

# Systeme II

## 8. Die Datensicherungsschicht

Christian Schindelhauer

Technische Fakultät

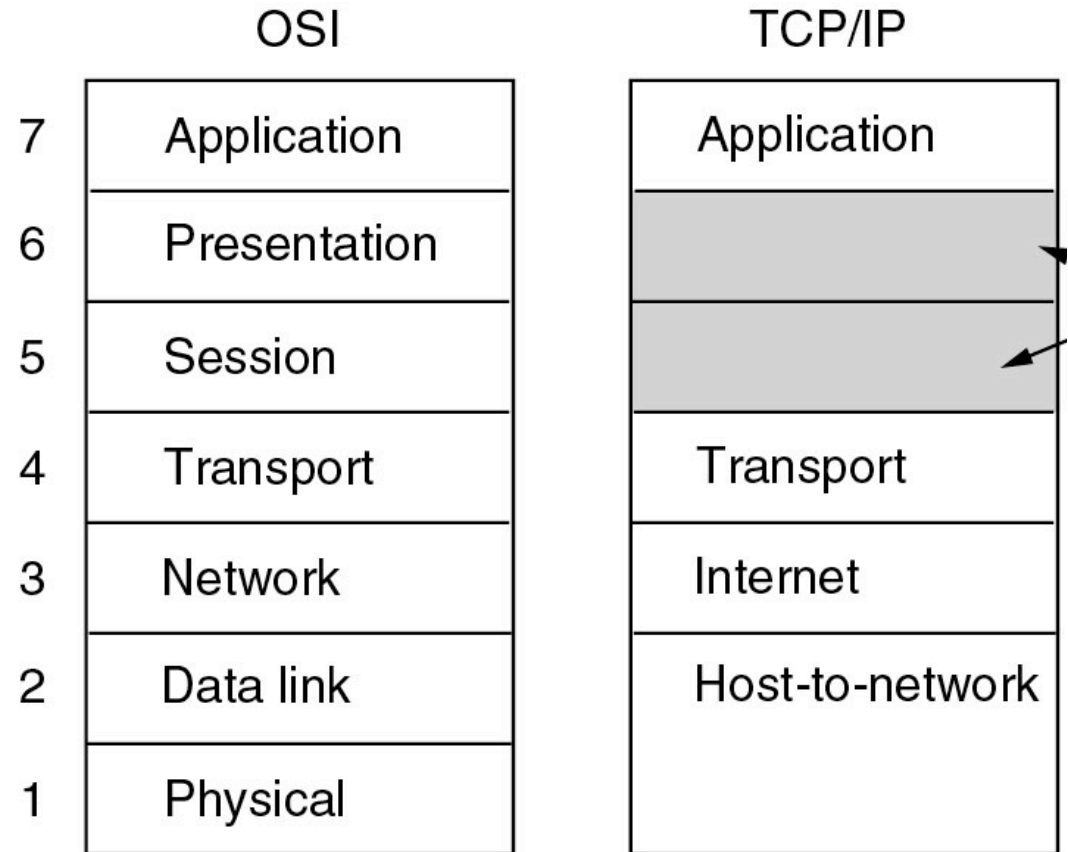
Rechnernetze und Telematik

Albert-Ludwigs-Universität Freiburg

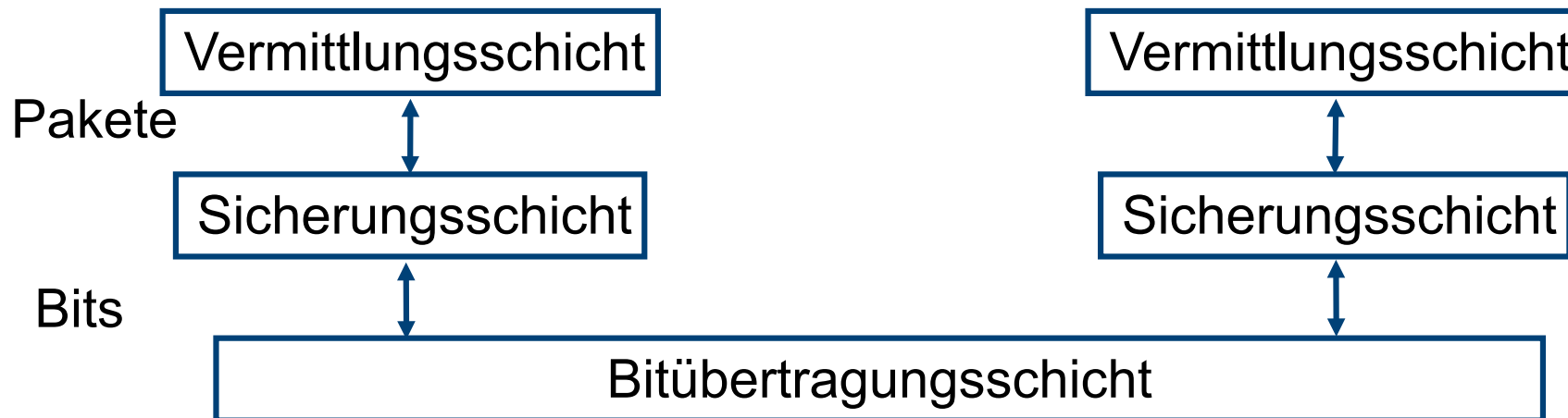
Version 25.06.2012

- Aufgaben der Sicherungsschicht (Data Link Layer)

- Dienste für die Vermittlungsschicht
- Frames
- Fehlerkontrolle
- Flusskontrolle



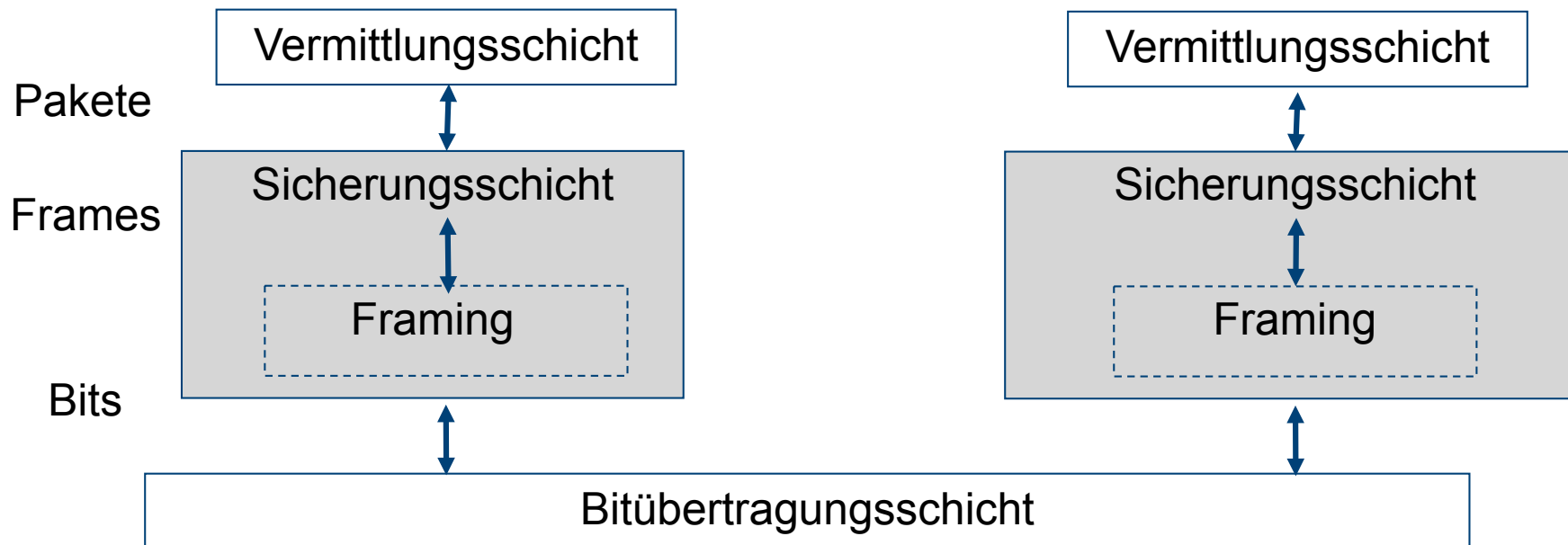
- Situation der Sicherungsschicht
  - Die Bitübertragungsschicht überträgt Bits
  - Aber unstrukturiert und möglicherweise fehlerbehaftet
- Die Vermittlungsschicht erwartet von der Sicherungsschicht
  - Fehlerfreie Übermittlung
  - Übermittlung von strukturierten Daten
    - Datenpakete oder Datenströme
  - Störungslosen Datenfluss



