**?
  - Lesen von `cars` und Nullen von `cars` müssen atomar ausgeführt werden
  - Dies kann hier mit **Interruptsperren** erreicht werden
    - `ISR` unterbricht `main`, aber nie umgekehrt $\rightsquigarrow$ asymmetrische Synchronisation
  - Achtung: Interruptsperren sollten **so kurz wie möglich** sein
    - Wie lange braucht die Funktion `send` hier?
    - Kann man `send` aus dem kritischen Gebiet herausziehen?

Nebenläufigkeitsprobleme (Forts.)

- Szenario, Teil 2 (Funktion `waitsec()`)
  - Eine Lichtschranke am Parkhauseingang soll Fahrzeuge zählen
  - Alle 60 Sekunden wird der Wert an den Sicherheitsdienst übermittelt

```
void waitsec( uint8_t sec ) {
  ...                  // setup timer
  sleep_enable();
  event = 0;
  while( !event ) { // wait for event
    sleep_cpu();    // until next irq
  }
  sleep_disable();
}
```

```
static volatile int8_t event;

// TIMER1 ISR
//   triggers when
//   waitsec() expires

ISR(TIMER1_COMPA_vect) {
  event = 1;
}
```

- Wo ist hier das Problem?
  - **Test, ob nichts zu tun ist**, gefolgt von **Schlafen, bis etwas zu tun ist**
    ⇝ Potentielle *Lost-Wakeup*-Anomalie

Nebenläufigkeitsprobleme: *Lost-Wakeup*-Anomalie

```
void waitsec( uint8_t sec ) {
  ...                   // setup timer
  sleep_enable();
  event = 0;
  while( !event ) {
    sleep_cpu();
  }
  sleep_disable();
}
```

```
static volatile int8_t event;

// TIMER1 ISR
//   triggers when
//   waitsec() expires

ISR(TIMER1_COMPA_vect) {
  event = 1;
}
```

- Angenommen, an **dieser Stelle** tritt der Timer-IRQ (↯) auf
  - `waitsec` hat bereits festgestellt, dass `event` nicht gesetzt ist
  - `ISR` wird ausgeführt ⇝ `event` **wird gesetzt**
  - Obwohl `event` gesetzt ist, wird der Schlafzustand betreten
    ⇝ Falls kein weiterer IRQ kommt, **Dornröschenschlaf**

Lost-Wakeup: Dornröschenschlaf verhindern

```
1  void waitsec( uint8_t sec ) {
2    ...                  // setup timer
3    sleep_enable();
4    event = 0;
5    cli();
6    while( !event ) {
7      sei();                    kritisches Gebiet
8      sleep_cpu();
9      cli();
10   }
11   sei();
12   sleep_disable();
13 }
```

```
static volatile int8_t event;

// TIMER1 ISR
//   triggers when
//   waitsec() expires

ISR(TIMER1_COMPA_vect) {
  event = 1;
}
```

- Wo genau ist das **kritische Gebiet**?
  - Test auf Vorbedingung und Betreten des Schlafzustands (Kann man *das* durch Interruptsperren absichern?)
  - Problem: Vor `sleep_cpu()` müssen IRQs freigegeben werden!
  - Funktioniert dank spezieller Hardwareunterstützung:
    ⇝ Befehlssequenz `sei`, `sleep` wird von der CPU **atomar** ausgeführt

Zusammenfassung

- Interruptbearbeitung erfolgt asynchron zum Programmablauf
  - Unerwartet $\leadsto$ Zustandssicherung im Interrupt-Handler erforderlich
  - Quelle von Nebenläufigkeit $\leadsto$ Synchronisation erforderlich
- Synchronisationsmaßnahmen
  - Gemeinsame Zustandsvariablen als `volatile` deklarieren (immer)
  - Zustellung von Interrupts sperren: `cli`, `sei` (bei nichtatomaren Zugriffen, die mehr als einen Maschinenbefehl erfordern)
  - Bei längeren Sperrzeiten können IRQs verloren gehen!
- Nebenläufigkeit durch Interrupts ist eine **sehr große Fehlerquelle**
  - *Lost-Update* und *Lost-Wakeup* Probleme
  - indeterministisch $\leadsto$ durch Testen schwer zu fassen
- Wichtig zur Beherrschbarkeit: **Modularisierung** $\hookrightarrow$ 12–7
  - Interrupthandler und Zugriffsfunktionen auf gemeinsamen Zustand (`static` Variablen!) in eigenem Modul kapseln.

