

Technische Grundlagen der Informatik – Kapitel 3



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Prof. Dr. Andreas Koch
Fachbereich Informatik
TU Darmstadt



Kapitel 3: Themen



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Einleitung
- Latches und Flip-Flops
- Entwurf synchroner Logik
- Endliche Zustandsautomaten
- Zeitverhalten sequentieller Logik
- Parallelismus

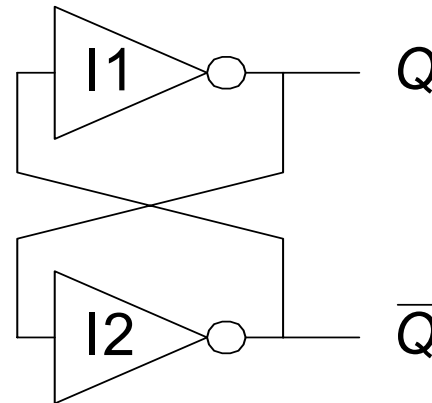
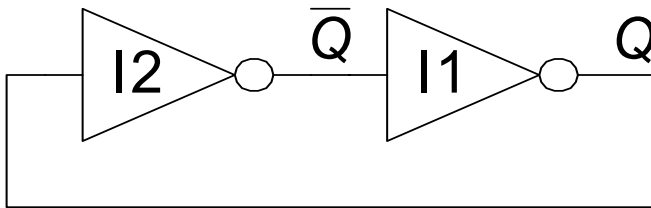
- Ausgänge **sequentieller** Logik hängen ab von
 - **aktuellen** Eingabewerten
 - **vorherigen** Eingabewerten
- Schaltung **speichert** einen internen **Zustand**
- Definitionen
 - **Zustand**: interne Informationen, aus denen weiteres Schaltungsverhalten hergeleitet werden kann
 - **Latches und Flip-Flops**: Speicherelemente für jeweils 1 Bit Zustand
 - **Synchrone sequentielle Schaltung**: Kombinatorische Logik gefolgt von Flip-Flops

- Können **Folgen** von Ereignissen bearbeiten
- Haben “**Gedächtnis**” (in der Regel nur Kurzzeit-)
- Benutzen **Rückkopplungen** von Logikausgängen zu Logikeingänge, um Informationen zu speichern
 - Rückkopplungen: **Keine** kombinatorischen Schaltungen mehr!

- Der **Zustand** einer Schaltung beeinflusst das **zukünftige** Verhalten
- **Speicherelemente** speichern Zustand
 - Bistabile Schaltungen
 - SR Latch
 - D Latch
 - D Flip-Flop
 - Manchmal auch **Zustandselemente** genannt

Bistabile Grundsaltung

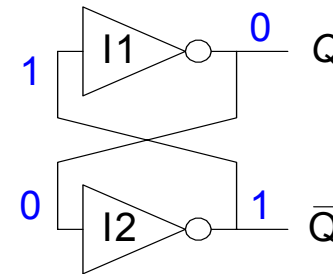
- Fundamentaler Baustein der anderen Speicherelemente
- **Zwei** Ausgänge: Q , \overline{Q}
- **Keine** Eingänge



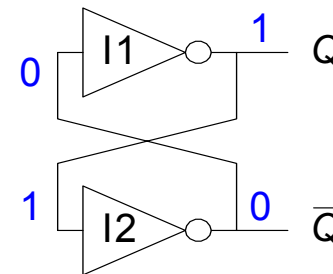
Analyse der bistabilen Grundschaltung

- Betrachte zwei Möglichkeiten:

- $Q = 0$: dann $\bar{Q} = 1$ und $Q = 0$
- Konsistent und stabil



- $Q = 1$: dann $\bar{Q} = 0$ und $Q = 1$
- Konsistent und stabil

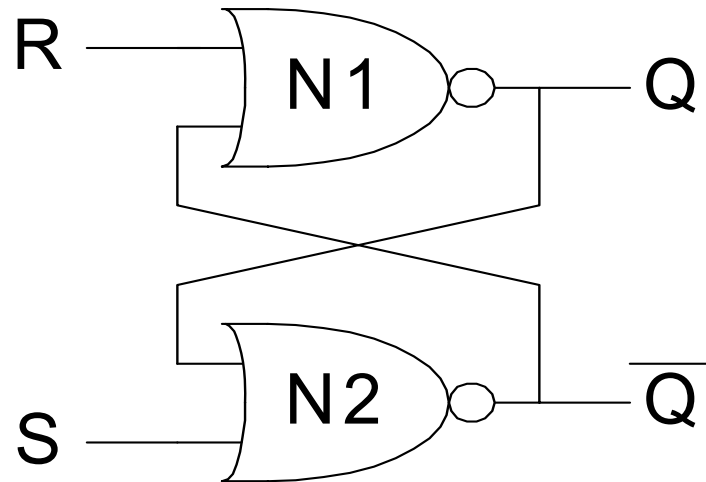


- Bistabile Schaltung speichert 1 Zustandsbit in Zustandsvariable Q (oder \bar{Q})
- Es gibt aber bisher **keine Eingänge, um diesen Zustand zu beeinflussen**

SR (Setzen/Rücksetzen) Latch



- SR Latch

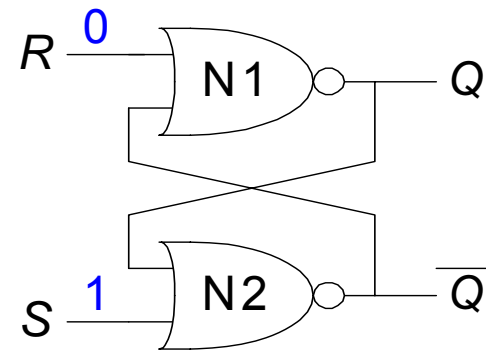


- Betrachte Fälle:

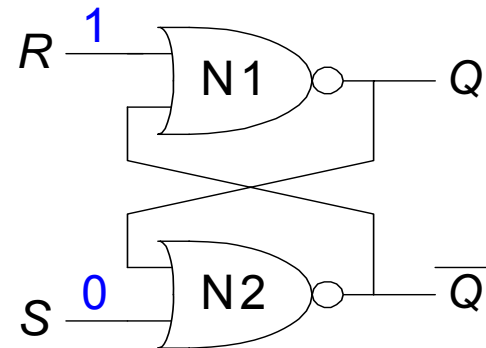
- $S = 1, R = 0$
- $S = 0, R = 1$
- $S = 0, R = 0$
- $S = 1, R = 1$

Analyse des SR Latches

- $S = 1, R = 0$: dann $Q = 1$ und $\overline{Q} = 0$

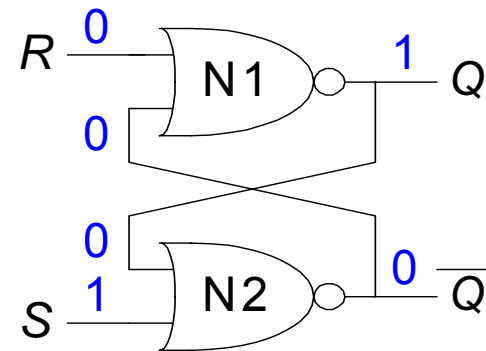


- $S = 0, R = 1$: dann $Q = 0$ und $\overline{Q} = 1$

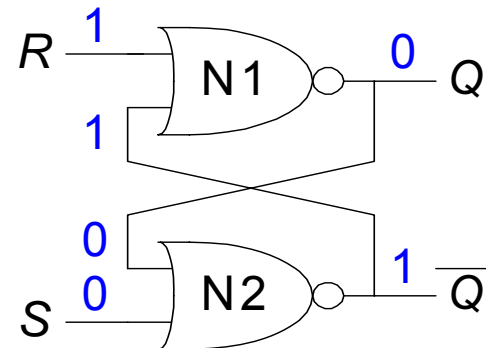


Analyse des SR Latches

- $S = 1, R = 0$: dann $Q = 1$ und $\overline{Q} = 0$



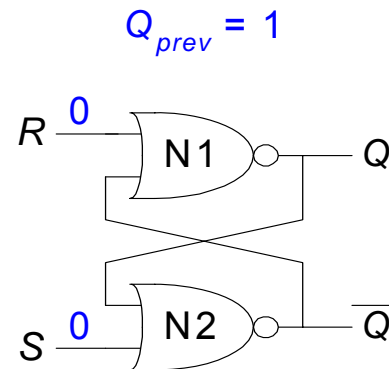
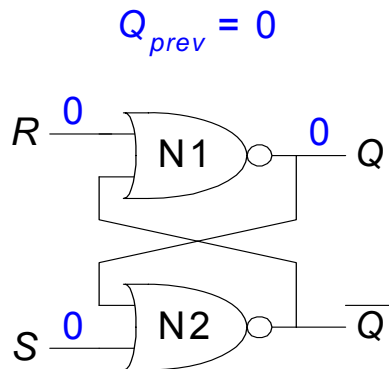
- $S = 0, R = 1$: dann $Q = 0$ und $\overline{Q} = 1$



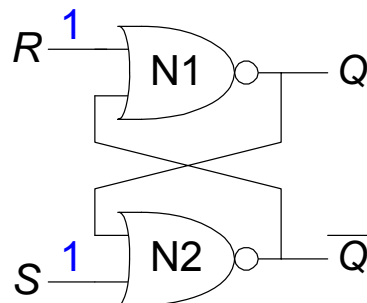
Analyse des SR Latches



- $S = 0, R = 0$: dann $Q = Q_{prev}$

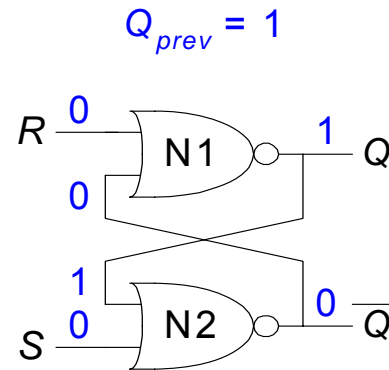
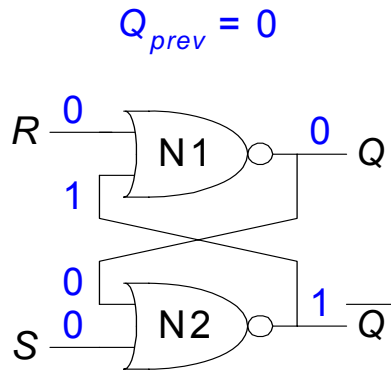


- $S = 1, R = 1$: dann $Q = 0$ und $\overline{Q} = 0$

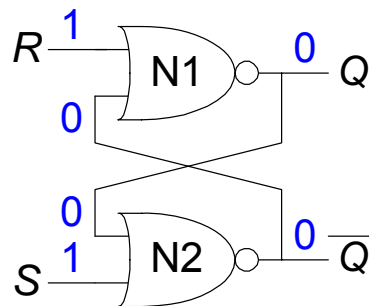


Analyse des SR Latches

- $S = 0, R = 0$: dann $Q = Q_{prev}$ und $\bar{Q} = \bar{Q}_{prev}$ (**gespeichert!**)



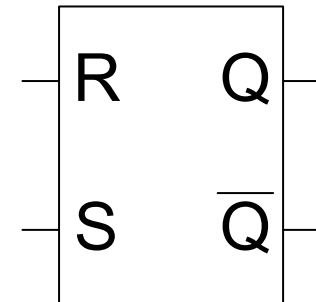
- $S = 1, R = 1$: dann $Q = 0$ und $\bar{Q} = 0$ (**ungültiger Zustand**: $Q \neq \text{NOT } \bar{Q}$)



Schaltplansymbol für SR Latch

- SR steht für Setzen/Rücksetzen Latch (*set/reset*)
 - Speichert ein Bit Zustand (Q)
- Festlegen des gespeicherten Wertes mit den S , R Eingängen
 - **Set:** Setze Ausgang auf 1 ($S = 1$, $R = 0$, $Q = 1$)
 - **Reset:** Zurücksetzen des Ausgangs auf 0 ($S = 0$, $R = 1$, $Q = 0$)
- **Illegalen Zustand vermeiden**
 - Es darf niemals $S = R = 1$ sein

SR Latch Symbol

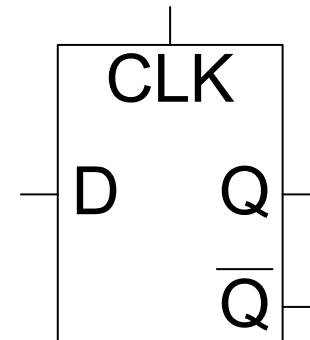


D Latch

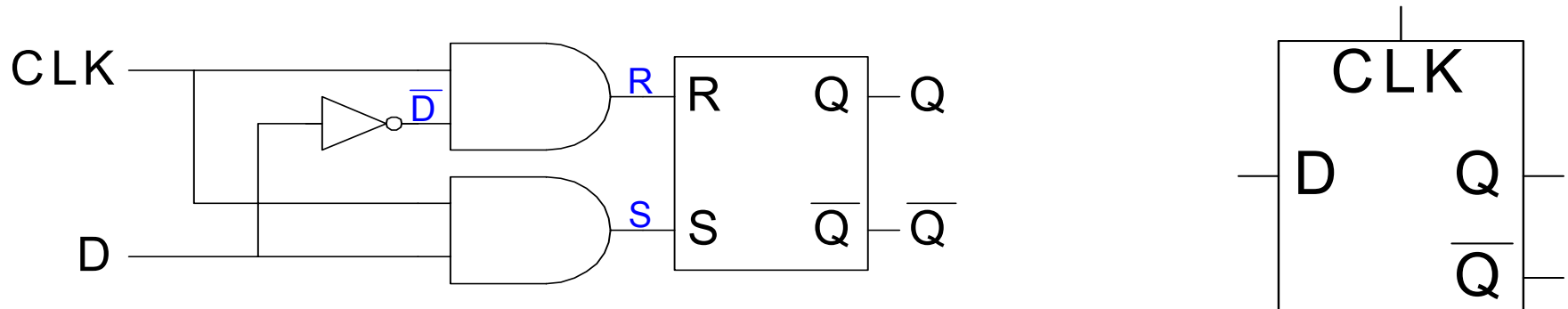


- Zwei Eingänge: *CLK*, *D*
 - *CLK*: steuert, *wann* sich der Ausgang ändert (*clock*, Taktsignal)
 - *D* (der Dateneingang): steuert, auf *was* sich der Eingang ändert
- Funktion
 - Wenn *CLK* = 1 wird *D* *weitergereicht* an *Q* (das Latch ist transparent)
 - Wenn *CLK* = 0 *behält* *Q* seinen vorigen Wert (das Latch ist *opak*)
- Illegal Fall $Q \neq \text{NOT } \overline{Q}$ kann *nicht* mehr auftreten

D Latch Symbol

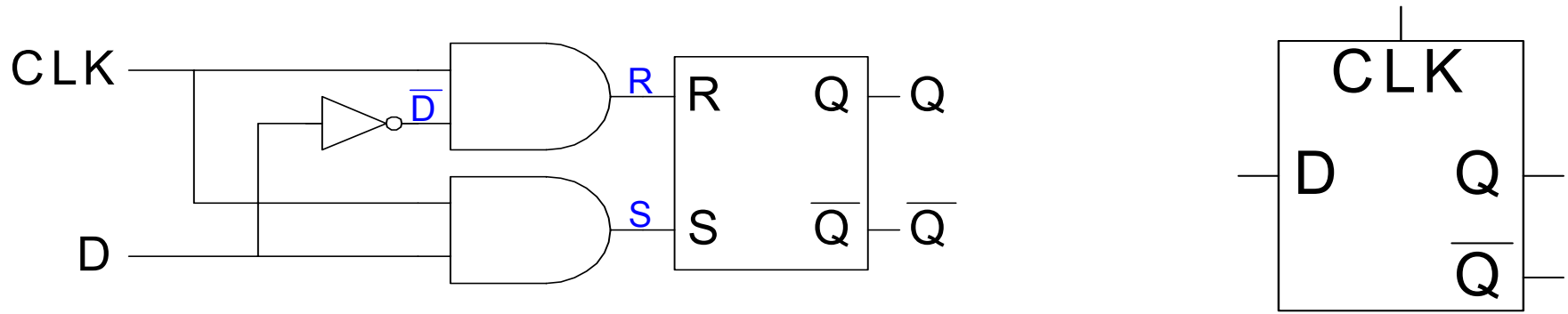


Interner Aufbau eines D Latches



<i>CLK</i>	<i>D</i>	\overline{D}	<i>S</i>	<i>R</i>	<i>Q</i>	\overline{Q}
0	X					
1	0					
1	1					

Interner Aufbau eines D Latches



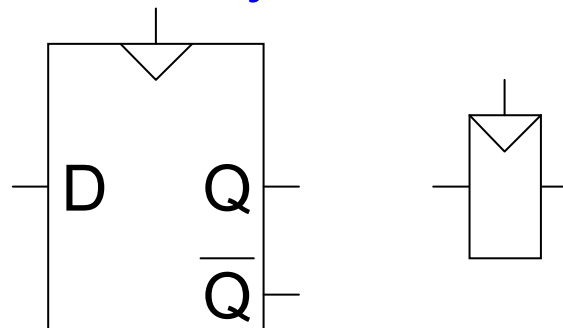
CLK	D	\overline{D}	S	R	Q	\overline{Q}
0	X	\overline{X}	0	0	Q_{prev}	\overline{Q}_{prev}
1	0	1	0	1	0	1
1	1	0	1	0	1	0

D Flip-Flop



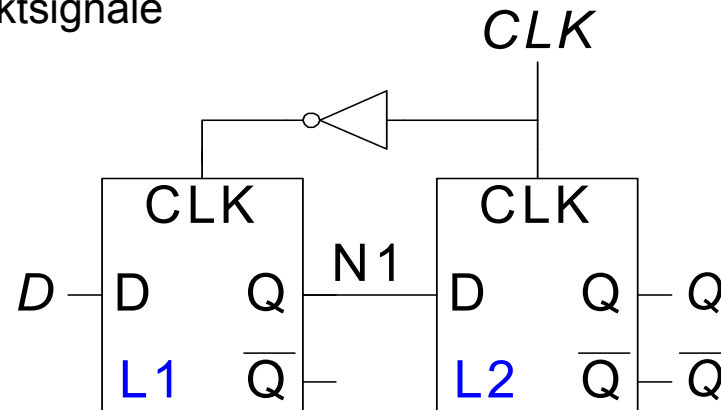
- Zwei Eingänge: *CLK*, *D*
- *Funktion*
 - Das Flip-Flop liest den **aktuellen** Wert von *D* bei einer **steigenden** Flanke von *CLK*
 - Wenn *CLK* von 0 nach 1 steigt, wird *D* **weitergegeben** zu *Q*
 - Sonst **behält** *Q* seinen **vorigen** Wert
 - *Q* ändert sich also nur bei einer **steigenden** Flanke von *CLK*
- Flip-Flop ist **flankengesteuert** (*edge-triggered*)
 - Wird bei Flanke des Taktsignals aktiviert

D Flip-Flop Symbole

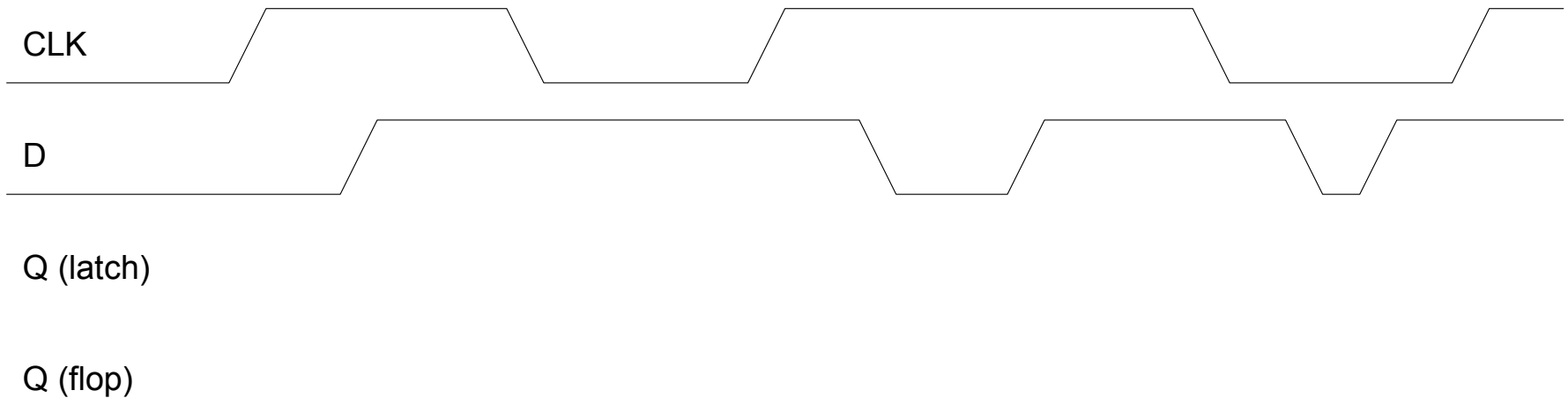
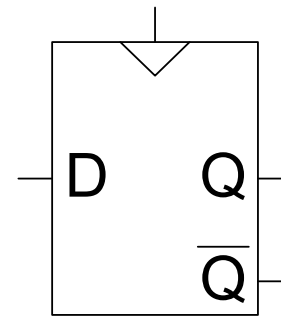
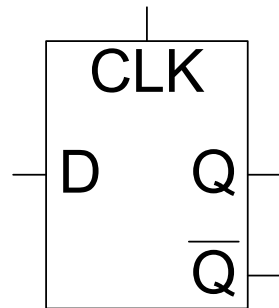