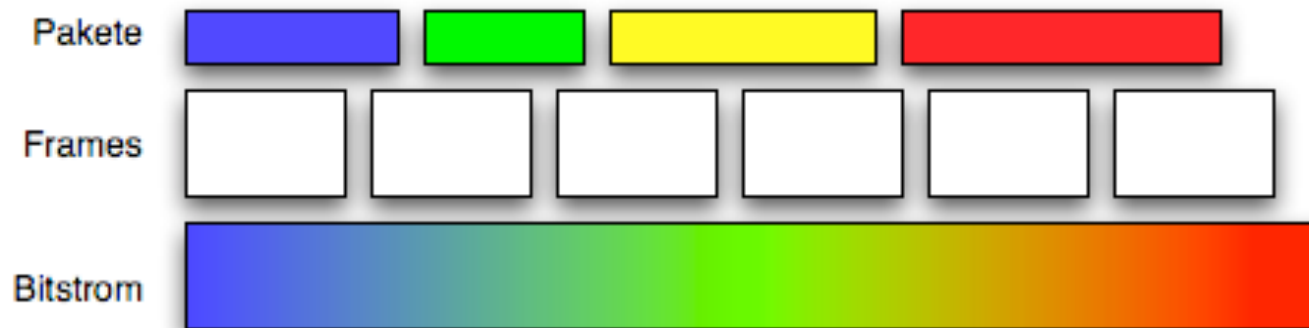
- **Verlässlicher Dienst?**
  - Das ausgelieferte und das empfangene Paket müssen identisch sein
  - Alle Pakete sollen (irgendwann) ankommen
  - Pakete sollen in der richtigen Reihenfolge ankommen
  - Fehlerkontrolle ist möglicherweise notwendig
- **Verbindungsorientiert?**
  - Ist die Punkt-zu-Punktverbindung in einem größerem Kontext?
  - Reservierung der Verbindung notwendig?
- **Pakete oder Datenströme (Bitströme)?**

- Beispiel
  - Verbindungsloser und verlässlicher Dienst wird durch die Vermittlungsschicht gefordert
  - Sicherungsschicht verwendet intern verbindungsorientierten Dienst mit Fehlerkontrolle
- Andere Kombinationen sind möglich

- Der Bitstrom der Bitübertragungsschicht wird in kleinere “Frames” unterteilt
  - Notwendig zur Fehlerkontrolle
  - Frames sind Pakete der Sicherungsschicht
- Frame-Unterteilung (Fragmentierung) und Defragmentierung sind notwendig
  - Falls die Pakete der Vermittlungsschicht größer sind als die Frames



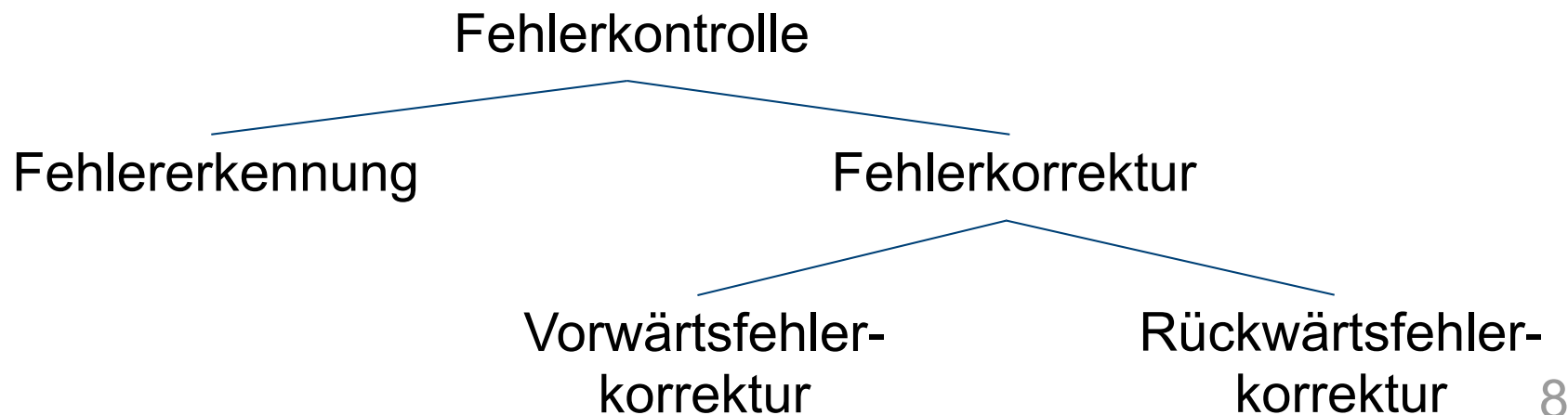
- Die Sicherungsschicht zwischen der Bitübertragungsschicht mit Bitstrom und der Vermittlungsschicht mit Paketen



- Pakete werden in Framegröße fragmentiert



- Zumeist gefordert von der Vermittlungsschicht
  - Mit Hilfe der Frames
- Fehlererkennung
  - Gibt es fehlerhaft übertragene Bits?
- Fehlerkorrektur
  - Behebung von Bitfehlern
  - Vorwärtsfehlerkorrektur (Forward Error Correction)
    - Verwendung von redundanter Kodierung, die es ermöglicht Fehler ohne zusätzliche Übertragungen zu beheben
  - Rückwärtsfehlerkorrektur (Backward Error Correction)
    - Nach Erkennen eines Fehlers, wird durch weitere Kommunikation der Fehler behoben





- Nutzen von Verbindungen
  - Kontrolle des Verbindungsstatus
    - Korrektheit des Protokolls
  - Fehlerkontrolle
    - Verschiedene Fehlerkontrollverfahren vertrauen auf gemeinsamen Kontext von Sender und Empfänger
- Aufbau und Terminierung von Verbindungen
  - “Virtuelle Verbindungen”
    - Es werden keine Schalter umgelegt
    - Interpretation des Bitstroms
  - Kontrollinformationen in Frames
  - Besonders wichtig bei drahtlosen Medien
- Das Problem wird im Rahmen der Transportschicht ausführlich diskutiert
  - Vgl. Sitzungsschicht vom OSI-Modell

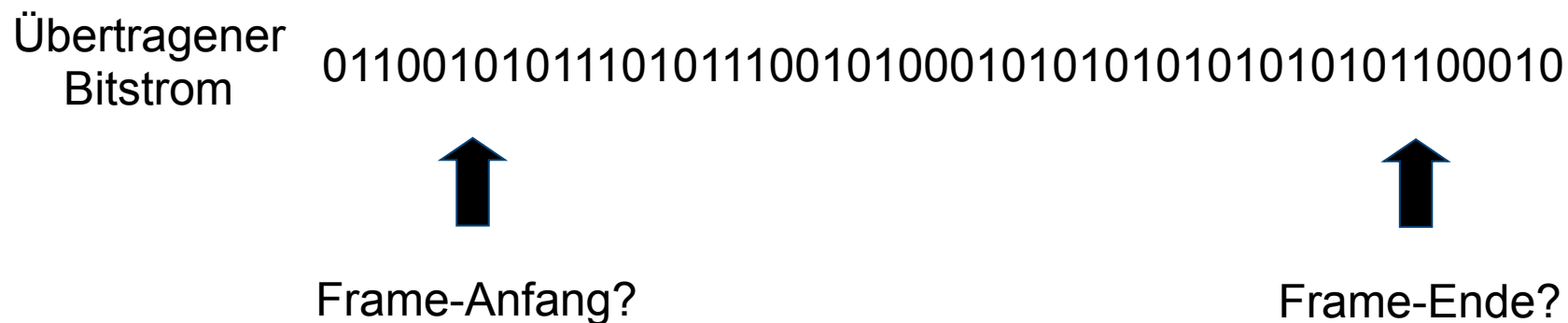
- **Problem: Schneller Sender und langsamer Empfänger**
  - Der Sender lässt den Empfangspuffer des Empfängers überlaufen
  - Übertragungsbandweite wird durch sinnlosen Mehrfachversand (nach Fehlerkontrolle) verschwendet
- **Anpassung der Frame-Sende-Rate an dem Empfänger notwendig**