Überblick: Teil C Systemnahe Softwareentwicklung

Speicherorganisation

```
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 globale und modullokale Variablen, sowie den Code
  - Allokation durch Platzierung in einer Sektion

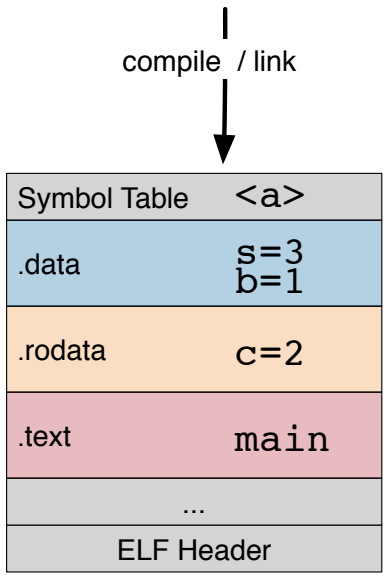
.text	– enthält den Programmcode	`main()`
.bss	– enthält alle uninitialisierten / mit 0 initialisierten Variablen	`a`
.data	– enthält alle initialisierten Variablen	`b,s`
.rodata	– enthält alle initialisierten unveränderlichen Variablen	`c`

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

Stack	– enthält alle aktuell gültigen lokalen 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)
}
```



