Systemnahe Programmierung in C

18 Unterbrechungen

J. Kleinöder, D. Lohmann, V. Sieh

Lehrstuhl für Informatik 4
Systemsoftware

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen-Nürnberg

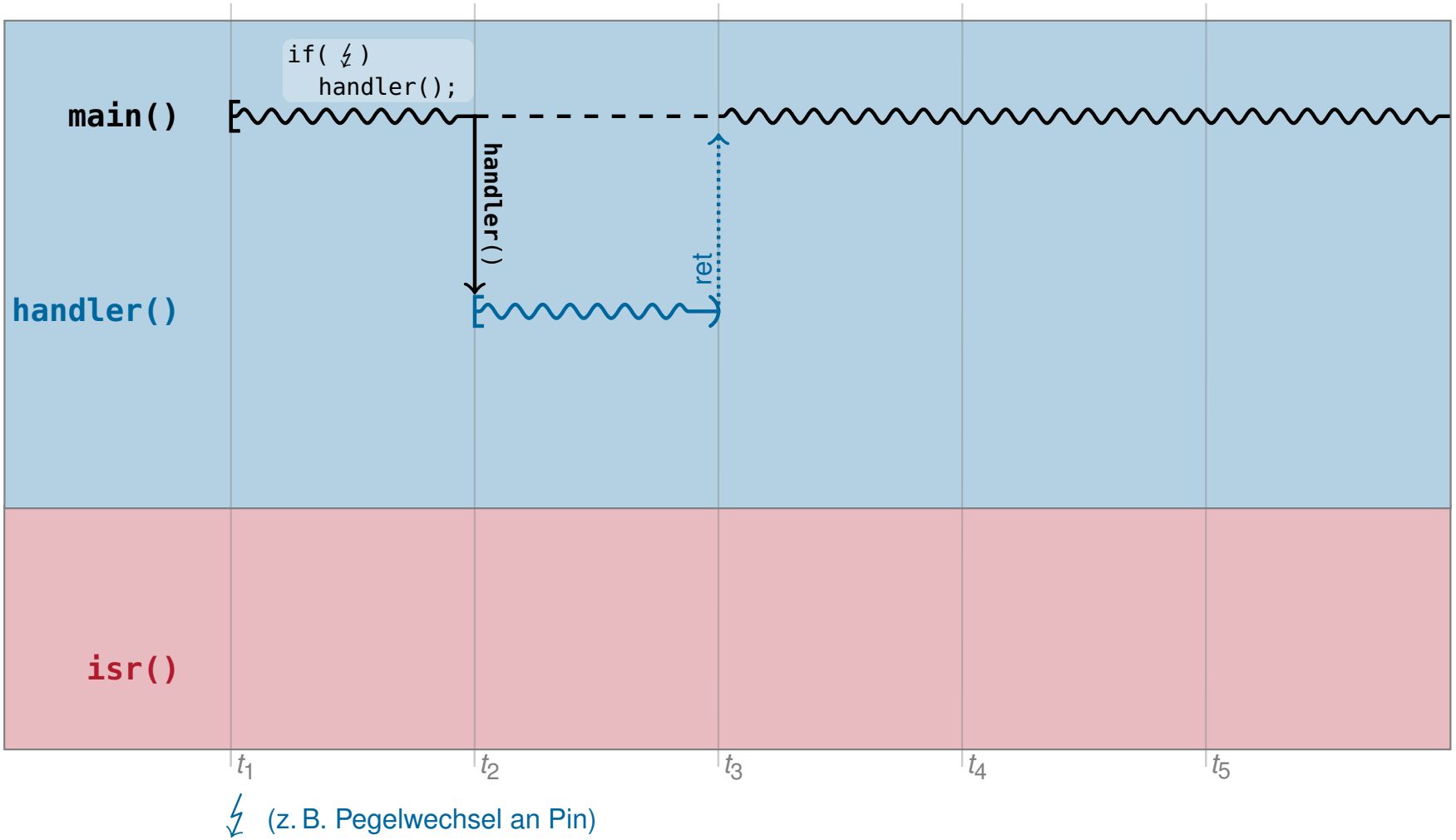
Sommersemester 2025

http://sys.cs.fau.de/lehre/ss25

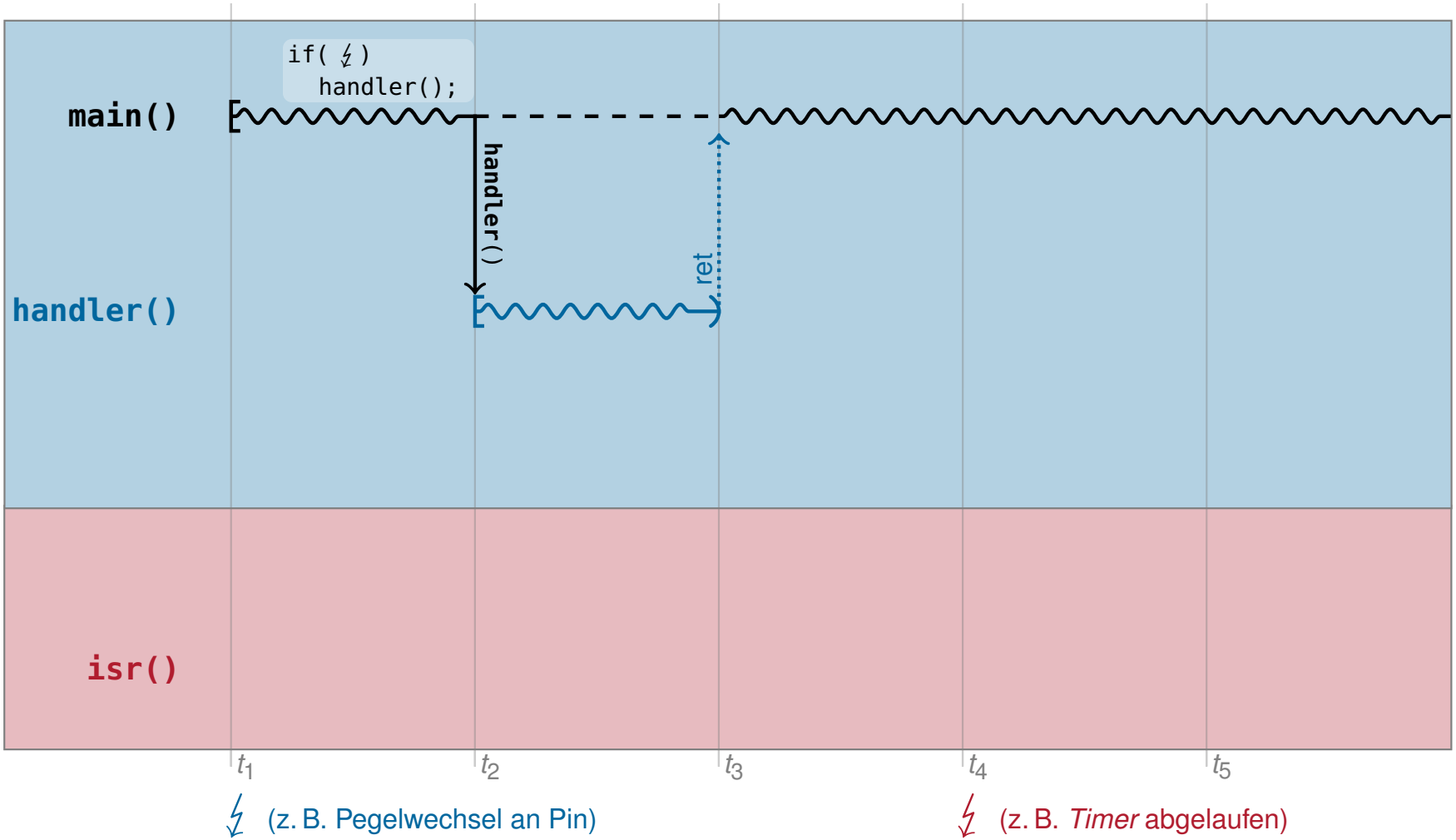
Ereignisbehandlung

- Bei einem Peripheriegerät tritt ein Ereignis (↯) auf ↪ 17–3
  - 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.