Interner Aufbau eines D Flip-Flops

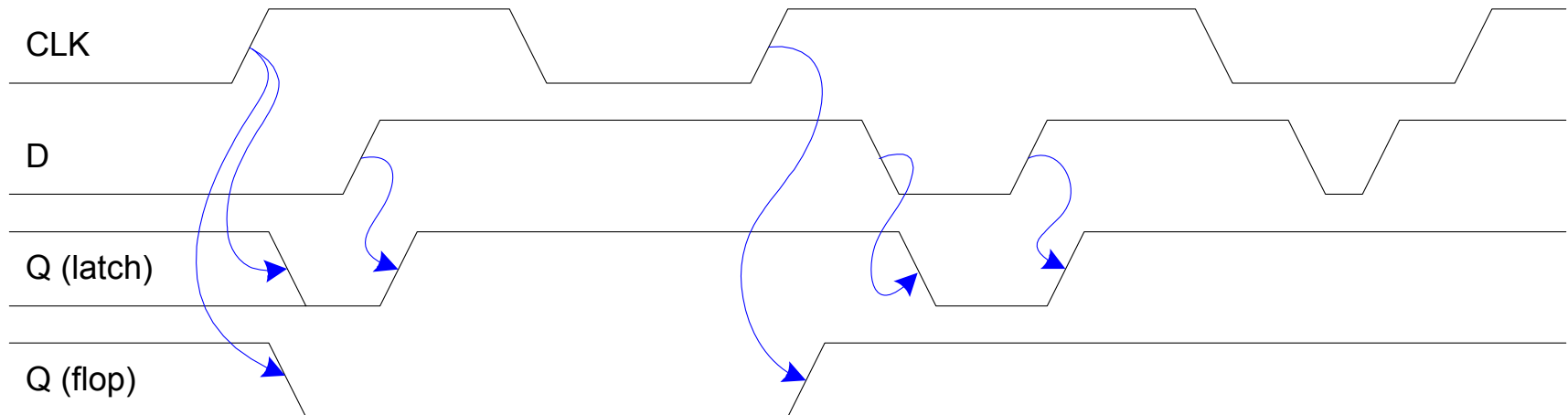
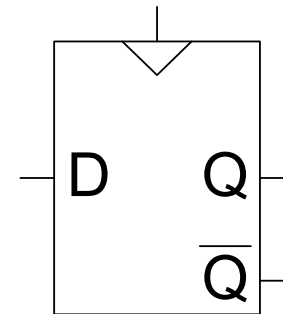
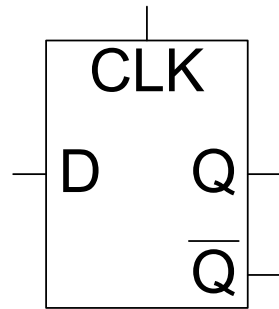
- Zwei **Latches** in Serie (L1 und L2)
 - ... gesteuert durch **komplementäre** Taktsignale
- Wenn **CLK = 0**
 - ... ist L1 transparent
 - ... ist L2 opak
 - *D* wird bis N1 weitergegeben
- Wenn **CLK = 1**
 - ... ist L2 transparent
 - ... ist L1 opak
 - N1 wird an Q weitergegeben
- Bei **steigender** Flanke von CLK (Wechsel von 0 → 1)
 - *D* wird an Q weitergegeben



Vergleich D Latch mit D Flip-Flop



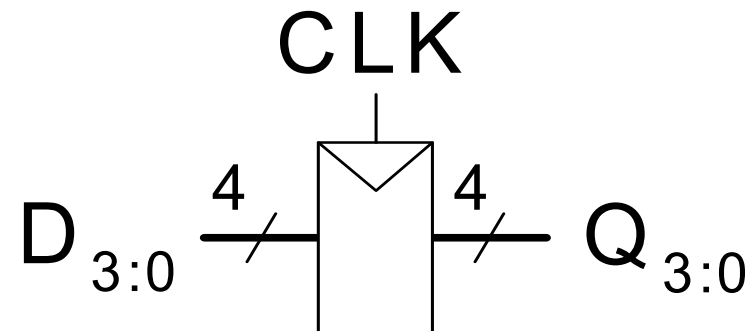
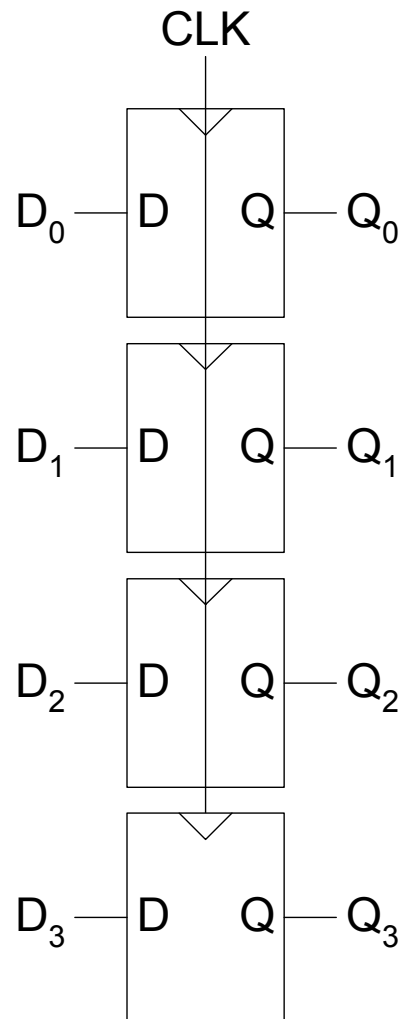
Vergleich D Latch mit D Flip-Flop



Register



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



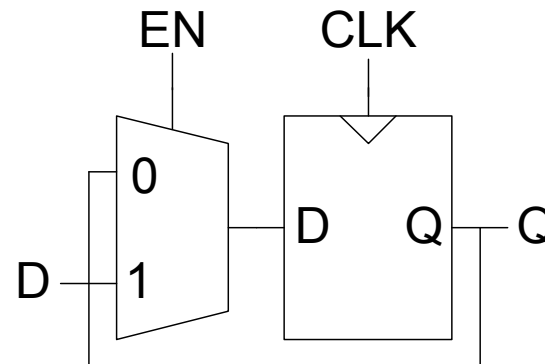
Flip-Flops mit Taktfreigabesignal (*clock enable*)



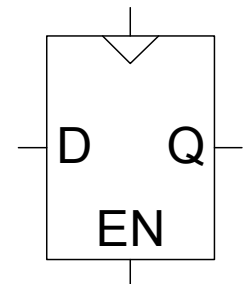
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Eingänge: *CLK*, *D*, *EN*
 - Freigabeeingang (*EN*, enable) steuert, **wann** neue Daten (*D*) gespeichert werden
- Funktion
 - ***EN* = 1**
 - *D* wird weitergegeben an *Q* bei **steigender** Taktflanke
 - ***EN* = 0**
 - *Q* behält **alten** (gespeicherten) Wert

Interner
Aufbau



Symbol

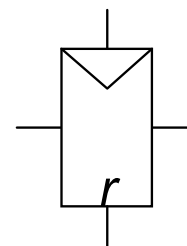
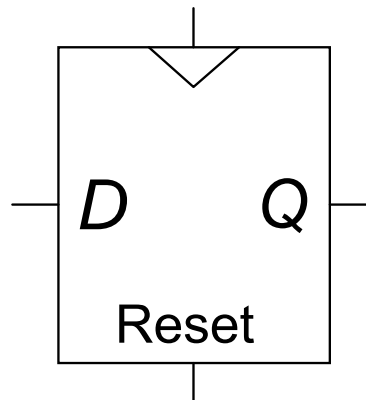


Zurücksetzbare Flip-Flops



- Eingänge: *CLK*, *D*, *Reset*
- Funktion:
 - *Reset* = 1
 - *Q* wird auf 0 gesetzt
 - *Reset* = 0
 - Verhält sich wie **normales** D Flip-Flop

Symbole



Zurücksetzbare Flip-Flops



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

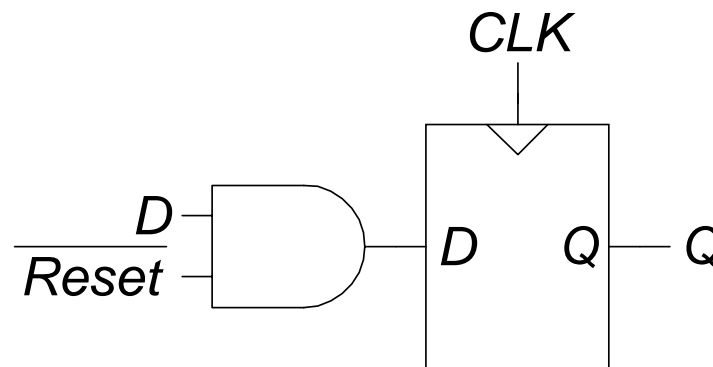
- Zwei Arten:
 - **Synchron**: Rücksetzen geschieht zu **steigender** Taktflanke
 - **Asynchron**: Rücksetzen geschieht **sofort** bei *Reset* = 1
- Interner Aufbau
 - Asynchron: Übung 3.10 im Buch
 - Synchron?

Zurücksetzbare Flip-Flops



- Zwei Arten:
 - Synchron: Rücksetzen geschieht zu steigender Taktflanke
 - Asynchron: Rücksetzen geschieht sofort bei $Reset = 1$
- Interner Aufbau
 - Asynchron: Übung 3.10 im Buch
 - Synchron?

Interner
Aufbau

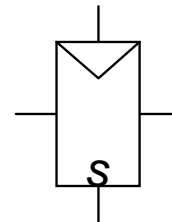
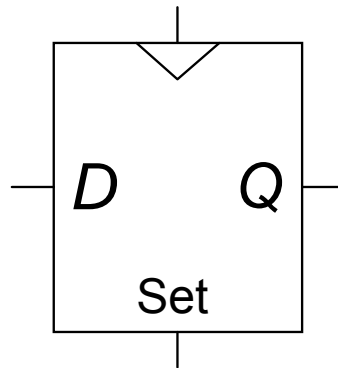


Setzbare Flip-Flops

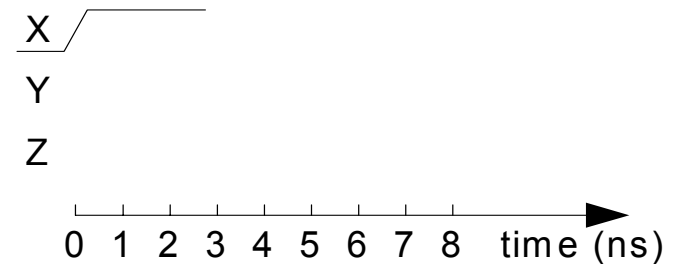
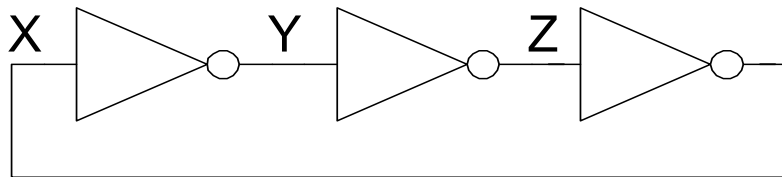


- Eingänge: *CLK*, *D*, *Set*
- Funktion:
 - *Set* = 1
 - Q wird auf 1 gesetzt
 - *Set* = 0
 - Verhält sich wie **normales** D Flip-Flop

Symbole

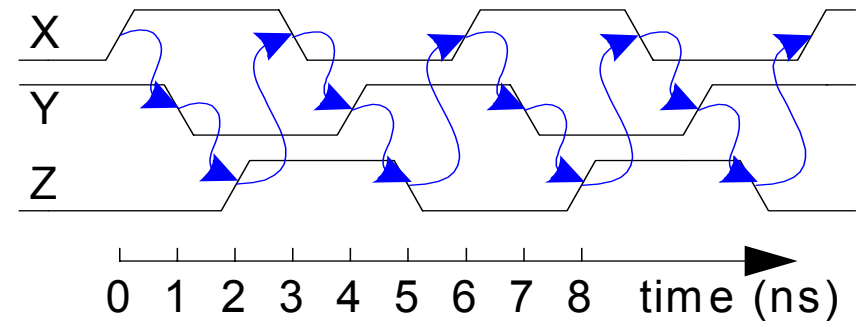
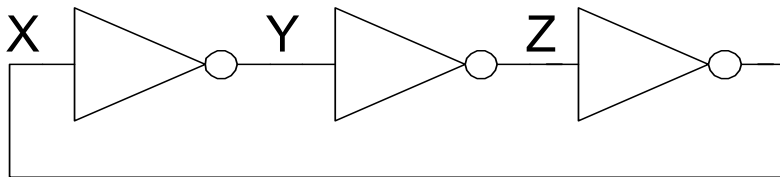


- Sequentielle Schaltungen: Alle **nicht-kombinatorischen** Schaltungen
- Merkwürdige Schaltung:



- Keine Eingänge
- 1...3 Ausgänge (Knoten X, Y, Z)

- Sequentielle Schaltungen: Alle nicht-kombinatorischen Schaltungen
- Merkwürdige Schaltung:



- Keine Eingänge
- 1...3 Ausgänge (Knoten X, Y, Z)
- Instabile Schaltung, **oszilliert**
- Periode hängt von **Inverterverzögerung** ab
 - Variiert mit Herstellungsprozess, Temperatur, ...
- Schaltung hat einen **Zyklus**: Ausgang **rückgekoppelt** auf Eingang

Entwurf synchroner sequentieller Logik



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

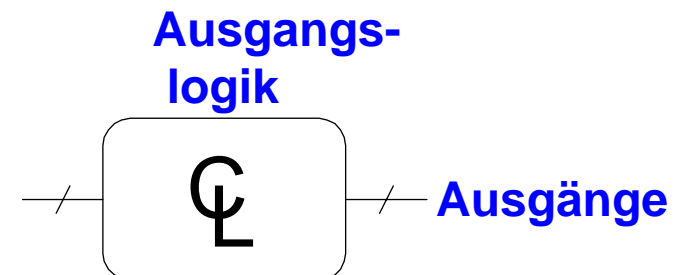
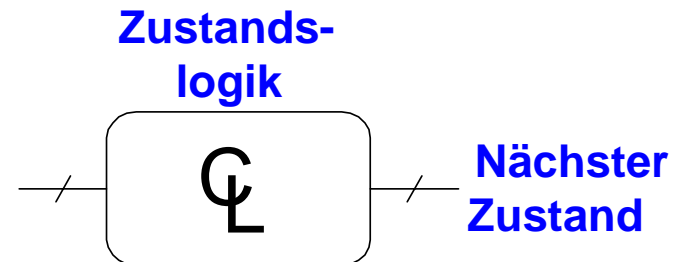
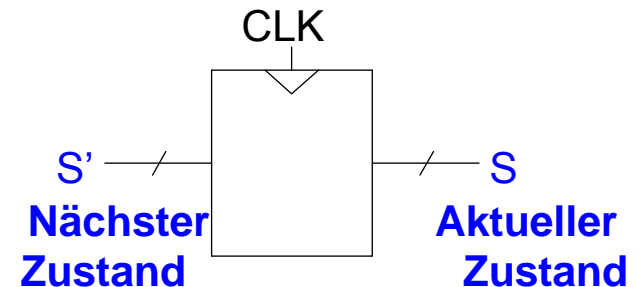
- Rückkopplungen durch Einfügen von Registern **aufbrechen**
- Diese Register halten den **Zustand** der Schaltung
- Register ändern Zustand nur zur **Taktflanke**
 - Schaltung wird synchronisiert mit der Taktflanke
- Regeln für den **Aufbau** von synchronen sequentiellen Schaltungen
 - Jedes Schaltungselement ist **entweder** ein Register oder eine kombinatorische Schaltung
 - **Mindestens** ein Schaltungselement ist ein Register
 - Alle Register werden durch das **gleiche** Taktsignal gesteuert
 - Jeder Zyklus enthält **mindestens** ein Register
- Zwei weit verbreitete synchrone sequentielle Schaltungen
 - **Endliche Zustandsautomaten** (*Finite State Machines*, FSMs)
 - **Pipelines** (manchmal Fließbandverarbeitung genannt)

Endliche Zustandsautomaten (FSM)



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

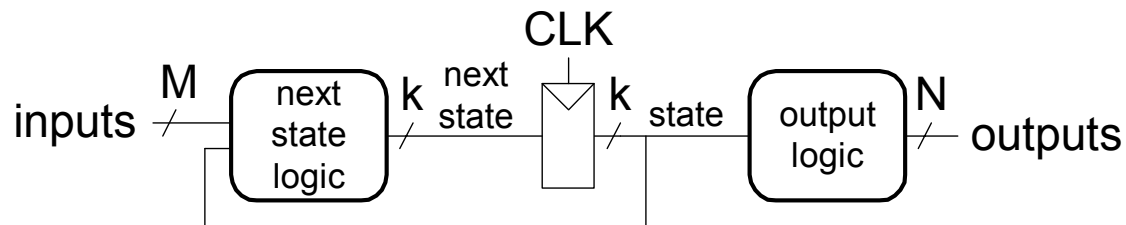
- Bestehen aus:
 - Zustandsregister**
 - Speichert **aktuellen** Zustand
 - Übernimmt **nächsten** Zustand bei Taktflanke
 - Kombinatorische Logik**
 - Berechnet **nächsten** Zustand
 - Berechnet **Ausgänge**



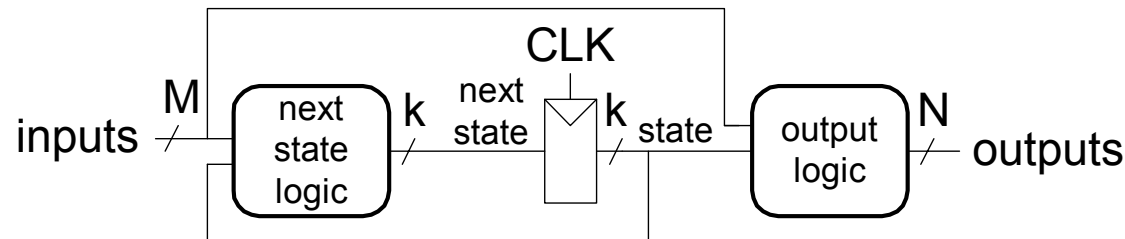
Endliche Zustandsautomaten (FSM)

- **Nächster** Zustand hängt ab von **aktuellem** Zustand und **Eingangswerten**
- Ausgangswerte werden üblicherweise auf eine von zwei Arten bestimmt:
 - **Moore FSM**: Ausgänge hängen **nur** vom aktuellen Zustand ab
 - **Mealy FSM**: Ausgänge hängen vom aktuellen Zustand **und** den Eingangswerten ab

Moore FSM



Mealy FSM

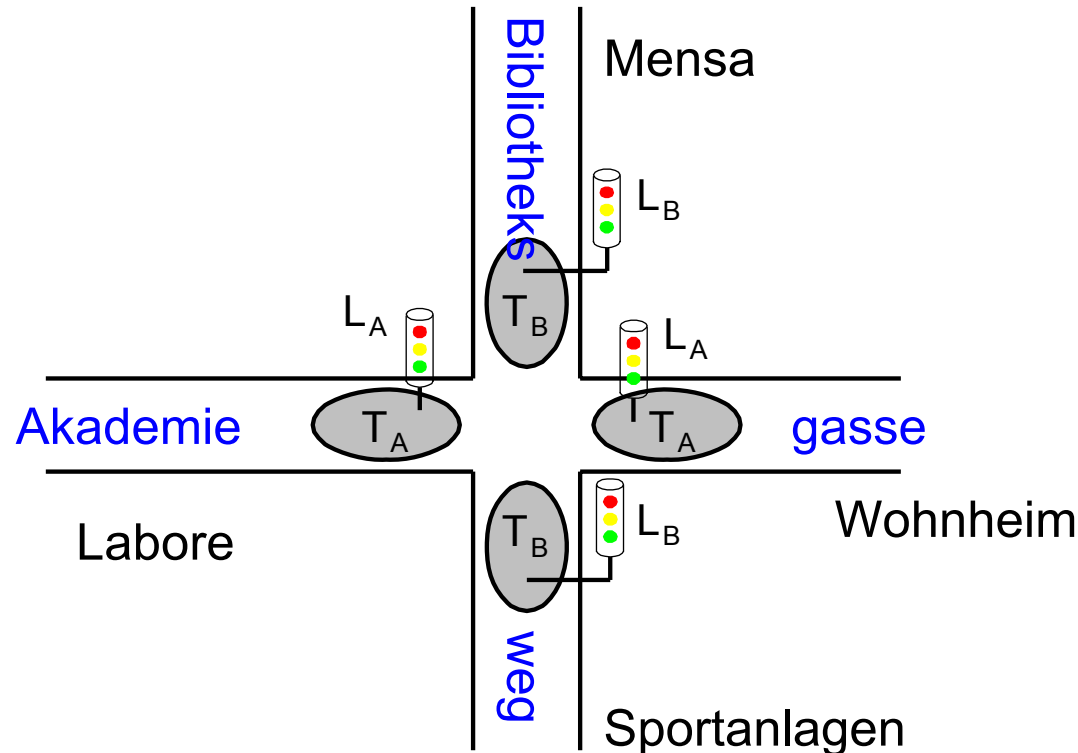


Beispiel für endlichen Zustandsautomaten



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Ampelsteuerung
 - Induktionsschleifen: T_A , T_B (TRUE wenn Autos detektiert werden)
 - Ampeln: L_A , L_B

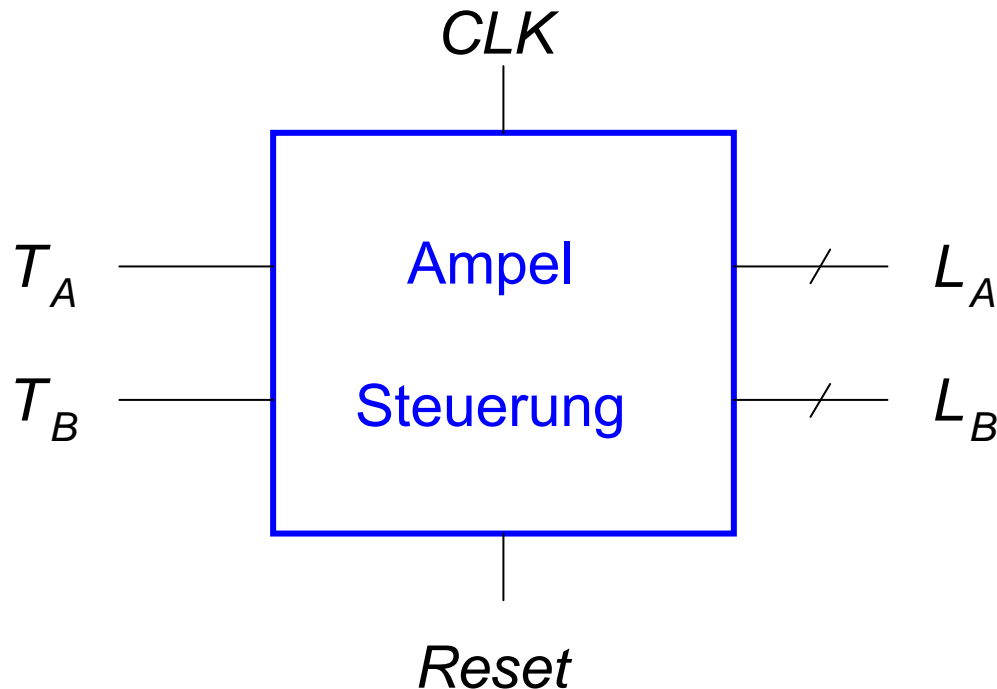


Endlicher Automat: Außenansicht (*black box*)