Langsamer Empfänger

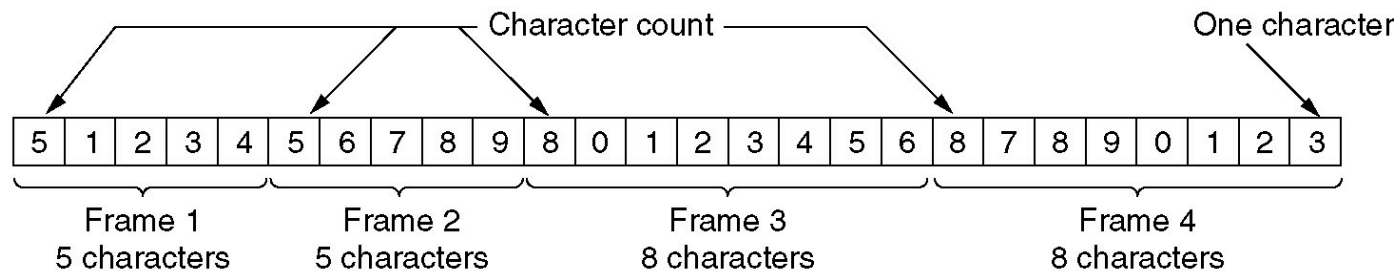


Schneller Sender

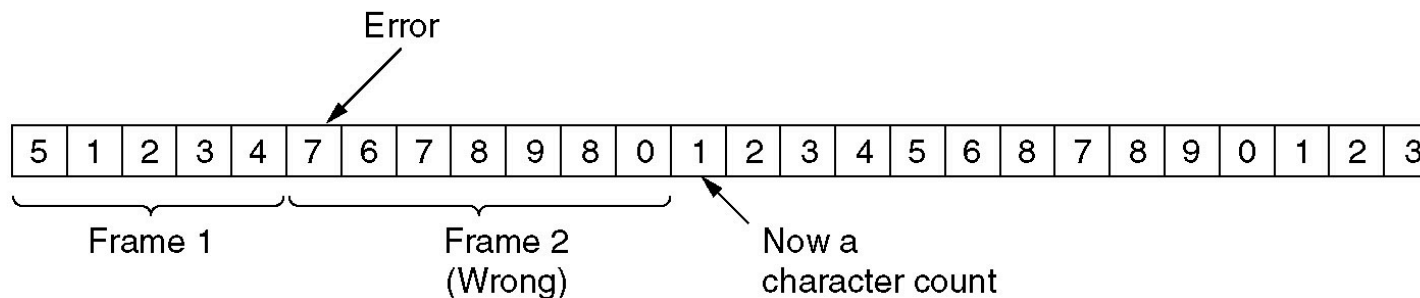
- Wo fängt der Frame an und wo hört er auf?
- Achtung:
  - Die Bitübertragungsschicht kann auch Bits liefern, wenn der Sender tatsächlich nichts sendet
  - Der Empfänger
    - könnte das Rauschen auf dem Medium interpretieren
    - könnte die Folge 00000000.... liefern
  - Daten oder Kontrollinformation?



- Idee: Ankündigung der Bitanzahl im Frame-Header

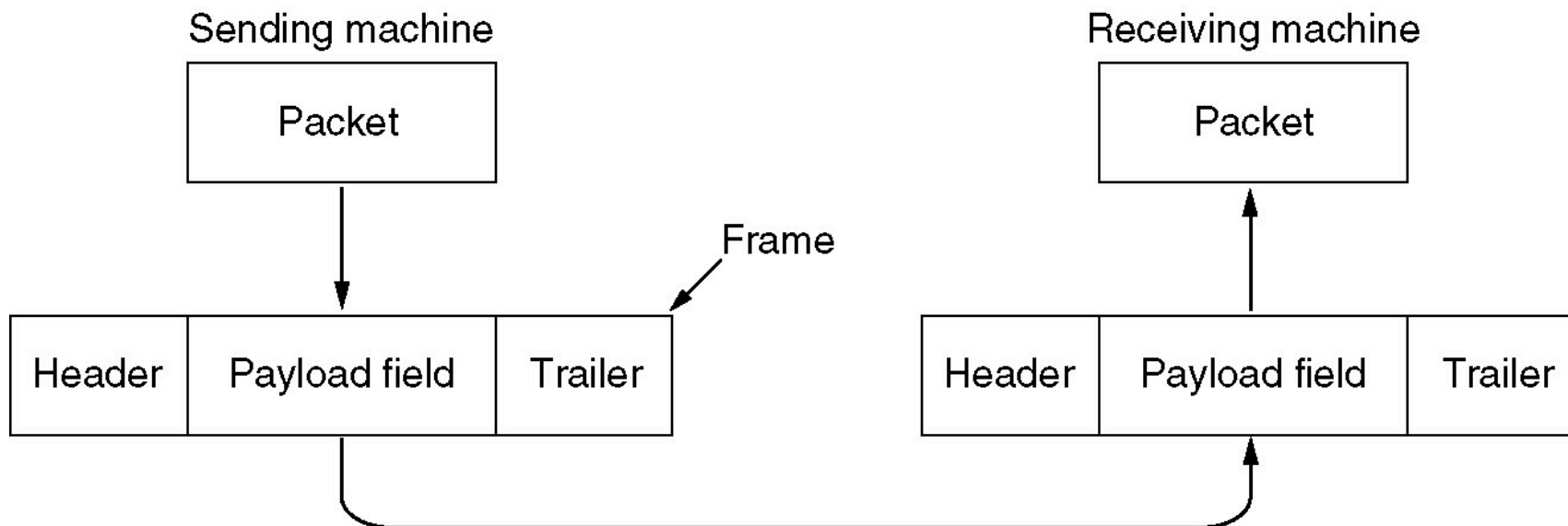


- Problem: Was, wenn die Frame-Länge fehlerhaft übertragen wird?
  - Der Empfänger kommt aus dem Takt und interpretiert neue, sinnlose Frames
  - Variable Frame-Größen mit Längeninformation sind daher kein gutes Konzept



- Header und Trailer

- Zumeist verwendet man Header am Anfang des Frames, mitunter auch Trailer am Ende des Frames
- signalisieren den Frame-Beginn und das Frame-Ende
- tragen Kontrollinformationen
  - z.B. Sender, Empfänger, Frametypen, Fehlerkontrollinformation

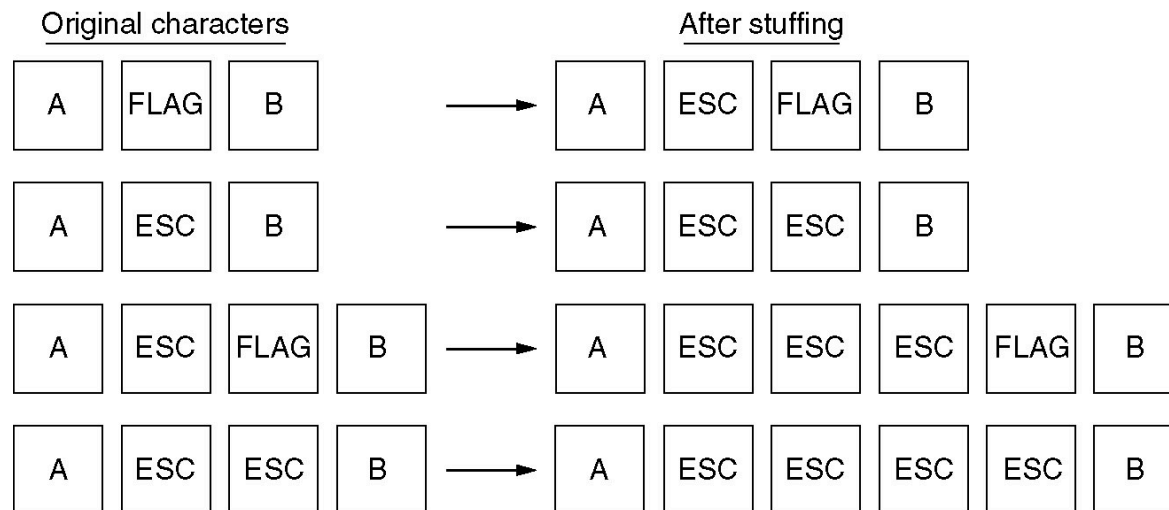


# Flag Bytes und Bytestopfen

- Besondere “Flag Bytes” markieren Anfang und Ende eines Frames



- Falls diese Marker in den Nutzdaten vorkommen
  - Als Nutzdatenbyte mit Sonderzeichen (Escape) markieren
    - Bytestopfen (byte stuffing)
  - Falls Sonderzeichen und “Flag-Byte” erscheinen, dito,
    - etc., etc.

