1 Hardwareentwurf

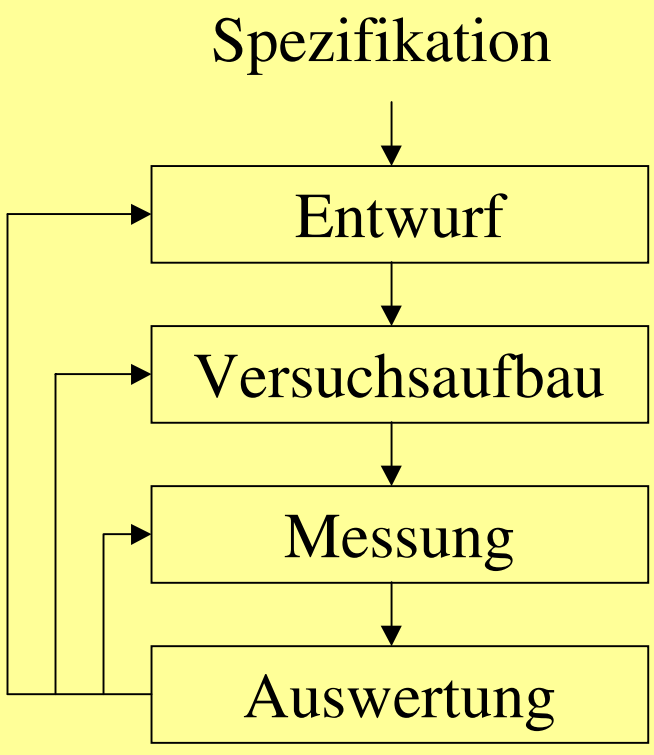
- **1.1** Uberblick, Hardwareentwurfsschritte
- **1.2** Hardwarebeschreibungssprachen
- **1.3** Hardwaresimulation-/Verifikation
  - Simulation
  - Formale Verifikation
  - Timinganalyse
- **1.4** Hardwaresynthese
- **1.5** Plazierung und Verdrahtung

Literatur

- Thomas Kropf, Introduction to Formal Hardware Verification, Springer Heidelberg, ISBN 3-540-65445-3
- Franz Rammig, Systematischer Entwurf digitaler Systeme, Teubner Stuttgart, ISBN 3-519-02265-6
- Drechsler und Becker, Graphenbasierte Funktionsdarstellung, B. G. Teubner Stuttgart, ISBN 3-519-02149-8vvorlesung
- Shi-Yu Huang, Kwang-Ting Cheng, Formal Equivalence Checking and Design Debugging Kluwer Academic Publishers, ISBN 0-7923-8184-X

Motivation

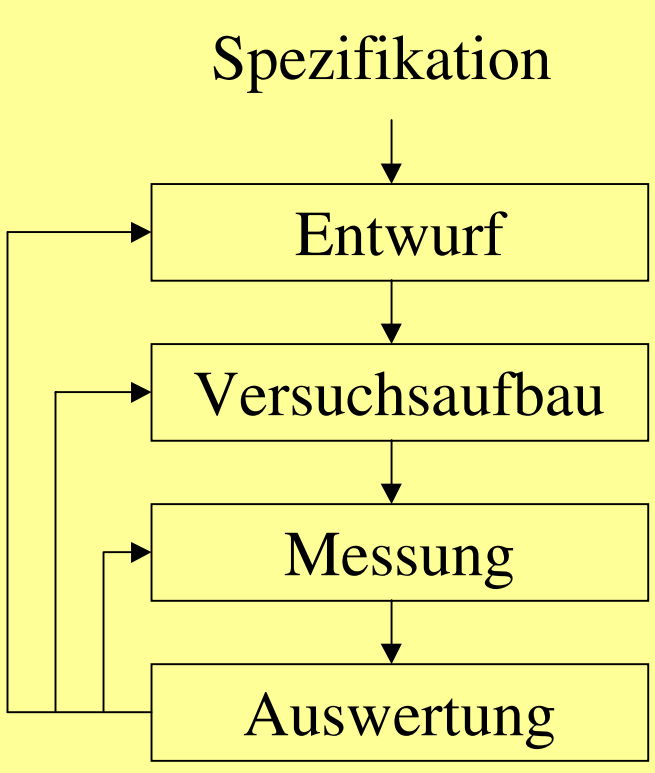
Früher



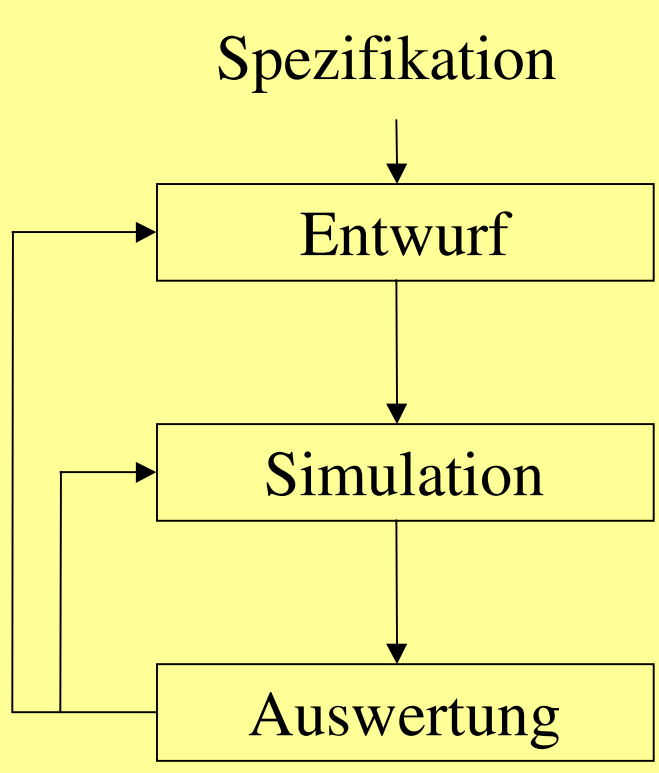
Heute

Motivation

Früher



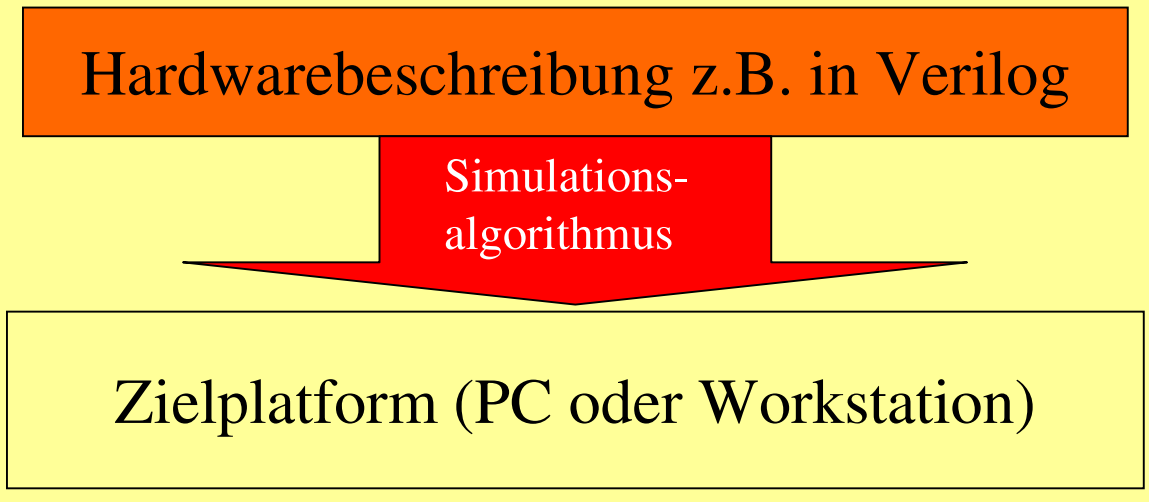
Heute



Simulationstechniken

Aufgabe eines Simulationsalgorithmus:

Abbilden der Hardwarefunktionalität auf eine Zielarchitektur, z.B. von Neumann Rechner



Problem:

hoher Grad an Parallelität muß auf eine sequentielle Maschine „projeziert" werden

Arten der HW-Simulation

- Analogsimulation (Spice, ...)
  - werte- und zeitkontinuierlich
  - nichtlineare Differentialgleichungen
- Digitalsimulation (VSS, modelsim, ...)
  - werte- und zeitdiskret
  - boolesche Algebra
- Mixed-Mode/Simulatorkopplung (Saber,...)
  - analog/digital-Simulation

Logiksimulationsalgorithmen

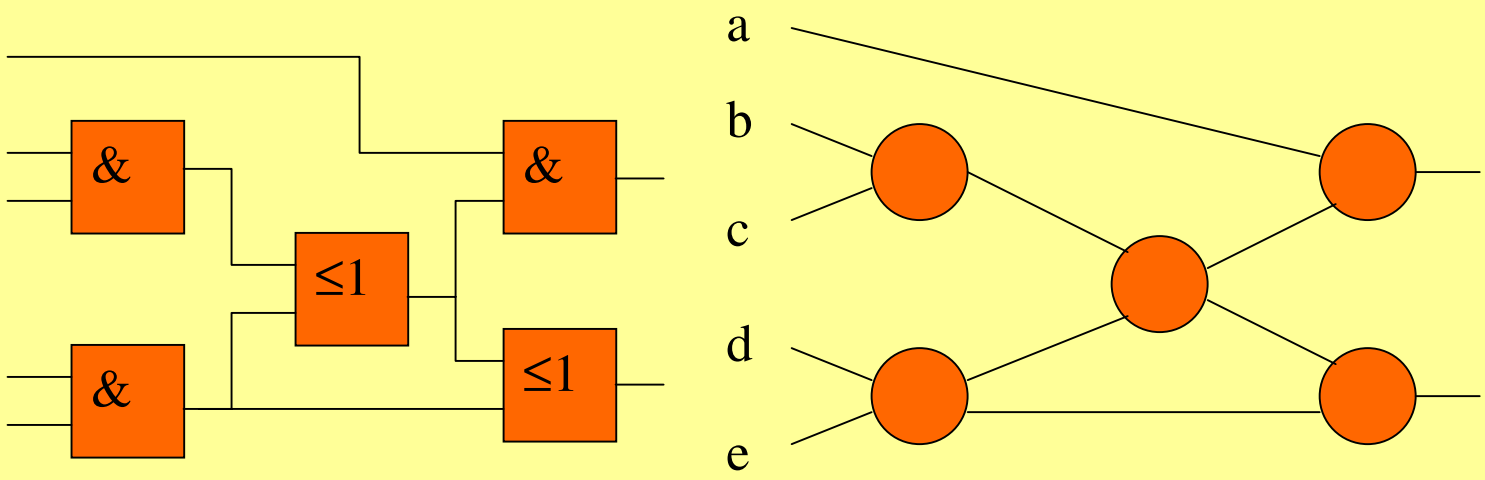
- Streamline Code Simulation
  - Schaltnetze, vollsynchrone Schaltwerke
- Equitemporal Iteration
  - Analogsimulation
- Critical Event Scheduling
  - Schaltungen auf unterschiedlichen Abstraktionsebenen und mit Zeitinformation