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

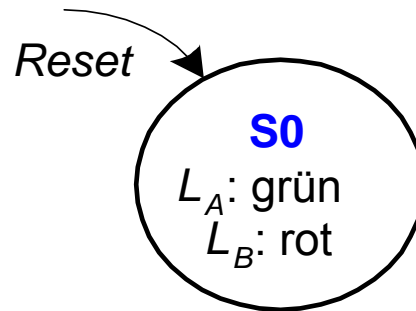
- Eingänge: CLK , $Reset$, T_A , T_B
- Ausgänge: L_A , L_B



Zustandsübergangsdiagramm der FSM



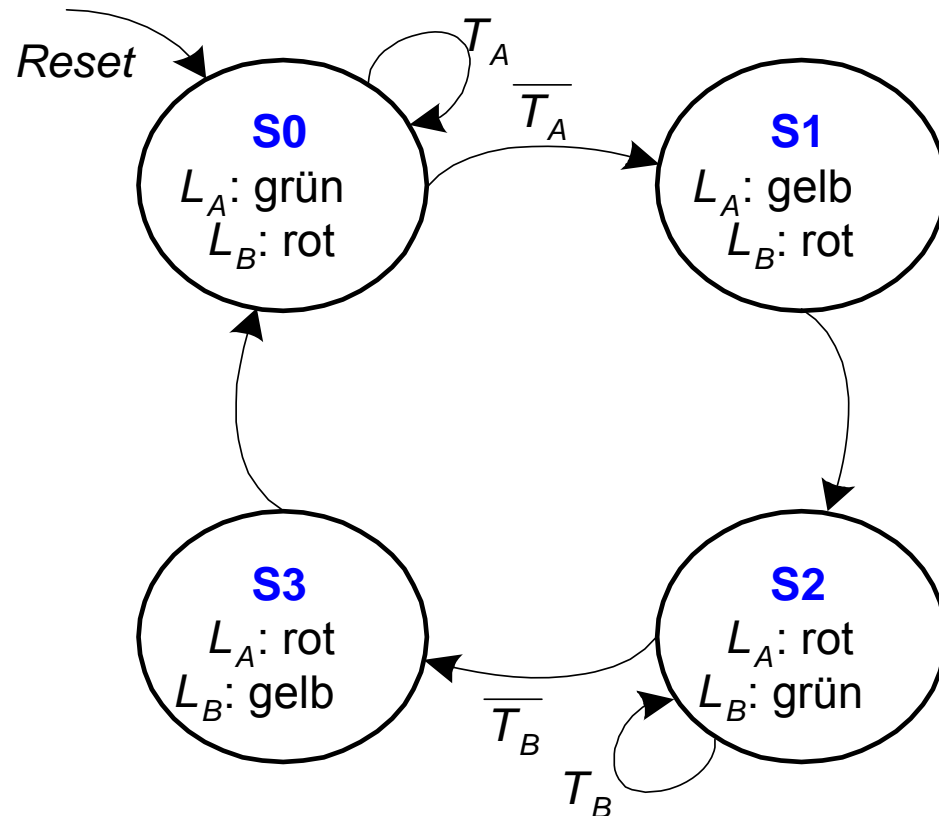
- Moore FSM: Ausgangswerte den Zuständen zuordnen
- Zustände: Kreise
- Übergänge: Pfeile



Zustandsübergangsdiagramm der FSM



- Moore FSM: Ausgangswerte den Zuständen zuordnen
- Zustände: Kreise
- Übergänge: Pfeile



Zustandsübergangstabelle



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Aktueller Zustand	Eingänge		Nächster Zustand
	T_A	T_B	
S			S'
S0	0	X	
S0	1	X	
S1	X	X	
S2	X	0	
S2	X	1	
S3	X	X	

Zustandsübergangstabelle



Aktueller Zustand	Eingänge		Nächster Zustand
	T_A	T_B	
S			S'
S0	0	X	S1
S0	1	X	S0
S1	X	X	S2
S2	X	0	S3
S2	X	1	S2
S3	X	X	S0

Zustandsübergangstabelle mit binärkodierten Zuständen

Zustand	Kodierung
S0	00
S1	01
S2	10
S3	11

Aktueller Zustand		Eingänge		Nächster Zustand	
S_1	S_0	T_A	T_B	S'_1	S'_0
0	0	0	X		
0	0	1	X		
0	1	X	X		
1	0	X	0		
1	0	X	1		
1	1	X	X		

Zustandsübergangstabelle mit binärkodierten Zuständen

Zustand	Kodierung
S0	00
S1	01
S2	10
S3	11

Aktueller Zustand		Eingänge		Nächster Zustand	
S_1	S_0	T_A	T_B	S'_1	S'_0
0	0	0	X	0	1
0	0	1	X	0	0
0	1	X	X	1	0
1	0	X	0	1	1
1	0	X	1	1	0
1	1	X	X	0	0

$$S'_1 = S_1 \oplus S_0$$

$$S'_0 = \overline{S_1} \overline{S_0} T_A + S_1 \overline{S_0} \overline{T_B}$$

FSM Ausgangstabelle



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Aktueller Zustand		Ausgänge			
S_1	S_0	L_{A1}	L_{A0}	L_{B1}	L_{B0}
0	0				
0	1				
1	0				
1	1				

Ausgangs wert	Kodierung
grün	00
gelb	01
rot	10

FSM Ausgangstabelle



Aktueller Zustand		Ausgänge			
S_1	S_0	L_{A1}	L_{A0}	L_{B1}	L_{B0}
0	0	0	0	1	0
0	1	0	1	1	0
1	0	1	0	0	0
1	1	1	0	0	1

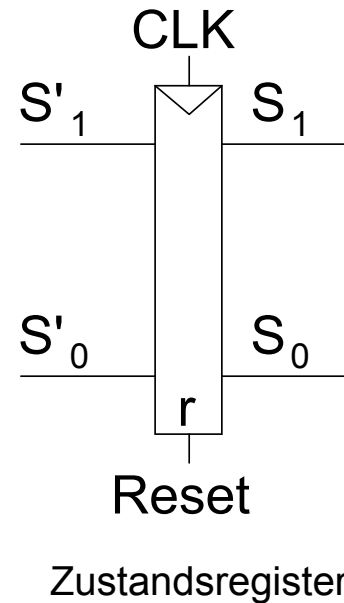
Ausgangs wert	Kodierung
grün	00
gelb	01
rot	10

$$\begin{aligned}L_{A1} &= S_1 \\L_{A0} &= S_1 \overline{S_0} \\L_{B1} &= \overline{S_1} \\L_{B0} &= S_1 S_0\end{aligned}$$

FSM Schaltplan: Zustandsregister



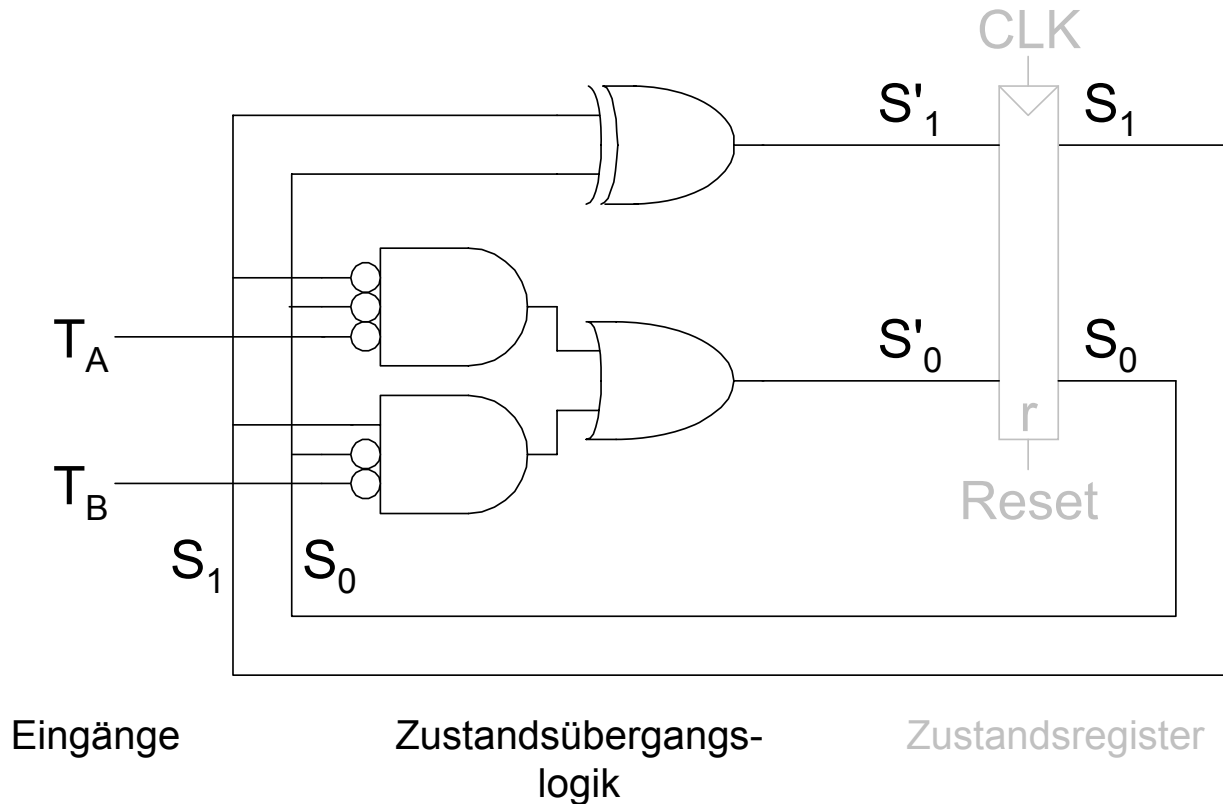
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



FSM Schaltplan: Zustandsübergangslogik



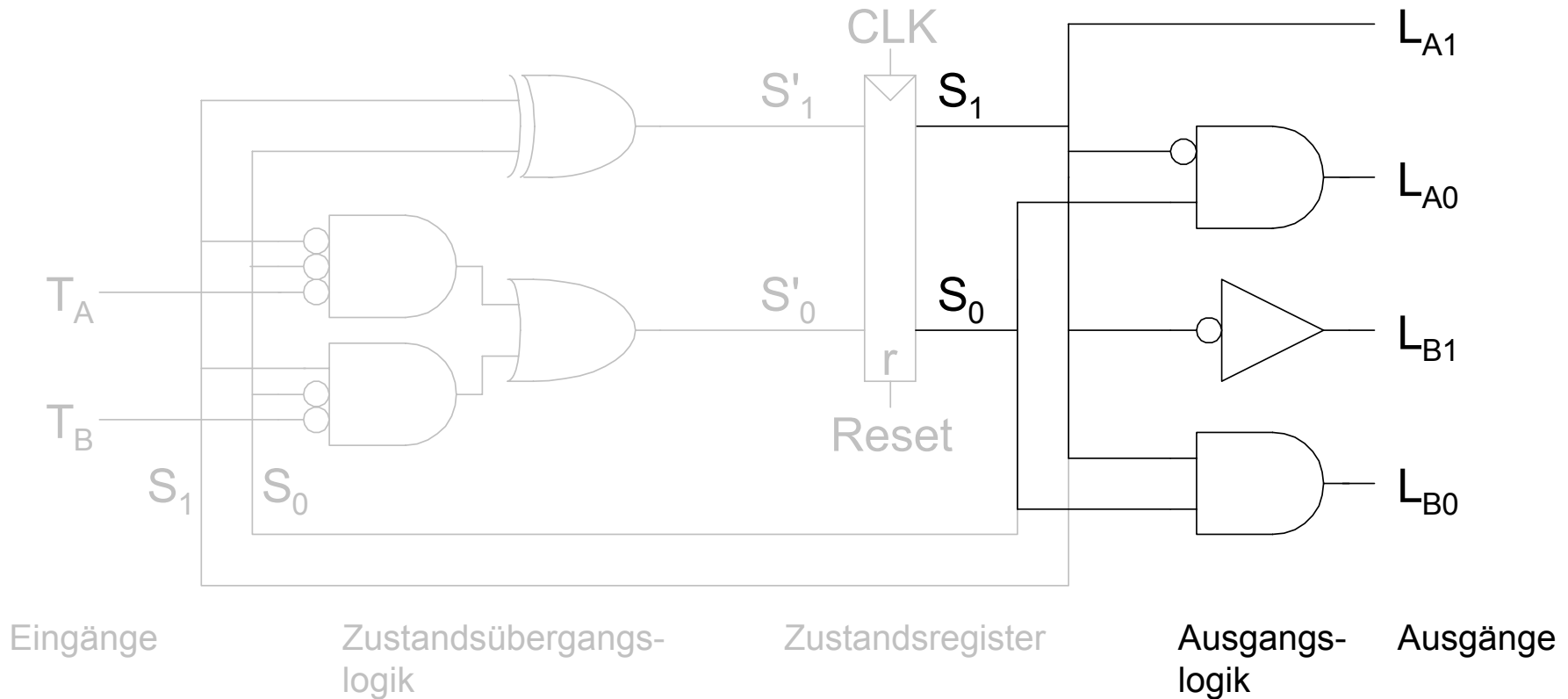
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



FSM Schaltplan: Ausgangslogik



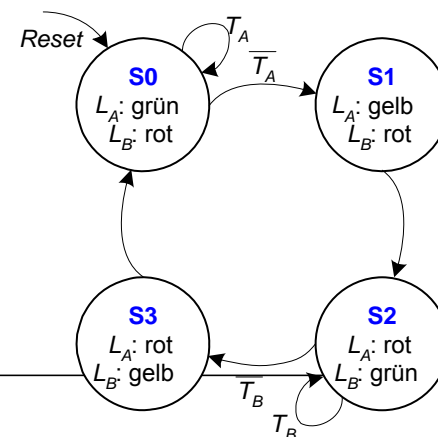
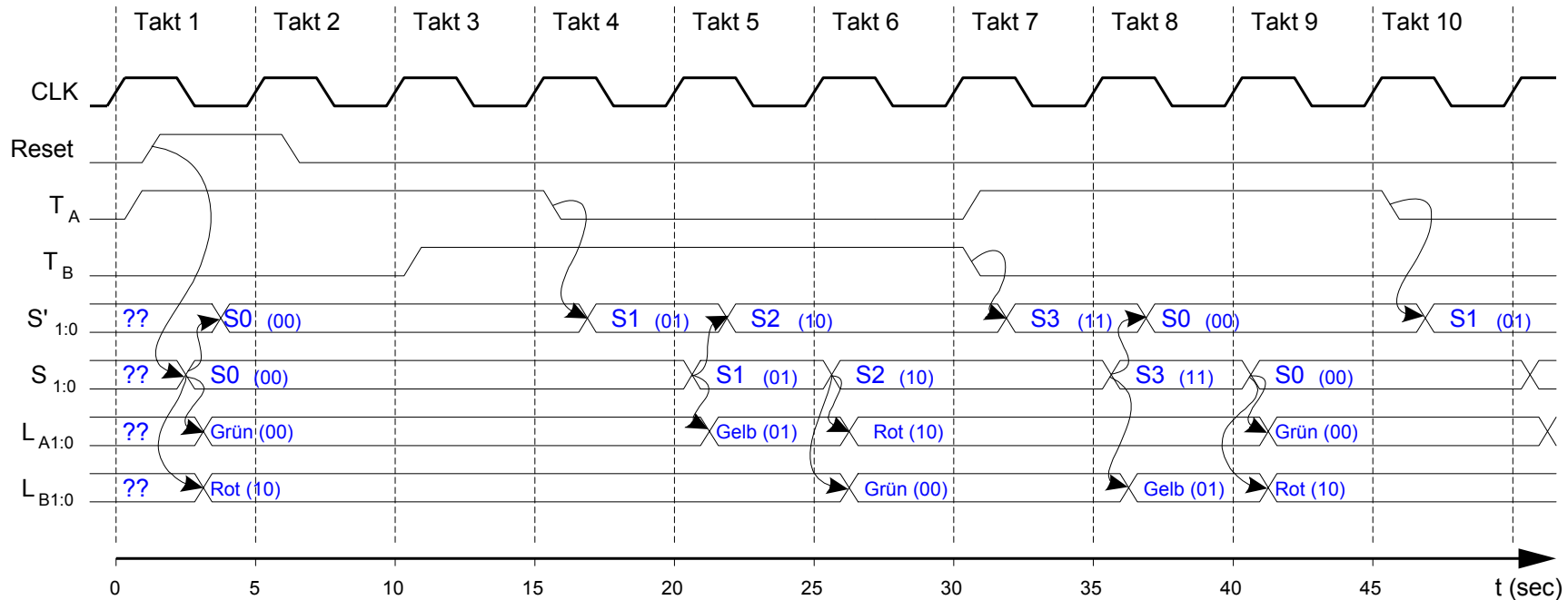
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



FSM Zeitverhalten: Timing-Diagramm



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

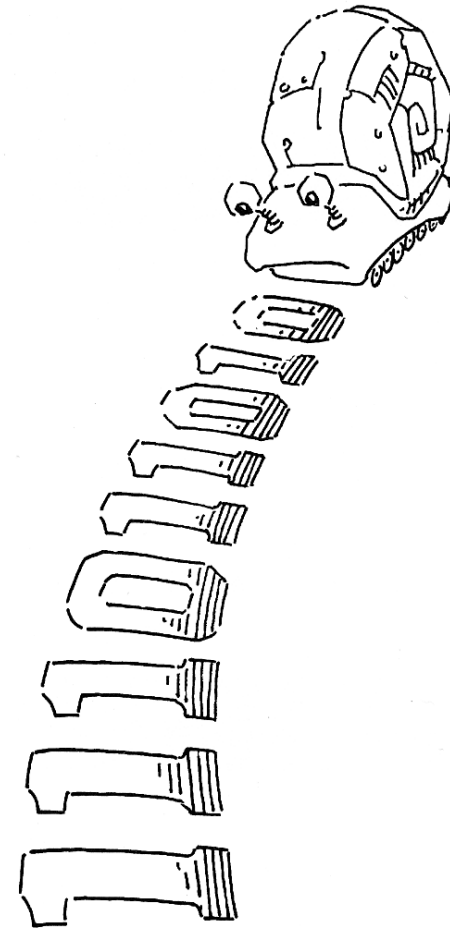




- Binär
 - z.B. für vier Zustände 00, 01, 10, 11
- 1-aus-N Code (*One-hot encoding*)
 - Ein Zustandsbit **pro** Zustand
 - Zu jedem Zeitpunkt ist **genau** ein Zustandsbit gesetzt
 - z.B. für vier Zustände 0001, 0010, 0100, 1000
 - Benötigt zwar **mehr** Flip-Flops
 - ... aber Zustandsübergangs- und Ausgangslogiken sind häufig **kleiner**
 - ... und **schneller**

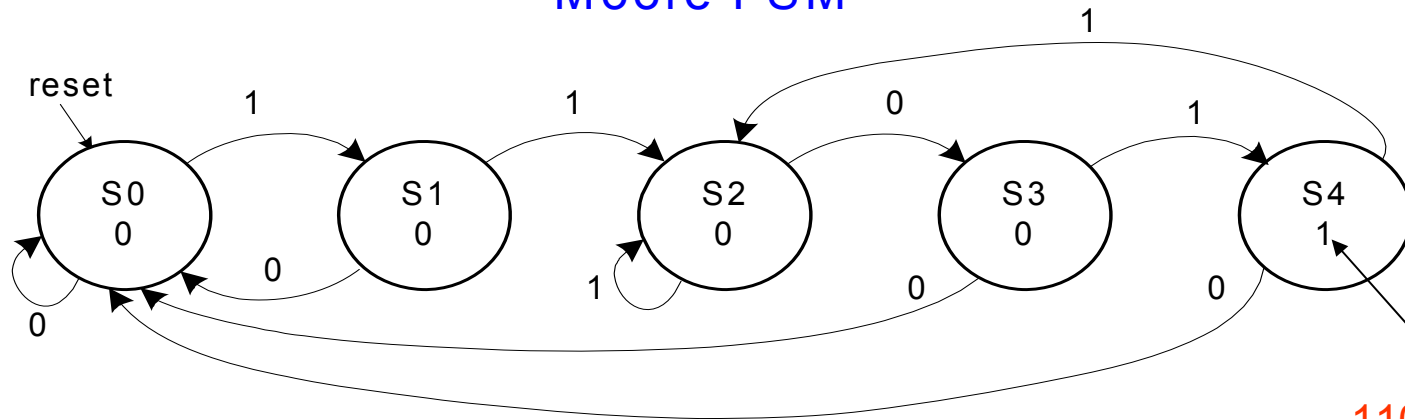
Vergleich Moore- und Mealy-Automaten

- Erkenne Bitfolge 1101 auf Lochstreifen



Zustandsübergangsdiagramme

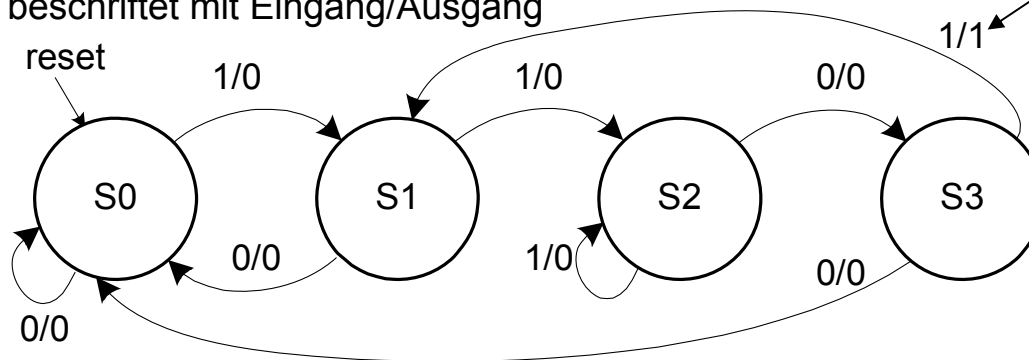
Moore FSM



1101 erkannt

Mealy FSM

Mealy FSM: Pfeile beschriftet mit Eingang/Ausgang



Moore-Automat: Zustandsübergangstabelle



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Aktueller Zustand			Eingänge	Nächster Zustand		
S_2	S_1	S_0		S'_2	S'_1	S'_0
0	0	0	0			
0	0	0	1			
0	0	1	0			
0	0	1	1			
0	1	0	0			
0	1	0	1			
0	1	1	0			
0	1	1	1			
1	0	0	0			
1	0	0	1			

Zustand	Kodierung
S0	000
S1	001
S2	010
S3	011
S4	100

Moore-Automat: Zustandsübergangstabelle



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Aktueller Zustand			Eingang	Nächster Zustand		
S_2	S_1	S_0		S'_2	S'_1	S'_0
0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	0	0	1
0	0	1	0	0	0	0
0	0	1	1	0	1	0
0	1	0	0	0	1	1
0	1	0	1	0	1	0
0	1	1	0	0	0	0
0	1	1	1	1	0	0
1	0	0	0	0	0	0
1	0	0	1	0	1	0