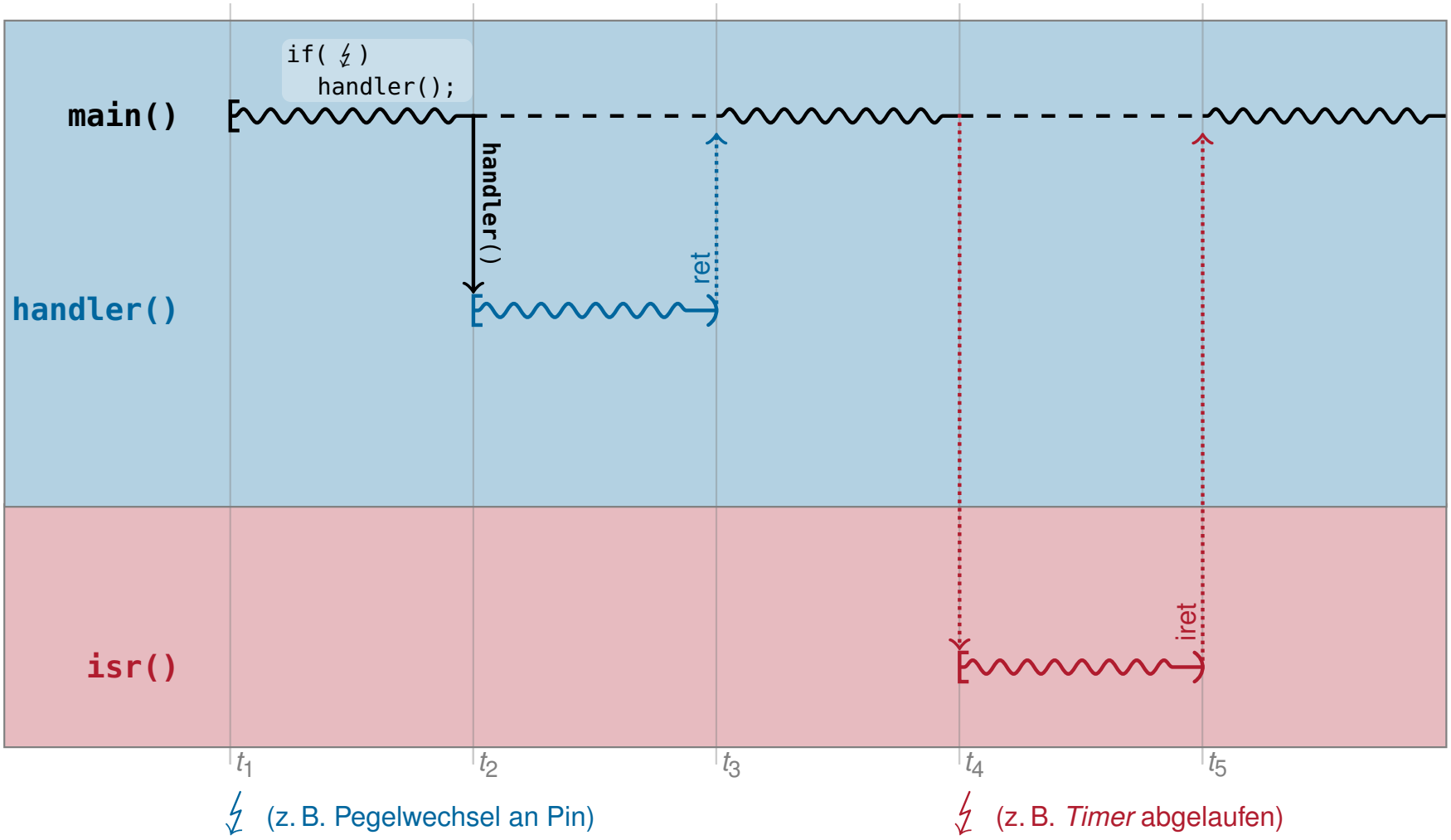
Interrupt ↦ Funktionsaufruf „von außen“



Interrupt ↦ Funktionsaufruf „von außen“



Interrupt ↦ Funktionsaufruf „von außen“



Polling vs. Interrupts – Vor- und Nachteile

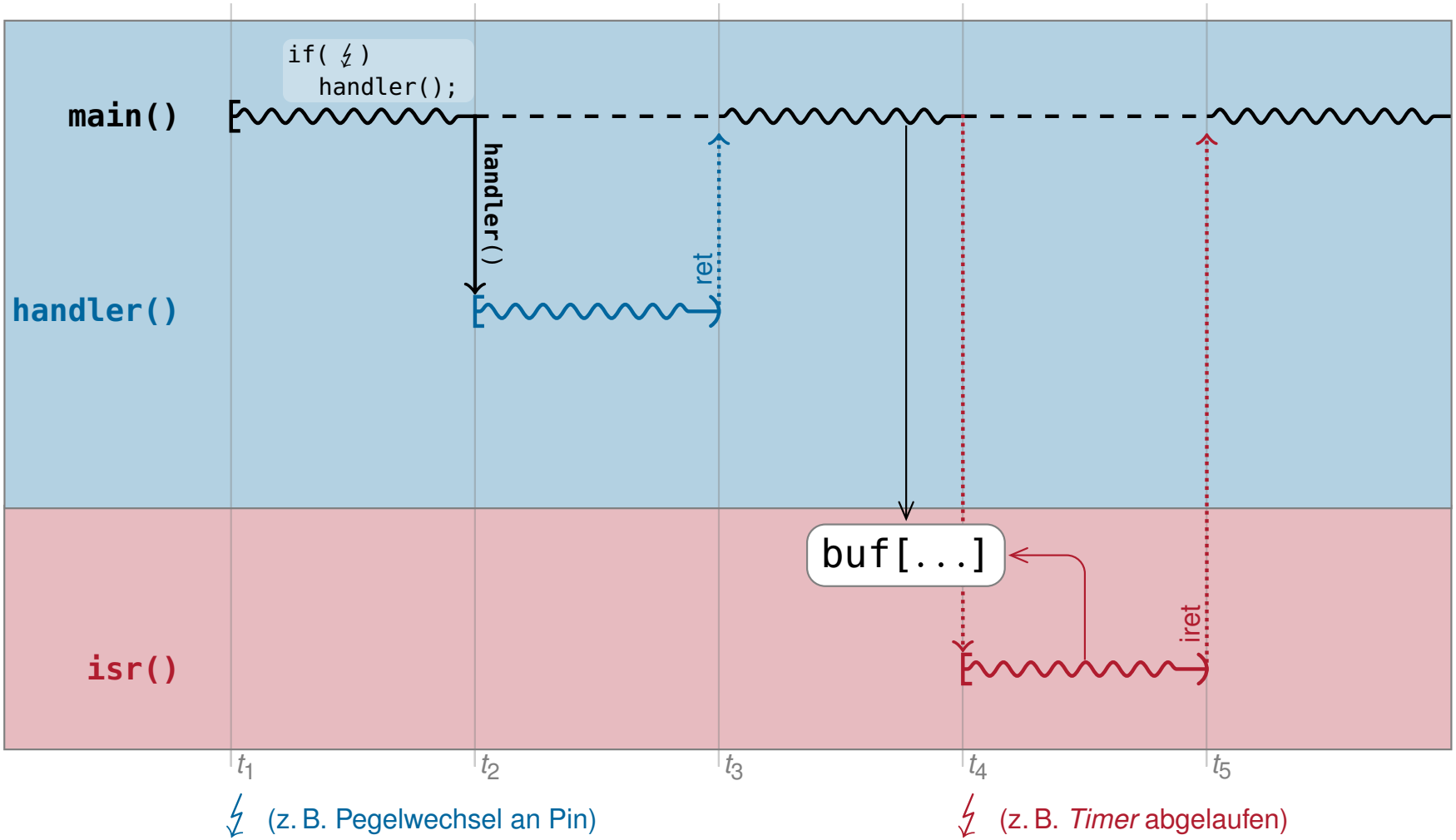
- Polling ($\mapsto$ „Taktgesteuertes System“)
  - Ereignisbearbeitung erfolgt synchron zum Programmablauf
    - – Ereigniserkennung über das Programm „verstreut“ (Trennung der Belange)
    - – „Verschwendung“ von Prozessorzeit (falls anderweitig verwendbar)
    - – Hochfrequentes Pollen $\rightsquigarrow$ hohe Prozessorlast $\rightsquigarrow$ 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 $\rightsquigarrow$ Synchronisation erforderlich
    - – Programmverhalten schwer vorhersagbar