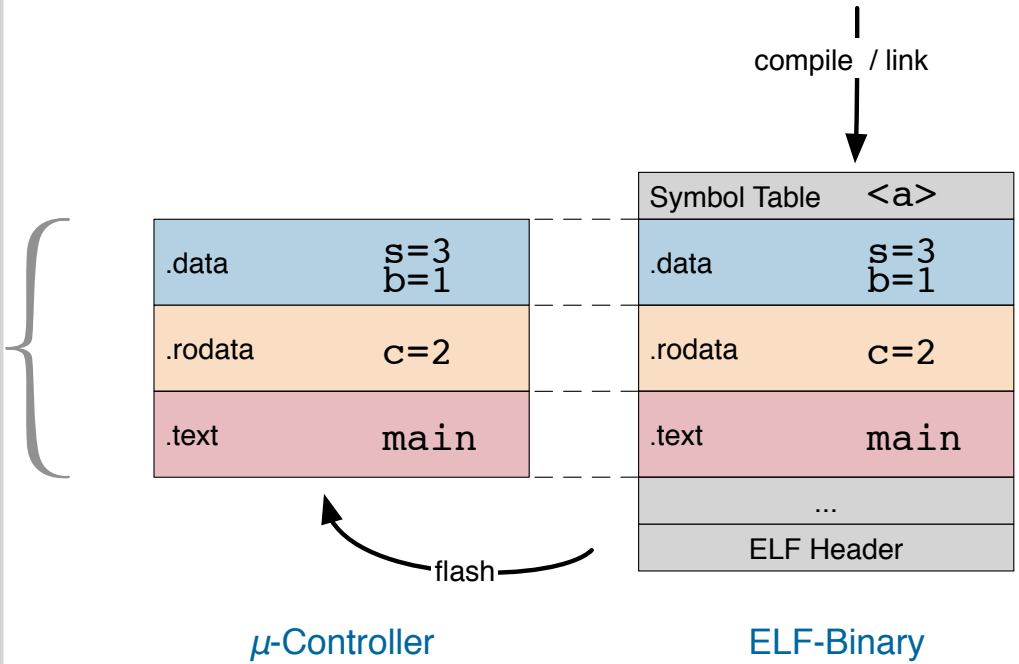
Quellprogramm

ELF-Binary

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

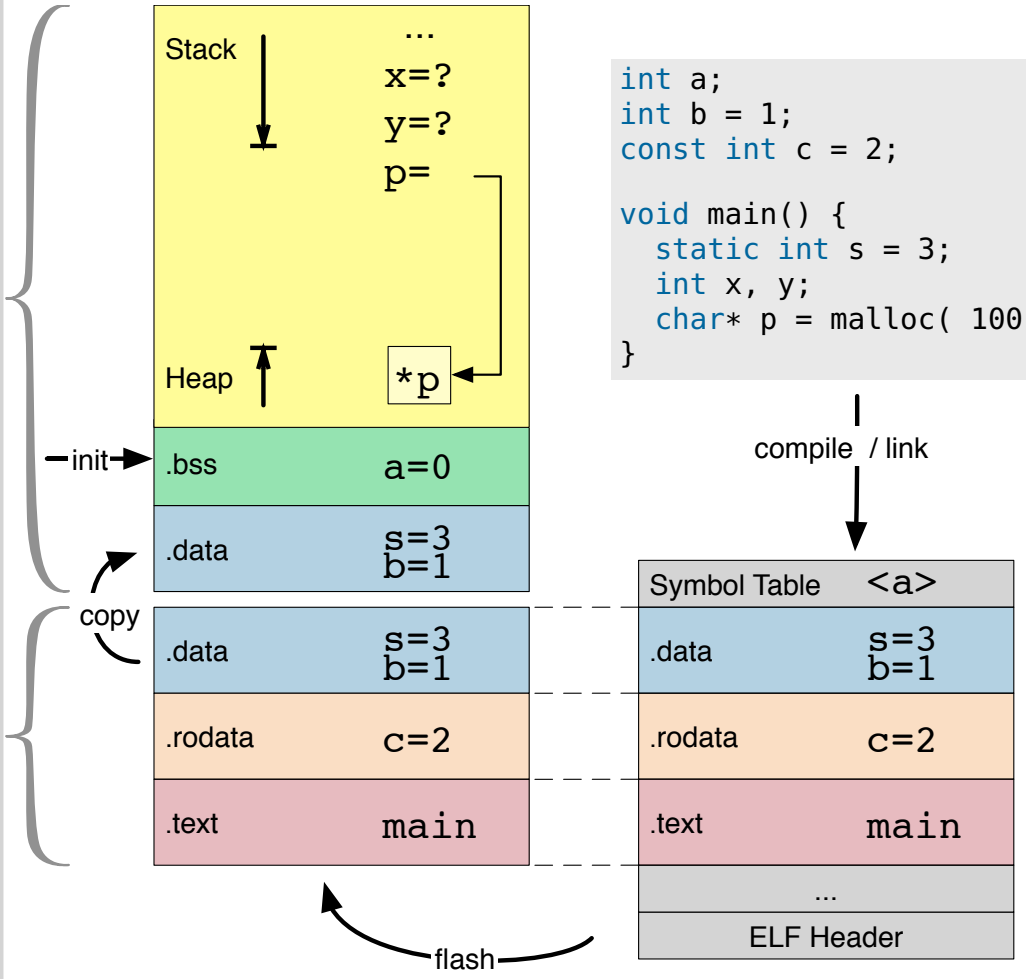
Speicherorganisation auf einem μC

```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