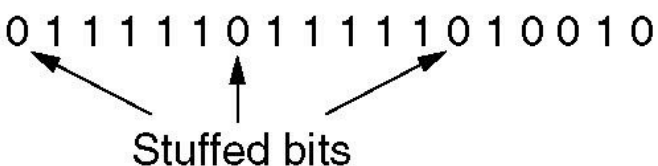


- Bytestopfen verwendet das Byte als elementare Einheit
  - Das Verfahren funktioniert aber auch auf Bitebene
- Flag Bits und Bitstopfen (bit stuffing)
  - Statt flag byte wird eine Bit-Folge verwendet
    - z.B.: 01111110
  - Bitstopfen
    - Wenn der Sender eine Folge von fünf 1er senden möchte, wird automatisch eine 0 in den Bitstrom eingefügt
      - Außer bei den Flag Bits
- Der Empfänger entfernt eine 0 nach fünf 1ern

Originale Nutzdate (a) 0 1 1 0 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 0 0 1 0

Nach dem Bitstopfen (b) 0 1 1 0 1 1 1 1 1 0 1 1 1 1 1 0 1 1 1 1 1 0 1 0 0 1 0

Stuffed bits



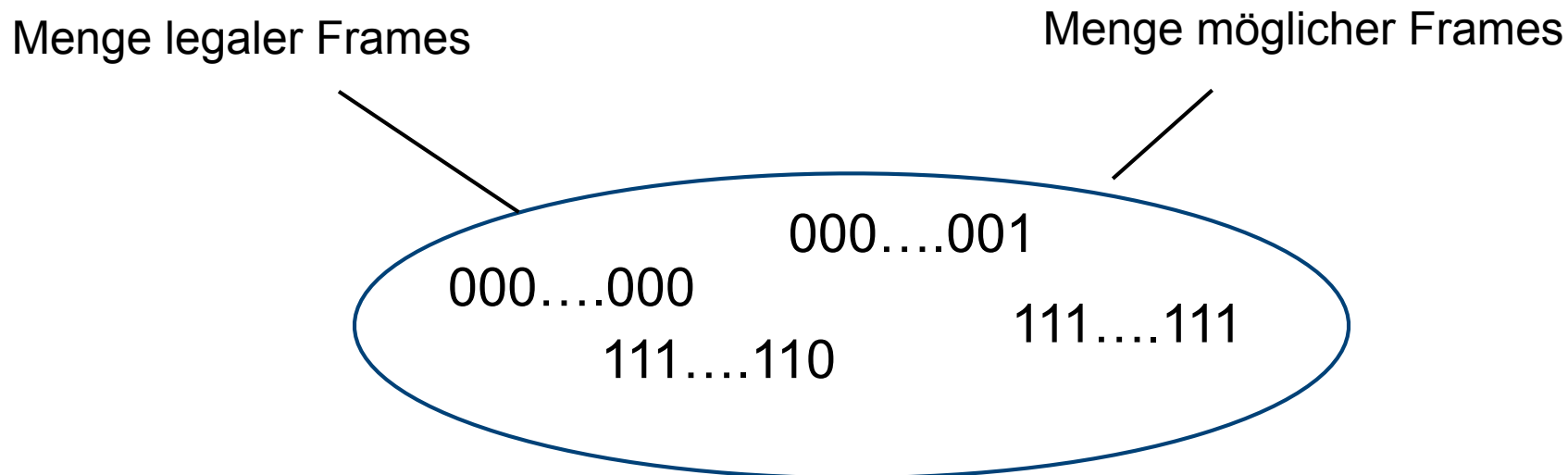
Nach der "Entstopfung" (c) 0 1 1 0 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 0 0 1 0

- Möglicher Spielraum bei Bitübertragungsschicht bei der Kodierung von Bits auf Signale
  - Nicht alle möglichen Kombination werden zur Kodierung verwendet
  - Zum Beispiel: Manchester-Kodierung hat nur tief/hoch und hoch/tief-Übergang
- Durch “Verletzung” der Kodierungsregeln kann man Start und Ende des Rahmens signalisieren
  - Beispiel: Manchester – Hinzunahme von hoch/hoch oder tief/tief
    - Selbsttaktung von Manchester gefährdet?
- Einfache und robuste Methode
  - z.B. verwendet in Ethernet
  - Kosten? Effiziente Verwendung der Bandbreite?



- Aufgaben
  - Erkennung von Fehlern (fehlerhafte Bits) in einem Frame
  - Korrektur von Fehlern in einem Frame
- Jede Kombination dieser Aufgaben kommt vor
  - Erkennung ohne Korrektur
    - Löschen eines Frames ohne weiter Benachrichtigung (drop a frame)
    - Höhere Schichten müssen sich um das Problem kümmern
  - Korrektur ohne Erkennung
    - Es werden bestmöglich Bitfehler beseitigt, möglicherweise sind aber noch Fehler vorhanden
    - Sinnvoll, falls Anwendung Fehler tolerieren kann
      - Beispiel: Tonübertragung
    - Prinzipiell gerechtfertigt, weil immer eine positive Restfehlerwahrscheinlichkeit bleibt

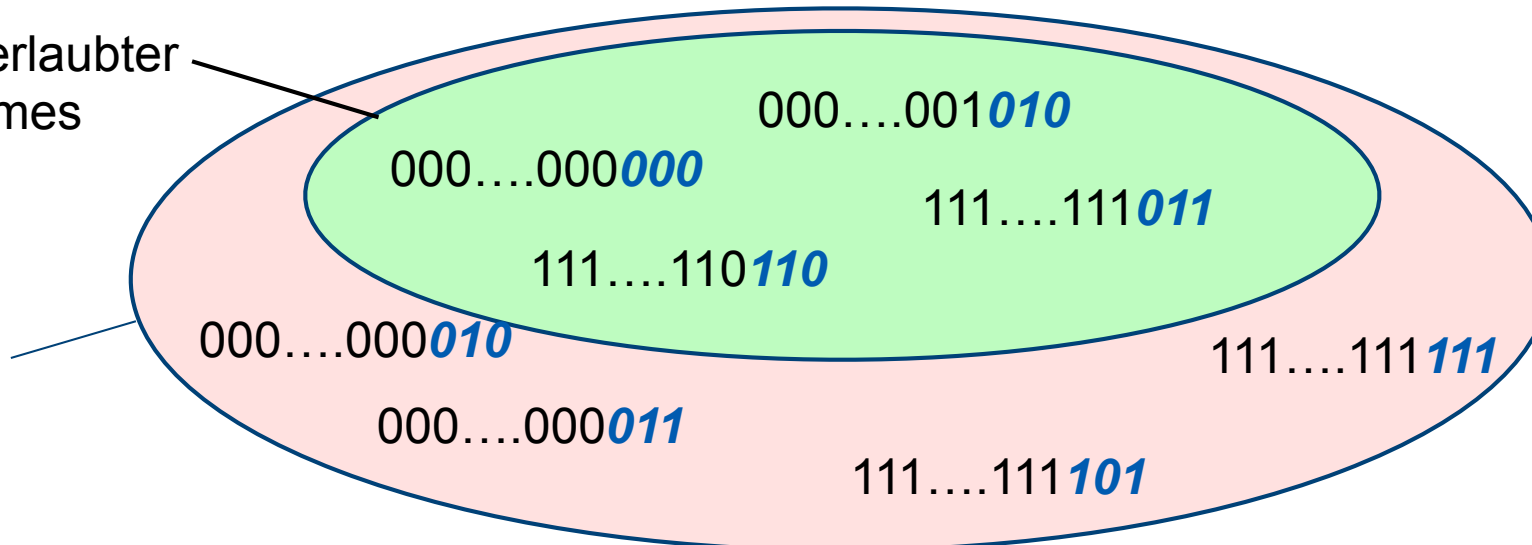
- Redundanz ist eine Voraussetzung für Fehlerkontrolle
- Ohne Redundanz
  - Ein Frame der Länge  $m$  kann  $2^m$  mögliche Daten repräsentieren
  - Jede davon ist erlaubt
- Ein fehlerhaftes Bit ergibt einen neuen Dateninhalt