Polling vs. Interrupts – Vor- und Nachteile

- Polling (↦ „Taktgesteuertes System“)
  - Ereignisbearbeitung erfolgt synchron zum Programmablauf
    - – Ereigniserkennung über das Programm „verstreut“ (Trennung der Belange)
    - – „Verschwendung“ von Prozessorzeit (falls anderweitig verwendbar)
    - – Hochfrequentes Pollen ⇝ hohe Prozessorlast ⇝ hoher Energieverbrauch
    - \+ Implizite Datenkonsistenz durch festen, sequentiellen Programmablauf
    - \+ Programmverhalten gut vorhersagbar
- Interrupts (↦ „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 ⇝ Synchronisation erforderlich
    - – Programmverhalten schwer vorhersagbar

Beide Verfahren bieten spezifische Vor- und Nachteile
⇝ Auswahl anhand des konkreten Anwendungsszenarios

Interrupt $\mapsto$ unvorhersagbarer Aufruf „von außen“



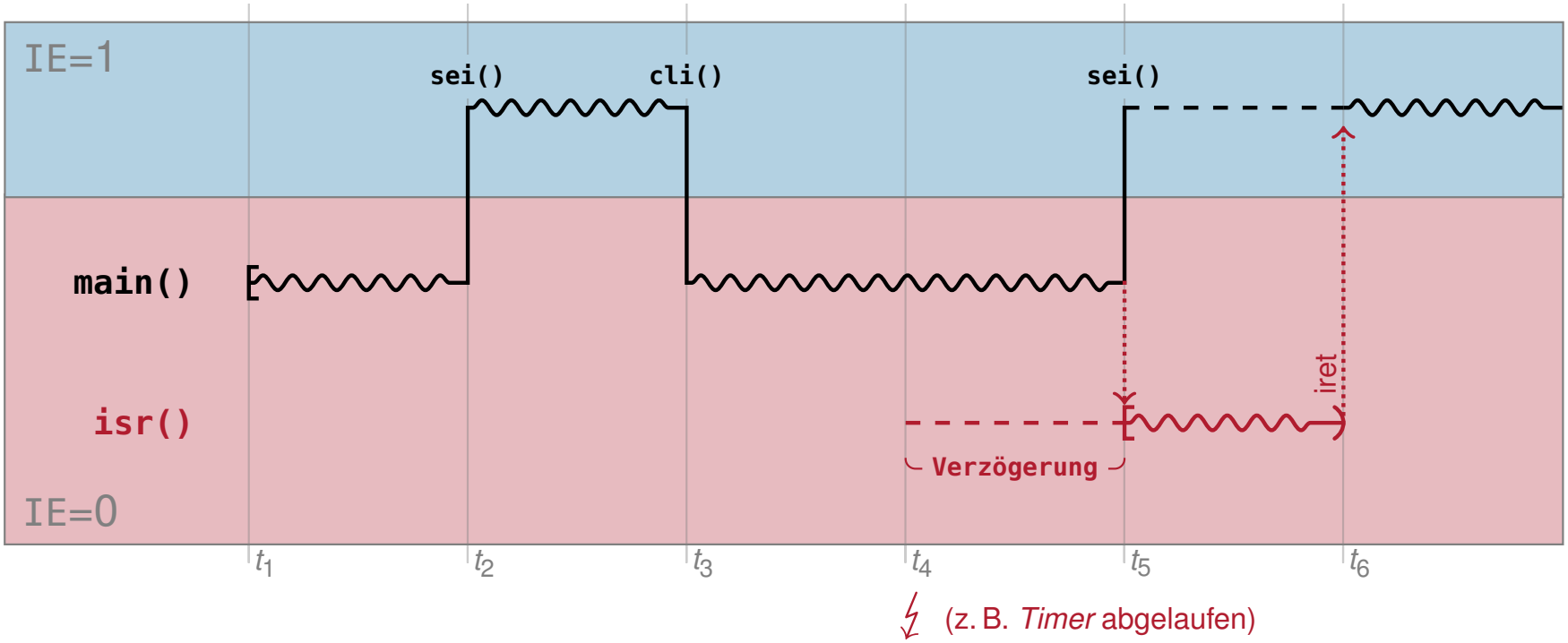
Interruptsperren

- 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*

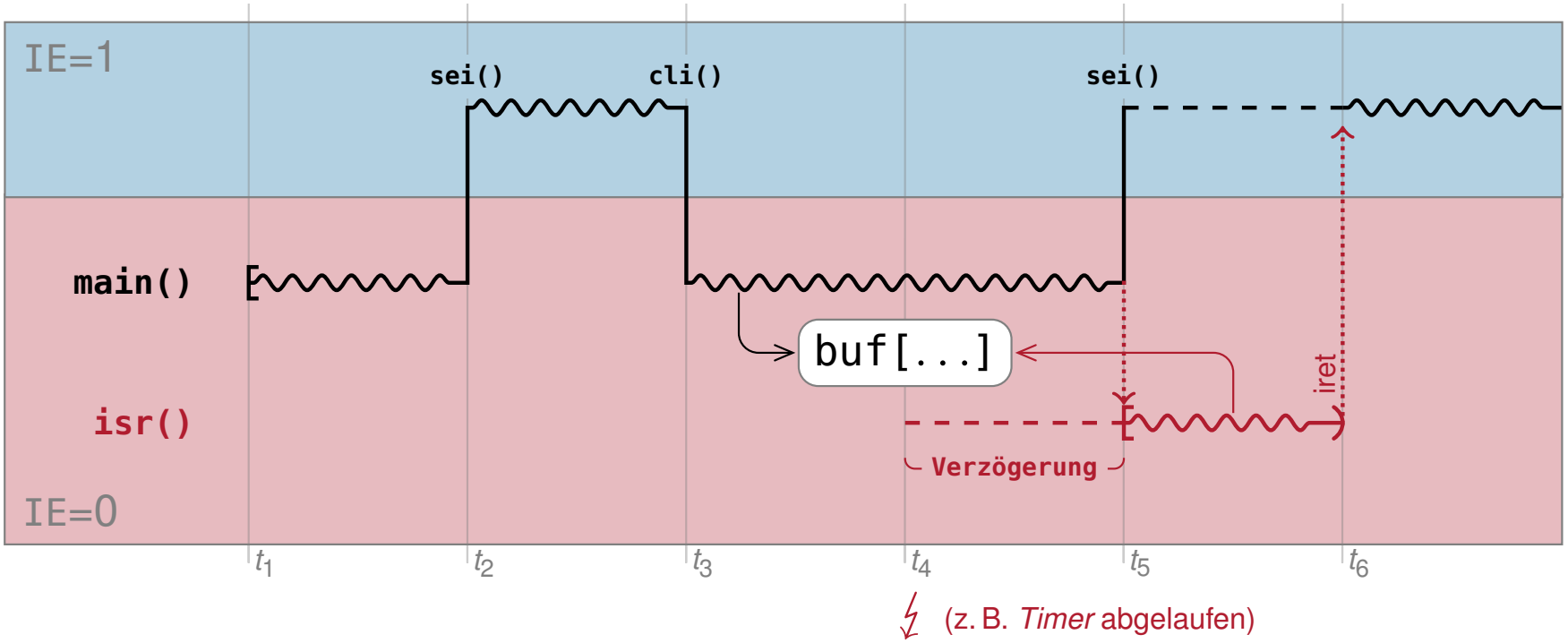
- Das `IE`-Bit wird beeinflusst durch:
  - Prozessor-Befehle: `cli`: `IE`$\leftarrow$0 (*clear interrupt*, IRQs gesperrt)