Streamline Code Simulation

- auch „Compiled Mode“
- es wird direkt ausführbarer Code auf der Zielplattform generiert
- Einschränkungen
  - kombinatorische oder strikt synchrone Schaltungen
  - keine Zeitinformationen

Streamline Code Simulation II

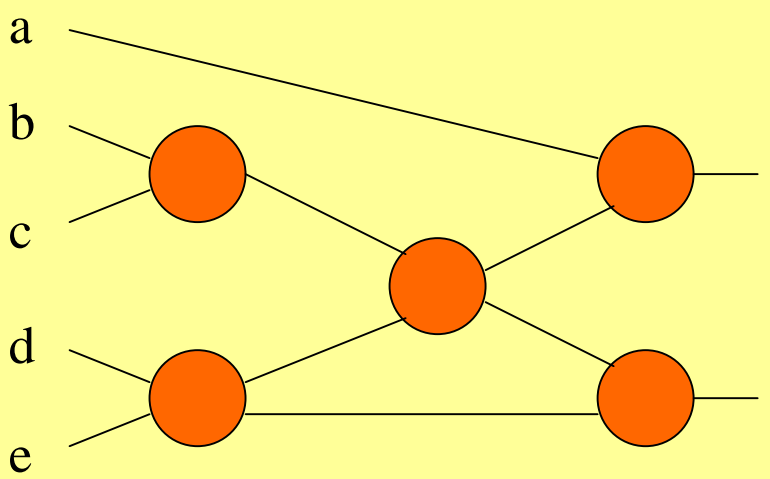
Schaltung wird als gerichteter azyklischer Graph notiert:



Streamline Code Simulation III

Knoten des azyklischen Graphes werden halbgeordnet (levelizing)

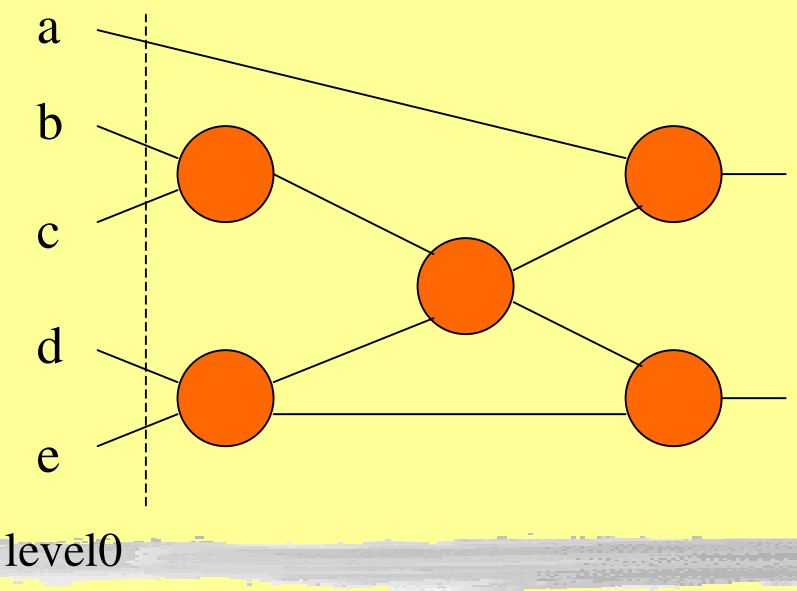
- $level(v_i) = 1 + \max \{ level(v_k) \mid$ es gibt eine Kante von v_k nach $v_i \}$
- Primäreingänge: $level(v_{in}) = 0$



Streamline Code Simulation III

Knoten des azyklischen Graphes werden halbgeordnet (levelizing)

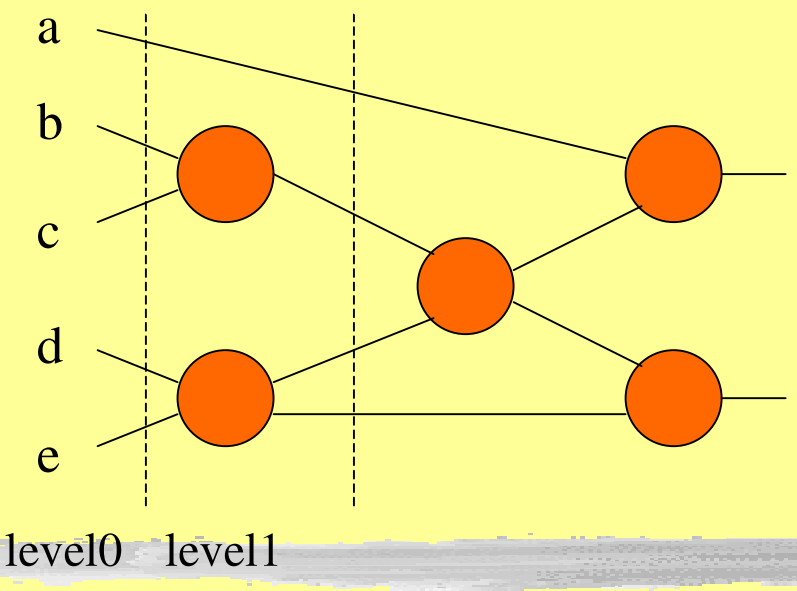
- level(v_i) = 1+ max { level(v_k) | es gibt eine Kante von v_k nach v_i }
- Primäreingänge: level(v_{in}) = 0



Streamline Code Simulation III

Knoten des azyklischen Graphes werden halbgeordnet (levelizing)

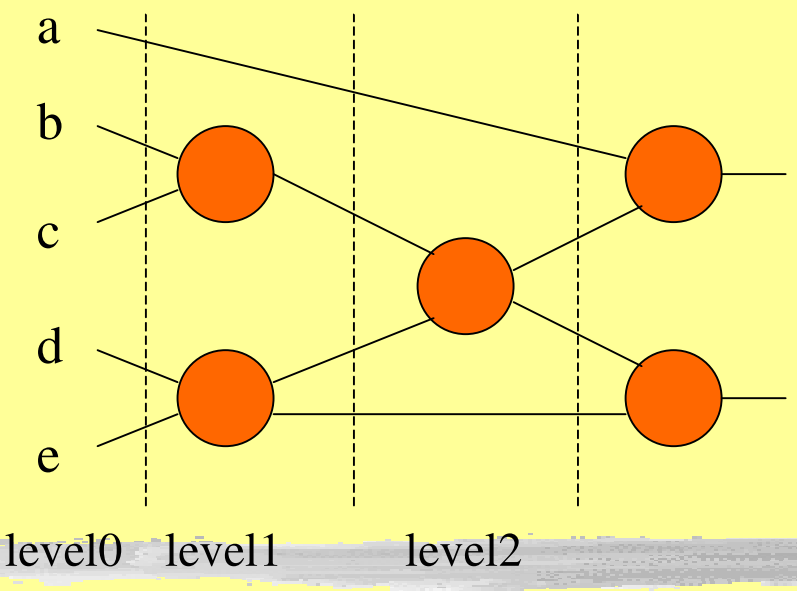
- level(v_i) = 1+ max { level(v_k) | es gibt eine Kante von v_k nach v_i }
- Primäreingänge: level(v_{in}) = 0



Streamline Code Simulation III

Knoten des azyklischen Graphes werden halbgeordnet (levelizing)

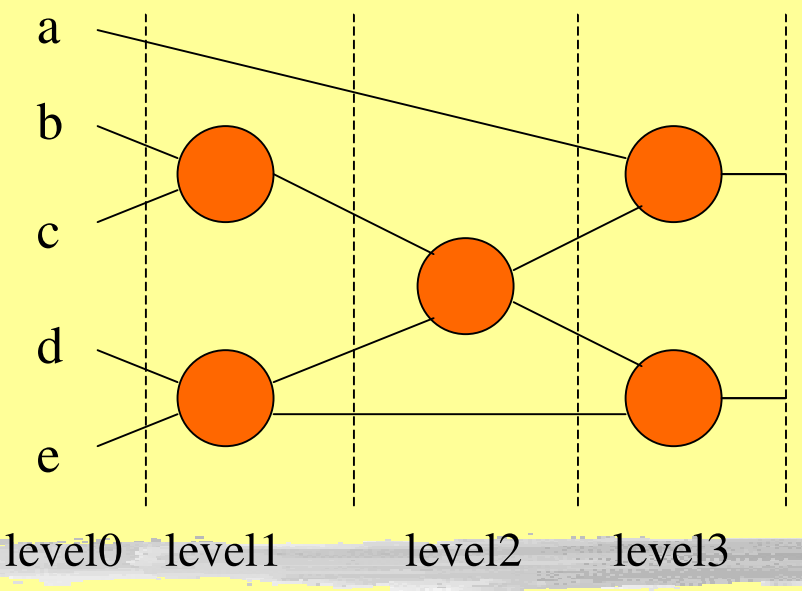
- level(v_i) = 1+ max { level(v_k) | es gibt eine Kante von v_k nach v_i }
- Primäreingänge: level(v_{in}) = 0



Streamline Code Simulation III

Knoten des azyklischen Graphes werden halbgeordnet (levelizing)

- level(v_i) = 1+ max { level(v_k) | es gibt eine Kante von v_k nach v_i }
- Primäreingänge: level(v_{in}) = 0



Streamline Code Simulation IV

Eigenschaften des Graphen:

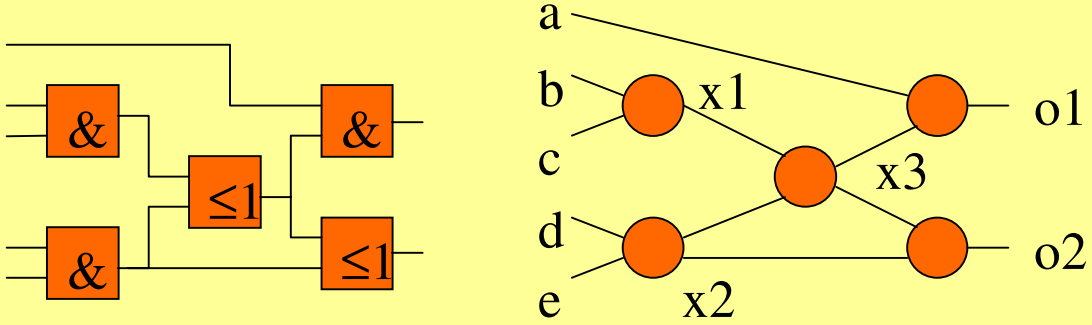
- Knoten auf einer höheren Ebene können Knoten auf niedrigeren Ebenen nicht beeinflussen
- Knoten auf der selben Ebene beeinflussen sich gegenseitig nicht
- Knoten auf niedrigeren Ebenen beeinflussen Knoten auf höheren Ebenen

Streamline Code Simulation V

Codegenerierung:

- Die Level werden nacheinander implementiert
- Die Reihenfolge der Operationen in den Levels ist beliebig
- Die Gatter werden durch Operatoren der Zielmaschine realisiert
- Die Verbindungen (Netze) werden durch Variablen der Zielmaschine implementiert

Streamline Code Simulation VI




```
int a, b, c, d, e;
int x1, x2, x3;
int o1, o2;

x1 = b & c;     // level 1
x2 = d & e;     // level 1
x3 = x1 | x2;   // level 2
o1 = a & x3;    // level 3
o2 = x2 & x3;   // level 3
```