```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)
}
```

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).

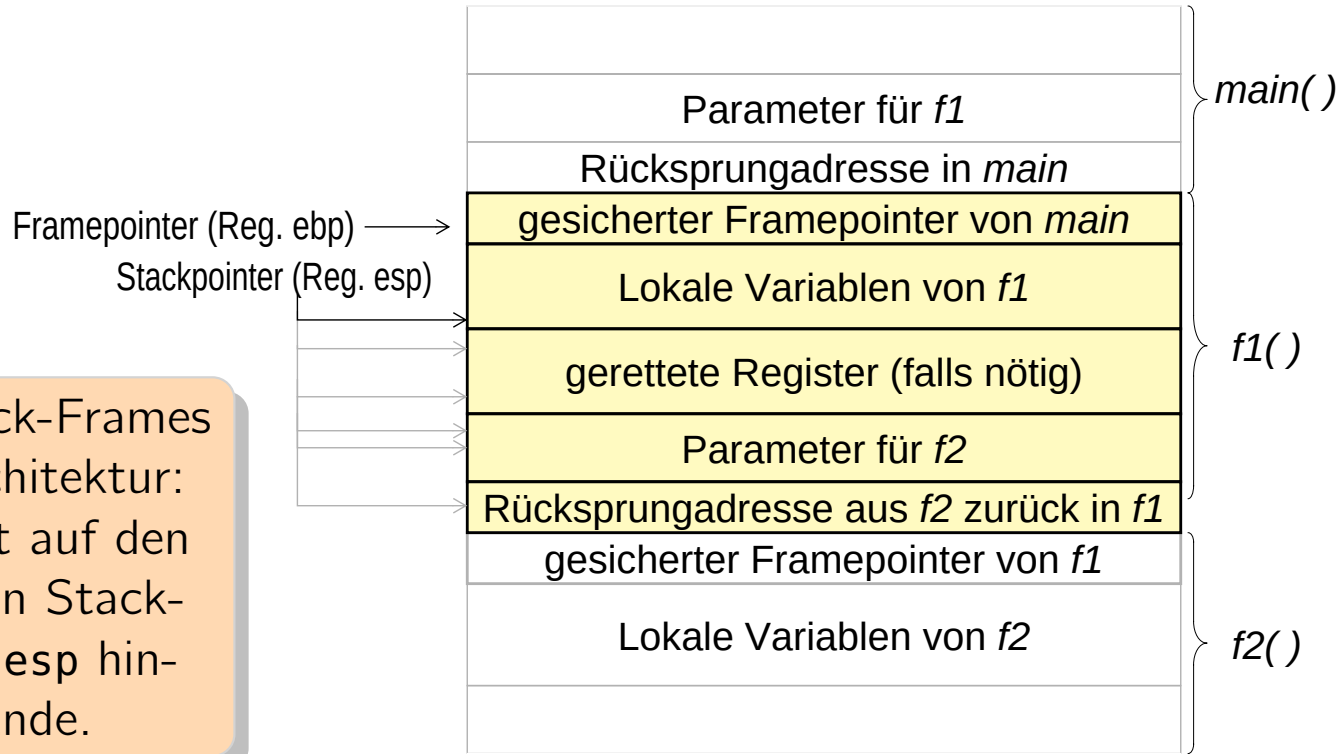
Dynamische Speicherallokation: Heap

- **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 [↪ GDI, V-50]

- 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

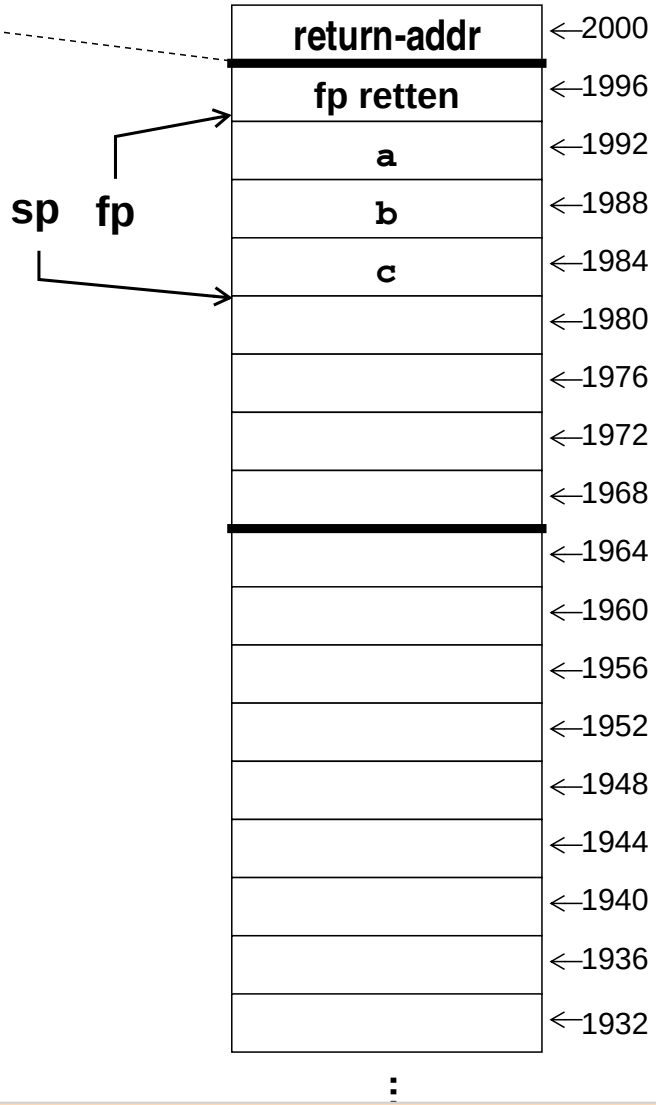


Aufbau eines Stack-Frames auf der IA-32-Architektur: Register **ebp** zeigt auf den Beginn des aktiven Stack-Frames; Register **esp** hinter das aktuelle Ende.

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

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

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}
```