    `sei`: `IE`$\leftarrow$1 (*set interrupt*, IRQs erlaubt)
  - Nach einem RESET: `IE`=0 $\rightsquigarrow$ IRQs sind zu Beginn des Hauptprogramms gesperrt
  - Bei Betreten einer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

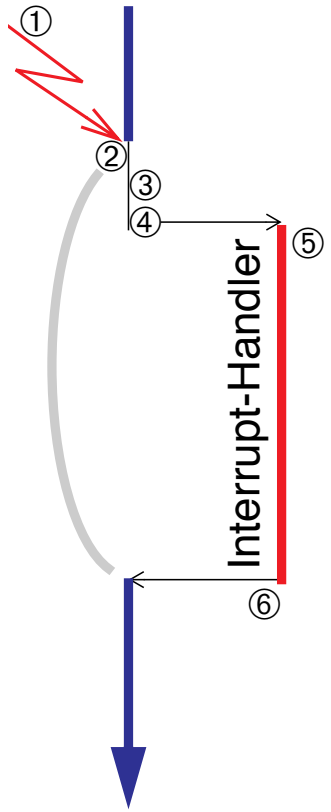
Interruptsperren: Beispiel



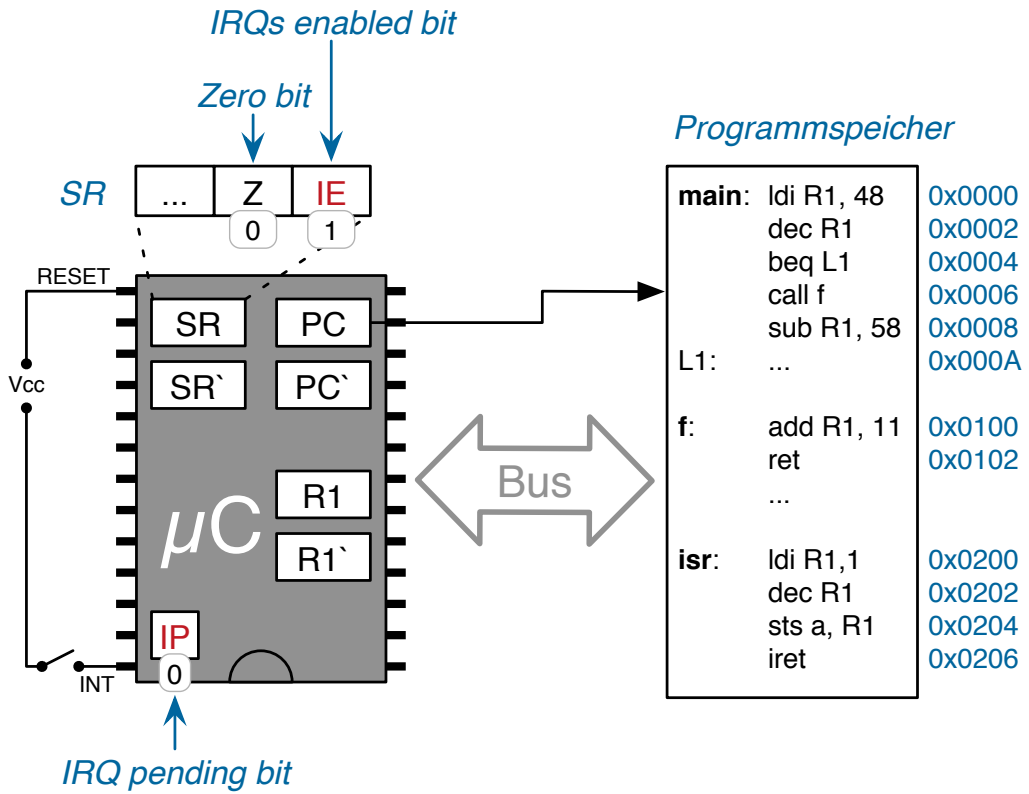
- t_1 Zu Beginn von `main()` sind IRQs gesperrt (`IE`=0)
- t_2, t_3 Mit `sei()` / `cli()` werden IRQs freigegeben (`IE`=1) / erneut gesperrt
- t_4 ↯ aber `IE`=0 ⇝ Bearbeitung ist unterdrückt, IRQ wird gepuffert
- t_5 `main()` gibt IRQs frei (`IE`=1) ⇝ gepufferter IRQ „schlägt durch“
- t_5–t_6 Während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

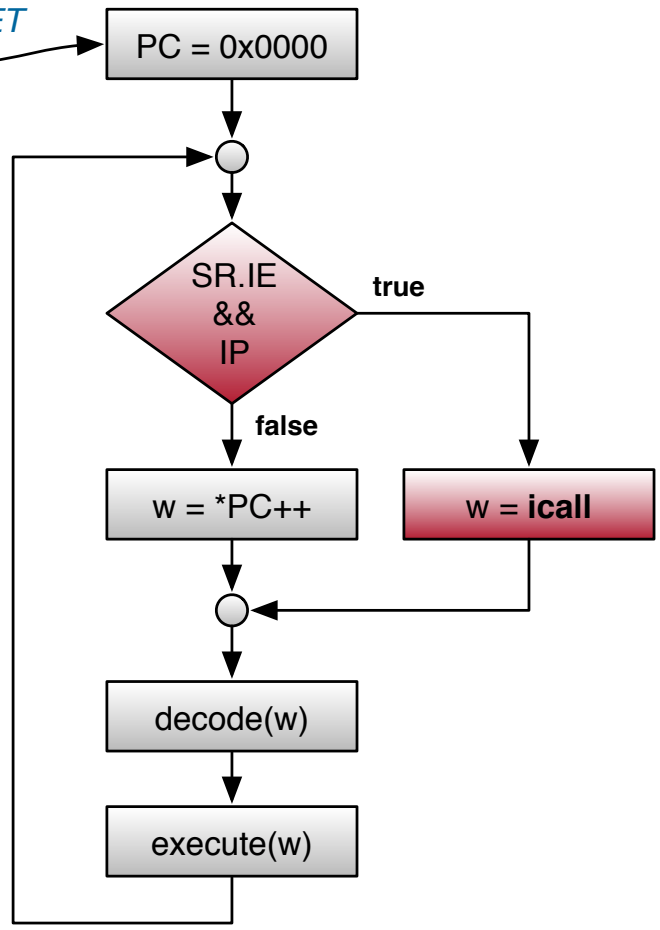
Ablauf eines Interrupts – Überblick

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 Stapel)
   - PC und Statusregister automatisch von der Hardware
   - Vielzweckregister üblicherweise manuell in der ISR
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