- Kernidee:
  - Einige der möglichen Nachrichten sind verboten
  - Um dann  $2^m$  legale Frames darzustellen
    - werden mehr als  $2^m$  mögliche Frames benötigt
    - Also werden mehr als  $m$  Bits in einem Frame benötigt
  - Der Frame hat also Länge  $n > m$
  - $r = m - n$  sind die redundanten Bits
    - z.B. Im Header oder Trailer
- Nur die Einschränkung auf erlaubte und verbotene (legal/illegal) Frames ermöglicht die Fehlerkontrolle

Menge erlaubter Frames

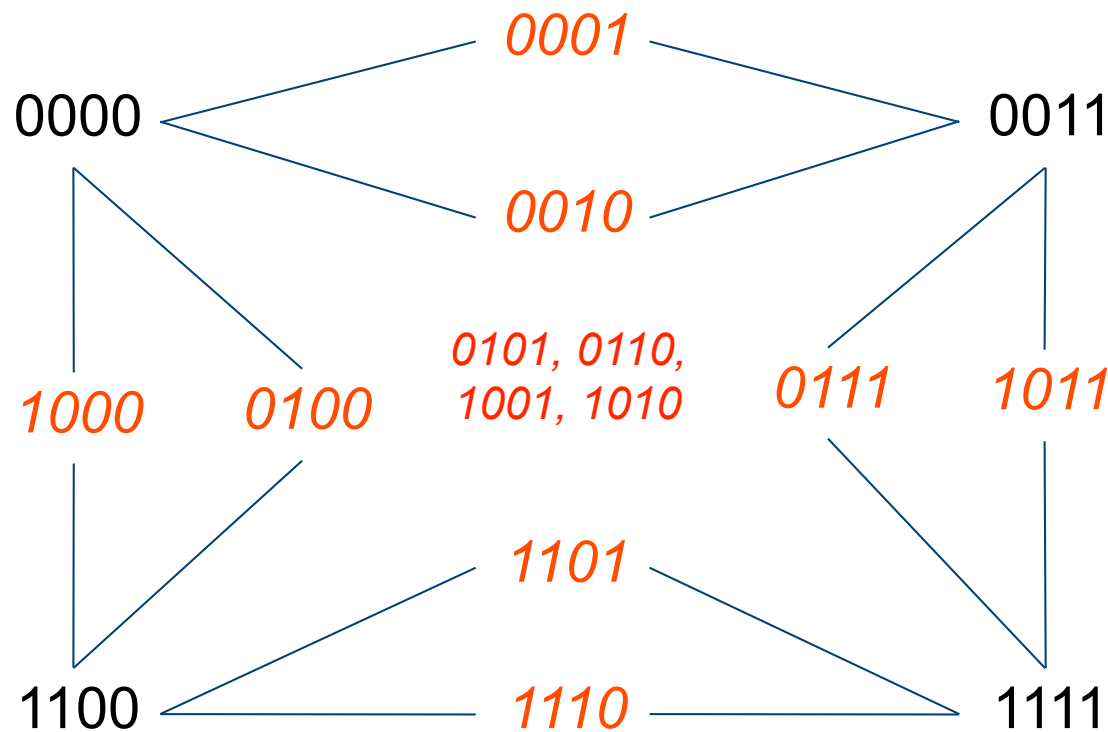
Menge aller Frames



- Eine einfache Regel um ein redundantes Bit zu erzeugen (d.h.  $n=m+1$ )
- Parität
  - Odd parity
    - Eine Eins wird hinzugefügt, so dass die Anzahl der 1er in der Nachricht ungerade wird (ansonsten eine Null)
  - Even parity
    - Eine Eins wird hinzugefügt, so dass die Anzahl der 1er in der Nachricht gerade wird (ansonsten wird eine Null hinzugefügt)
- Beispiel:
  - Originalnachricht ohne Redundanz: 01101011001
  - Odd parity: 011010110011
  - Even parity: 011010110010

- Der Sender sendet nur erlaubte Frames
- In der Bitübertragungsschicht könnten Bits verfälscht werden
- Hoffnung:
  - Legale Frames werden nur in illegale Nachrichten verfälscht
  - Und niemals ein legaler Frame in einen anderen Legalen
- Notwendige Annahme
  - In der Bitübertragungsschicht werden nur eine bestimmte Anzahl von Bits verändert
    - z.B.  $k$  Bits pro Frame
  - Die legalen Nachrichten sind verschieden genug, um diese Frame-Fehlerrate zu erkennen

- Angenommen die folgenden Frames sind erlaubt: 0000, 0011, 1100, 1111



Kanten verbinden Frames, die sich nur in einem Bit unterscheiden

Ein einfacher Bitfehler kann erlaubte Frames nicht in einen anderen erlaubten Frame umformen!

uvxy – erlaubt      *abcd* – verboten

- Der “Abstand” der erlaubten Nachrichten zueinander war immer zwei Bits
- Definition: Hamming-Distanz
  - Seien  $x = x_1, \dots, x_n$  und  $y = y_1, \dots, y_n$  Nachrichten
  - Dann sei  $d(x,y)$  = die Anzahl der 1er Bits in  $x$  XOR  $y$
- Intuitiver: die Anzahl der Positionen, in denen sich  $x$  und  $y$  unterscheiden

- Die Hamming-Distanz ist eine Metrik
  - Symmetrie
    - $d(x,y) = d(y,x)$
  - Dreiecksungleichung:
    - $d(x,y) \leq d(x,z) + d(z,y)$
  - Identität
    - $d(x,x) = 0$  und  
 $d(x,y) = 0$  gdw.  $x = y$
- Beispiel:
  - $x =$             0011010111
  - $y =$             0110100101
  - $x \text{ XOR } y =$    0101110010
  - $d(x,y) = 5$

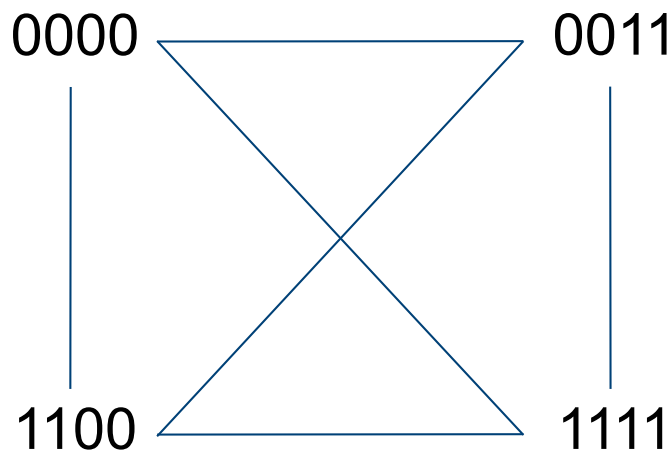


- Die Hamming-Distanz einer Menge von (gleich langen) Bit-Strings  $S$  ist:

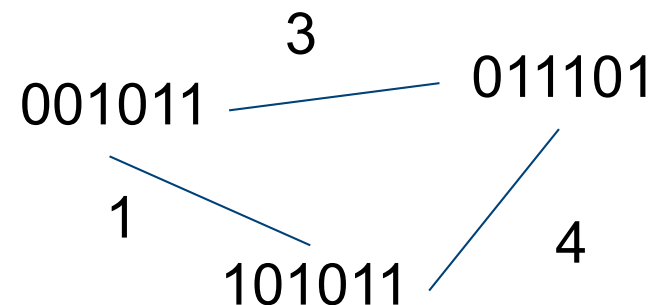
$$d(S) = \min_{x,y \in S, x \neq y} d(x, y)$$

- d.h. der kleinste Abstand zweier verschiedener Wörter in  $S$

Beispiel:



Alle Abstände sind 2



Ein Abstand ist 1!