Streamline Code Simulation VI

Da int z.B. 32 Bits umfäßt, können mit dieser Technik 32 Simulationen gleichzeitig durchgeführt werden

```
int a, b, c, d, e;
int x1, x2, x3;
int o1, o2;

x1 = b & c;     // level 1
x2 = d & e;     // level 1
x3 = x1 | x2;   // level 2
o1 = a & x3;    // level 3
o2 = x2 & x3;   // level 3
```

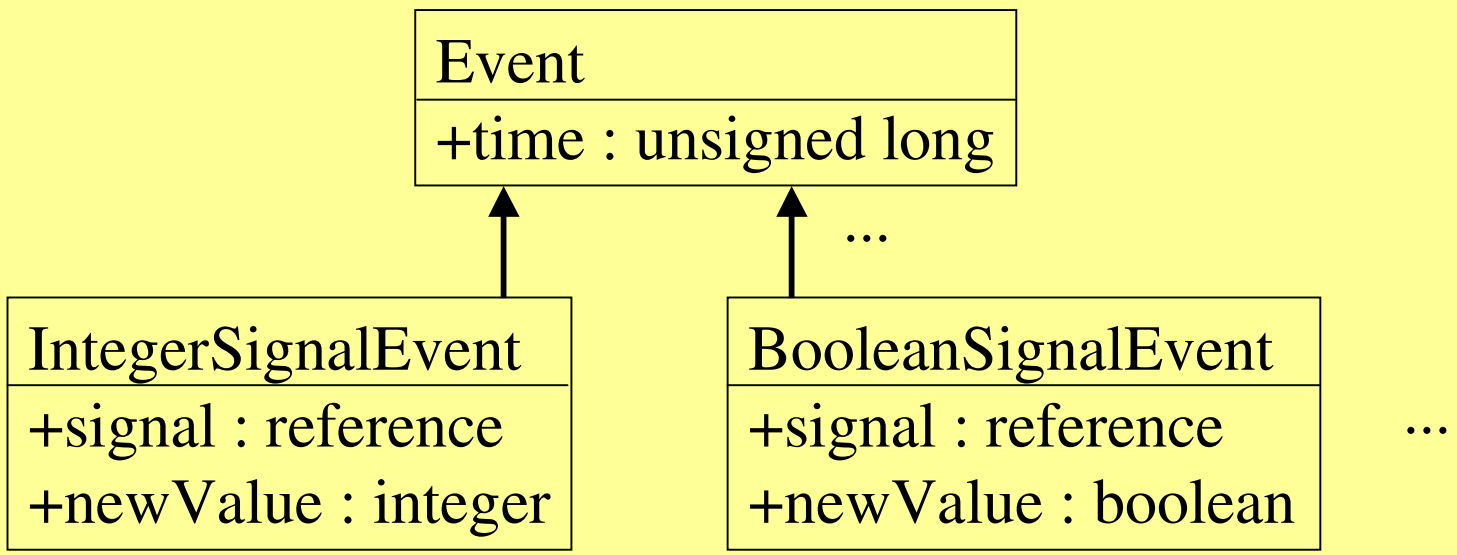
Critical Event Scheduling

- IDEE:
- Verwaltung algorithmischer Blöcke durch Threads
- nur die Systemteile werden neu berechnet, deren Eingaben sich verändert haben (anstehende Ereignisse=Events)
- globale Datenstruktur: EventQueue
- Ein spezieller Thread übernimmt die Verwaltung: Scheduler

Critical Event Scheduling III

Ereignisse

- sind Änderung eines Signalwertes oder werden von Zeitoperatoren (#) generiert
- treten zu einem festen Zeitpunkt auf



Critical Event Scheduling IV

Simulationsalgorithmus speichert eine sortierte Liste der anstehenden Ereignisse

```
a <= #10  33;
a <= #20  22;
a <= #40  11;
```

Critical Event Scheduling IV

Simulationsalgorithmus speichert eine sortierte Liste der anstehenden Ereignisse

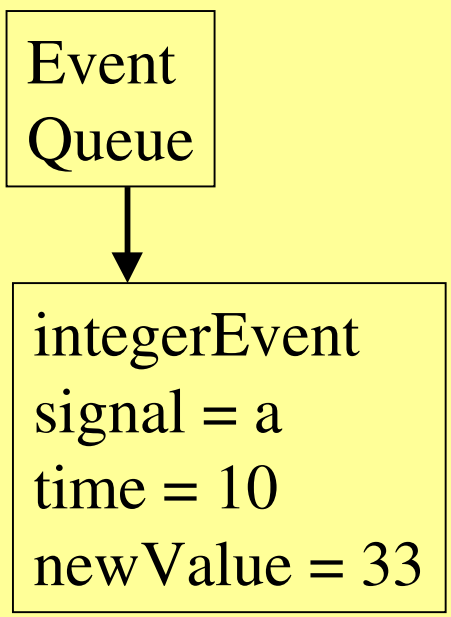
Event Queue

```
a <= #10  33;
a <= #20  22;
a <= #40  11;
```

Critical Event Scheduling IV

Simulationsalgorithmus speichert eine sortierte Liste der anstehenden Ereignisse

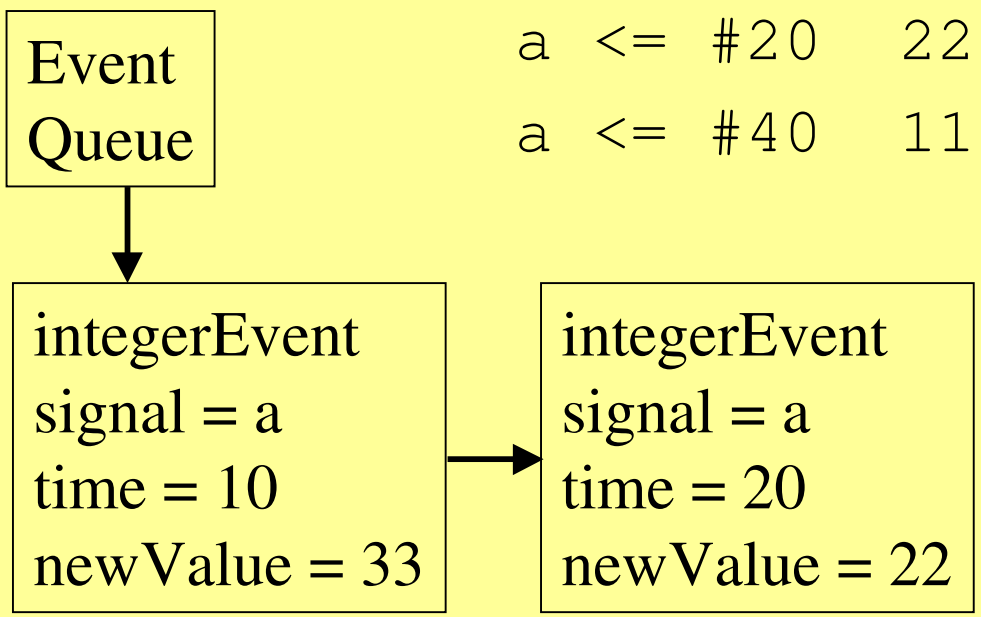
```
a <= #10  33;
a <= #20  22;
a <= #40  11;
```



Critical Event Scheduling IV

Simulationsalgorithmus speichert eine sortierte Liste der anstehenden Ereignisse

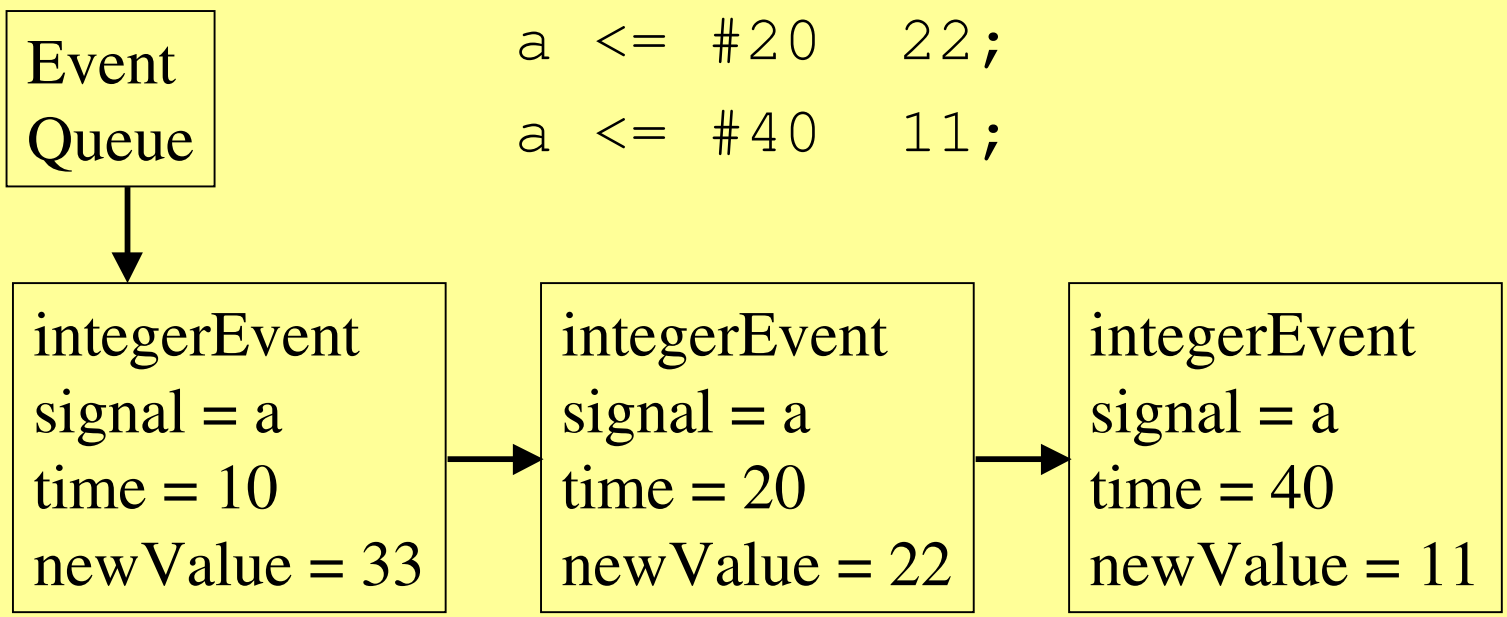
```
a <= #10  33;
a <= #20  22;
a <= #40  11;
```



Critical Event Scheduling IV

Simulationsalgorithmus speichert eine sortierte Liste der anstehenden Ereignisse

```
a <= #10  33;
a <= #20  22;
a <= #40  11;
```



Critical Event Scheduling V

Um bei Eintreten von Ereignissen die Simulation weitertreiben zu können müssen die Threads gespeichert werden, die gerade auf Events warten

⇒ Zu jedem Event werden die Threads (Blöcke, Tasks etc.) gespeichert, die gerade sensitiv auf diese Event warten

Event	
+time : unsigned long	// event time
+void notify();	// activate all waiting threads
#waiting : List of threads	// threads waiting on this event

Critical Event Scheduling VI

```
while (currentTime <= finalTime && !queue.empty()){
   currentEvent = queue.top();
   currentTime = currentEvent.time;
   notify all threads t waiting on currentEvent {
       execute t until next wait/#/@ statement
             // hier werden eventuell neue Ereignisse
             // in die Queue eingeführt
             // beim Erreichen von wait trägt sich der
             // thread in die „Warteliste“ des Events
   ein
}}}
```