Zustand	Kodierung
S0	000
S1	001
S2	010
S3	011
S4	100

Moore-Automat: Ausgangstabelle



Aktueller Zustand			Ausgang
S_2	S_1	S_0	Y
0	0	0	
0	0	1	
0	1	0	
0	1	1	
1	0	0	

Moore-Automat: Ausgangstabelle



Aktueller Zustand			Ausgang
S_2	S_1	S_0	Y
0	0	0	0
0	0	1	0
0	1	0	0
0	1	1	0
1	0	0	1

$$Y = S_2$$

Mealy-Automat: Zustandsübergangs- und Ausgangstabelle

Aktueller Zustand		Eingang	Nächster Zustand		Ausgang
S_1	S_0	A	S'_1	S'_0	Y
0	0	0			
0	0	1			
0	1	0			
0	1	1			
1	0	0			
1	0	1			
1	1	0			
1	1	1			

Zustand	Kodierung
S0	00
S1	01
S2	10
S3	11

Mealy-Automat: Zustandsübergangs- und Ausgangstabelle

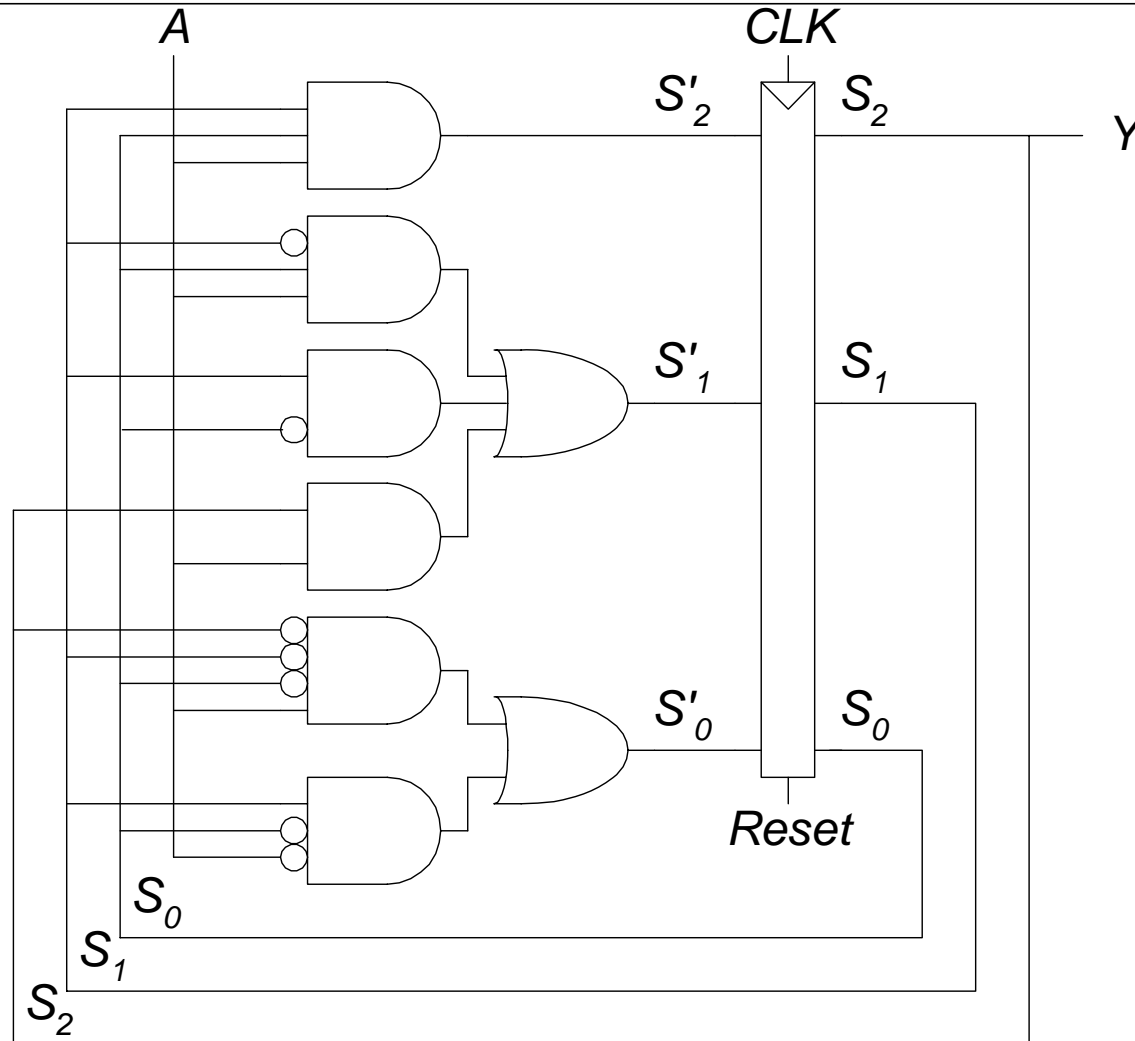
Aktueller Zustand		Eingang	Nächster Zustand		Ausgang
S_1	S_0	A	S'_1	S'_0	Y
0	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	0
0	1	0	0	0	0
0	1	1	1	0	0
1	0	0	1	1	0
1	0	1	1	0	0
1	1	0	0	0	0
1	1	1	0	1	1

Zustand	Kodierung
S0	00
S1	01
S2	10
S3	11

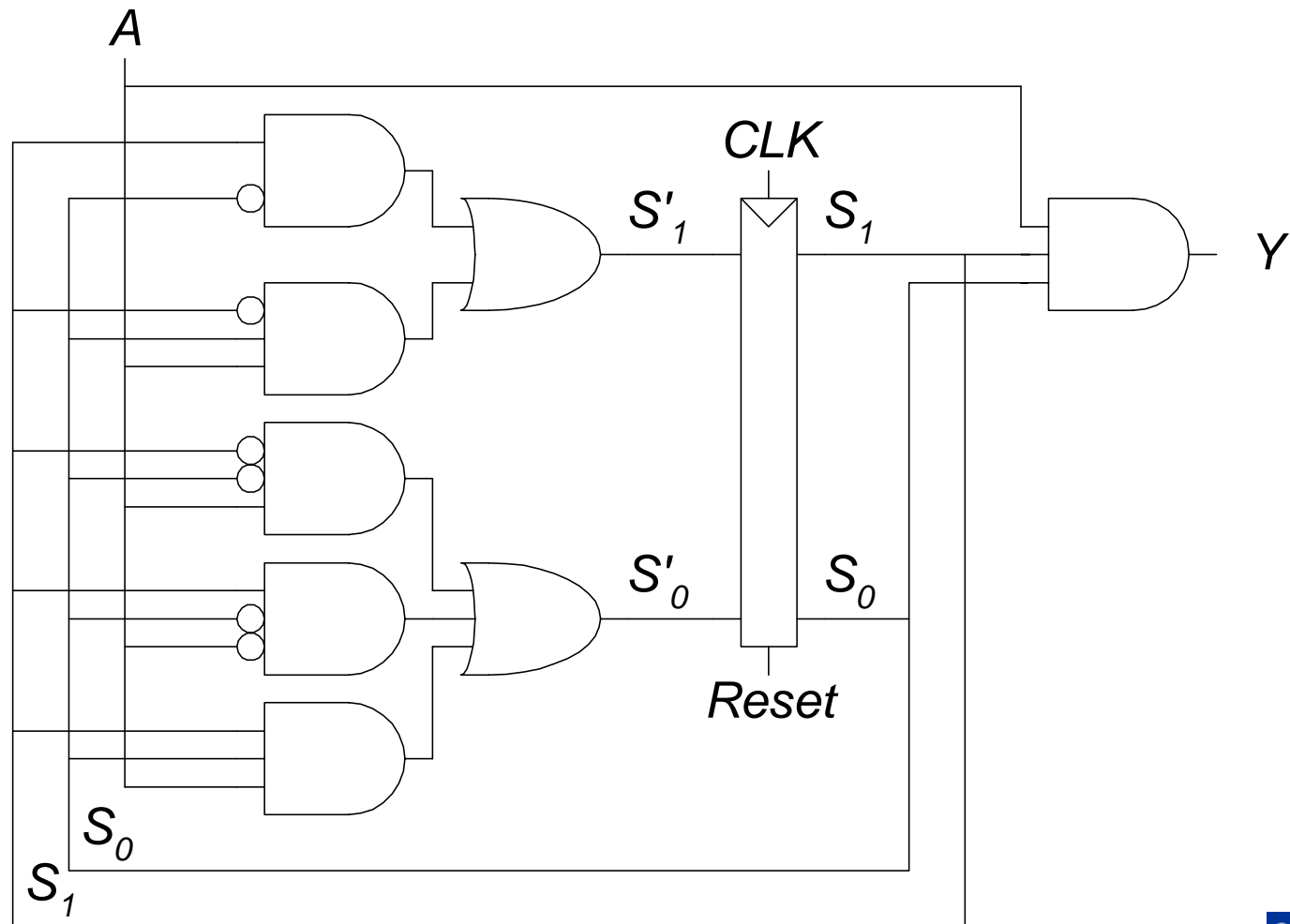
Moore-Automat: Schaltplan



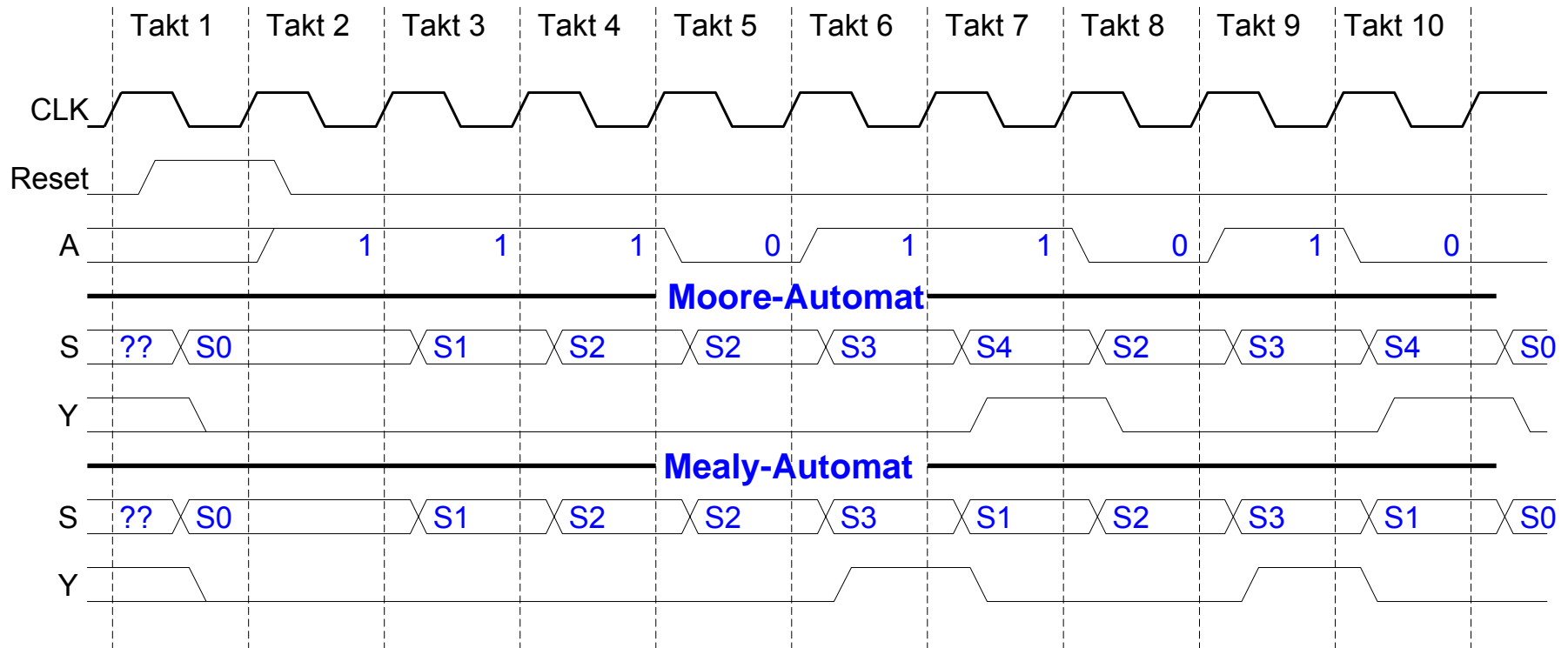
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



Mealy-Automat: Schaltplan

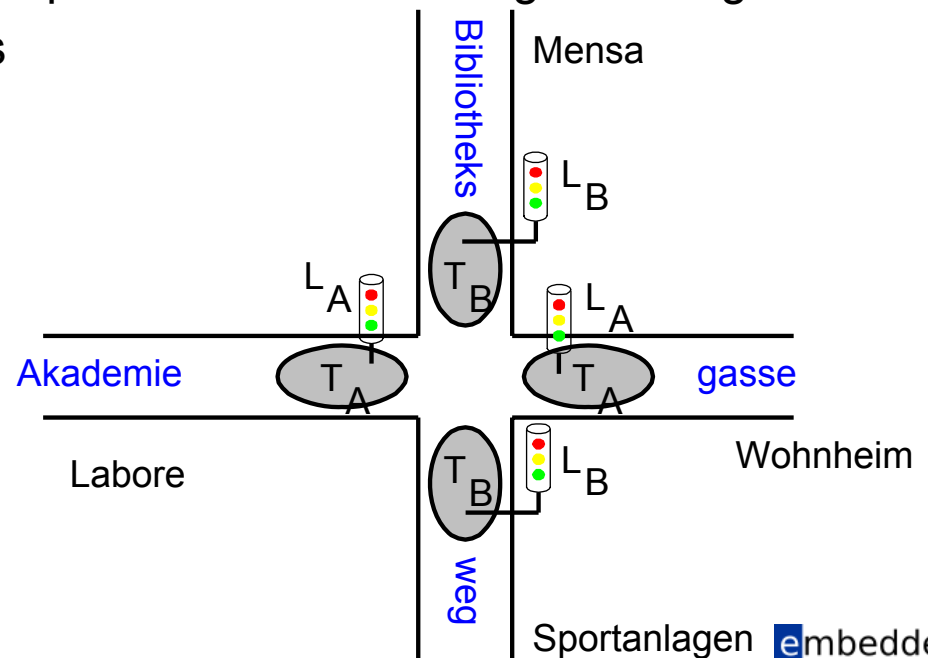


Moore- und Mealy-Automaten: Zeitverhalten



Zerlegen von Zustandsautomaten

- Aufteilen **komplexer** FSMs in **einfachere interagierende** FSMs
 - Manchmal auch Dekomposition genannt
- Beispiel: Erweiterte Ampelsteuerung um Modus für **Festumzüge**
 - FSM bekommt zwei weitere Eingänge: F , R
 - $F = 1$ **aktiviert** Festumzugsmodus: Ampeln für Bibliotheksweg bleiben grün
 - $R = 1$ **deaktiviert** Festumzugsmodus

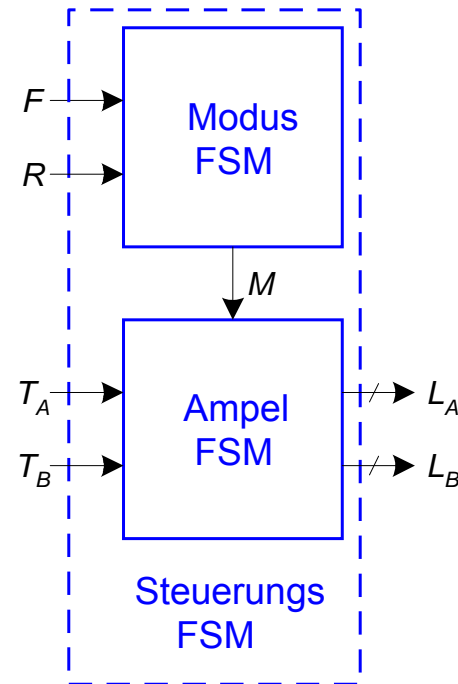


FSM mit Festumzugsmodus

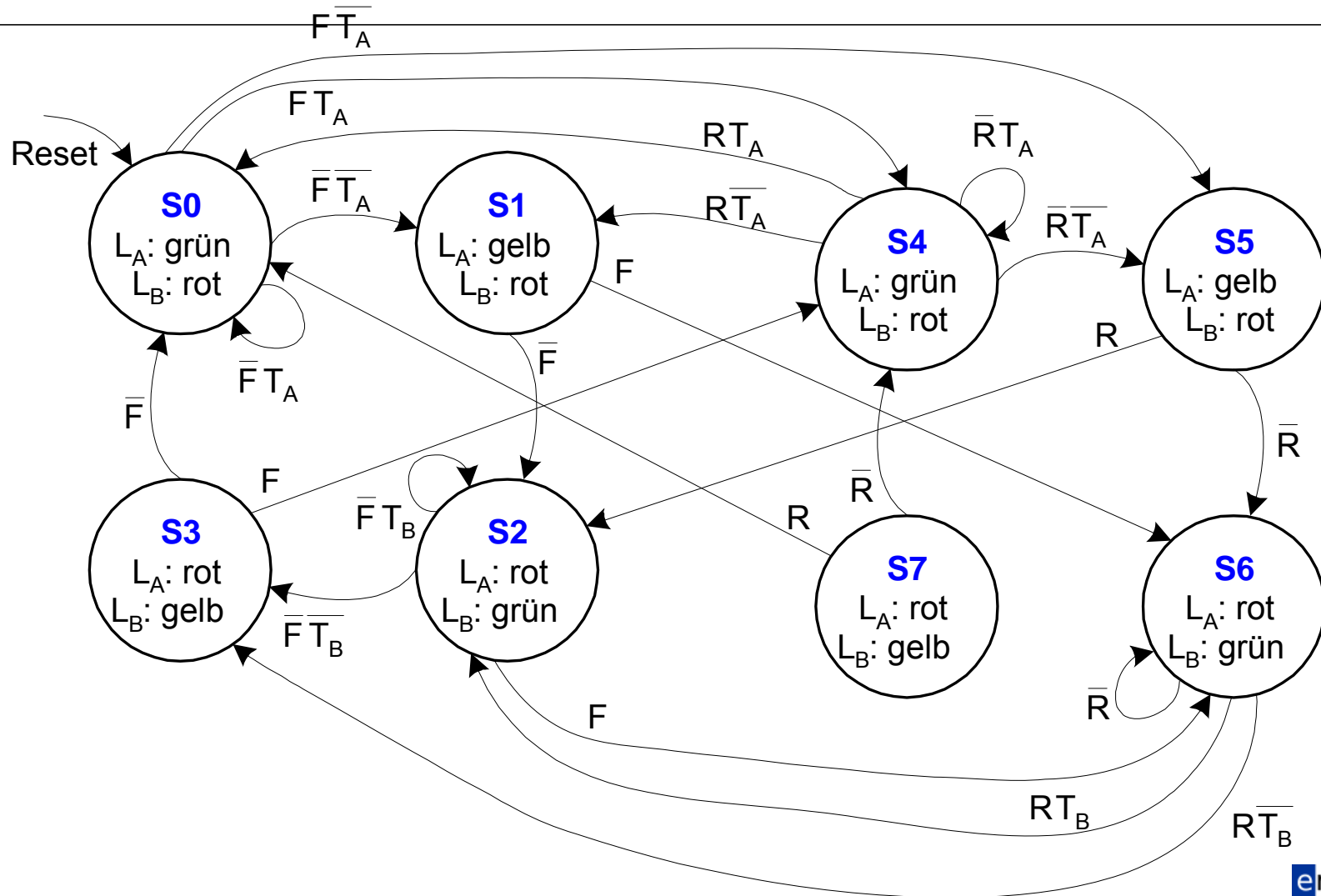
Unzerlegte FSM



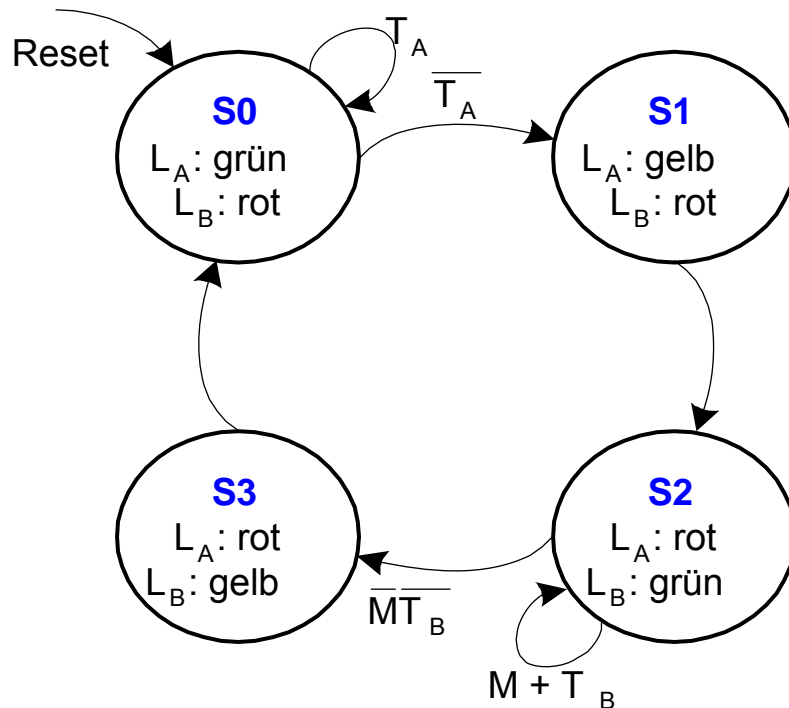
Zerlegte FSM



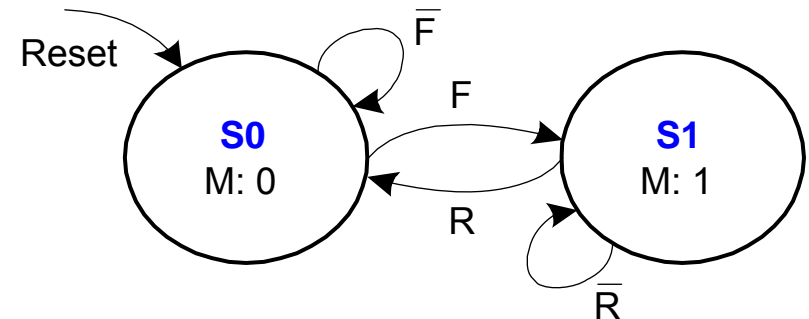
Zustandsübergangsdiagramm für unzerlegte FSM