- 1. Fall  $d(S) = 1$ 
  - Keine Fehlerkorrektur
  - Legale Frames unterscheiden sich in nur einem Bit
- 2. Fall  $d(S) = 2$ 
  - Dann gibt es nur  $x, y \in S$  mit  $d(x,y) = 2$
  - Somit ist jedes  $u$  mit  $d(x,u) = 1$  illegal,
    - wie auch jedes  $u$  mit  $d(y,u) = 1$



- 1-Bit-Fehler
  - können immer erkannt werden
  - aber nicht korrigiert werden

## ■ 3. Fall $d(S) = 3$

- Dann gibt es nur  $x, y \in S$  mit  $d(x,y) = 3$
- Jedes  $u$  mit  $d(x,u) = 1$  illegal und  $d(y,u) > 1$



- Falls  $u$  empfangen wird, sind folgende Fälle denkbar:
  - $x$  wurde gesendet und mit 1 Bit-Fehler empfangen
  - $y$  wurde gesendet und mit 2 Bit-Fehlern empfangen
  - Etwas anderes wurde gesendet und mit mindestens 2 Bit-Fehlern empfangen
- Es ist also wahrscheinlicher, dass  $x$  gesendet wurde, statt  $y$

- Um  $d$  Bit-Fehler zu erkennen ist eine Hamming-Distanz von  $d+1$  in der Menge der legalen Frames notwendig
- Um  $d$  Bit-Fehler zu korrigieren, ist eine Hamming-Distanz von  $2d+1$  in der Menge der legalen Frames notwendig

- Die Menge der legalen Frames  $S \in \{0,1\}^n$  wird das Code-Buch oder einfach Kodierung genannt.
  - Die Rate  $R$  eines Codes  $S$  ist definiert als
    - Die Rate charakterisiert die Effizienz des Codes

$$R_S = \frac{\log |S|}{n}$$

- Die Distanz  $\delta$  des Codes  $S$  ist definiert als
  - charakterisiert die Fehlerkorrektur oder Fehlererkennungsmöglichkeiten

$$\delta_S = \frac{d(S)}{n}$$

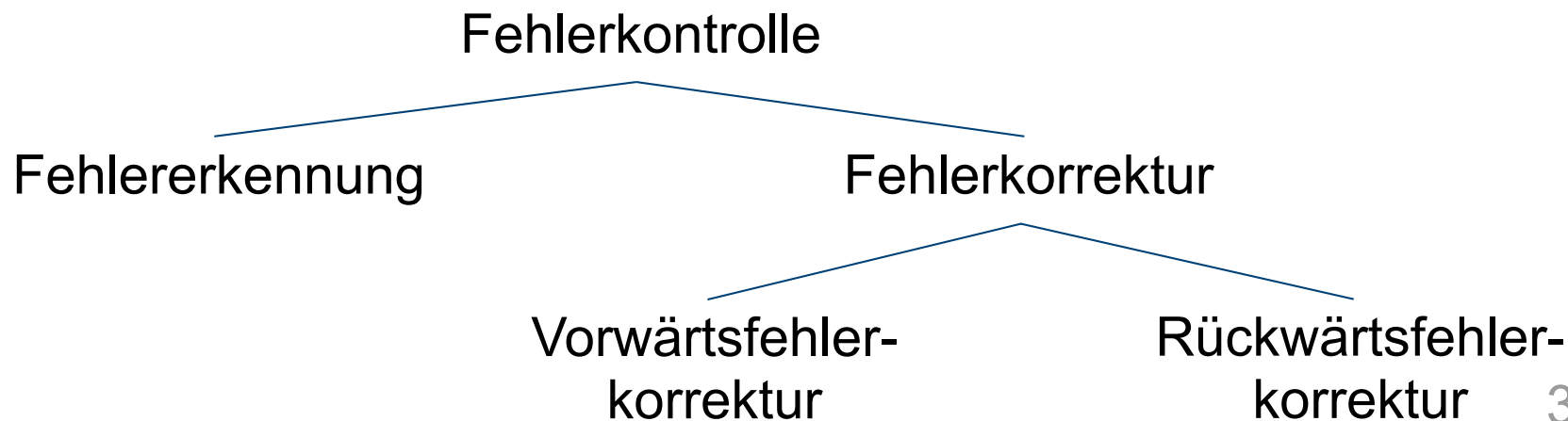
- Gute Codes haben hohe Raten und hohe Distanz
  - Beides lässt sich nicht zugleich optimieren

- Block-Codes kodieren  $k$  Bits Originaldaten in  $n$  kodierte Bits
  - Zusätzlich werden  $n-k$  Symbole hinzugefügt
  - Binäre Block-Codes können höchstens bis zu  $t$  Fehler in einem Code-Wort der Länge  $n$  mit  $k$  Originalbits erkennen, wobei (Gilbert-Varshamov-Schranke):

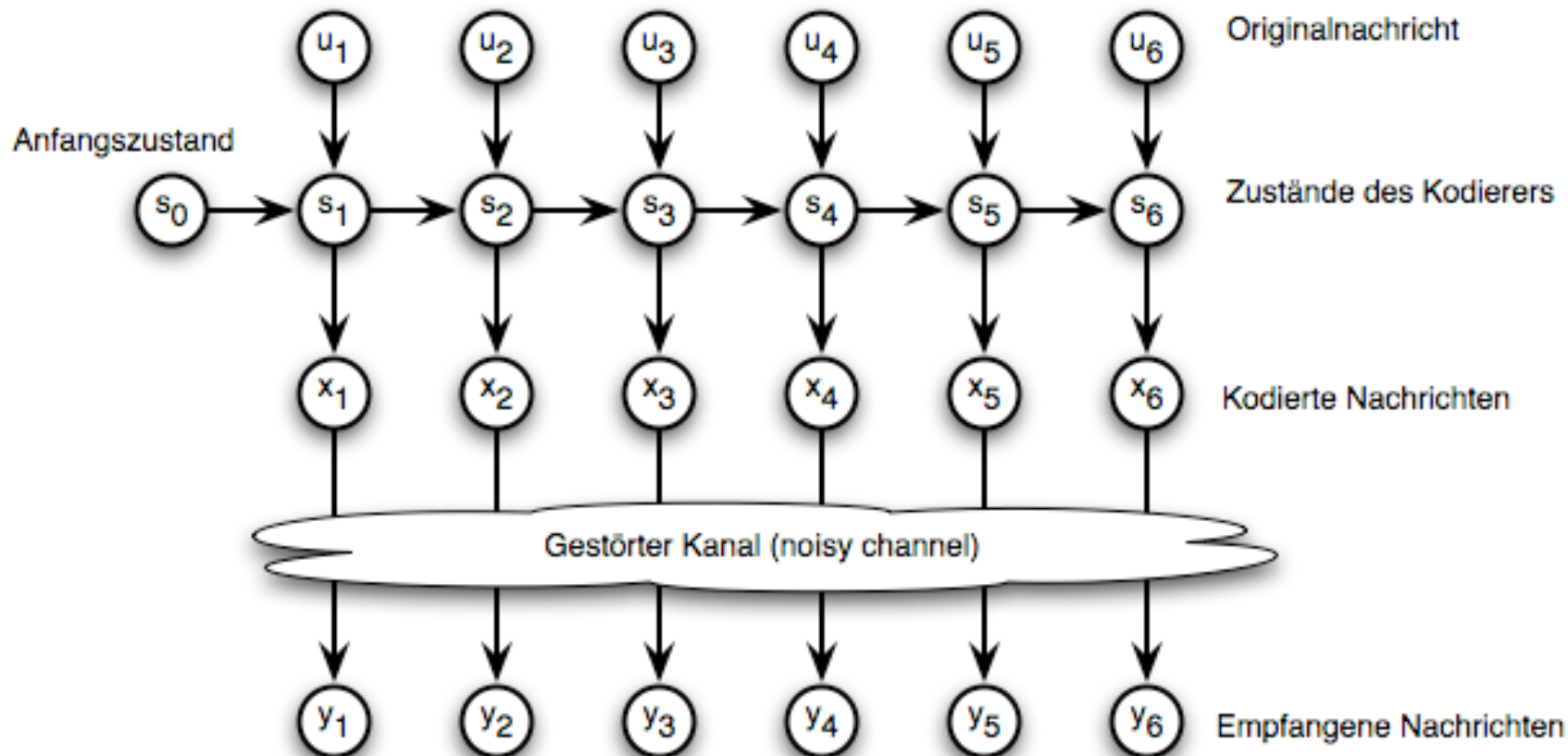
$$2^{n-k} \geq \sum_{i=0}^t \binom{n}{i}$$

- Das ist eine theoretische obere Schranke
- Beispiele
  - Bose Chaudhuri Hocquenghem (BCH) Codes
    - basierend auf Polynomen über endlichen Körpern (Galois-Körpern)
  - Reed Solomon Codes
    - Spezialfall nichtbinärer BCH-Codes