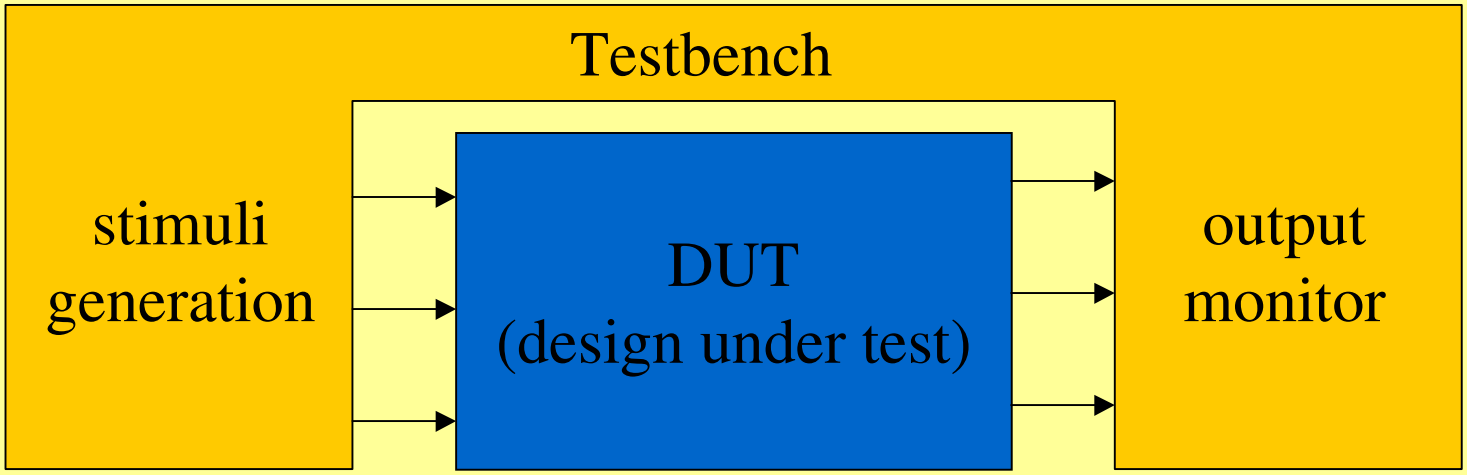
Critical Event Scheduling VII

Durch diese ereignisbasierte Simulationstechnik ergeben sich zwei Zeitachsen:

- Simulationszeit
- Deltazeit (delta delay)

Deltadelays entstehen durch Abarbeitung mehrerer Ereignisse, die zur gleichen Simulationszeit auftreten

Verifikation durch Simulation



- Eingangsstimuli erzeugen
- Ausgangssignale beobachten/verifizieren

Formale Verifikation

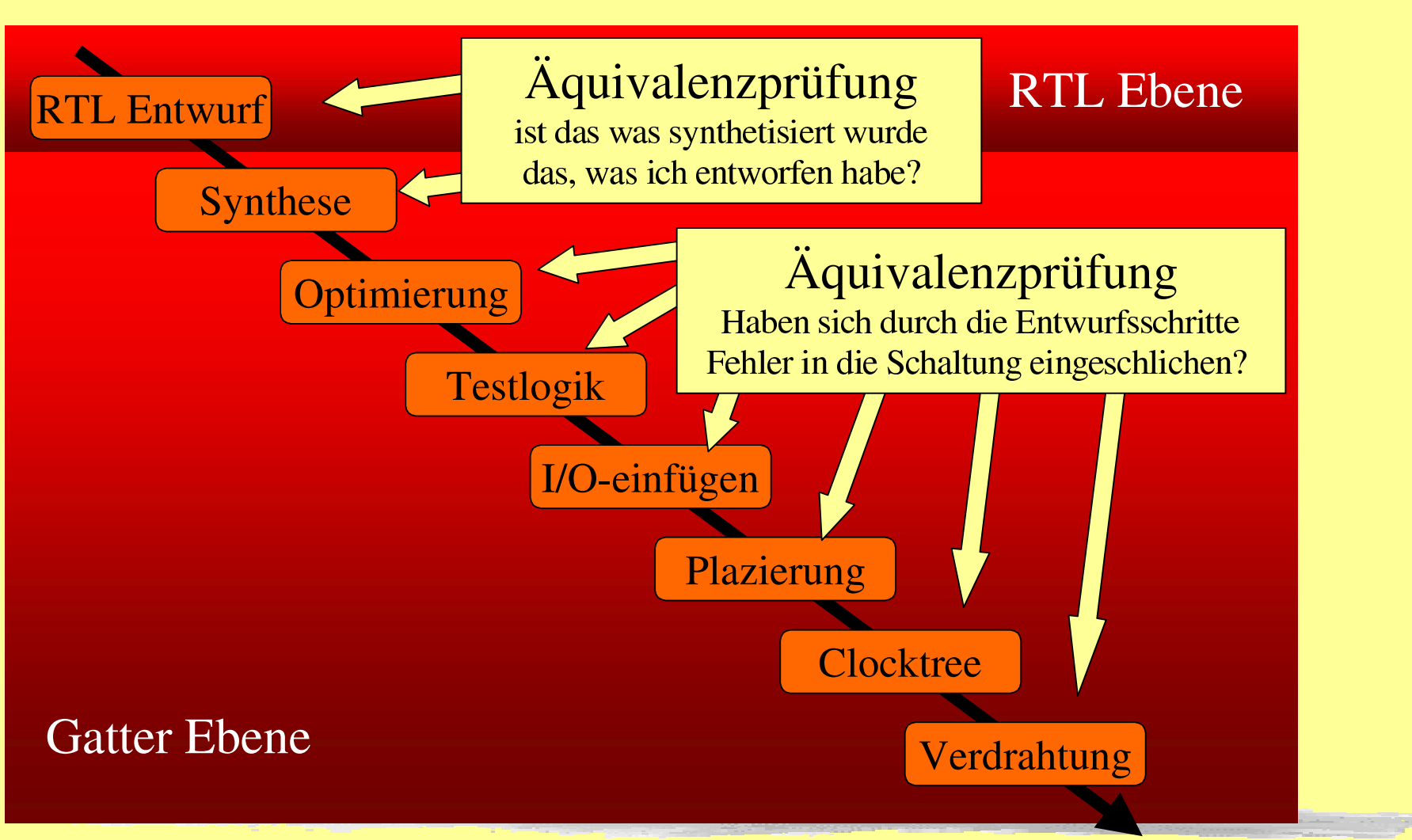
- Äquivalenzprüfung
  - sind zwei Schaltungen äquivalent
- Modellprüfung
  - erfüllt eine Schaltung bestimmte (sequentielle) Eigenschaften
- Theorembeweisen
  - interaktive Methode, basierend auf Logik höherer Ordnung

Was ist Äquivalenzprüfung

Engl. „*equivalence checking*“ (EC)

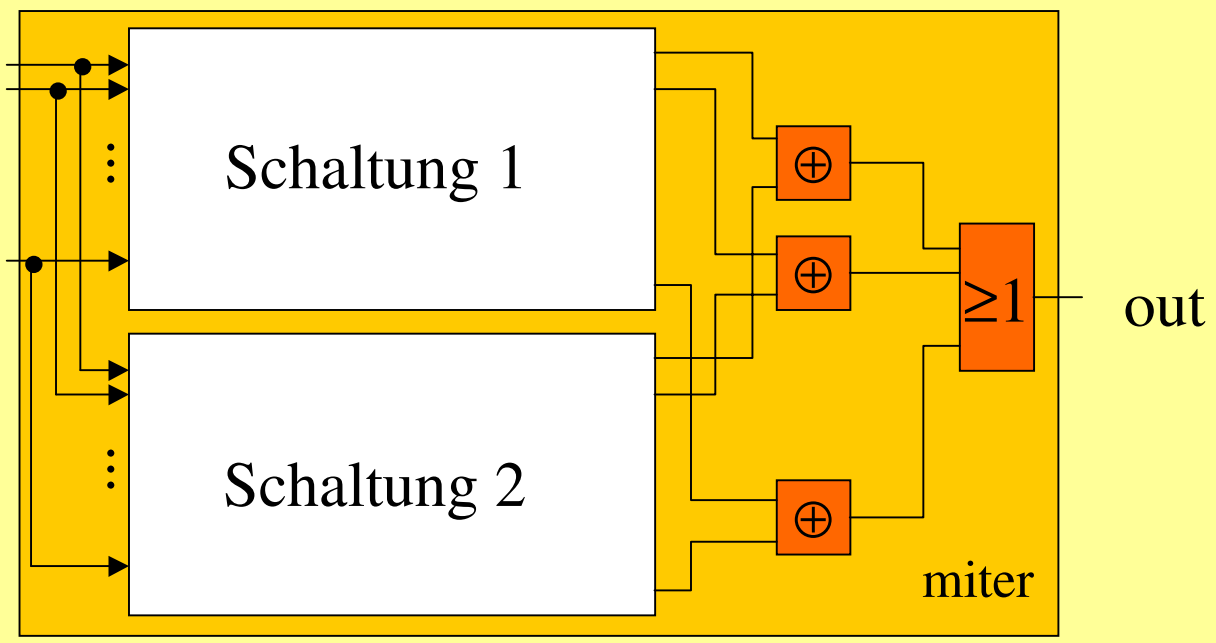
- gegeben: zwei digitale Schaltungen
- gefragt: haben beide die gleiche Funktionalität (keine zeitliches Verhalten)
  - bei kombinatorischen Schaltungen: sind die Ausgänge bei gleichen Eingangsbelegungen gleich?
  - Bei sequentiellen Schaltungen: sind die Ausgänge zu allen Zeitpunkten bei gleichen Eingabefolgen identisch?

Designflow mit Äquivalenzprüfung



Äquivalenzprüfung

- Erzeuge „miter“
- Ist der Ausgang für alle Eingangsbelegungen „false“?