Zustandsübergangsdiagramm für zerlegte FSM



Ampelsteuerungs FSM



Modus FSM



- Definiere Ein- und Ausgänge
- Zeichne Zustandsdiagramm
- Stelle Zustandsübergangstabelle auf
- Kodiere Zustände (binär, one-hot, ...)
- Für Moore-Automat:
 - Verwende kodierte Zustände in Zustandsübergangstabelle
 - Stelle Ausgangstabelle auf
- Für Mealy-Automat
 - Erweitere Zustandsübergangstabelle um Ausgänge und verwende kodierte Zustände
- Stelle Boole'sche Gleichungen für Zustandsübergangs- und Ausgangslogiken auf
- Entwerfe Schaltplan
 - Gatter, Register

Zeitverhalten von sequentiellen Schaltungen



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Flip-Flop übernimmt Daten von D zur **Taktflanke**
- D darf sich nicht ändern, wenn es **übernommen** wird (*sampled*)
 - Muss stabil sein
- Ähnlich zu Fotografie: Keine Bewegung zum Auslösezeitpunkt
 - Sonst **unscharf**
- Also: D darf sich nicht zur Taktflanke ändern
 - Sonst möglicherweise **metastabil**
- Genauer:
 - D darf sich nicht in **Zeitfenster** um Taktflanke **herum** ändern

Zeitanforderungen an Eingangssignale

- Setup-Zeit

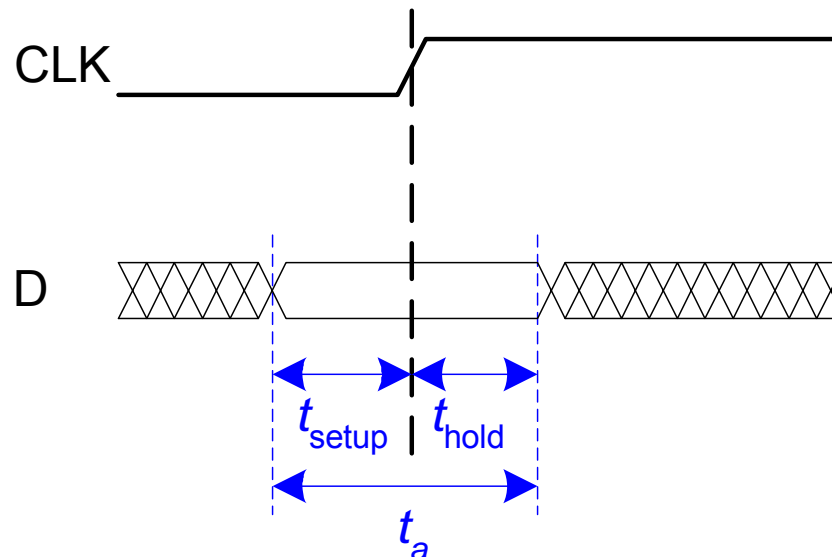
- t_{setup} = Zeitintervall *vor Taktflanke*, in dem D sich nicht ändern darf (=stabil sein muss)

- Hold-Zeit

- t_{hold} = Zeitintervall *nach Taktflanke* in dem D stabil sein muss

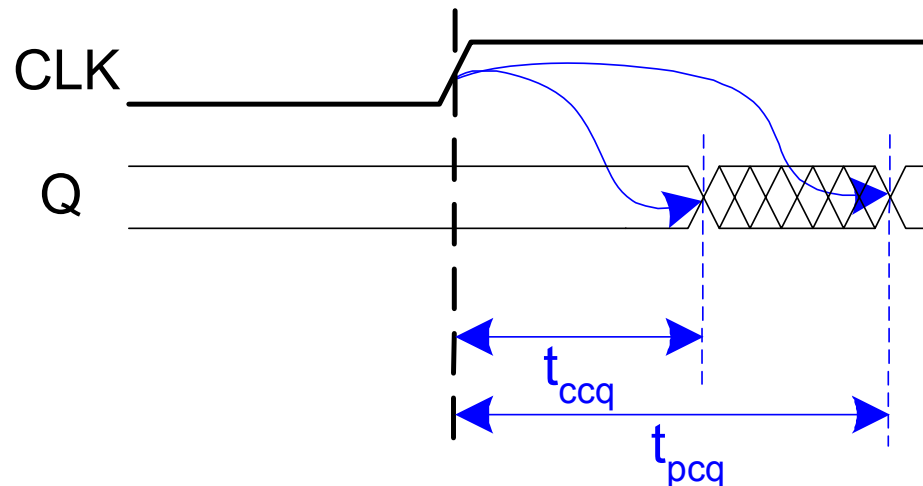
- Abtastzeit: t_a = Zeitintervall um Taktflanke herum in dem D stabil sein muss

- $t_a = t_{\text{setup}} + t_{\text{hold}}$



Zeitanforderungen an Ausgangssignale

- **Laufzeitverzögerung** (*propagation delay*)
 - t_{pcq} = Zeitintervall nach Taktflanke, nach dem Q garantiert **stabil** ist
 - sich also nicht mehr ändert!
- **Kontaminationsverzögerung** (*contamination delay*)
 - t_{ccq} = Zeitintervall nach Taktflanke, in dem Q beginnen könnte, sich zu **ändern**

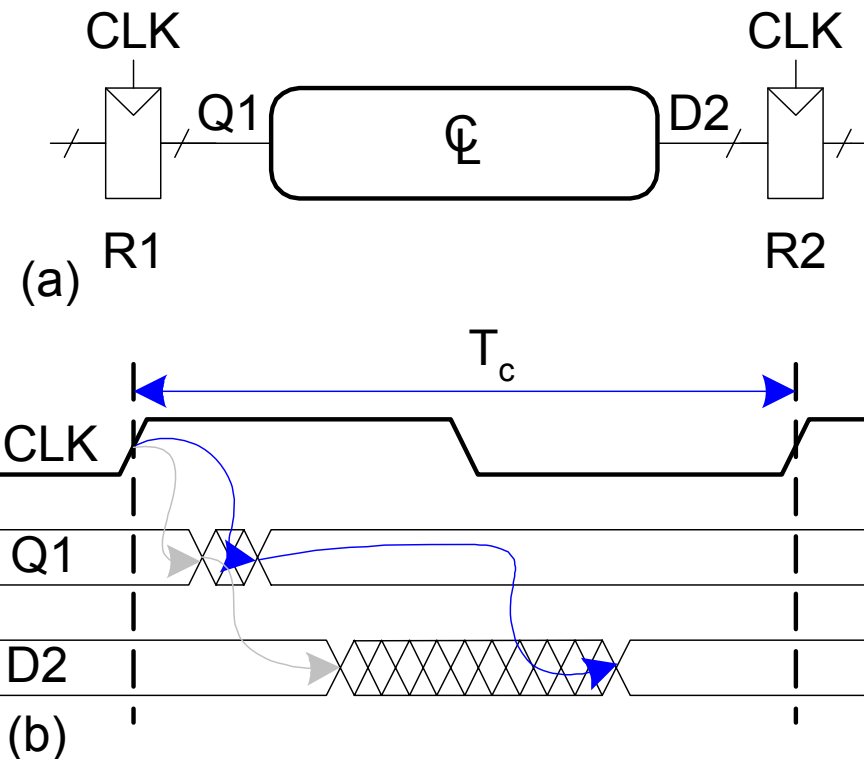




- Die Eingänge in eine synchrone sequentielle Schaltung müssen in der ganzen Abtastzeit stabil sein
- Genauer: Stabil mindestens
 - ... ab t_{setup} vor der Taktflanke
 - ... bis t_{hold} nach der Taktflanke

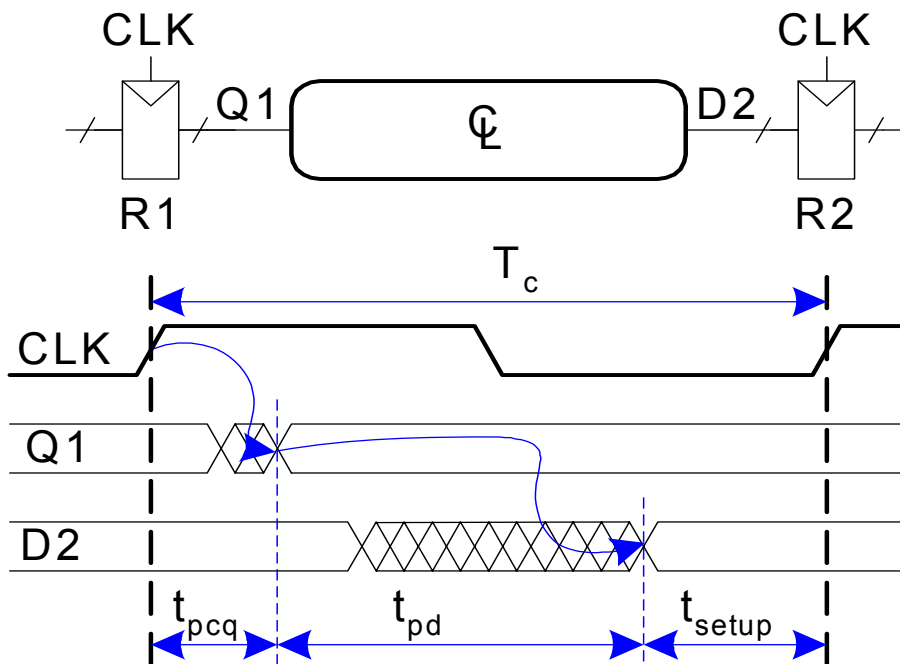
Dynamische Entwurfsdisziplin

- Verzögerung zwischen Registern hat **Maximal-** und **Minimalwert**
 - Abhängig von den Verzögerungen der **kombinatorischen** Schaltelemente



Anforderungen an Setup-Zeit

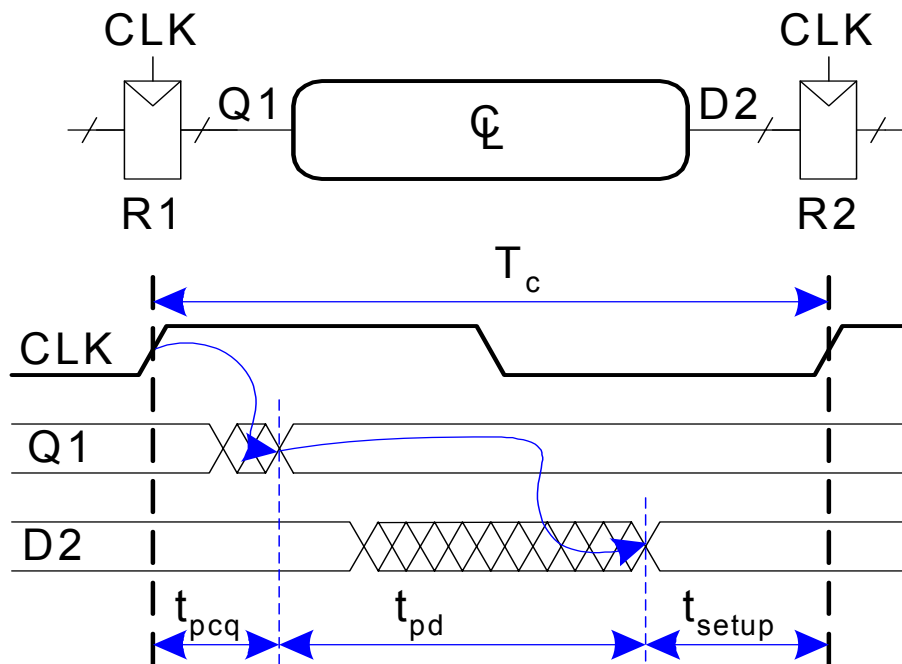
- Einhalten der Setup-Zeit hängt von der **Maximal-Verzögerung** von Register R1 durch kombinatorische Logik ab
- Eingang zu Register muss **mindestens** ab t_{setup} **vor** Taktflanke stabil sein



$$T_c \geq$$

Anforderungen an Setup-Zeit

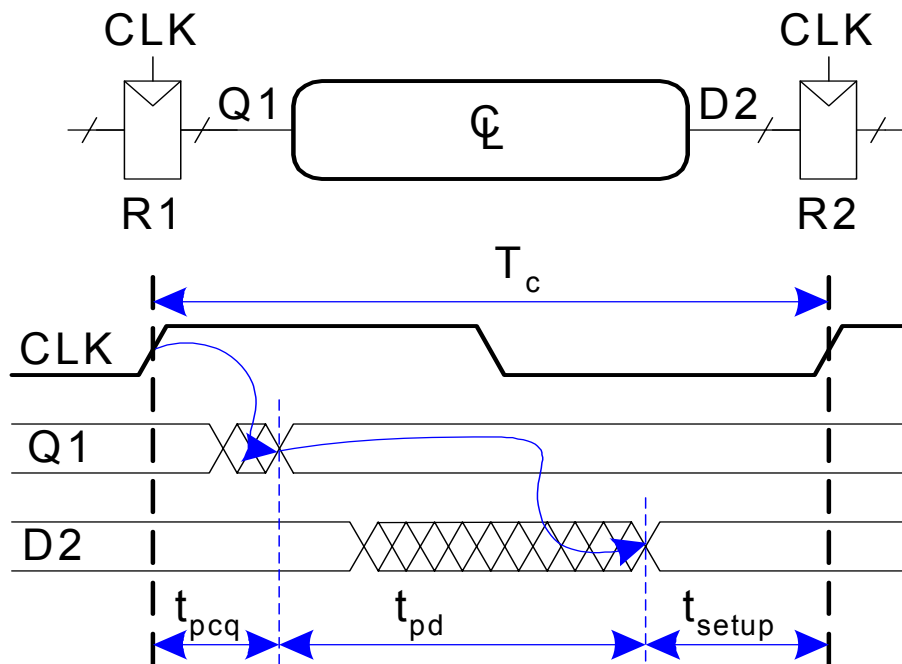
- Einhalten der Setup-Zeit hängt von der **Maximal-Verzögerung** von Register R1 durch kombinatorische Logik ab
- Eingang zu Register muss **mindestens** ab t_{setup} **vor** Taktflanke stabil sein



$$T_c \geq t_{pcq} + t_{pd} + t_{\text{setup}}$$
$$t_{pd} \leq$$

Anforderungen an Setup-Zeit

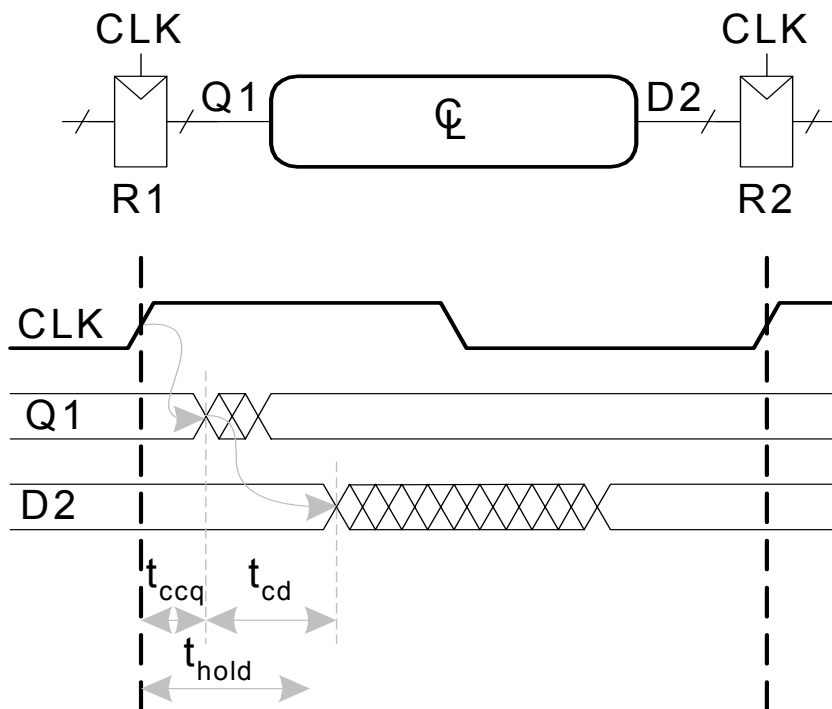
- Einhalten der Setup-Zeit hängt von der **Maximal-Verzögerung** von Register R1 durch kombinatorische Logik ab
- Eingang zu Register muss **mindestens** ab t_{setup} **vor** Taktflanke stabil sein



$$T_c \geq t_{\text{pcq}} + t_{\text{pd}} + t_{\text{setup}}$$
$$t_{\text{pd}} \leq T_c - (t_{\text{pcq}} + t_{\text{setup}})$$

Anforderungen an Hold-Zeit

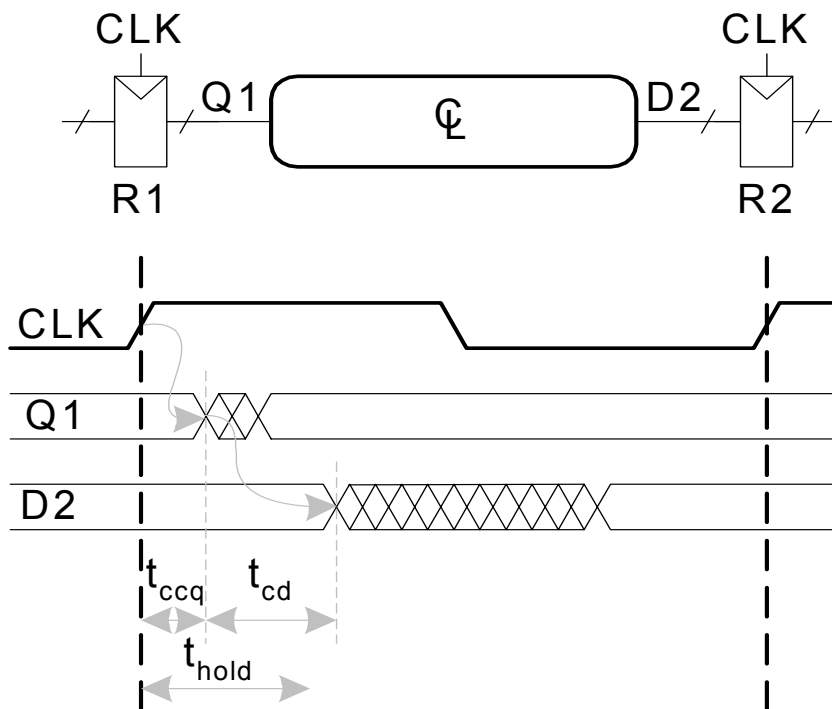
- Einhalten der Hold-Zeit hängt von der **minimalen** Verzögerung von Register R1 durch die kombinatorische Logik ab
- Der Eingang an Register R2 muss **mindestens** bis t_{hold} **nach** der Taktflanke stabil sein



$$t_{\text{hold}} <$$

Anforderungen an Hold-Zeit

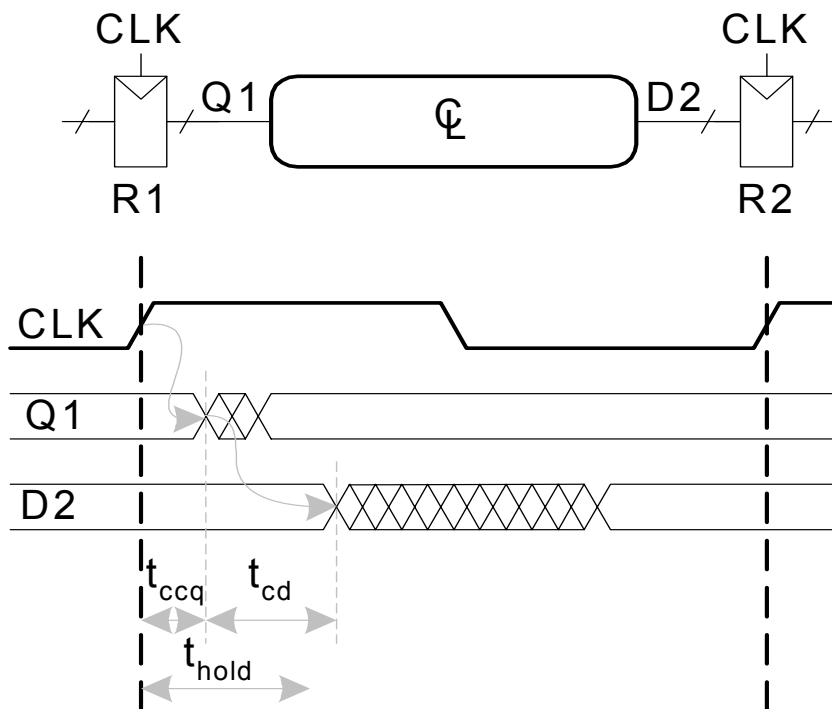
- Einhalten der Hold-Zeit hängt von der **minimalen** Verzögerung von Register R1 durch die kombinatorische Logik ab
- Der Eingang an Register R2 muss **mindestens** bis t_{hold} **nach** der Taktflanke stabil sein



$$t_{\text{hold}} < t_{\text{ccq}} + t_{\text{cd}}$$
$$t_{\text{cd}} >$$

Anforderungen an Hold-Zeit

- Einhalten der Hold-Zeit hängt von der **minimalen** Verzögerung von Register R1 durch die kombinatorische Logik ab
- Der Eingang an Register R2 muss **mindestens** bis t_{hold} **nach** der Taktflanke stabil sein