- Zumeist gefordert von der Vermittlungsschicht
  - Mit Hilfe der Frames
- Fehlererkennung
  - Gibt es fehlerhaft übertragene Bits?
- Fehlerkorrektur
  - Behebung von Bitfehlern
  - Vorwärtsfehlerkorrektur (Forward Error Correction)
    - Verwendung von redundanter Kodierung, die es ermöglicht Fehler ohne zusätzliche Übertragungen zu beheben
  - Rückwärtsfehlerkorrektur (Backward Error Correction)
    - Nach Erkennen eines Fehlers, wird durch weitere Kommunikation der Fehler behoben

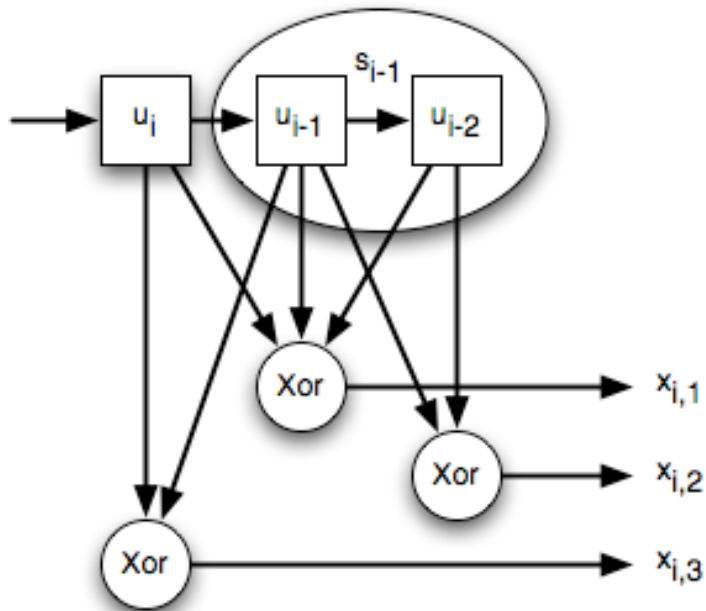


- Faltungs-Codes (Convolutional Codes)
  - Daten und Fehlerredundanz werden vermischt.
  - $k$  Bits werden auf  $n$  Bits abgebildet
  - Die Ausgabe hängt von den  $k$  letzten Bits und dem internen Zustand ab.