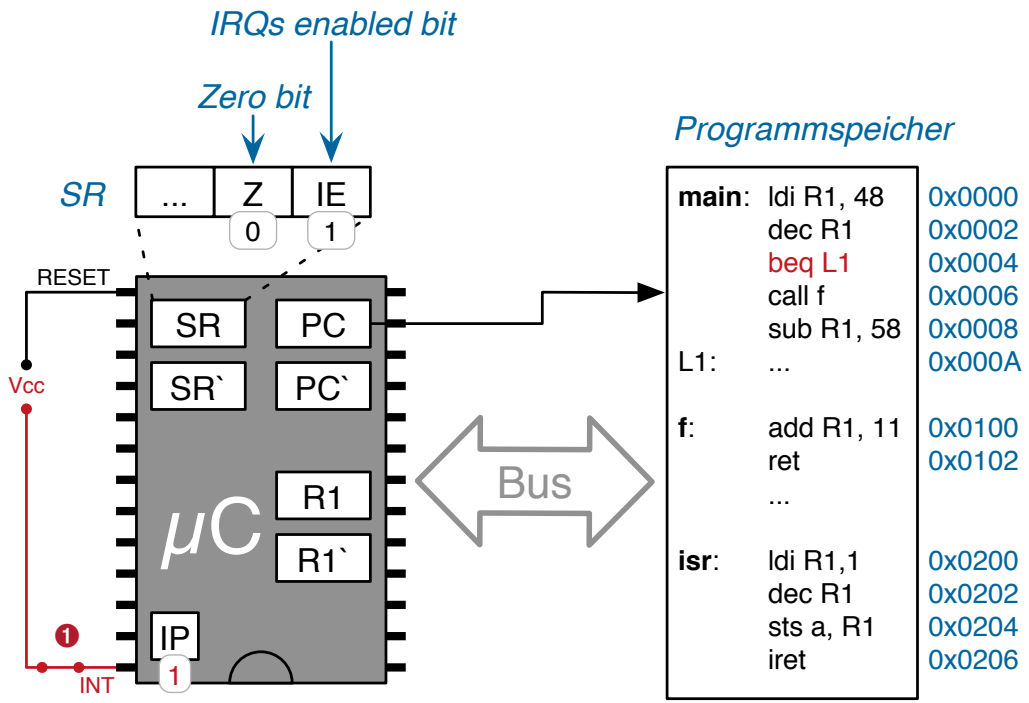




- Hier als Erweiterung unseres einfachen Pseudoprozessors ↪ 16–3
  - Nur eine Interruptquelle
  - Sämtliche Register werden von der Hardware gerettet

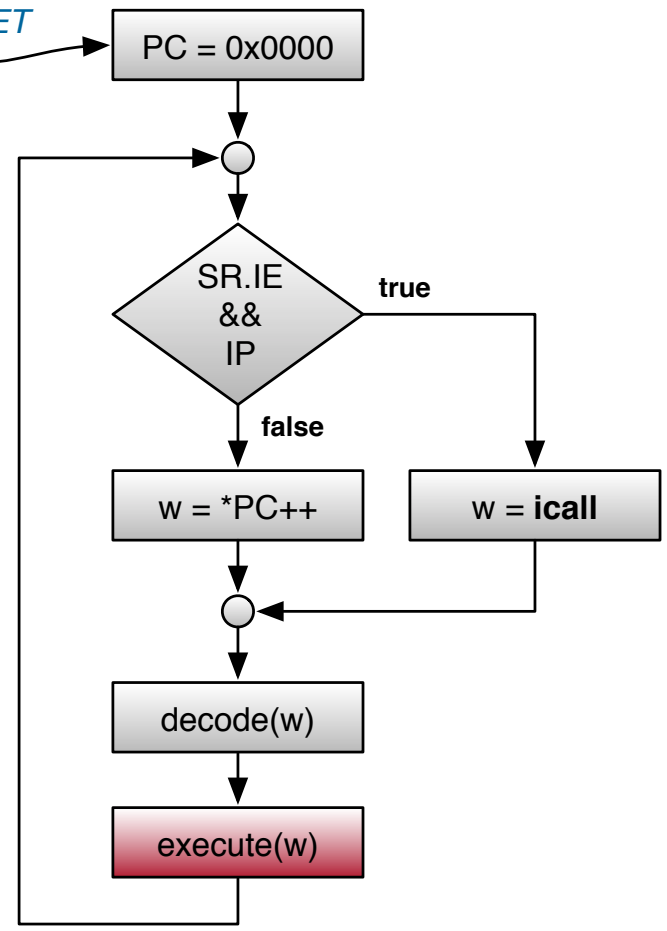
w: **call** <func>	w: **ret**	w: **icall**	w: **iret**
PC` = PC PC = func	PC = PC`	SR` = SR SR.IE = 0 IP = 0 PC` = PC PC = isr R1` = R1	SR = SR` PC = PC` R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



Programmspeicher

```
main:  ldi R1, 48      0x0000
       dec R1          0x0002
       beq L1          0x0004
       call f          0x0006
       sub R1, 58      0x0008
L1:    ...             0x000A

f:     add R1, 11      0x0100
       ret             0x0102
       ...

isr:   ldi R1,1        0x0200
       dec R1          0x0202
       sts a, R1       0x0204
       iret            0x0206
```



❶ Gerät signalisiert Interrupt (aktueller Befehl wird noch fertiggestellt)