Äquivalenzprüfung von Schaltnetzen

Vorgehen

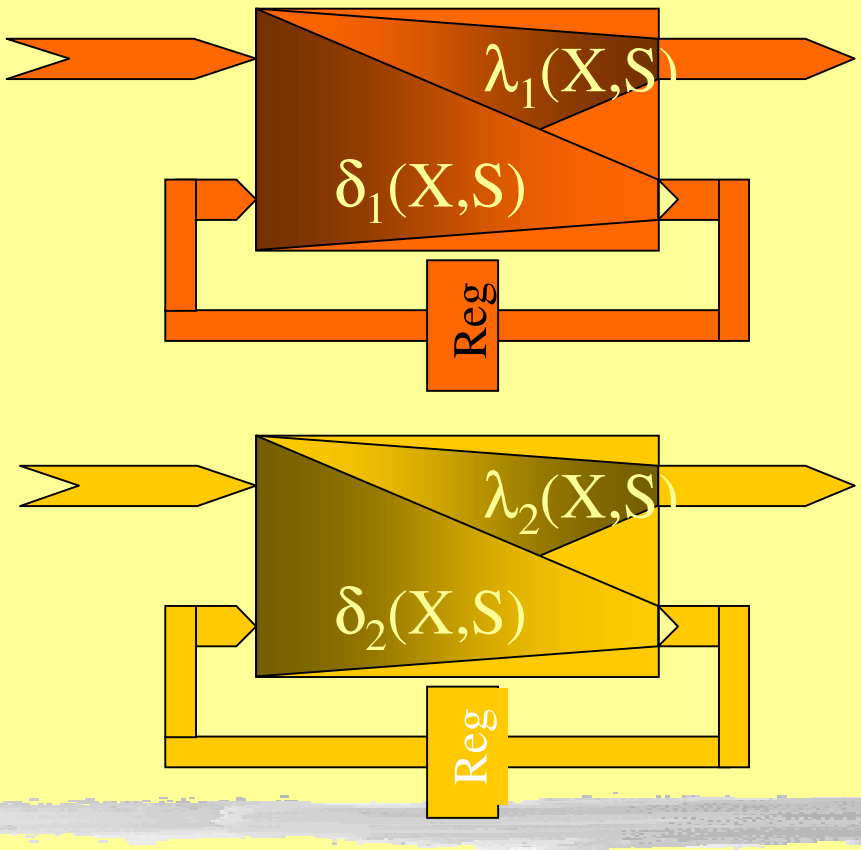
- Transformation der Schaltnetze in eine Normalformdarstellung (z.B. KNF, ROBDDs,...)
- Liegt Äquivalenz der Normalformen vor?

Optimierungen

- Ausnutzen von strukturellen Ähnlichkeiten
- inkrementelle Verfahren

Äquivalenzprüfung für Schaltwerke

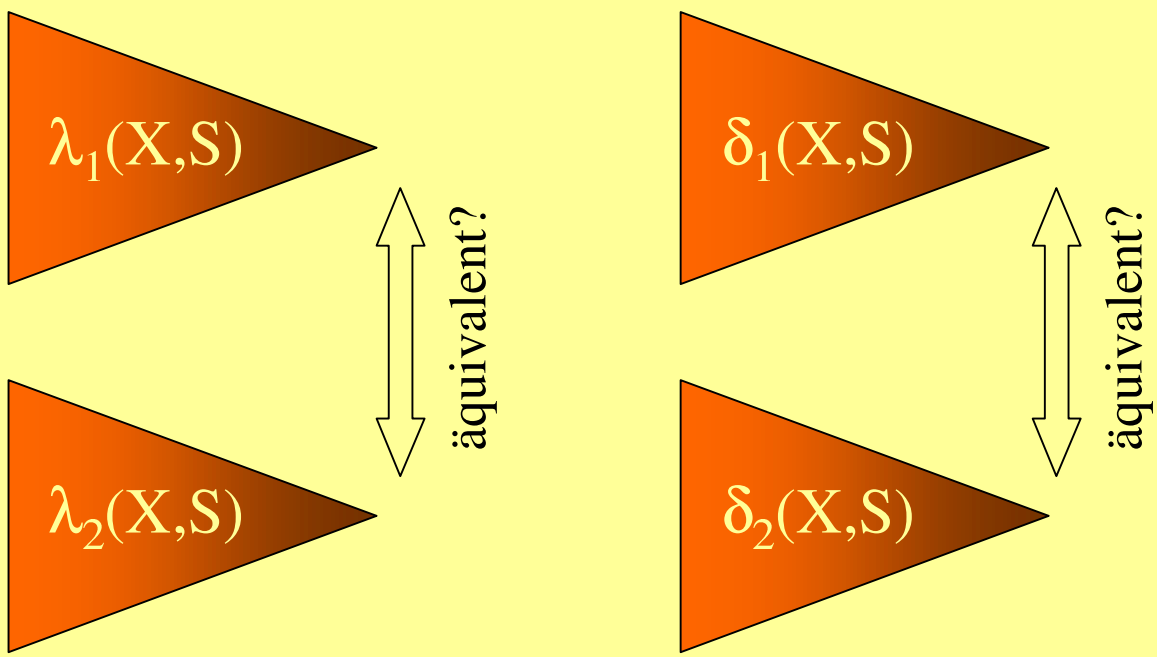
- Schaltungen in Huffman-Normalform



Äquivalenzprüfung für Schaltwerke II

Gleiche Zustandskodierung und eindeutiger Resetzustand:
Reduktion auf Äquivalenzprüfung von Schaltnetzen

Für jeden Ausgang und für jedes FlipFlop:



Äquivalenzprüfung für Schaltwerke IV

Was ist, wenn man keine gleiche Zustandskodierung hat?

Oder keine gemeinsame Rücksetzleitung?

⇒ Einsatz von Techniken und Methoden der Automatentheorie

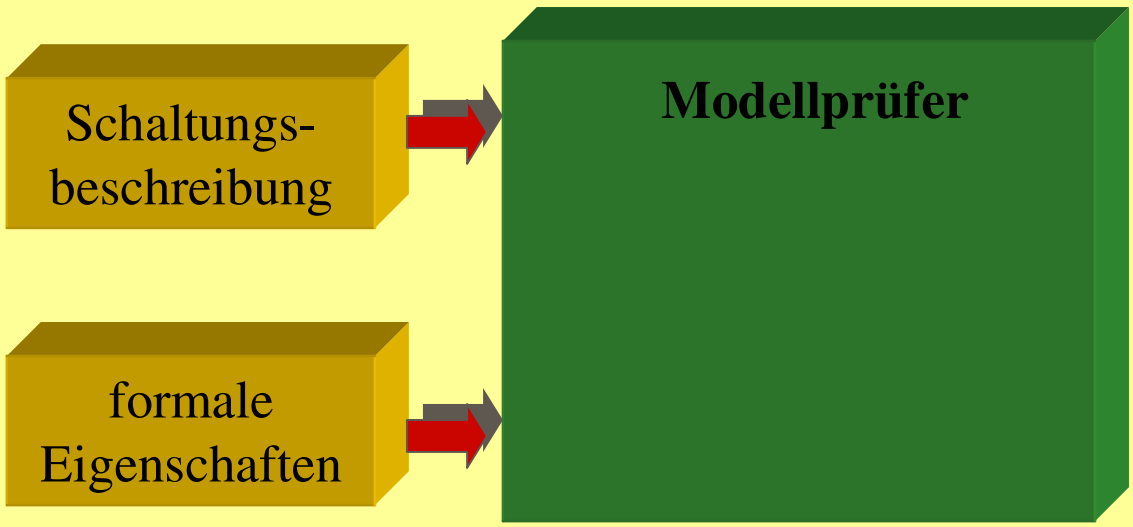
- Produktautomaten bilden mit „miter"-Ausgang
- Durchsuchen des Zusandsraumes nach Zuständen, die „true" am Ausgang erzeugen

Modellprüfung

Erfüllt ein Schaltwerk eine gegebene Spezifikation?

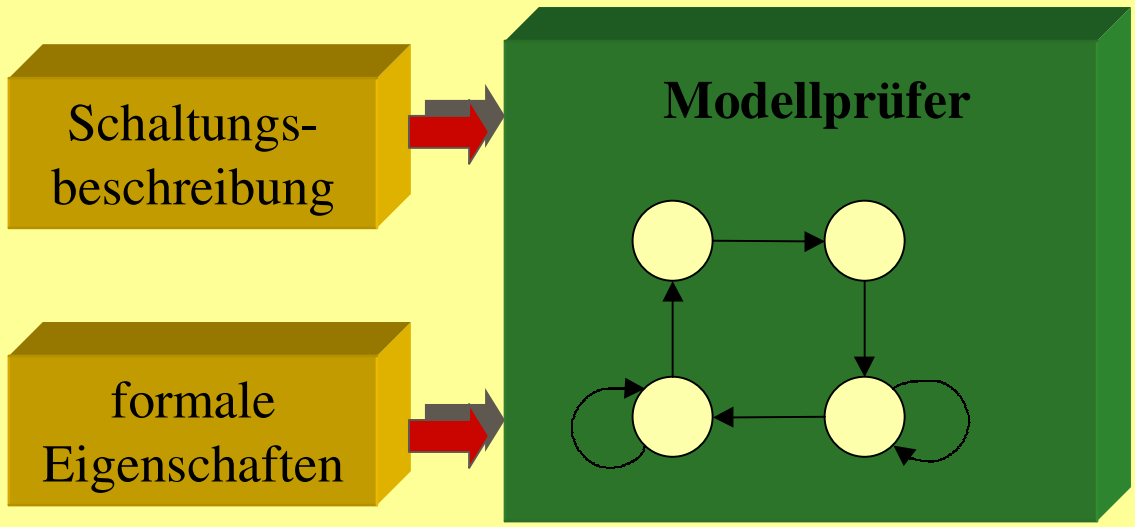
- Modellierung des Schaltwerkes durch endliche Automaten
- Spezifikation der Eigenschaften in temporalen (modalen) Aussagenlogiken

Modellprüfung



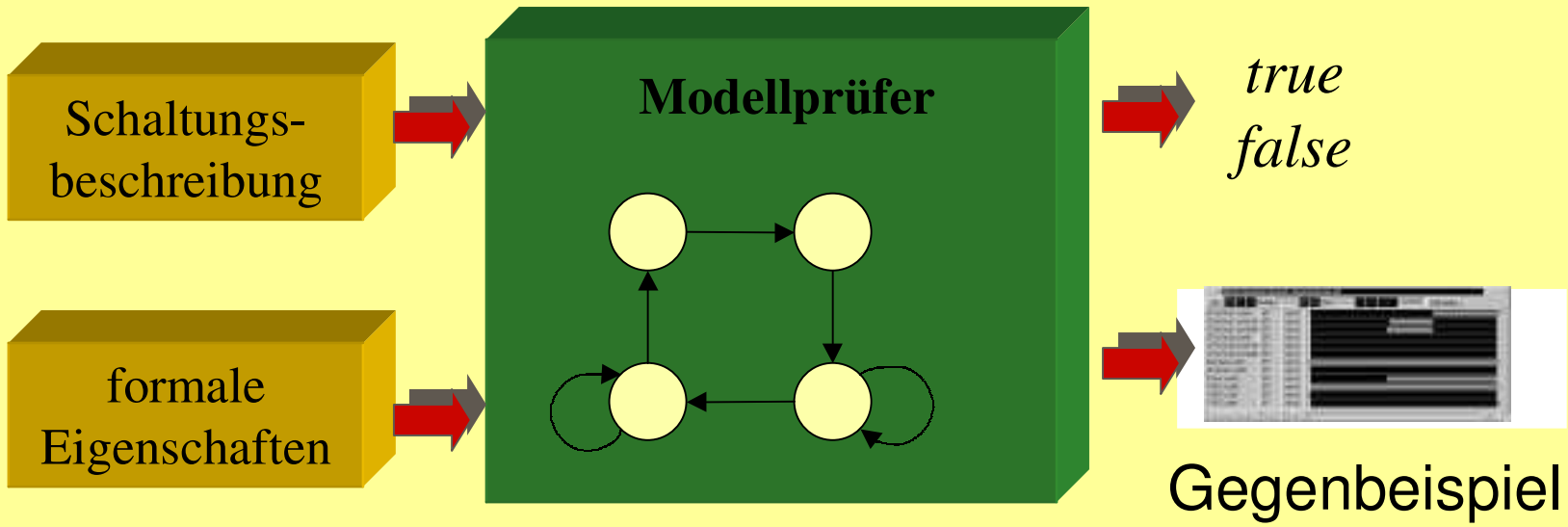
Gegenbeispiel

Modellprüfung



Gegenbeispiel

Modellprüfung



Temporale Aussagenlogik (LTL)