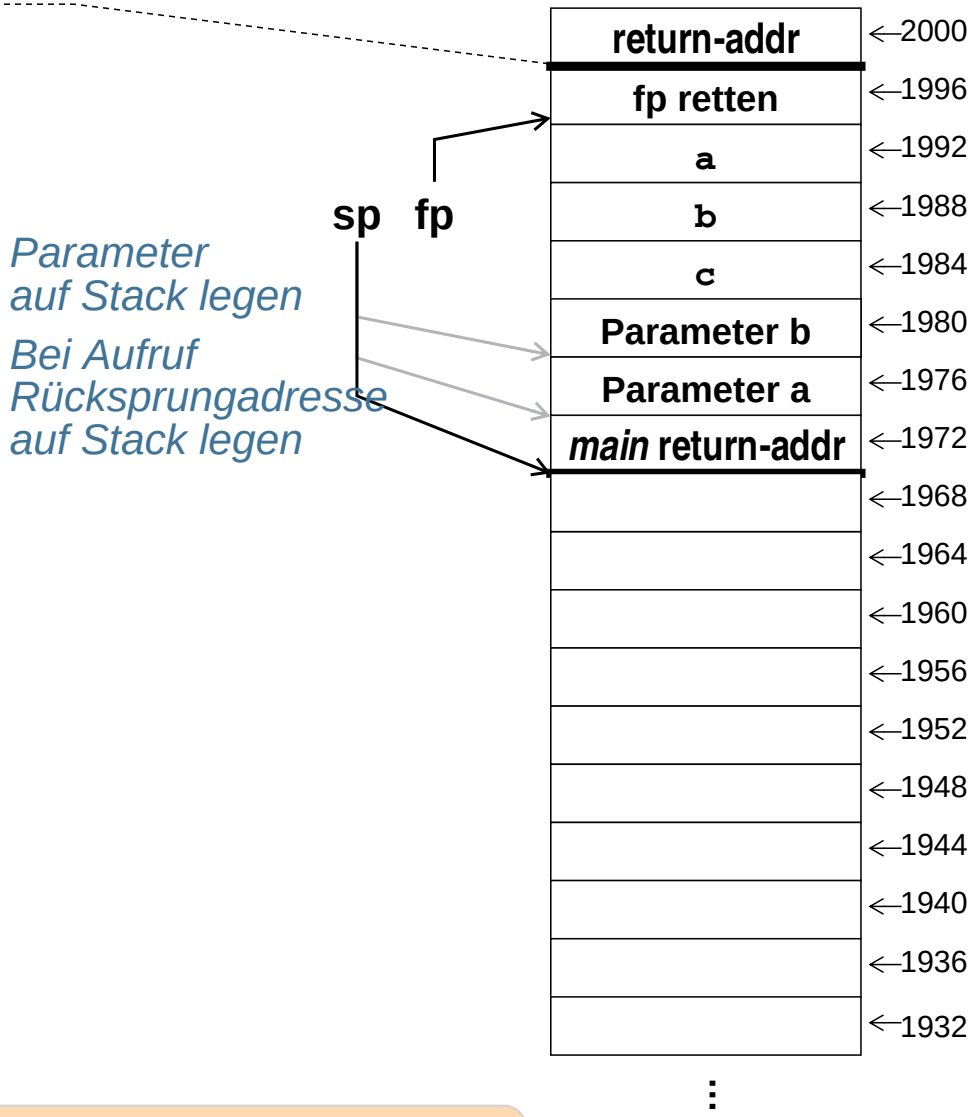
Stack-Frame für main erstellen
&a = fp-4
&b = fp-8
&c = fp-12