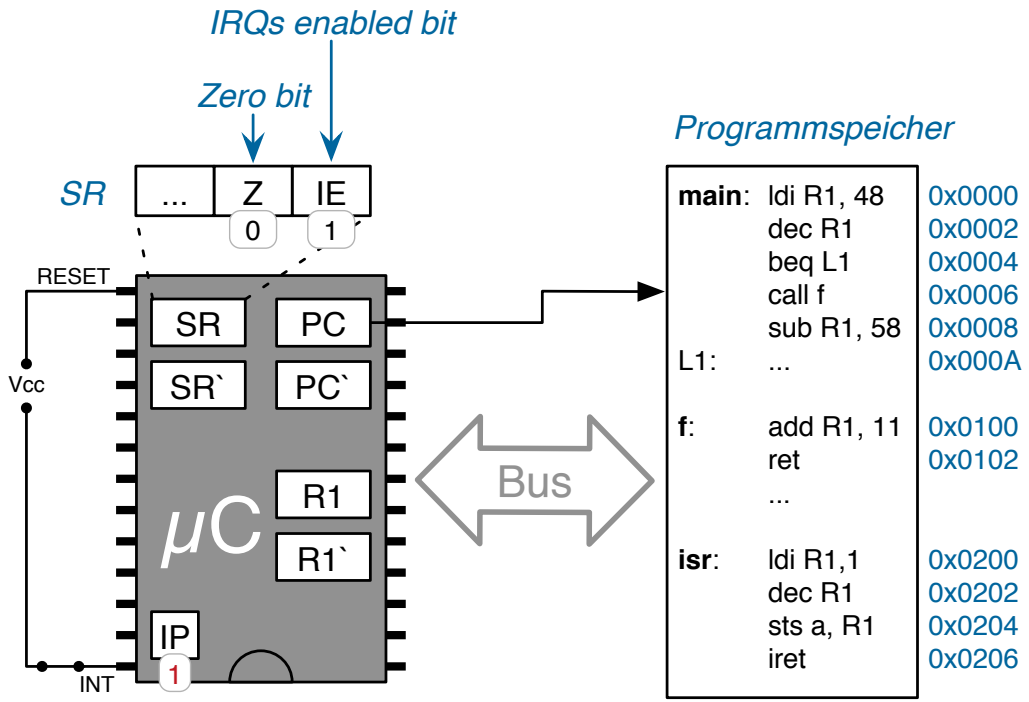
w: call <func>
PC` = PC
PC = func

w: ret
PC = PC`

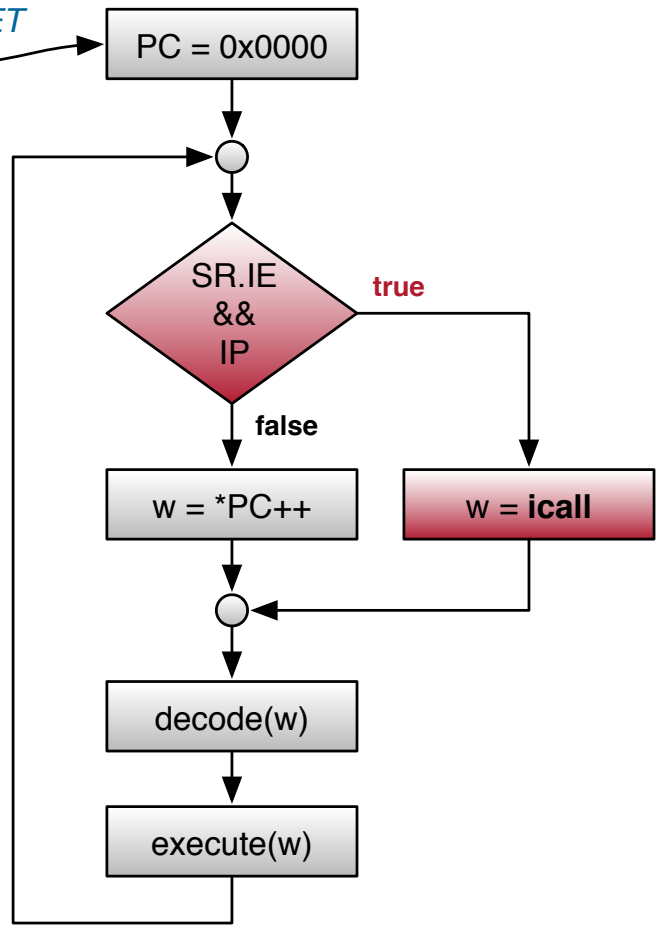
w: icall
SR` = SR
SR.IE = 0
IP = 0
PC` = PC
PC = isr
R1` = R1

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

Ablauf eines Interrupts – Details



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



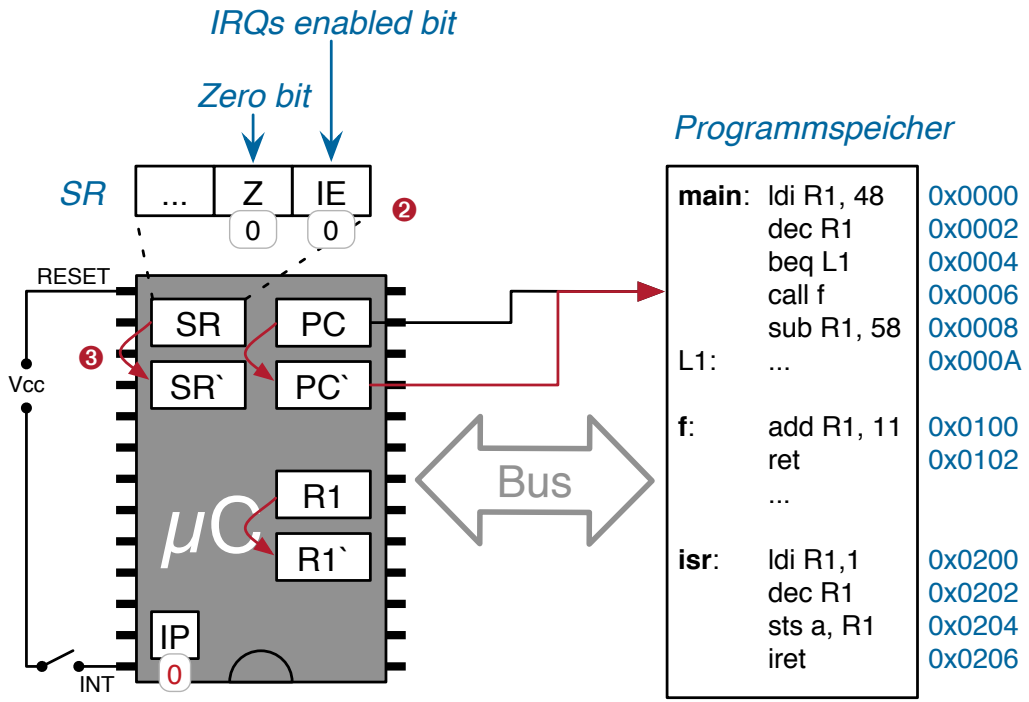
w: call <func>
PC` = PC
PC = func

w: ret
PC = PC`

w: icall
SR` = SR
SR.IE = 0
IP = 0
PC` = PC
PC = isr
R1` = R1

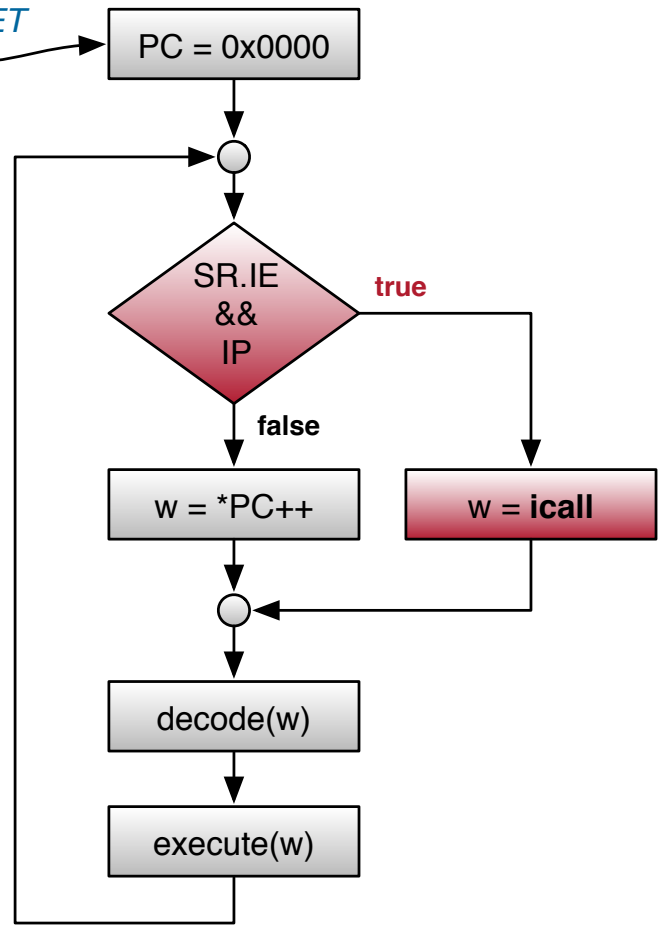
w: iret
SR = SR`
PC = PC`
R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