- atomare Ausdrücke
  - Signale des Designs
  - Boole'sche Funktionen, z.B. (a<b), OneHot(a,b,c)
- Boole'sche Operatoren
  - z.B. $\neg\varphi$, $\varphi\wedge\psi$, $\varphi\vee\psi$, ...
- temporale Operatoren $m \in \mathbb{N}$, $n \in \mathbb{N} \cup \{\infty\}$

  $X_{[m]}\ \varphi$ in genau m Zeitschritten gilt φ

  $F_{[m,n]}\ \varphi$ im Intervall [m,n] gilt φ mindestens einmal

  $G_{[m,n]}\ \varphi$ im Intervall [m,n] gilt immer φ

  $\varphi\ U_{[m,n]}\ \psi$ ψ wird im Intervall [m,n] wahr und bis dahin gilt immer φ

Temporale Aussagenlogik (LTL)

Typische Eigenschaften

- Sicherheit:
  a und b werden nie gleichzeitig wahr
  $\mathsf{G}\,\neg(a \wedge b)$
- Lebendigkeit
  jede Anforderung wird innerhalb von 5 bis 7 bestätigt
  $\mathsf{G}\,(req \rightarrow \mathsf{F}_{[5,7]}\,ack)$
- Fairness:
  Innerhalb von 30 Schritten gilt mindestens einmal a
  $\mathsf{G}\,\mathsf{F}_{[30]}\,a$

Semantik von LTL

Definiert über unendlichen Signalfolgen

$Sig = \{ a, b, c, ... \}$ Menge von Bezeichnern für Signale

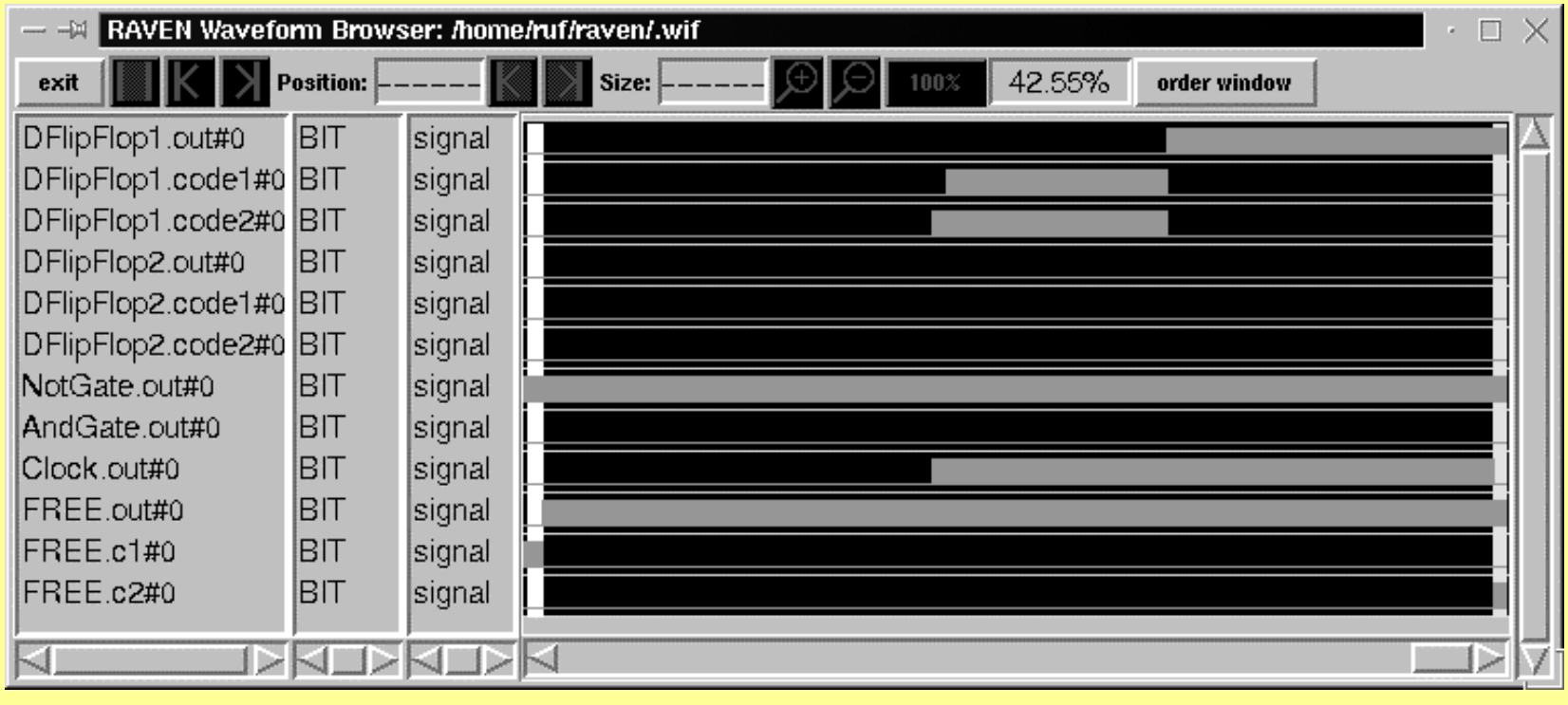
Signalfolge π weist jedem Signal $a \in Sig$ zu jedem Zeitpunkt $t \in N$ einen Boole'schen Wert zu

$\pi: Sig \times N \rightarrow B$

Der Suffix einer Signalfolge ab der Zeit t ist definiert durch

$\pi^t(a,z) = \pi(a,z+t)$

Signalfolgen



Semantik von LTL

ist definiert durch die Modellrelation $\models$

$\pi \models a \quad \Leftrightarrow \quad \pi(a,0)=true$

$\pi \models \neg\varphi \quad \Leftrightarrow \quad \pi \not\models \varphi$

$\pi \models \varphi \wedge \psi \quad \Leftrightarrow \quad \pi \models \varphi$ und $\pi \models \psi$

$\pi \models X_{[m]}\, \varphi \quad \Leftrightarrow \quad \pi^m \models \varphi$

$\pi \models F_{[m,n]}\, \varphi \quad \Leftrightarrow \quad \exists\, m \le t \le n \,.\, \pi^t \models \varphi$

$\pi \models G_{[m,n]}\, \varphi \quad \Leftrightarrow \quad \forall\, m \le t \le n \,.\, \pi^t \models \varphi$

$\pi \models \varphi\, U_{[m,n]}\, \psi \quad \Leftrightarrow \quad \exists\, m \le t \le n \,.\, \pi^t \models \psi$ und
$\forall\, k < t \,.\, \pi^k \models \varphi$

Signalabfolgen und Schaltung

- Die Schaltungsbeschreibung enthält freie Eingäng
  - ➔ beliebig viele Signalabfolgen können aus der Schaltung entstehen
  - ➔ alle Signalabfolgen müssen die LTL-Formel erfüllen
  - ➔ Beweis nicht über den Einzelnen Signalabfolgen, sondern direkt auf dem formalen Modell (endlichen Automaten)

Theorembeweisen

- Modellierung der Schaltung in Logik Höherer Ordnung
- Modellierung der Eigenschaften in Logik höherer Ordnung
- interaktiver Beweis durch Anwendung von Theoremen
- oft kombiniert mit
  - Heuristiken zur Automation des Beweises
  - automatischen Entscheidungsprozeduren

Timinganalyse

- Wie schnell Propagieren sich Signalwechsel zwischen den Eingängen, den Ausgängen und den Registern
  - → Bestimmung der Taktrate

Zeitmodelle für Gatter

- Totzeit
  - das Eingangssignal erscheint zeitverschoben am Ausgang
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken
  - steigende und fallende Taktflanken werden unterschiedlich verzögert
- träge Totzeit
  - kurze Impulse werden nicht an den Ausgang propagiert

Zeitmodelle für Gatter

- Totzeit
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken
- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

- Totzeit

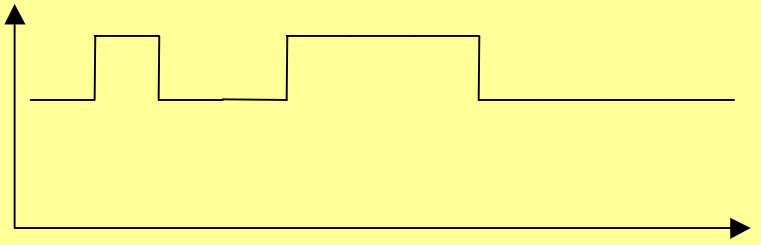
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

- Totzeit

$\delta_t=2$



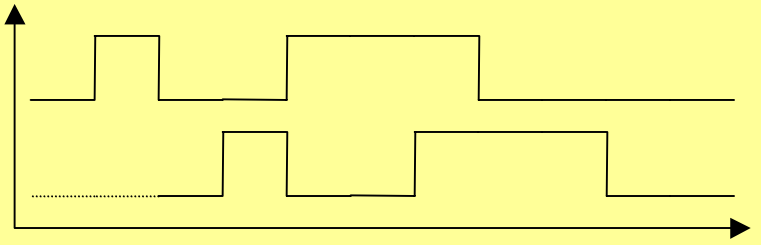
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

- Totzeit

$\delta_t=2$



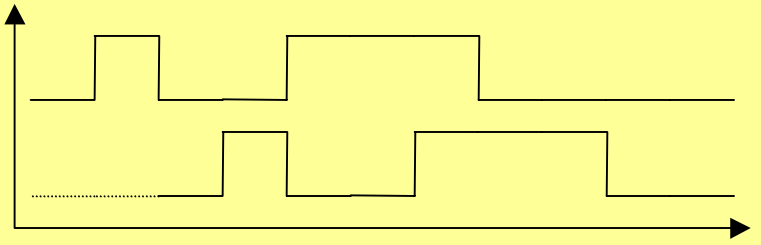
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

- Totzeit

$\delta_t = 2$



- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

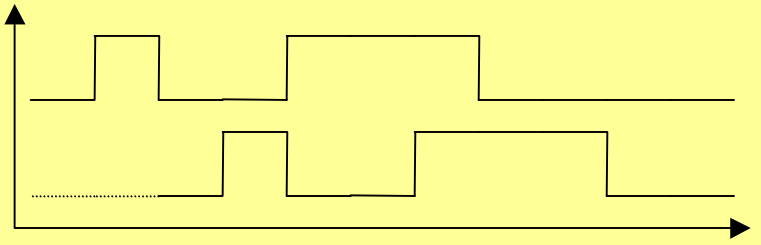
$\delta_\uparrow = 1,\ \delta_\downarrow = 2$

- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

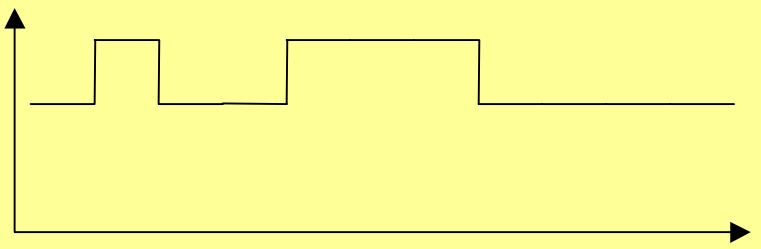
- Totzeit

$\delta_t = 2$



- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

$\delta_\uparrow = 1,\ \delta_\downarrow = 2$

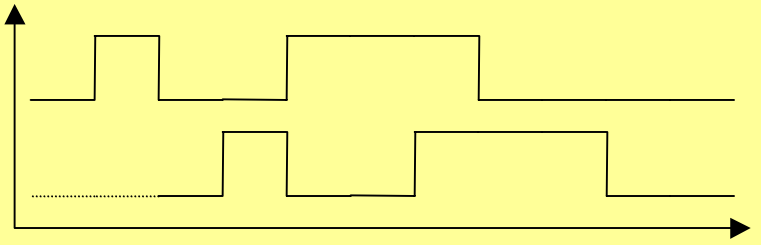


- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

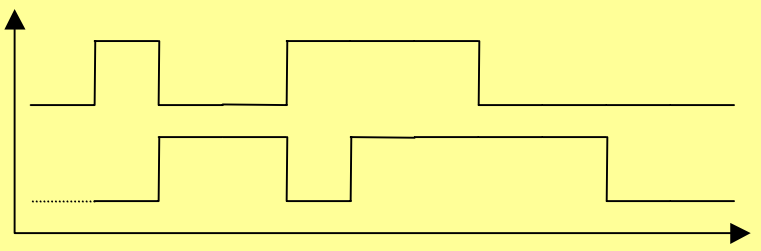
- Totzeit

$\delta_t=2$



- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

$\delta_\uparrow=1,\ \delta_\downarrow=2$

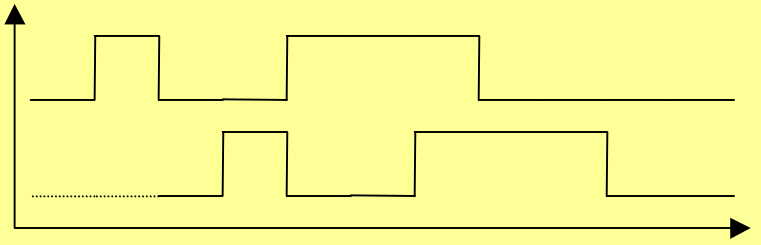


- träge Totzeit

Zeitmodelle für Gatter

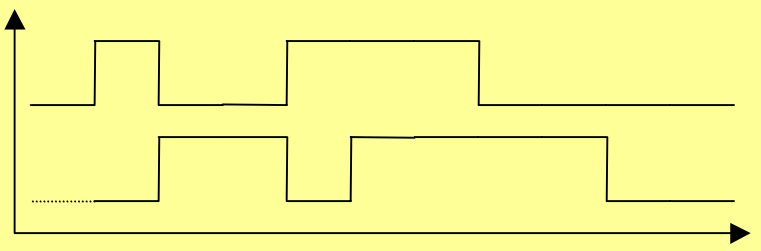
- Totzeit

$\delta_t=2$



- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

$\delta_\uparrow=1,\ \delta_\downarrow=2$



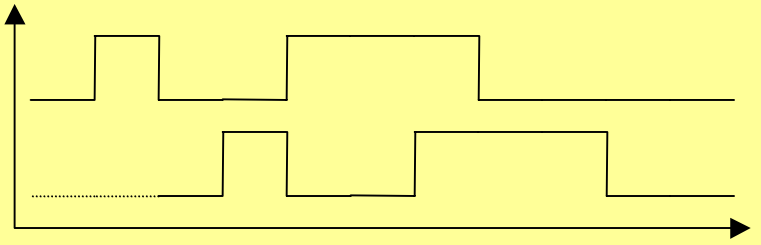
- träge Totzeit

$\delta_{min}=2,\ \delta_t=2$

Zeitmodelle für Gatter

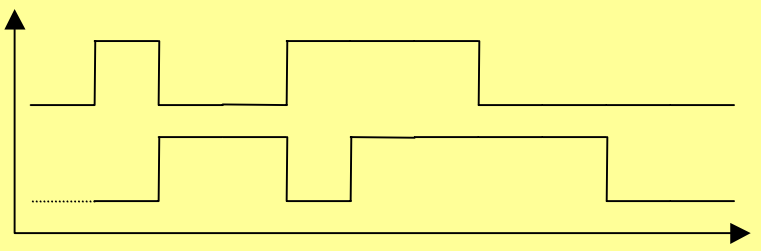
- Totzeit

$\delta_t=2$



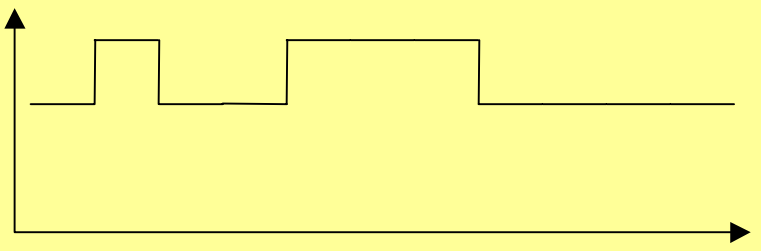
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

$\delta_\uparrow=1,\ \delta_\downarrow=2$



- träge Totzeit

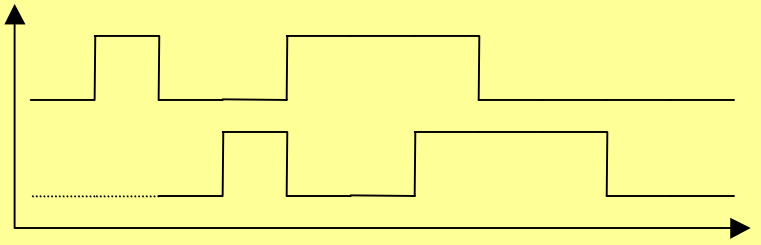
$\delta_{min}=2,\ \delta_t=2$



Zeitmodelle für Gatter

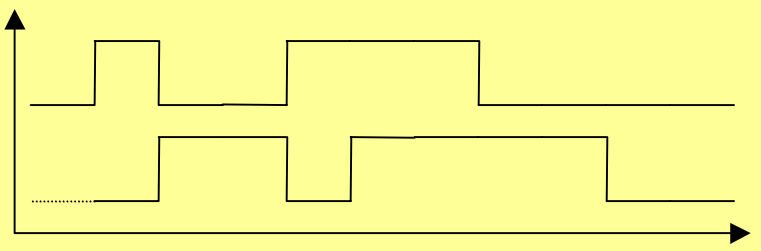
- Totzeit

$\delta_t=2$



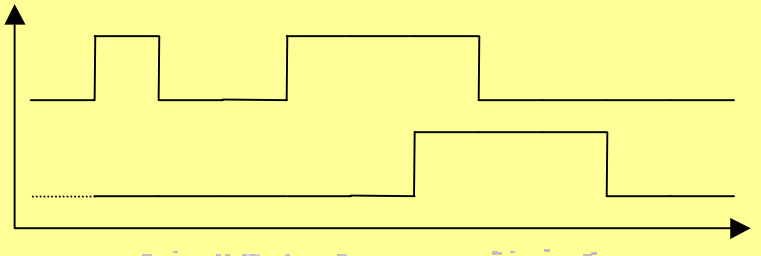
- Totzeiten für steigende und fallende Taktflanken

$\delta_\uparrow=1,\ \delta_\downarrow=2$



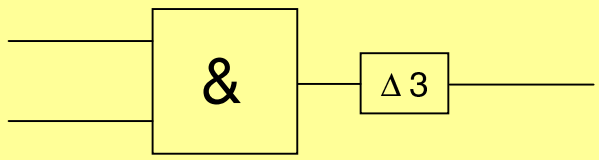
- träge Totzeit

$\delta_{min}=2,\ \delta_t=2$

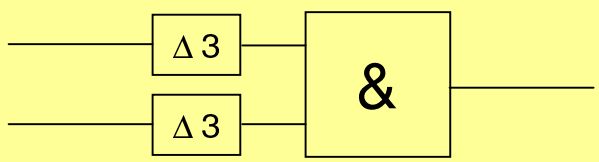


Einfaches Totzeitmodell

- Jedes Gatter arbeitet ohne Verzögerung
- Jedem Gatter ist ein externes Verzögerungsglied zugeordnet



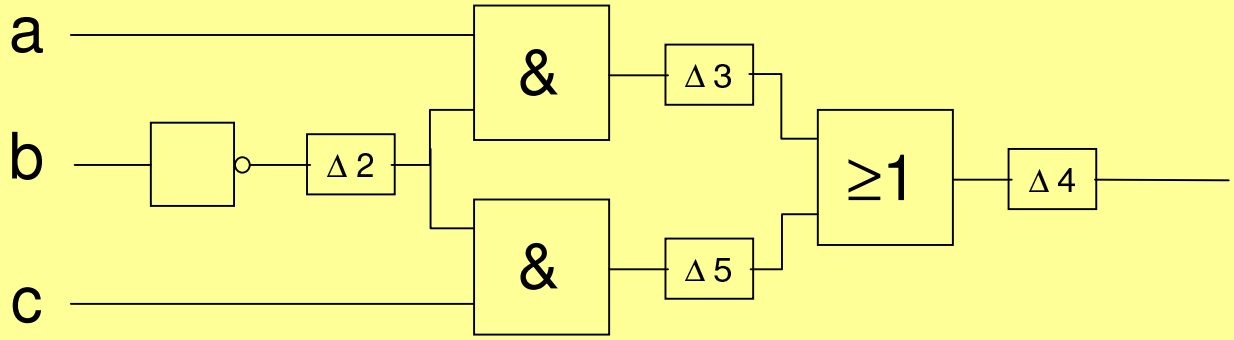
äquivalent zu



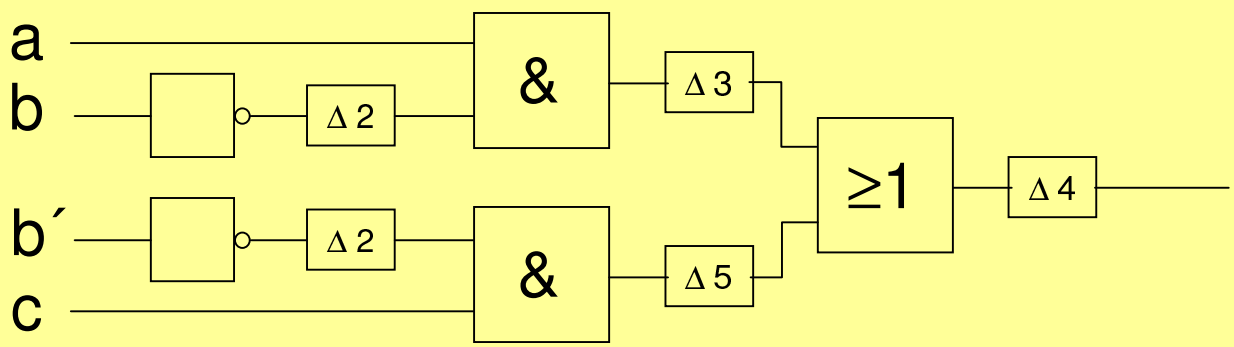
Timinganalyse

- duplizieren von mehrfach benutzen Schaltungsteilen und Eingängen
- verschieben der Verzögerungszeiten zu den Eingängen der Gatter
- addieren von Verzögerungszeiten auf einer Leitung