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);
}
```

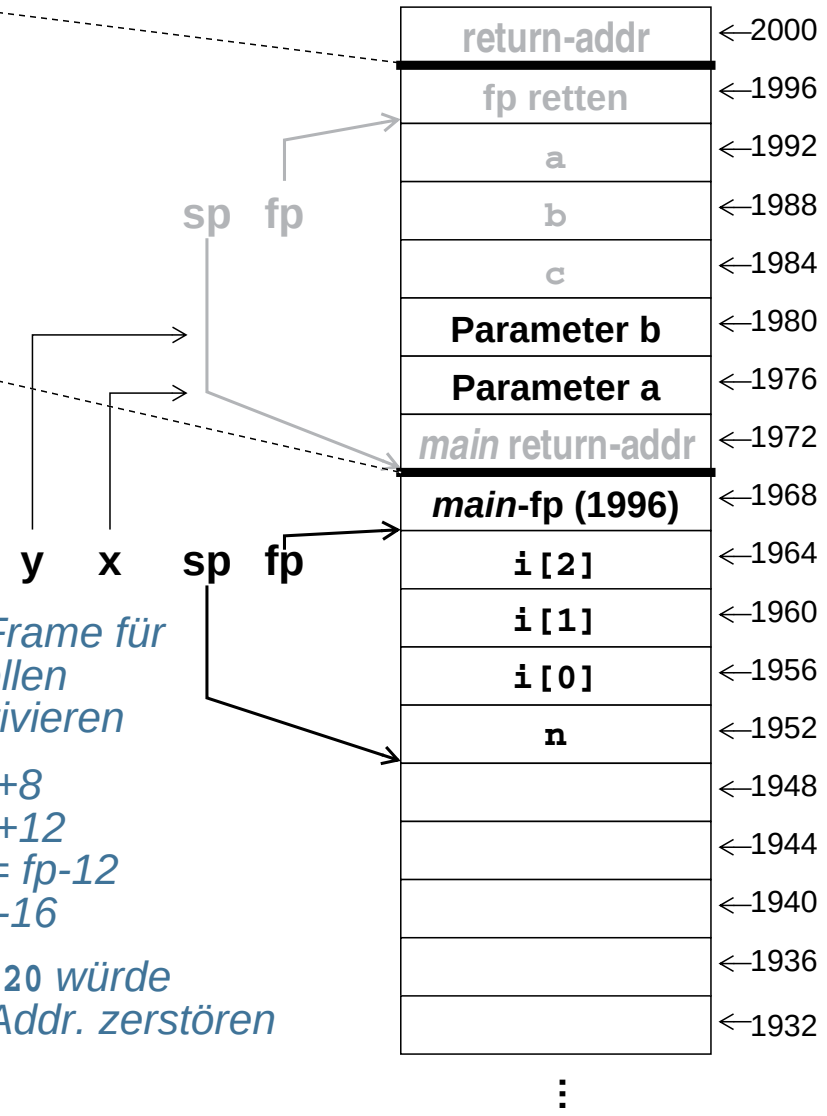


`main()` bereitet den Aufruf von `f1(int, int)` vor

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

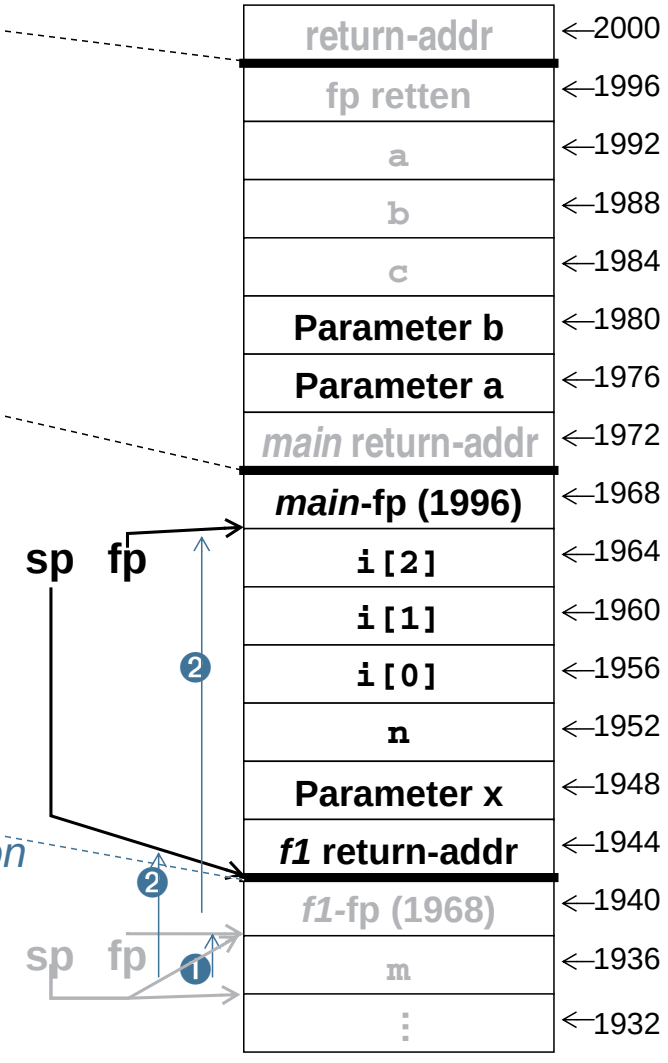
Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