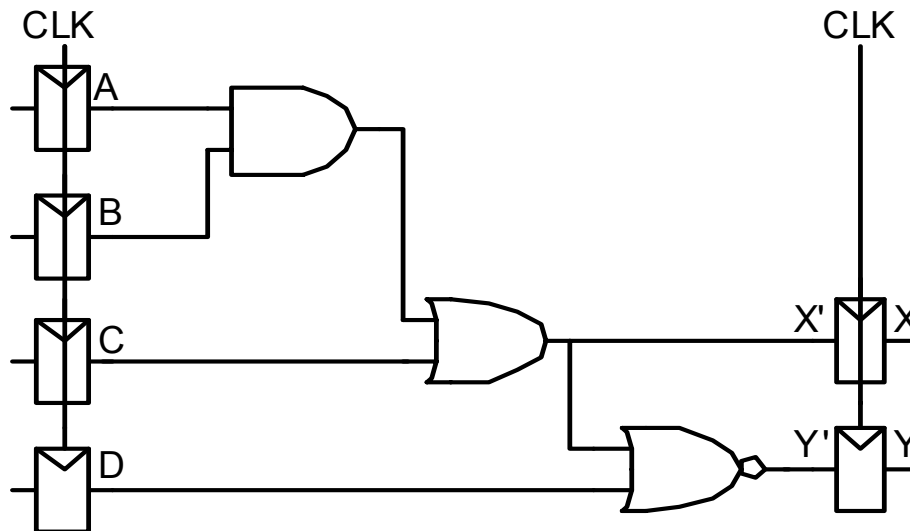
$$t_{\text{hold}} < t_{\text{ccq}} + t_{\text{cd}}$$

$$t_{\text{cd}} > t_{\text{hold}} - t_{\text{ccq}}$$

Analyse des Zeitverhaltens



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



Verzögerungsangaben

$$t_{ccq} = 30 \text{ ps}$$

$$t_{pcq} = 50 \text{ ps}$$

$$t_{\text{setup}} = 60 \text{ ps}$$

$$t_{\text{hold}} = 70 \text{ ps}$$

Pro Gatter

$$t_{pd} = 35 \text{ ps}$$

$$t_{cd} = 25 \text{ ps}$$

$$t_{pd} =$$

$$t_{cd} =$$

Einhalten von Setup-Zeitanforderung: Einhalten von Hold-Zeitanforderung:

$$T_c \geq$$

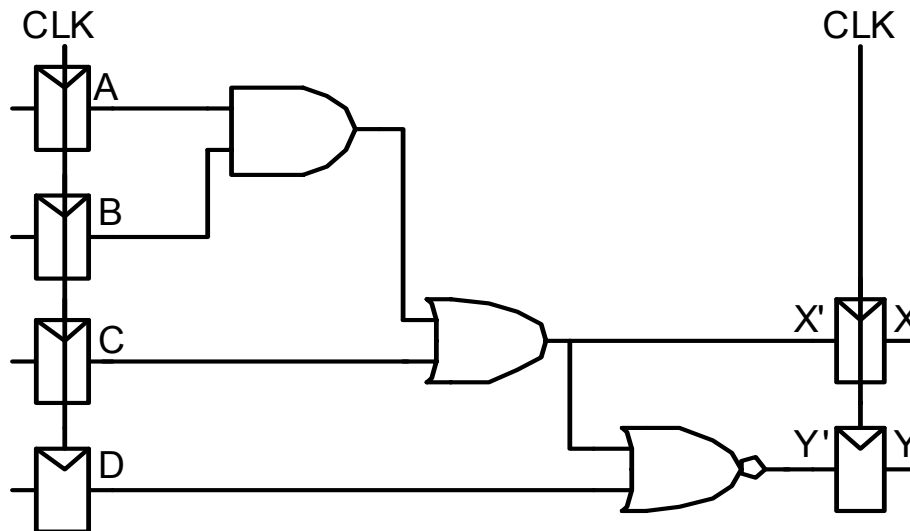
$$f_c = 1/T_c =$$

$$t_{ccq} + t_{pd} > t_{\text{hold}} ?$$

Analyse des Zeitverhaltens



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



$$t_{pd} = 3 \times 35 \text{ ps} = 105 \text{ ps}$$

$$t_{cd} = 25 \text{ ps}$$

Einhalten der Setup-Zeit Anforderung: Einhalten der Hold-Zeit Anforderung:

$$T_c \geq (50 + 105 + 60) \text{ ps} = 215 \text{ ps}$$

$$f_c = 1/T_c = 4,65 \text{ GHz}$$

$$t_{ccq} + t_{pd} > t_{hold} ?$$

(30 + 25) ps > 70 ps ? **Nein, verletzt!**

Verzögerungsangaben

$$t_{ccq} = 30 \text{ ps}$$

$$t_{pcq} = 50 \text{ ps}$$

$$t_{setup} = 60 \text{ ps}$$

$$t_{hold} = 70 \text{ ps}$$

Pro Gatter

$$t_{pd} = 35 \text{ ps}$$

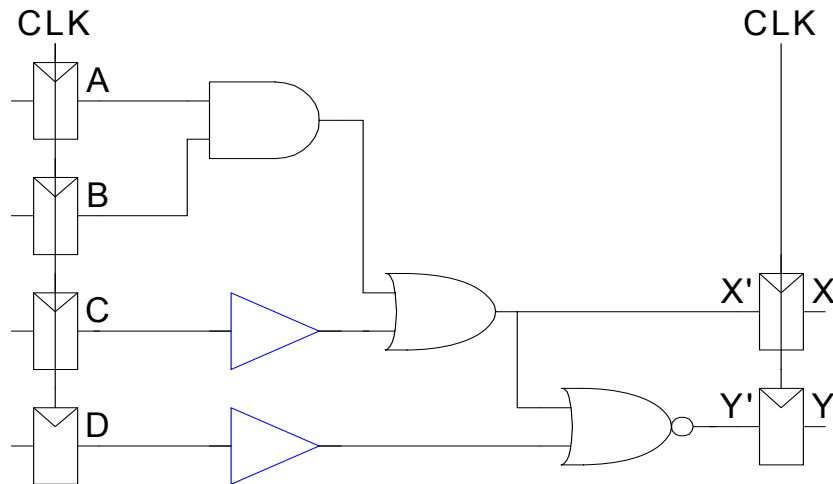
$$t_{cd} = 25 \text{ ps}$$

Beheben der verletzten Hold-Zeit Anforderung



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Füge Puffer in zu kurze Pfade ein!



$$t_{pd} =$$

$$t_{cd} =$$

Einhalten der Setup-Zeit Anforderung: Einhalten der Hold-Zeit Anforderung:

$$T_c \geq$$

$$f_c =$$

$$t_{ccq} + t_{pd} > t_{hold} ?$$

Verzögerungsangaben

$$t_{ccq} = 30 \text{ ps}$$

$$t_{pcq} = 50 \text{ ps}$$

$$t_{setup} = 60 \text{ ps}$$

$$t_{hold} = 70 \text{ ps}$$

Pro Gatter

$$\left[\begin{array}{l} t_{pd} = 35 \text{ ps} \\ t_{cd} = 25 \text{ ps} \end{array} \right.$$

$$t_{ccq} = 30 \text{ ps}$$
$$t_{pcq} = 50 \text{ ps}$$
$$t_{\text{setup}} = 60 \text{ ps}$$
$$t_{\text{hold}} = 70 \text{ ps}$$

Pro Gatter $\left[\begin{array}{l} t_{pd} = 35 \text{ ps} \\ t_{cd} = 25 \text{ ps} \end{array} \right.$

$$t_{pd} = 35 \text{ ps}$$
$$t_{cd} = 25 \text{ ps}$$
$$t_{pd} = 3 \times 35 \text{ ps} = 105 \text{ ps}$$
$$t_{cd} = 2 \times 25 \text{ ps} = 50 \text{ ps}$$

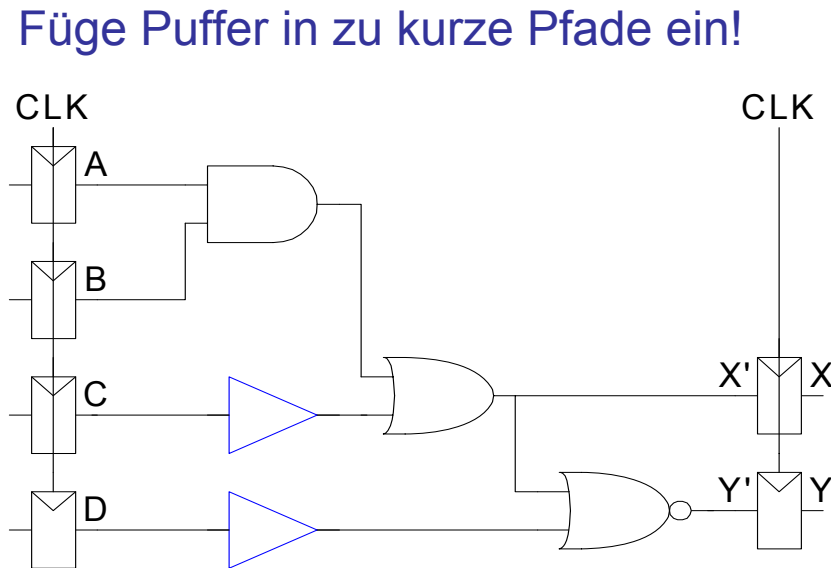
Einhalten der Setup-Zeitanforderung: Einhalten der Hold-Zeitanforderung:

$$T_c \geq (50 + 105 + 60) \text{ ps} = 215 \text{ ps}$$
$$f_G = 1/T_G = 4.65 \text{ GHz}$$
$$t_{ccq} + t_{pd} > t_{hold} ?$$

$(30 + 50) \text{ ps} > 70 \text{ ps}$? Ja, eingehalten!

embedded
systems +
applications

WS 09/10 | Technische Grundlagen der Informatik - Kapitel 3 - Prof. Andreas Koch | 77


$$t_{ccq} = 30 \text{ ps}$$
$$t_{pcq} = 50 \text{ ps}$$
$$t_{\text{setup}} = 60 \text{ ps}$$
$$t_{\text{hold}} = 70 \text{ ps}$$

Pro Gatter $\left[\begin{array}{l} t_{pd} = 35 \text{ ps} \\ t_{cd} = 25 \text{ ps} \end{array} \right.$

$$t_{pd} = 35 \text{ ps}$$
$$t_{cd} = 25 \text{ ps}$$
$$t_{pd} = 3 \times 35 \text{ ps} = 105 \text{ ps}$$
$$t_{cd} = 2 \times 25 \text{ ps} = 50 \text{ ps}$$

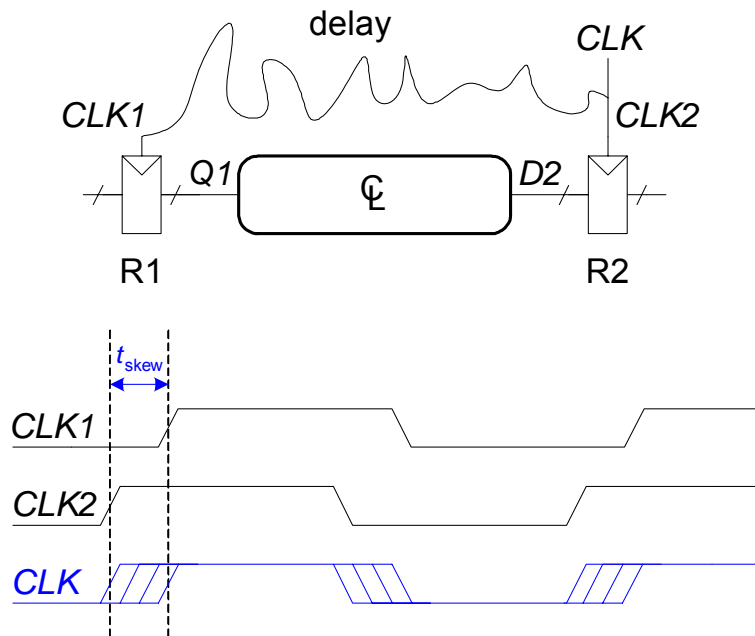
Einhalten der Setup-Zeitanforderung: Einhalten der Hold-Zeitanforderung:

$$T_c \geq (50 + 105 + 60) \text{ ps} = 215 \text{ ps}$$
$$f_G = 1/T_G = 4.65 \text{ GHz}$$
$$t_{ccq} + t_{pd} > t_{hold} ?$$

$(30 + 50) \text{ ps} > 70 \text{ ps}$? Ja, eingehalten!

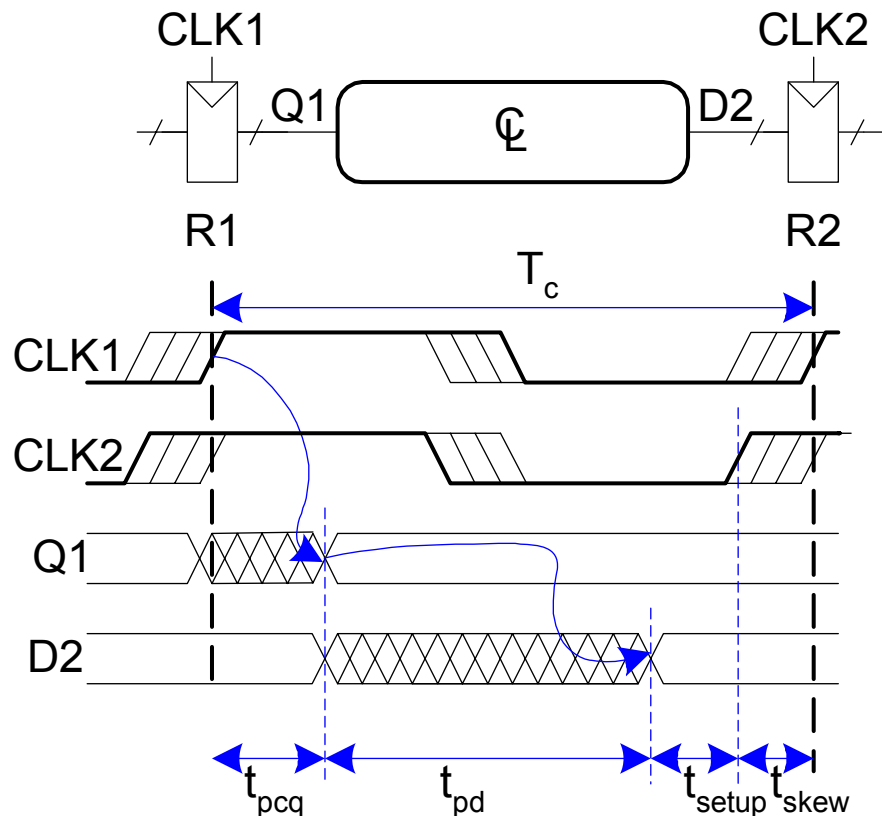
Taktverschiebung (*clock skew*)

- Der Takt kommt nicht bei allen Registern zur **gleichen** Zeit an
 - Unterschiedliche Verdrahtungswege auf dem Chip, Logik in Taktsignal (gated clock, vermeiden!)
- Verschiebung (oder Versatz, *skew*) ist die **Differenz** der Ankunftszeit zwischen zwei Registern
- Überprüfe, ob auch bei **maximalem** Versatz die dynamische Entwurfsdisziplin noch **eingehalten** ist



Setup-Zeitorderungen mit Taktverschiebung

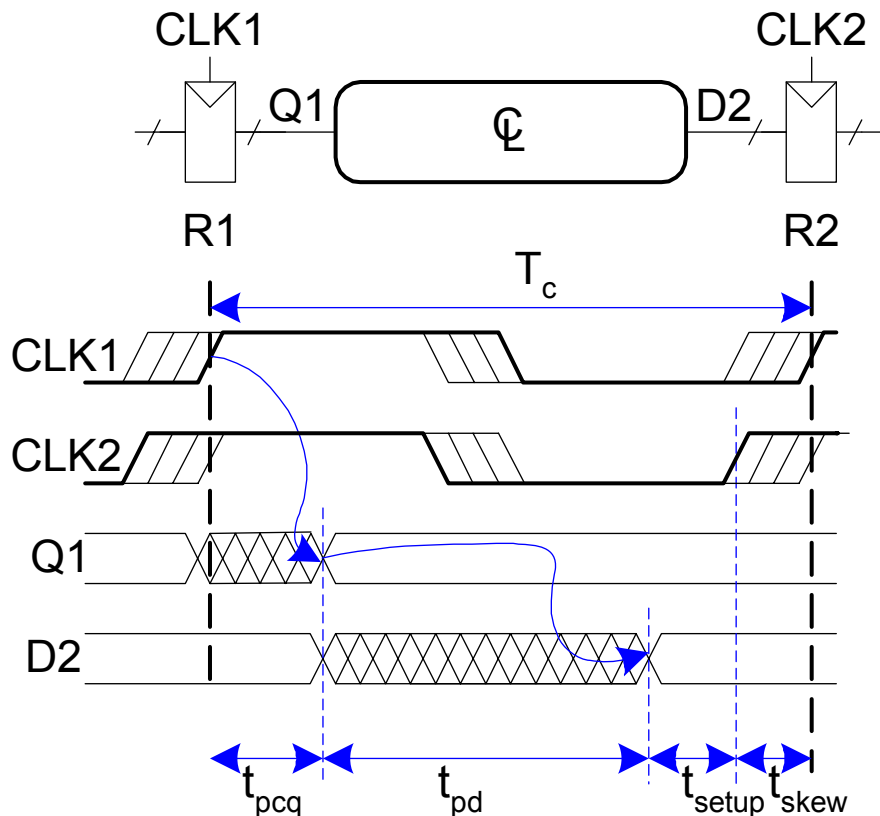
- In diesem Beispiel: CLK2 ist **früher** aktiv als CLK1



$$T_c \geq$$

Setup-Zeitorderungen mit Taktverschiebung

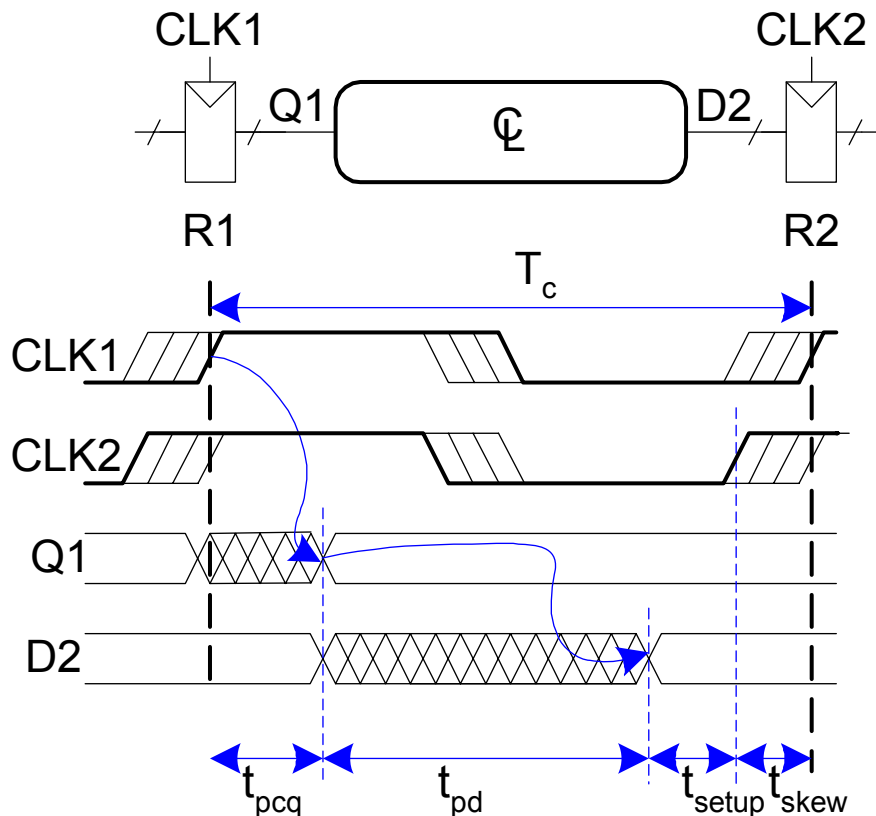
- In diesem Beispiel: CLK2 ist **früher** aktiv als CLK1



$$T_c \geq t_{pcq} + t_{pd} + t_{setup} + t_{skew}$$
$$t_{pd} \leq$$

Setup-Zeitorderungen mit Taktverschiebung

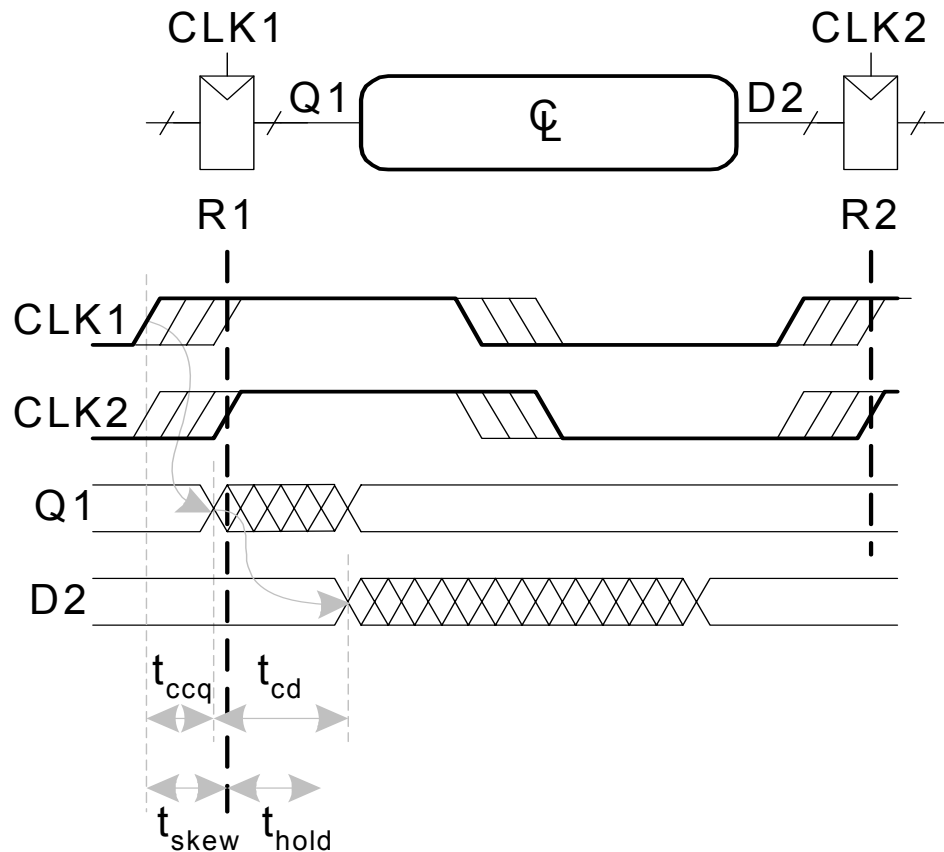
- In diesem Beispiel: CLK2 ist **früher** aktiv als CLK1



$$T_c \geq t_{pcq} + t_{pd} + t_{setup} + t_{skew}$$
$$t_{pd} \leq T_c - (t_{pcq} + t_{setup} + t_{skew})$$