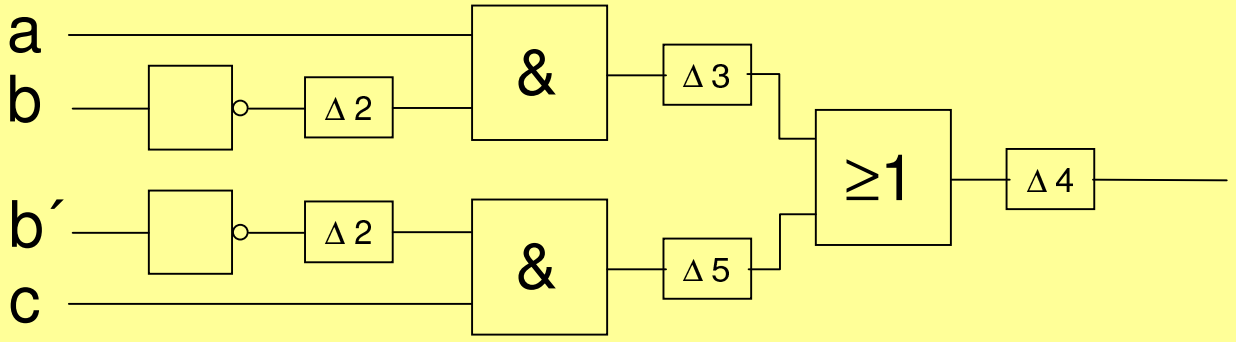
Duplizieren von Schaltungsteilen



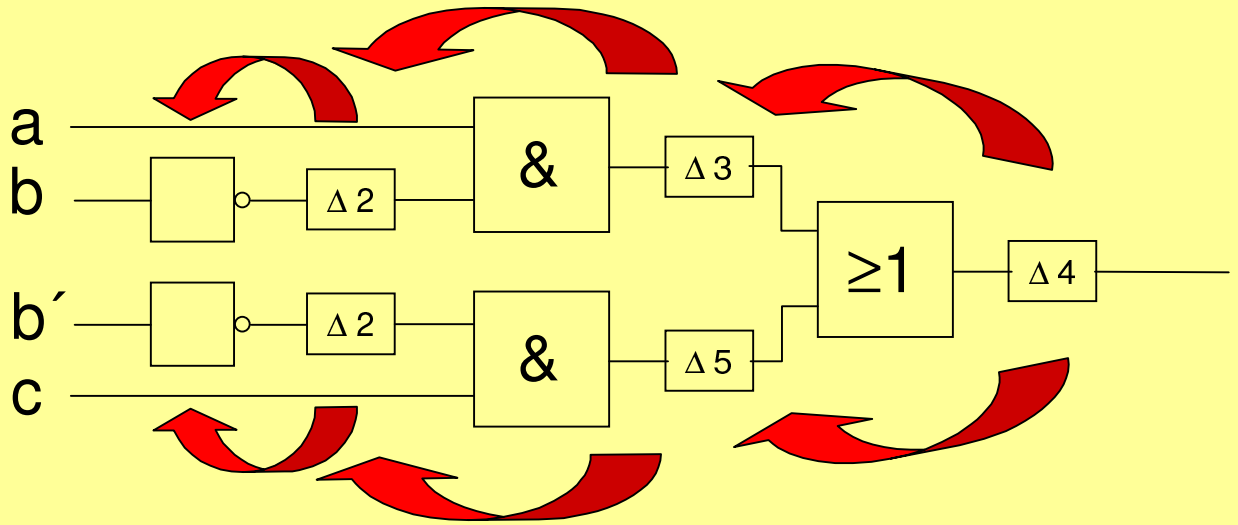
Duplizieren von Schaltungsteilen



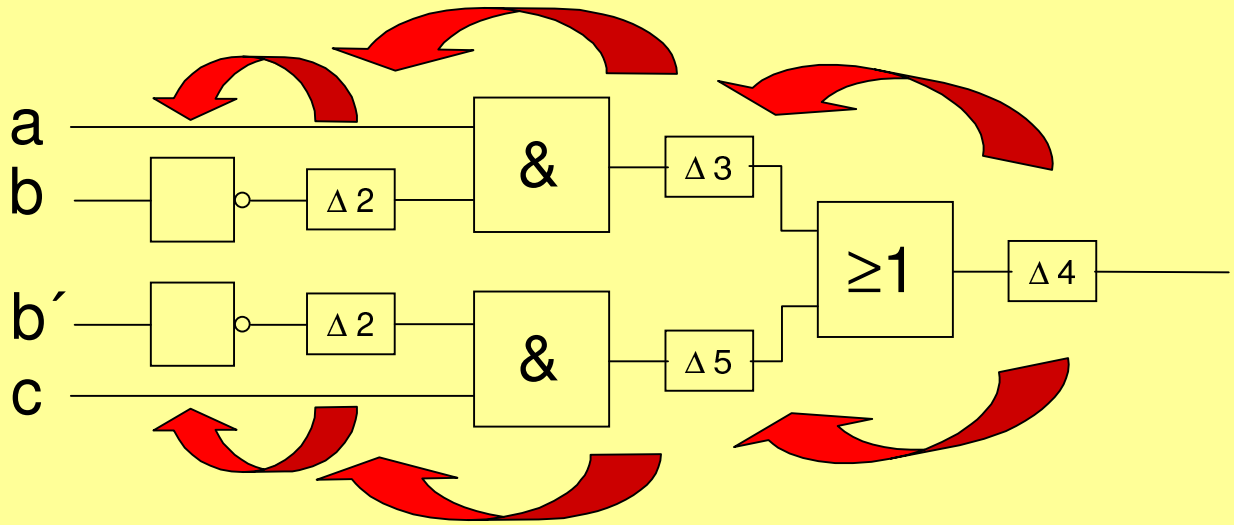
Addieren der Verzögerungszeiten

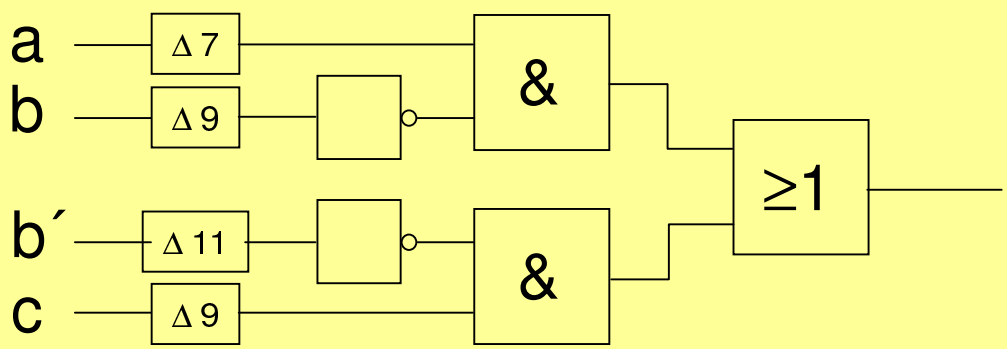


Addieren der Verzögerungszeiten

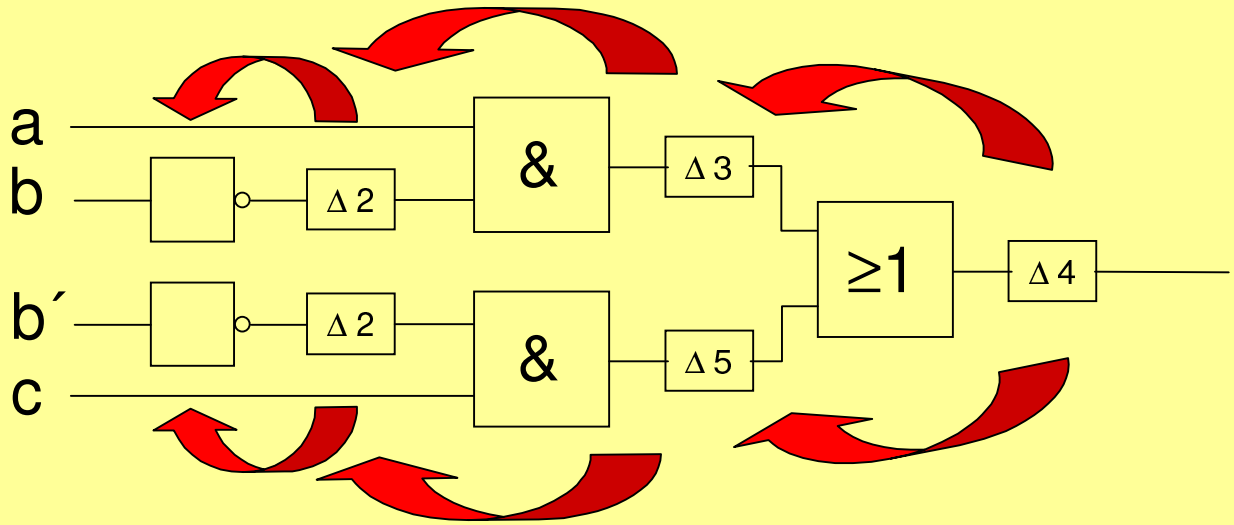


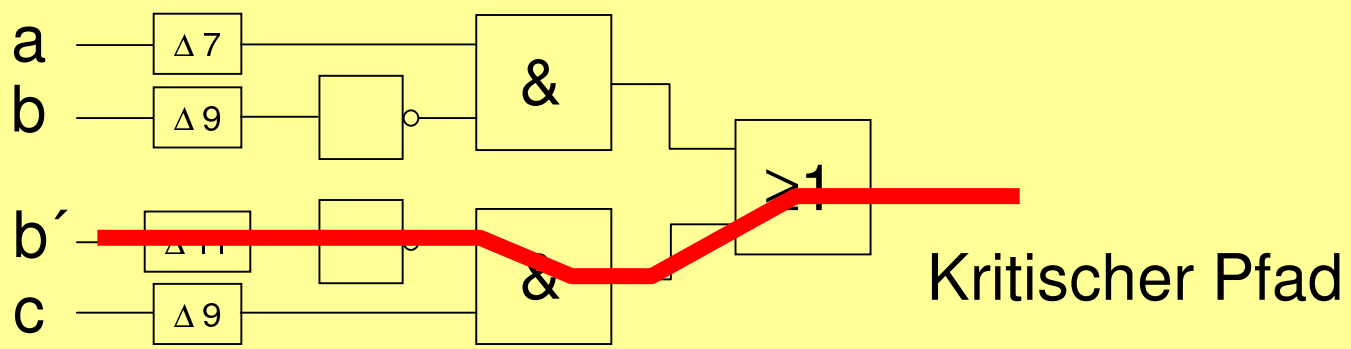
Addieren der Verzögerungszeiten





Addieren der Verzögerungszeiten





Sensibilisierbarkeit

Ist der längste Pfad auch sensibilisierbar?

D.h. gibt es ein Eingangssignalwechsel, der sich über den längsten Pfad zum Ausgang durchsetzt?

➔ D-Kalkül