Programmspeicher

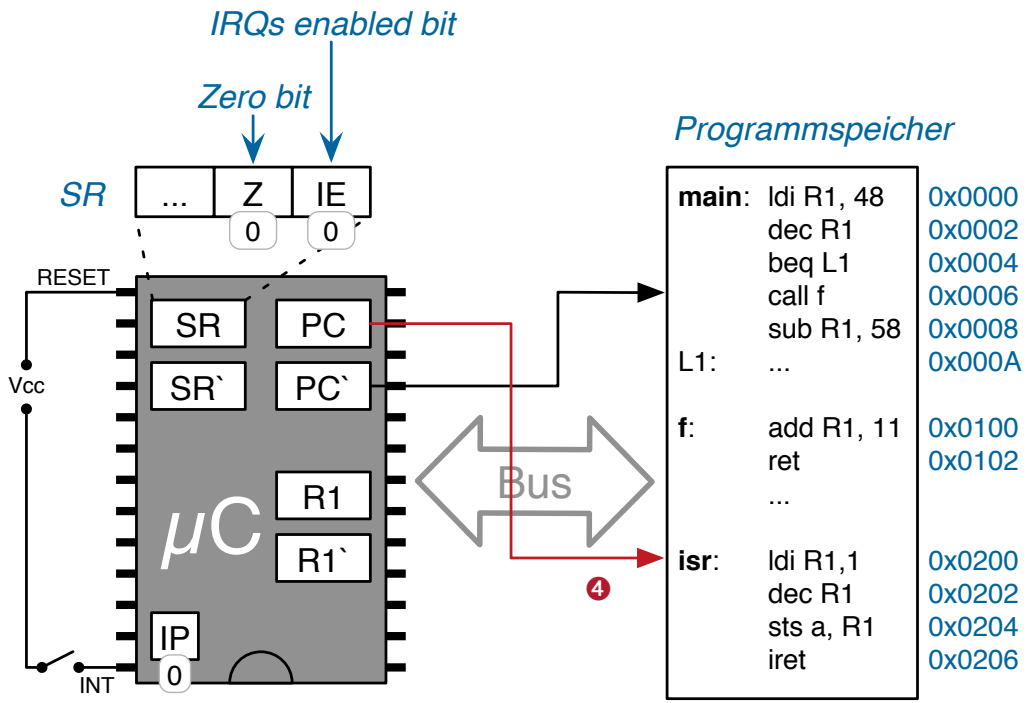
```
main:  ldi R1, 48      0x0000
       dec R1          0x0002
       beq L1          0x0004
       call f          0x0006
       sub R1, 58      0x0008
L1:    ...             0x000A

f:     add R1, 11      0x0100
       ret             0x0102
       ...

isr:   ldi R1,1        0x0200
       dec R1          0x0202
       sts a, R1       0x0204
       iret            0x0206
```



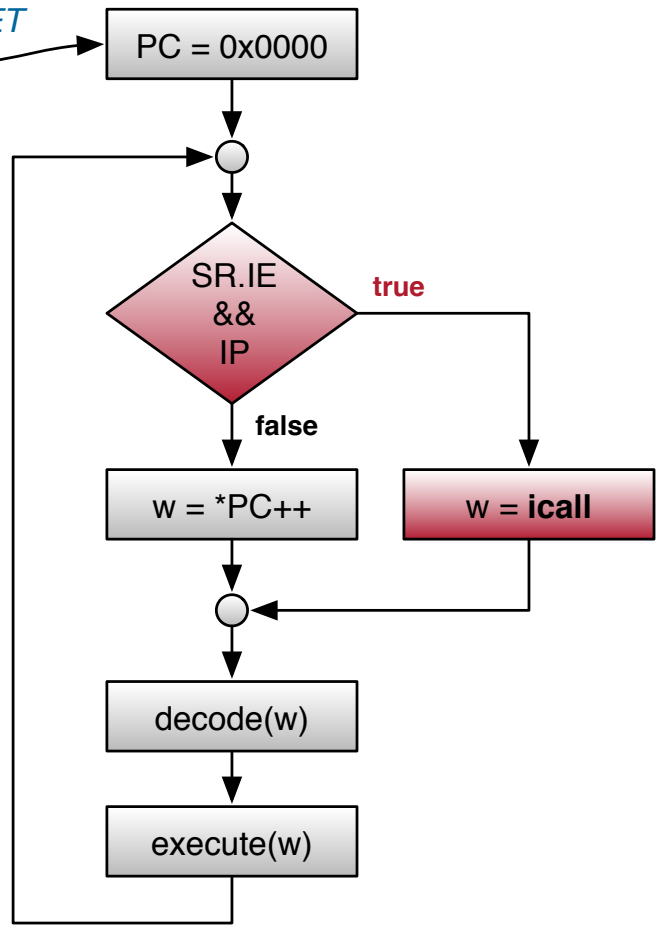
❷ Die Zustellung weiterer Interrupts wird verzögert
❸ Registerinhalte werden gesichert

w: **call** <func>	w: **ret**	w: **icall**	w: **iret**
PC` = PC PC = func	PC = PC`	SR` = SR SR.IE = 0 IP = 0 PC` = PC PC = isr R1` = R1	SR = SR` PC = PC` R1 = R1`