Hold-Zeitanforderungen mit Taktverschiebung

- In anderem Fall: CLK2 könnte **später** als CLK1 aktiviert werden



$$t_{ccq} + t_{cd} >$$

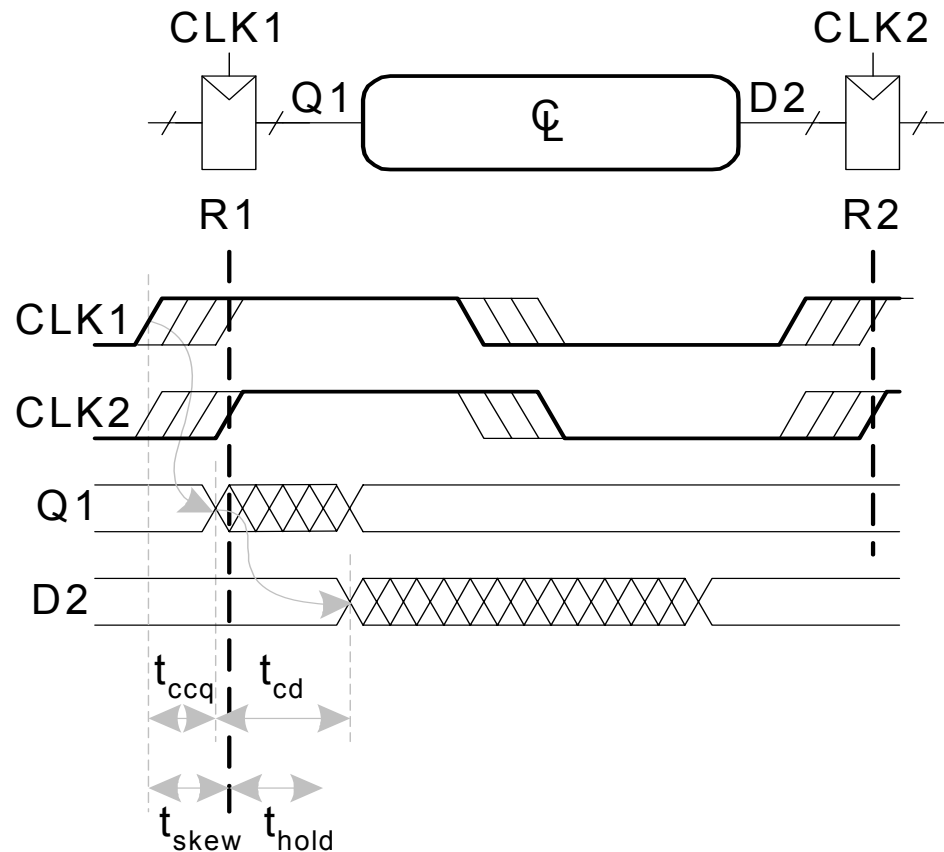
$$t_{cd} >$$

-

embedded
systems +
applications

Hold-Zeit Anforderungen mit Taktverschiebung

- In anderem Fall: CLK2 könnte **später** als CLK1 aktiviert werden



$$t_{ccq} + t_{cd} > t_{hold} + t_{skew}$$

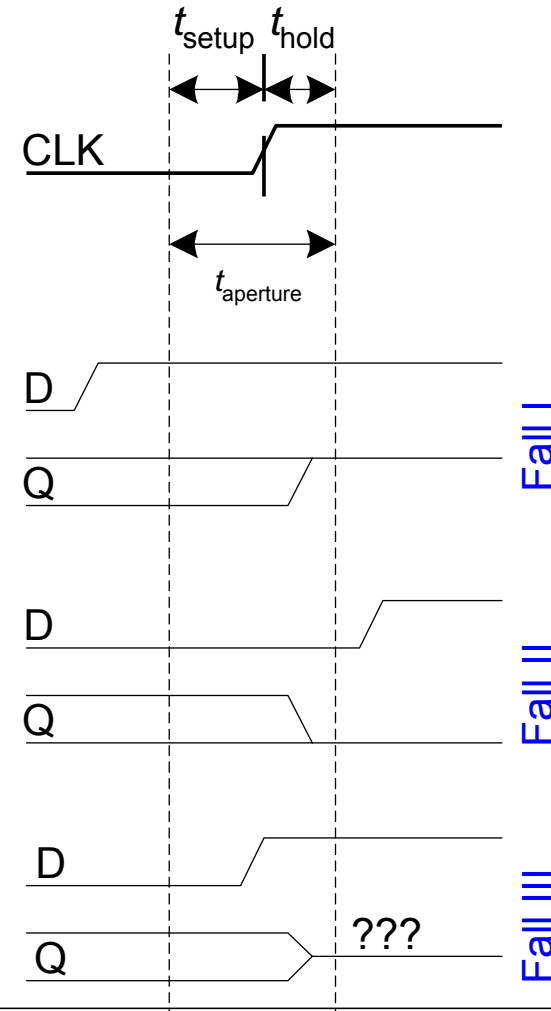
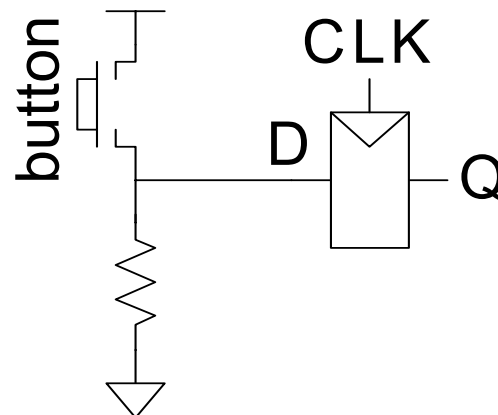
$$t_{cd} > t_{hold} + t_{skew} - t_{ccq}$$

Verletzung der dynamischen Entwurfsdisziplin

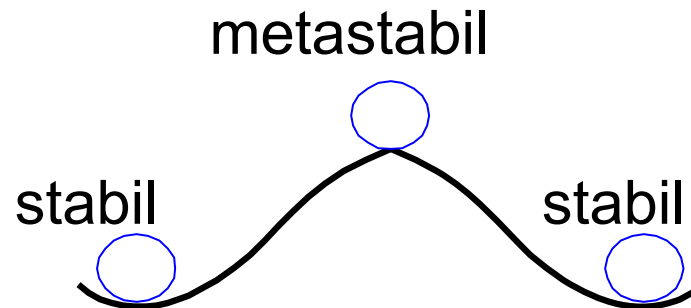


TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Asynchrone Eingänge können dynamische Disziplin verletzen
- Beispiel: Benutzereingaben



- Jedes bistabile Element hat zwei **stabile** Zustände und einen **metastabilen** dazwischen
- Ein **Flip-Flop-Ausgang** hat zwei stabile Zustände (0 und 1) und einen metastabilen Zustand
- Falls das Flip-Flop den **metastabilen** Zustand annimmt, kann es dort für **unbestimmte** Zeit verbleiben

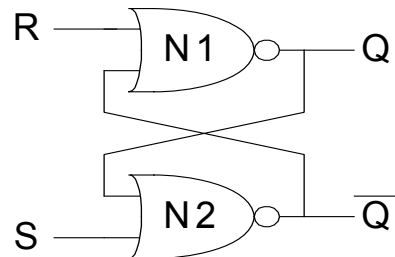


Interner Aufbau eines Flip-Flops



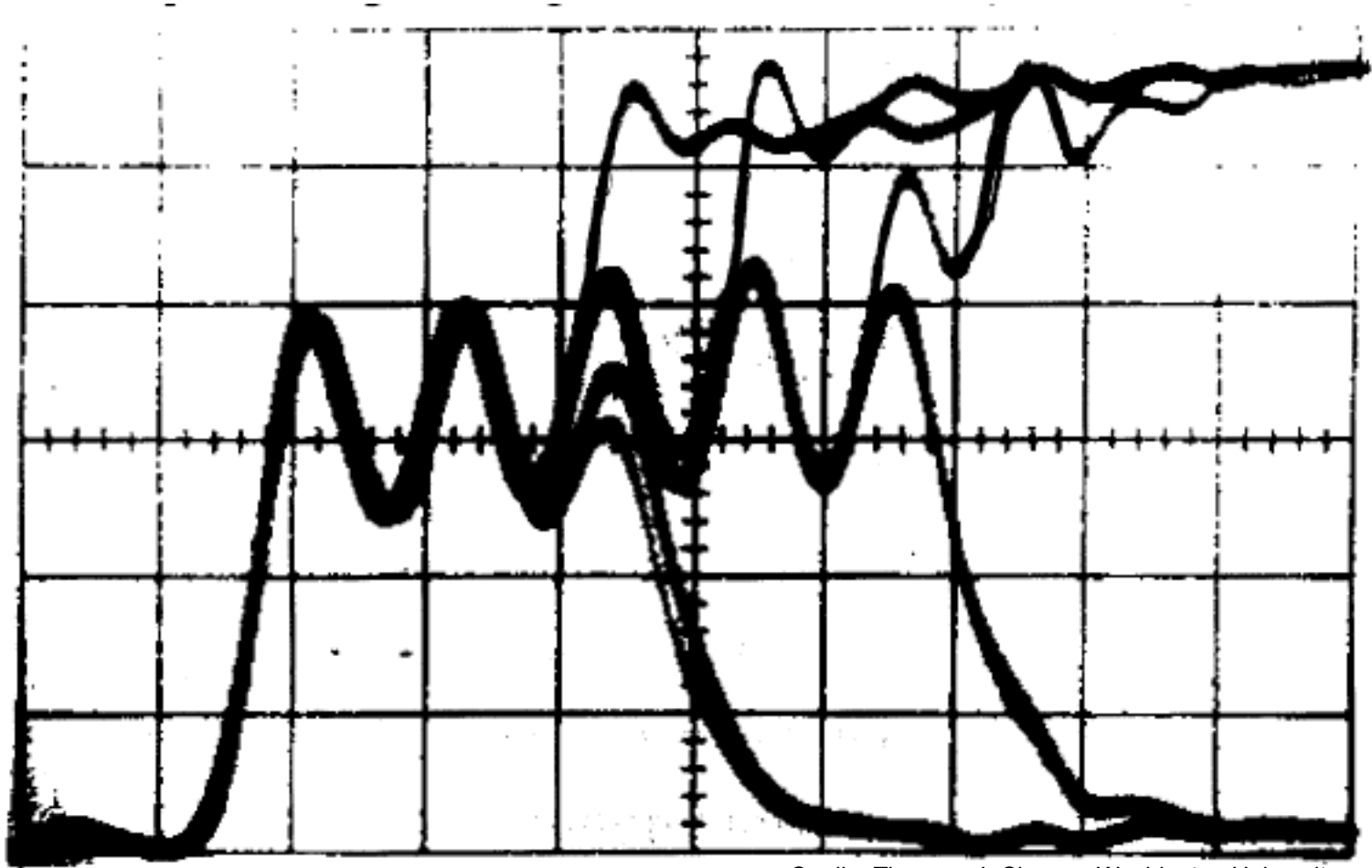
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Ein Flip-Flop hat intern **Rückkopplungen**
- Falls Q zwischen 1 und 0 liegt:
 - ... wird es von den **kreuzgekoppelten** Gattern **irgendwann** auf 1 oder 0 getrieben
 - Je nachdem, an welchem Spannungspegel es **näher** lag



- Ein Signal wird als **metastabil** bezeichnet, wenn es noch nicht zu 1 oder 0 **aufgelöst** wurde

Metastabilität: Beispiel



Quelle: Thomas. J. Chaney, Washington University

- Wenn Flip-Flop Eingang D zu einem zufälligen Zeitpunkt innerhalb der Abtastzeit wechselt
- ... wird Ausgang Q nach einer zufälligen Zeit t_{res} zu 0 oder 1 aufgelöst (*resolved*)
- **Wahrscheinlichkeit**, dass Ausgang Q nach einer Wartezeit t noch metastabil ist:

$$P(t_{\text{res}} > t) = (T_0/T_c) e^{-t/\tau}$$

t_{res} : Zeit um Ausgang sicher nach 1 or 0 auszulösen

T_0, τ : Eigenschaften der Schaltung

T_c : Taktperiode

Zeitdauer der Metastabilität: Interpretation

- Intuitiv
 - T_0/T_c ist **Wahrscheinlichkeit**, dass Eingang zu einem **ungünstigen** Zeitpunkt schaltet
 - Innerhalb der Abtastzeit, sinkt mit wachsender Taktperiode T_c

$$P(t_{\text{res}} > t) = (T_0/T_c) e^{-t/\tau}$$

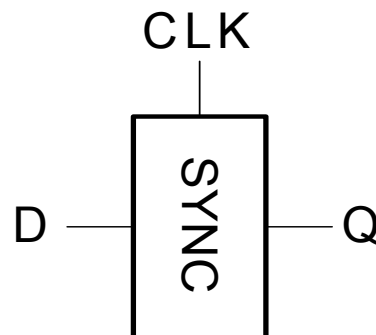
- Die Zeitkonstante τ gibt an, wie schnell Flip-Flop sich aus dem metastabilen Zustand **wegbewegen** kann
 - Hängt von der Verzögerung durch die kreuzgekoppelten Gatter ab

$$P(t_{\text{res}} > t) = (T_0/T_c) e^{-t/\tau}$$

- Kurzfassung: Wenn man nur **lange** genug wartet, wird der Ausgang sicher zu 0 oder 1 aufgelöst

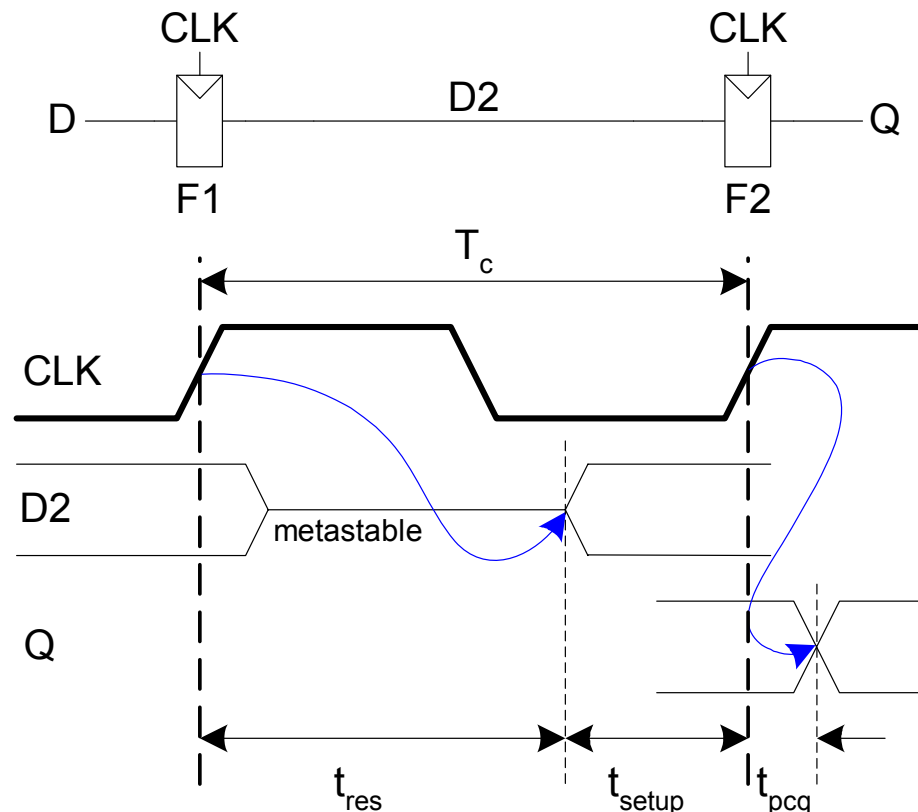
Synchronisierer (*synchronizer*)

- Asynchrone Eingänge (*D*) lassen sich praktisch **nicht** ganz vermeiden
 - Benutzerschnittstellen
 - Systeme mit mehreren interagierenden Taktsignalen
- Ziel eines **Synchronisierers**
 - **Reduziere** die Wahrscheinlichkeit für metastabilen Zustand
 - Liefere an Q mit **hoher** Wahrscheinlichkeit gültige Werte
- Metastabilität kann aber **nie** völlig ausgeschlossen werden



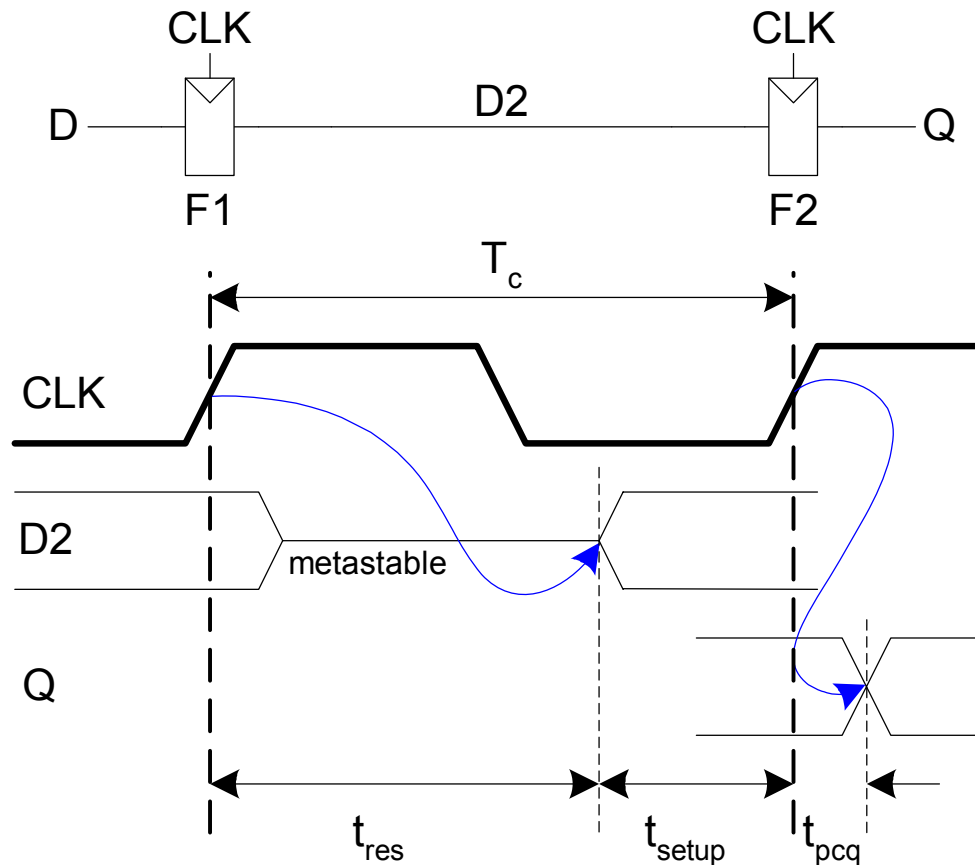
Interner Aufbau eines Synchronisierers

- Aufgebaut aus **Reihenschaltung** von Flip-Flops
- Annahme: Eingang der wechselt während der Abtastzeit von Flip-Flop F1
- Synchronisation **gelingt**, wenn Signal D2 **innerhalb** von $(T_c - t_{\text{setup}})$ zu 0 oder 1 aufgelöst wird



Wahrscheinlichkeit für Scheitern der Synchronisation

Für jede Änderung des Eingangs D: **$P(\text{Scheitern}) = (T_0/T_c) e^{-(T_c - t_{\text{setup}})/\tau}$**



Mittlere Betriebsdauer zwischen Ausfällen (*mean time between failures, MTBF*)

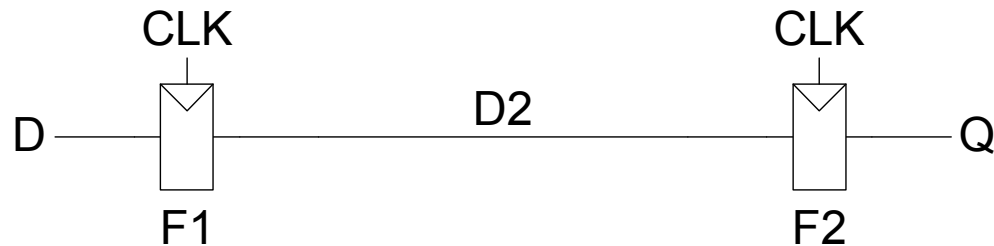
- Bei Änderung des Eingangssignals **einmal** pro Sekunde
 - Ausfallwahrscheinlichkeit des Synchronisierers pro Sekunde ist $P(\text{Scheitern})$
- Bei Änderung des Eingangssignals **N -mal** pro Sekunde
 - Ausfallwahrscheinlichkeit des Synchronisierers pro Sekunde ist

$$P(\text{Scheitern})/s = (NT_0/T_c) e^{-(T_c - t_{\text{setup}})/\tau}$$

- Im **Durchschnitt** scheitert die Synchronisation also alle
 $1/[P(\text{Scheitern})/s]$ Sekunden
- Wird auch genannt “**Mittlere Betriebsdauer zwischen Ausfällen**” (MTBF)

$$\text{MTBF} = 1/[P(\text{Scheitern})/s] = (T_c/NT_0) e^{(T_c - t_{\text{setup}})/\tau}$$

Beispiel: Synchronisierer



- Annahmen:
 $T_c = 1/500 \text{ MHz} = 2 \text{ ns}$
 $T_0 = 150 \text{ ps}$
 $N = 10 \text{ Änderungen pro Sekunde}$
 $\tau = 200 \text{ ps}$
 $t_{\text{setup}} = 100 \text{ ps}$

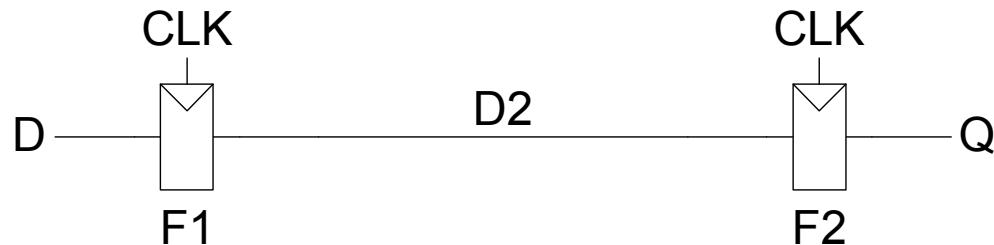
- Ausfallwahrscheinlichkeit? MTBF?

$$P(\text{Scheitern}) =$$

$$P(\text{Scheitern})/\text{s} =$$

$$\text{MTBF} =$$

Beispiel: Synchronisierer



- Annahmen:
 $T_c = 1/500 \text{ MHz} = 2 \text{ ns}$
 $T_0 = 150 \text{ ps}$
 $N = 10 \text{ Änderungen pro Sekunde}$
 $\tau = 200 \text{ ps}$
 $t_{\text{setup}} = 100 \text{ ps}$

- Ausfallwahrscheinlichkeit? MTBF?

$$P(\text{Scheitern}) = (150 \text{ ps} / 2 \text{ ns}) e^{-(1.9 \text{ ns}) / 200 \text{ ps}} = 5.6 \times 10^{-6}$$

$$P(\text{Scheitern}) / \text{s} = 10 \times (5.6 \times 10^{-6}) = 5.6 \times 10^{-5} / \text{s}$$

$$\text{MTBF} = 1 / [P(\text{Scheitern}) / \text{s}] \approx 5 \text{ Stunden}$$

▪ Zwei Arten von Parallelität

▪ Räumliche Parallelität

- Vervielfachte Hardware bearbeitet mehrere Aufgaben gleichzeitig

▪ Zeitliche Parallelität

- Aufgabe wird in mehrere Unteraufgaben aufgeteilt
- Unteraufgaben werden parallel ausgeführt
- Beispiel: Fließbandprinzip bei Autofertigung
 - Nur eine Station für einen Arbeitsschritt
 - Aber alle unterschiedlichen Arbeitsschritte für mehrere Autos werden parallel ausgeführt
- Auch genannt: Pipelining