```
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

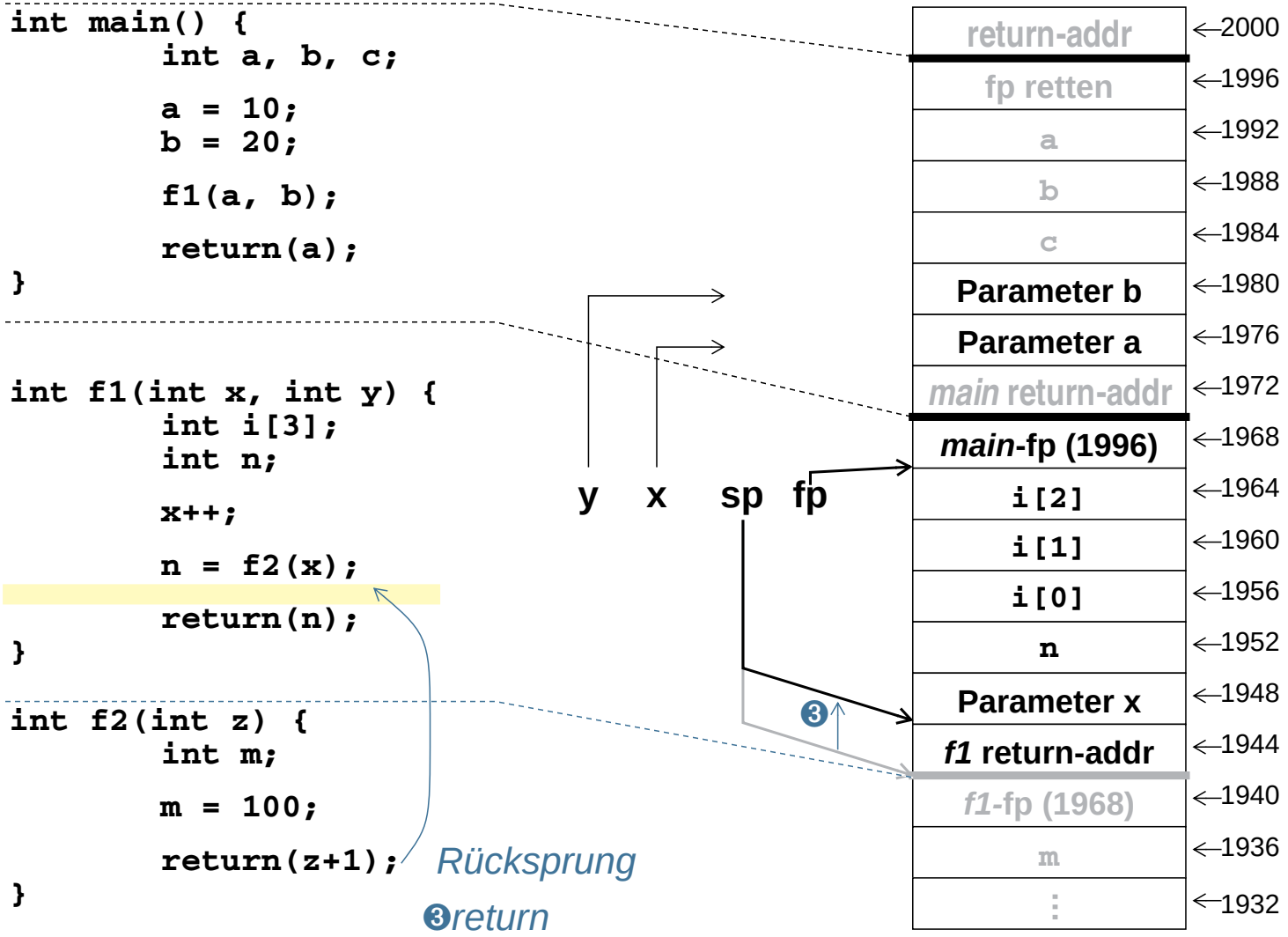
❷ fp = pop(sp)