Ablauf eines Interrupts – Details



❹ Aufzurufende ISR wird ermittelt



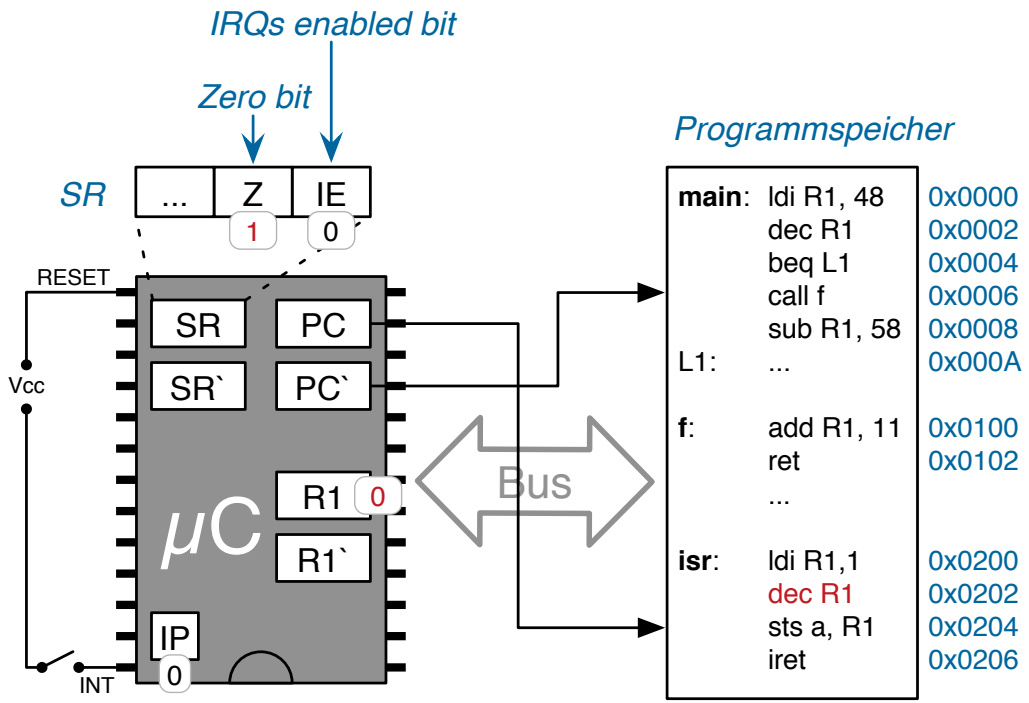
w: call <func>
PC` = PC
PC = func

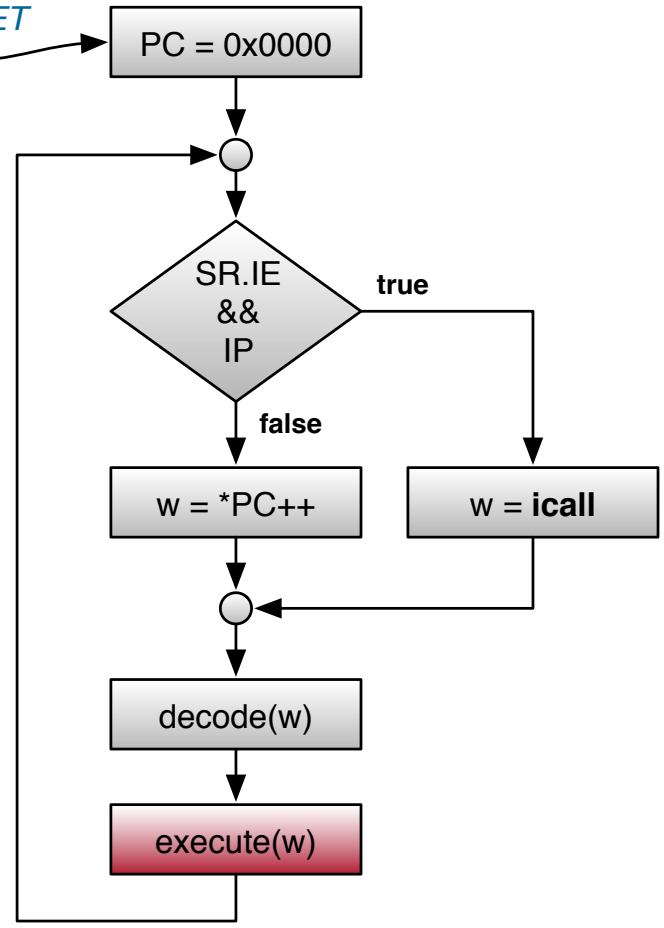
w: ret
PC = PC`

w: icall
SR` = SR
SR.IE = 0
IP = 0
PC` = PC
PC = isr
R1` = R1

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

Ablauf eines Interrupts – Details

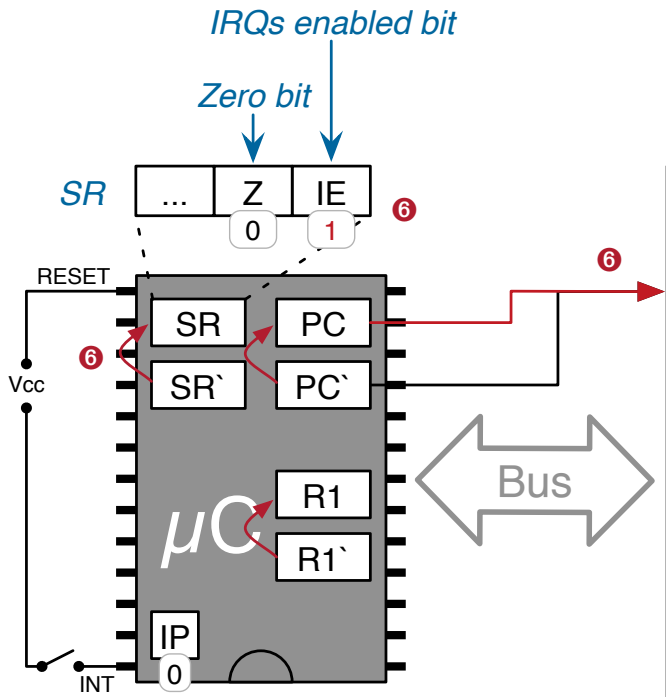


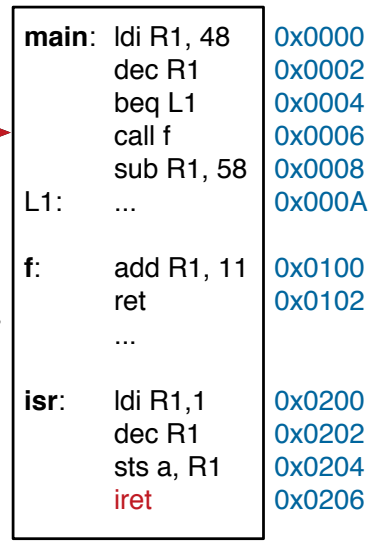


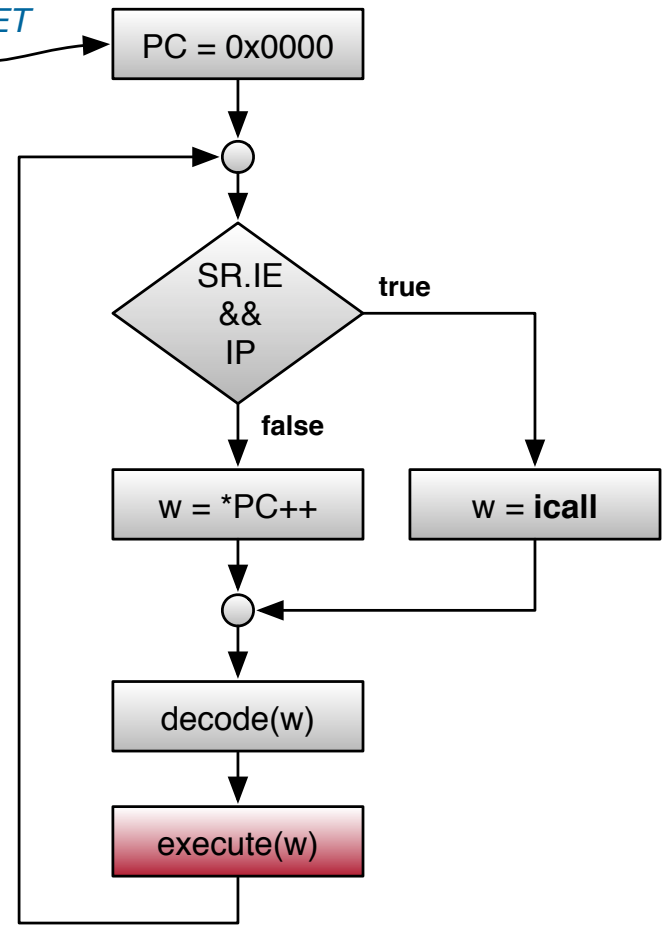
❺ ISR wird ausgeführt

w: **call** <func>	w: **ret**	w: **icall**	w: **iret**
PC` = PC PC = func	PC = PC`	SR` = SR SR.IE = 0 IP = 0 PC` = PC PC = isr R1` = R1	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: **icall**	w: **iret**
PC` = PC PC = func	PC = PC`	SR` = SR SR.IE = 0 IP = 0 PC` = PC PC = isr R1` = R1	SR = SR` PC = PC` R1 = R1`