Parallelität: Grundlegende Begriffe

- Einige Definitionen:
 - **Datensatz:** Vektor aus Eingabewerten, die zu einem Vektor aus Ausgabewerten bearbeitet werden
 - **Latenz:** Zeit von der Eingabe eines Datensatzes bis zur Ausgabe der zugehörigen Ergebnisse
 - **Durchsatz:** Die Anzahl von Datensätzen die pro Zeiteinheit bearbeitet werden können
- Parallelität erhöht Durchsatz

Beispiel Parallelität: Plätzchen backen



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Weihnachtszeit steht vor der Tür, also rechtzeitig anfangen!
- **Annahmen**
 - Genug Teig ist fertig
 - 5 Minuten um ein Blech mit Teig zu bestücken
 - 15 Minuten Backzeit
- **Vorgehensweise**
 - Ein Blech nach dem anderen vorbereiten und backen

Latenz =

Durchsatz =

Beispiel Parallelität: Plätzchen backen (seriell)



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Weihnachtszeit steht vor der Tür, also rechtzeitig anfangen!
- **Annahmen**
 - Genug Teig ist fertig
 - 5 Minuten um ein Blech mit Teig zu bestücken
 - 15 Minuten Backzeit
- **Vorgehensweise**
 - Ein Blech nach dem anderen vorbereiten und backen

Latenz = $5 + 15 = 20$ Minuten = $1/3$ h

Durchsatz = 1 Blech alle 20 Minuten = 3 Bleche/h

Beispiel Parallelität: Plätzchen backen (parallel)



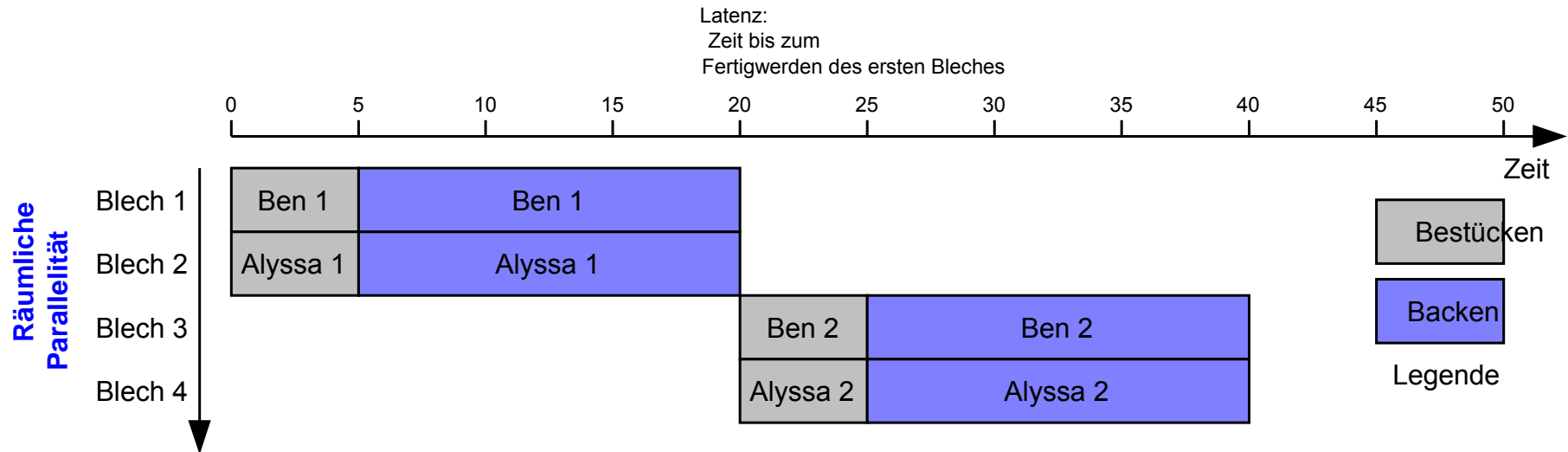
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- **Gleiche** Annahmen wie eben
 - 5 Minuten Blech bestücken, 15 Minuten Backen
- **Alternative** Vorgehensweisen
 - **Räumliche Parallelität:** **Zwei** Bäcker (Ben & Alyssa), jeder mit einem **eigenen** Ofen
 - **Zeitliche Parallelität:** Aufteilen der Keksherstellung in **Unteraufgaben**
 - Blech bestücken
 - Backen
 - Nächstes Blech bestücken, **während** erstes noch im Ofen gebacken wird
- Latenz und Durchsatz?

Räumliche Parallelität



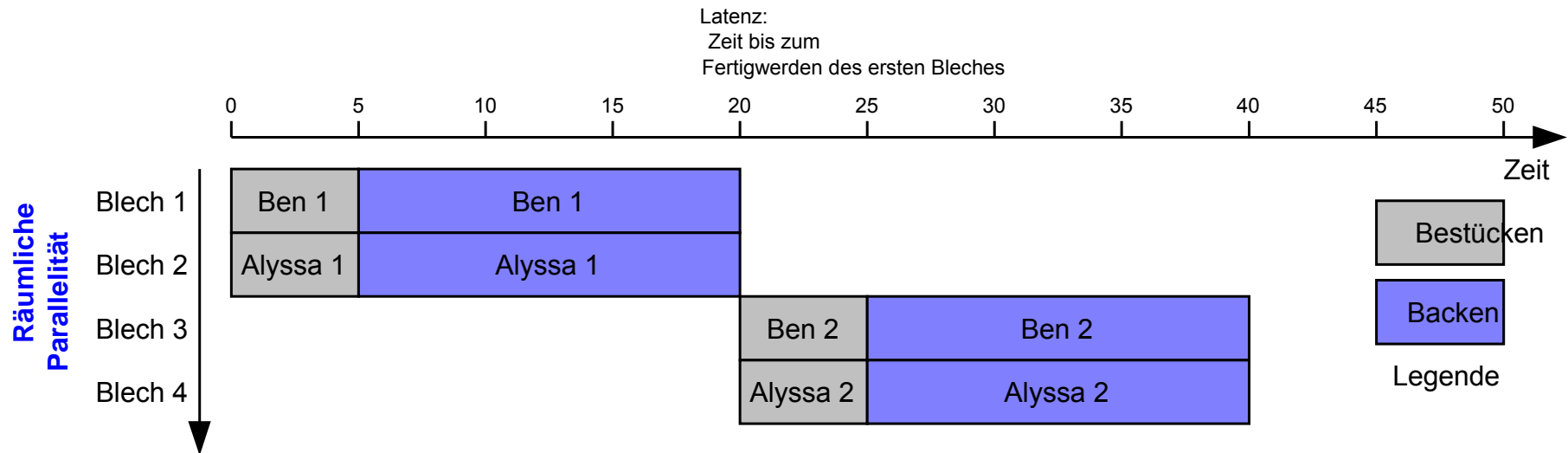
TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



Latenz =

Durchsatz =

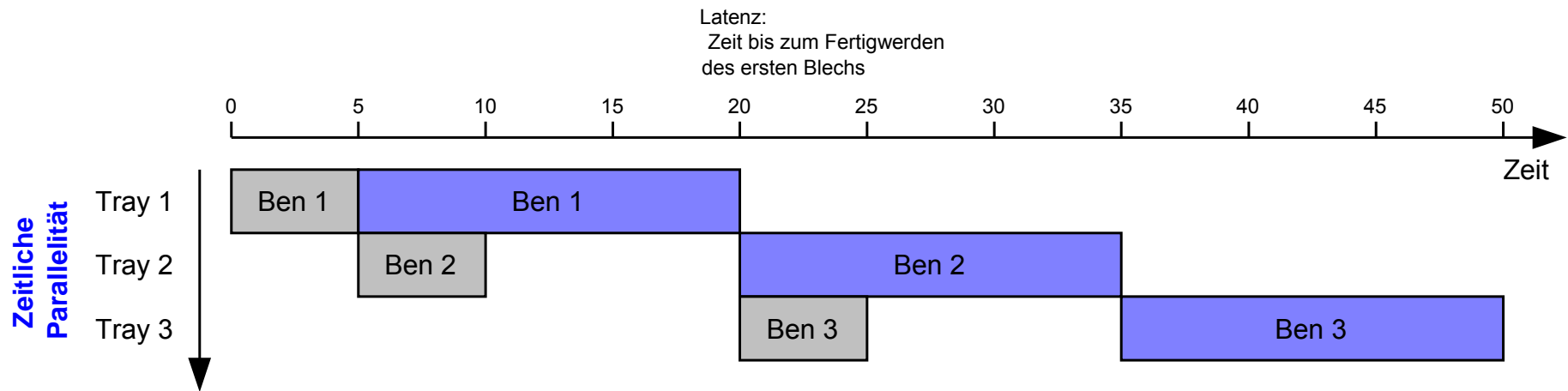
Räumliche Parallelität



$$\text{Latenz} = 5 + 15 = 20 \text{ Minuten} = 1/3 \text{ h}$$

$$\text{Durchsatz} = 2 \text{ Bleche alle 20 Minuten} = 6 \text{ Bleche/h}$$

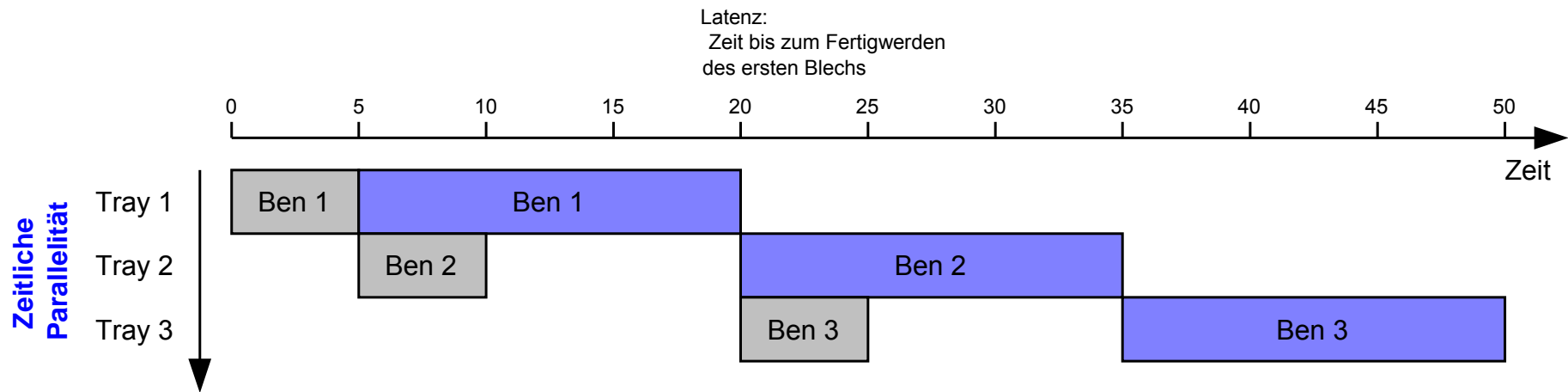
Zeitliche Parallelität



Latenz =

Durchsatz =

Zeitliche Parallelität

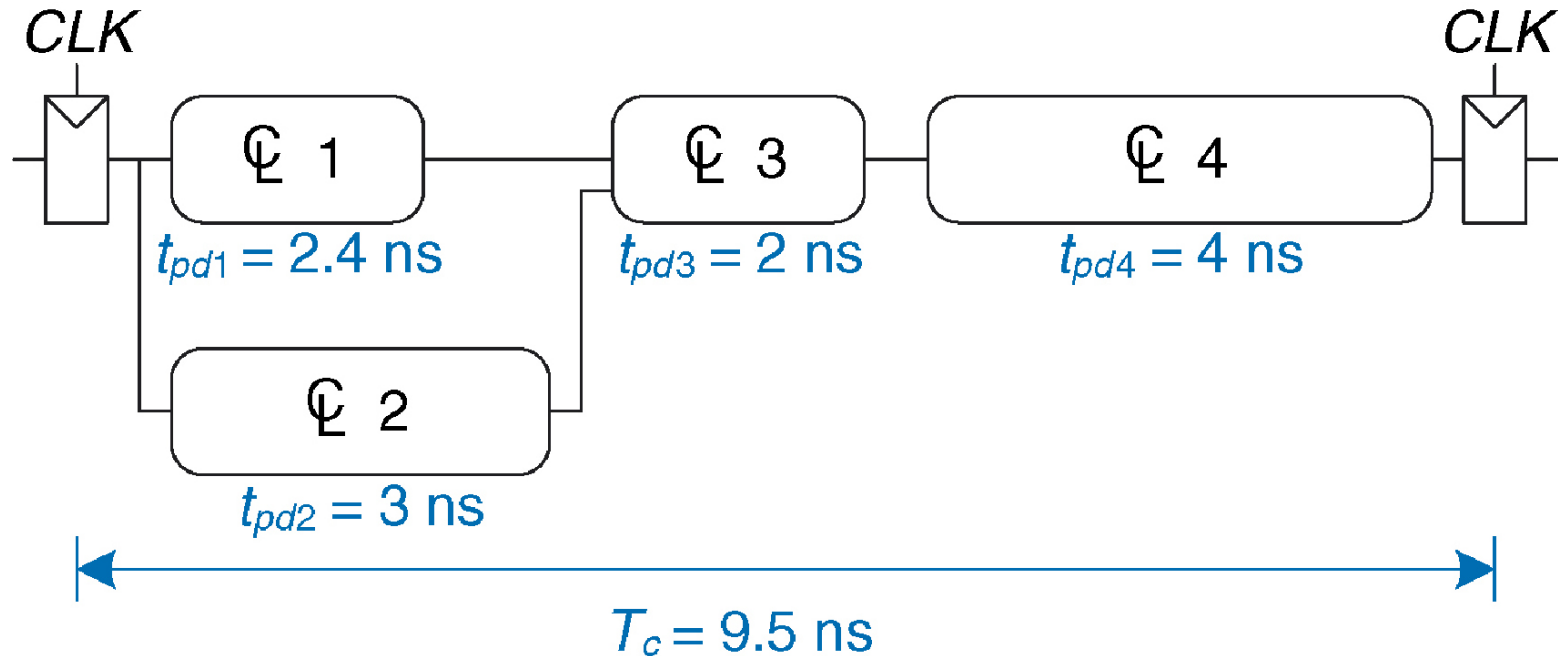


$$\text{Latenz} = 5 + 15 = 20 \text{ Minuten} = \frac{1}{3} \text{ h}$$

$$\text{Durchsatz} = 1 \text{ Blech alle } 15 \text{ Minuten} = 4 \text{ Bleche/h}$$

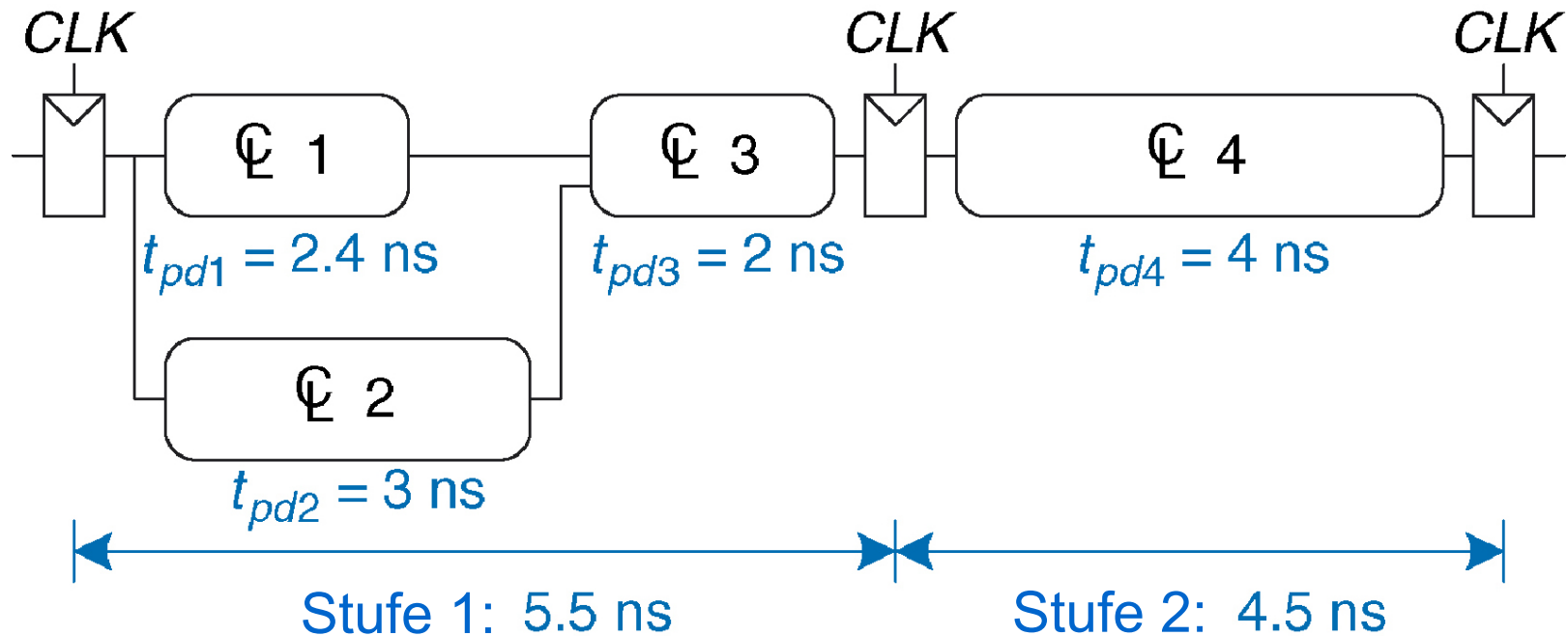
- Zeitliche und räumliche Parallelität können miteinander **kombiniert** werden
- Hier:
 - **Zwei** Bäcker und Öfen
 - Nächstes Blech bestücken **während** altes gebacken wird
- Latenz = 20 Minuten
- Durchsatz = 8 Bleche/h

Schaltung ohne Pipelining



- Kritischer Pfad durch Elemente 2, 3, 4: 9 ns
- $t_{\text{setup}} = 0,2 \text{ ns}$ und $t_{\text{pcq}} = 0,3 \text{ ns} \rightarrow T_c = 9 + 0,2 + 0,3 = 9,5 \text{ ns}$
- Latenz = 9,5ns ; Durchsatz = $1 / 9,5\text{ns} = 105 \text{ MHz}$

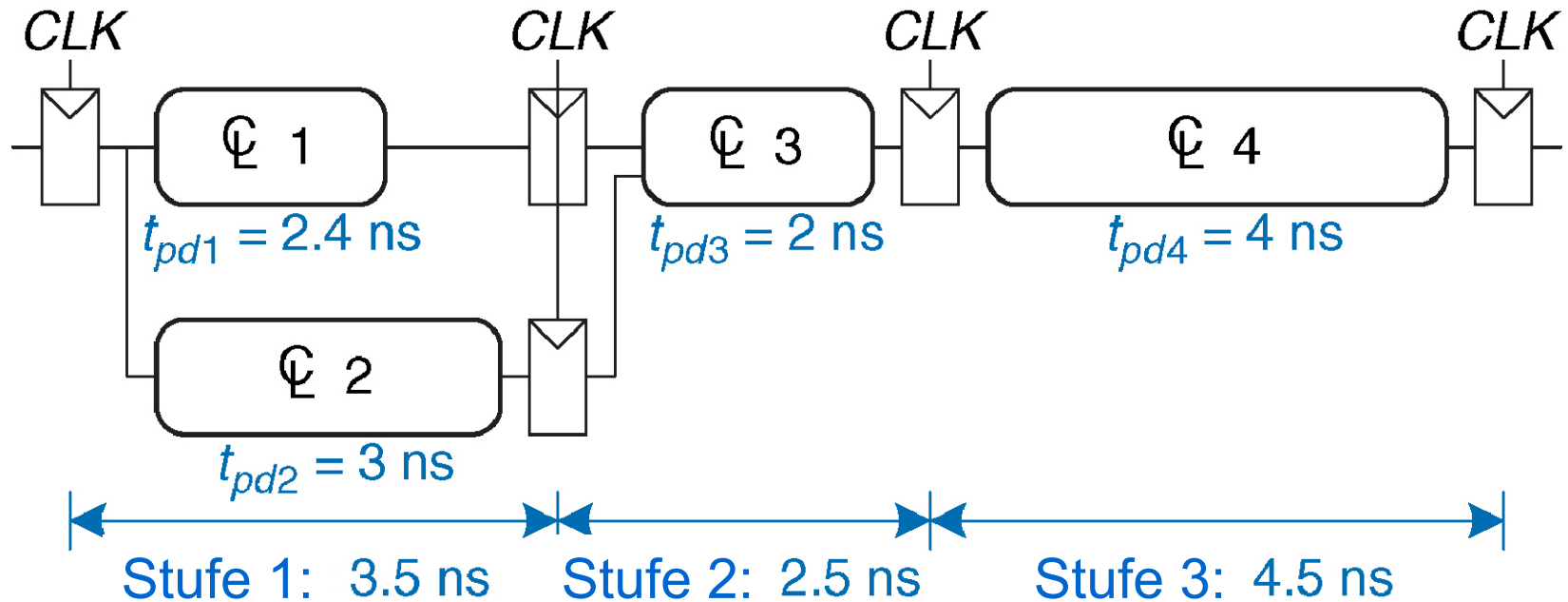
Schaltung mit zweistufiger Pipeline



- Stufe 1: $3 + 2 + 0,2 + 0,3 = 5,5 \text{ ns}$
- $\rightarrow T_c = 5,5 \text{ ns}$
- Latenz = 2 Takte = 11 ns
- Durchsatz = $1 / 5,5 \text{ ns} = 182 \text{ MHz}$

Stufe 2: $4 + 0,2 + 0,3 = 4,5 \text{ ns}$

Schaltung mit dreistufiger Pipeline



- $T_c = 4,5 \text{ ns}$
- Latenz = 3 Takte = $13,5 \text{ ns}$
- Durchsatz = $1 / 4,5 \text{ ns} = 222 \text{ MHz}$

Diskussion Pipelining

- Mehr Pipelinestufen
 - **Höherer** Durchsatz (mehr Ergebnisse pro Zeiteinheit)
 - aber auch **höhere** Latenz (länger warten auf das erste Ergebnis)
 - → Lohnt sich nur, wenn **viele** Datensätze bearbeitet werden müssen
- Klappt aber **nicht** immer
- Problem: **Abhängigkeiten**
- Beispiel Kekse: **Erstmal** schauen wie ein Blech geworden ist, **bevor** das nächste bestückt wird
- Wird noch intensiv im 7. Kapitel behandelt (Prozessorarchitektur)