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

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

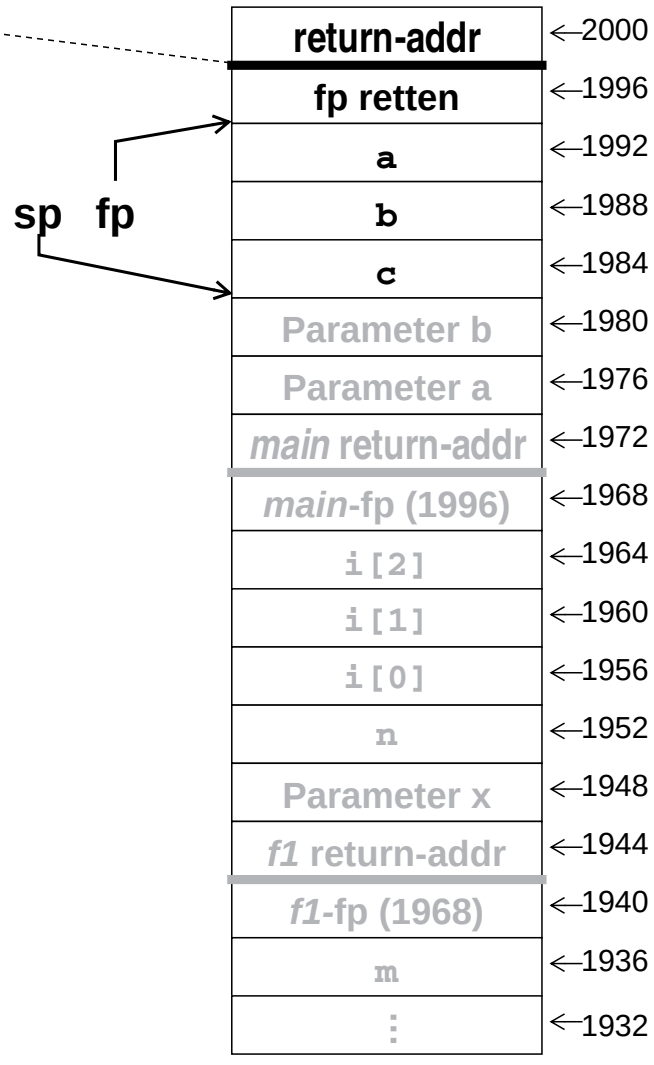
```
int main() {
        int a, b, c;

        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);
}
```



f2() wird verlassen

Stack-Aufbau bei Funktionsaufrufen

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

        a = 10;
        b = 20;

        f1(a, b);

        return(a);
}
```

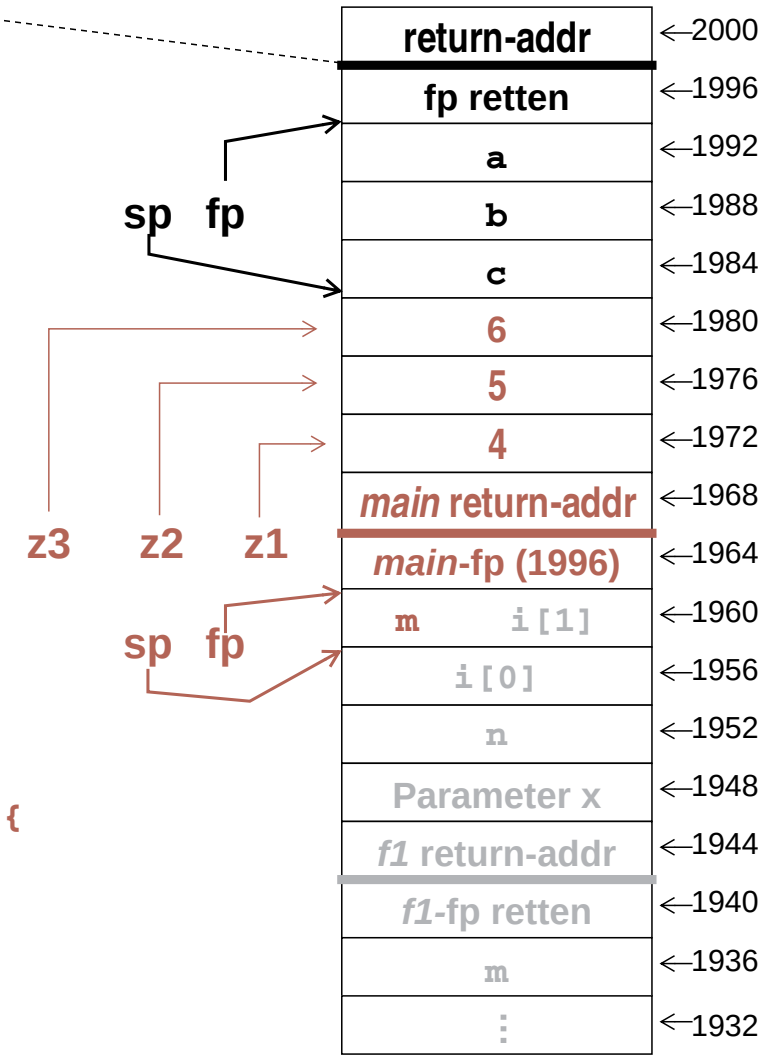


zurück in `main()`

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! ↪ 1–3)

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

Sektionsgrößen des Programms von ↪ 16–1

- ⇝ 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