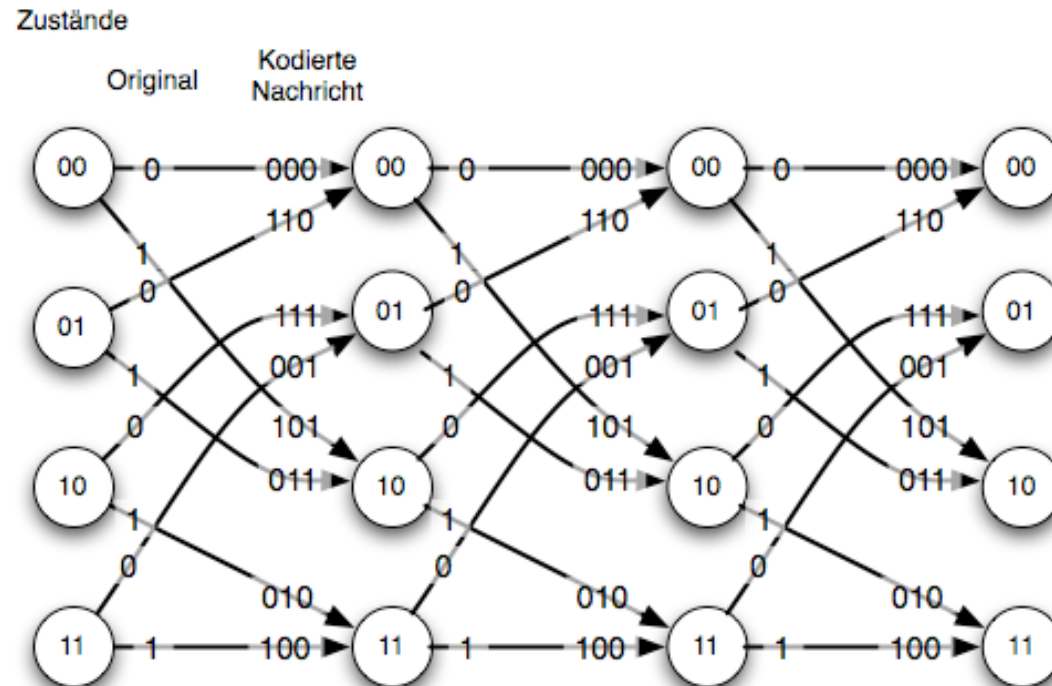




## Faltungs-Kodierer



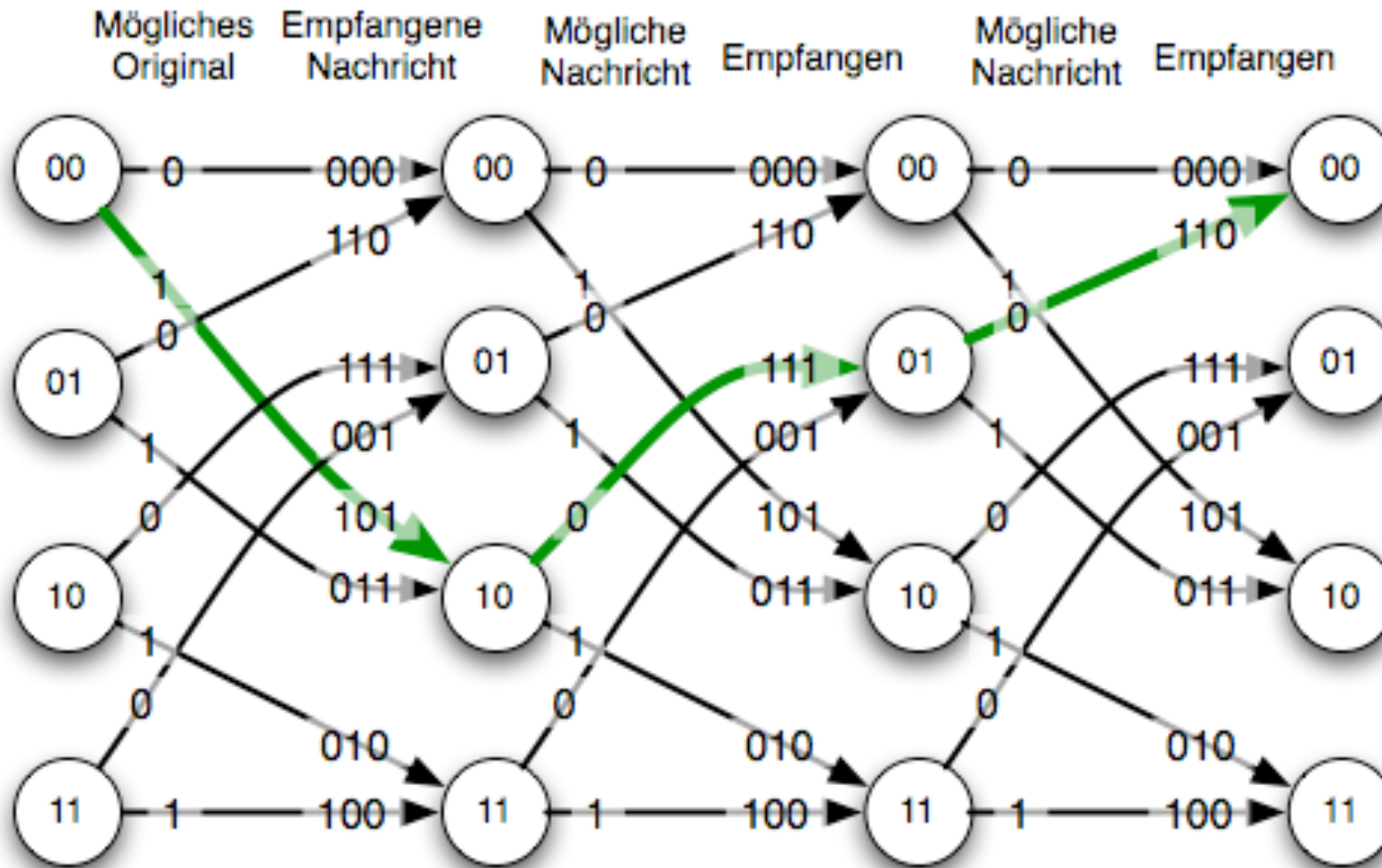
## Trellis-Diagramm



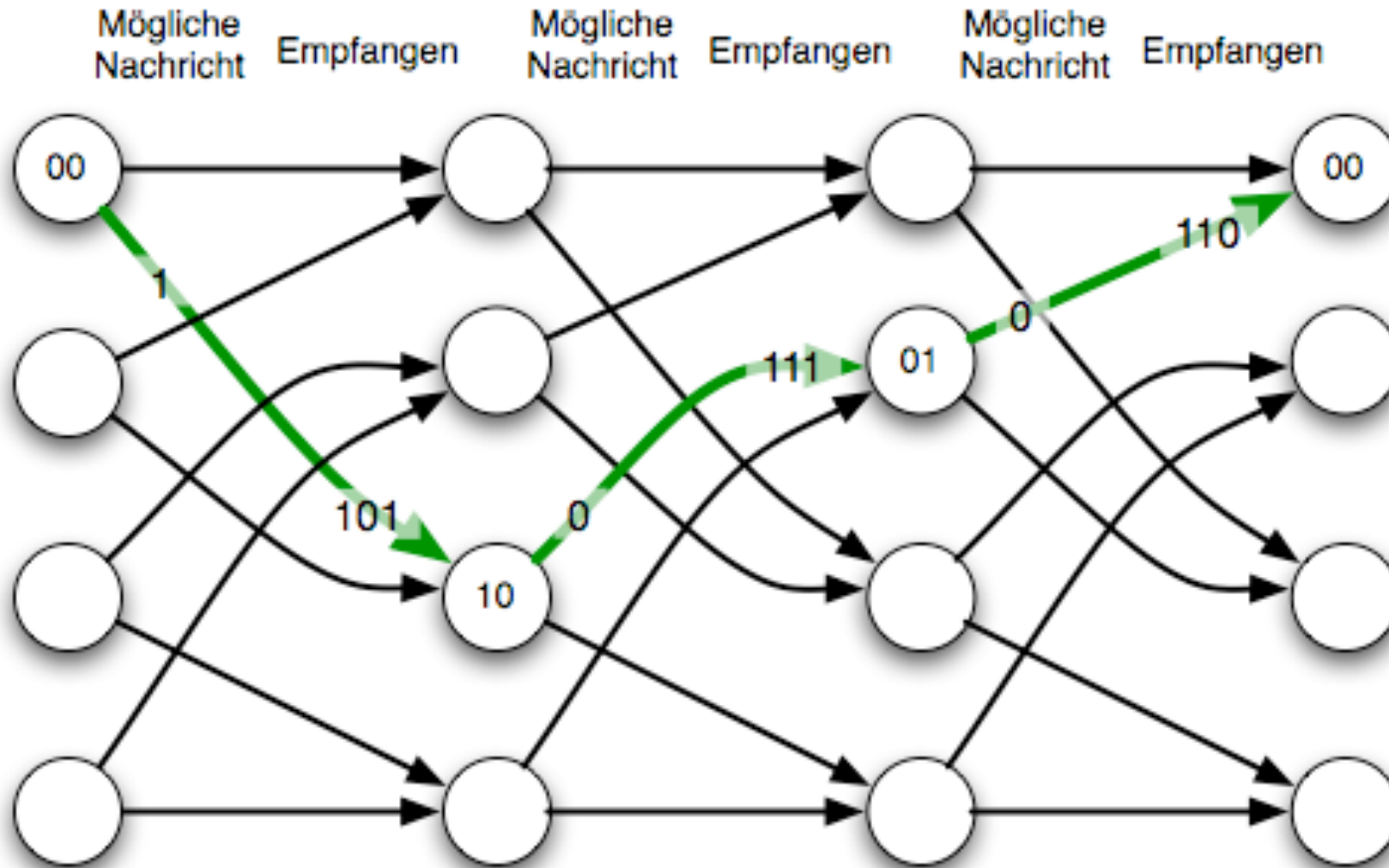
- Dynamische Programmierung
- Zwei notwendige Voraussetzungen für Dekodierung
  - (für den Empfänger) unbekannte Folge von Zuständen
  - beobachtete Folge von empfangenen Bits (möglicherweise mit Fehler)
- Der Algorithmus von Viterbi bestimmt die wahrscheinlichste Folge von Zuständen, welches die empfangenen Bits erklärt
  - Hardware-Implementation möglich

# Dekodierung (I)

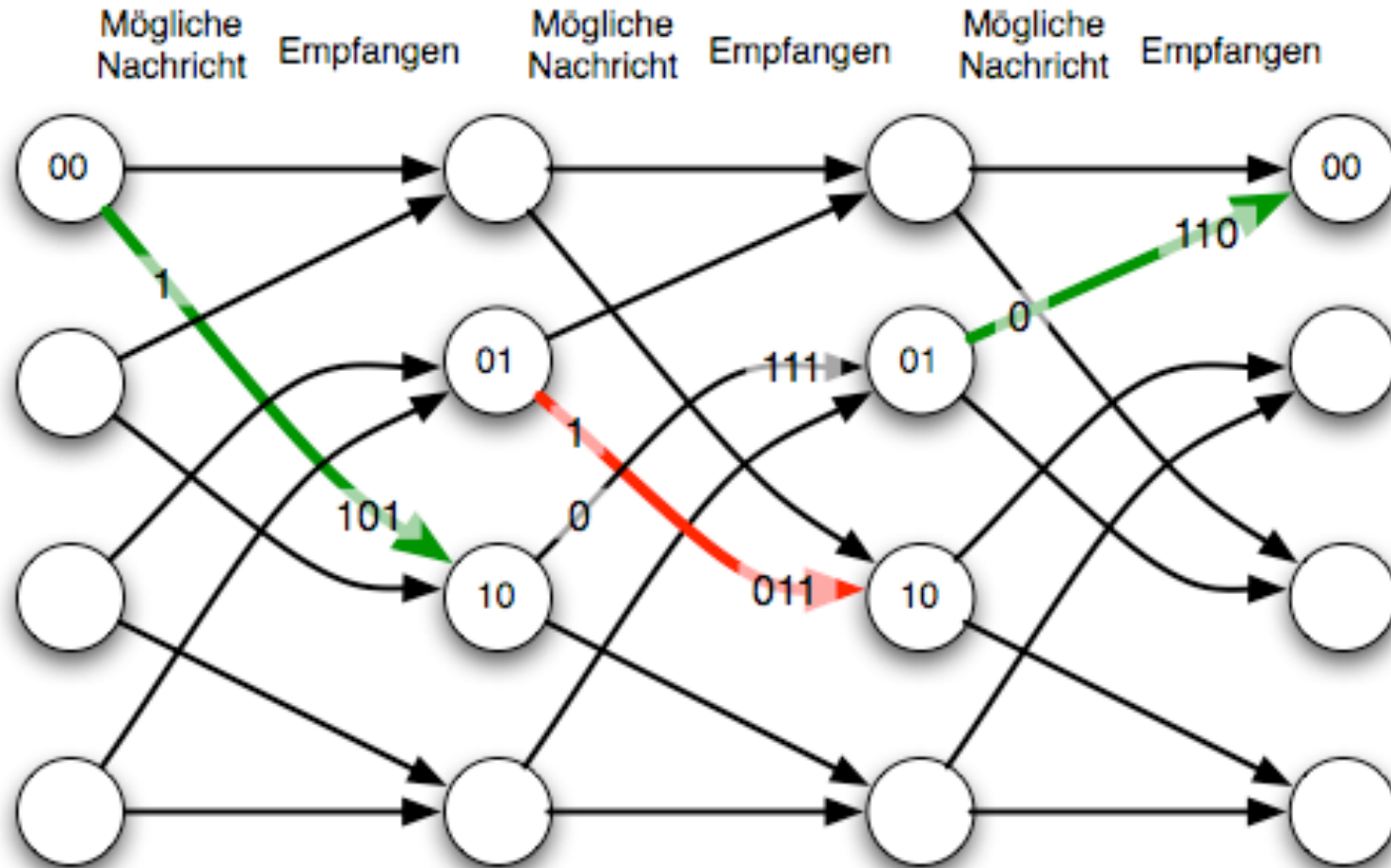
Zustände



# Dekodierung (II)

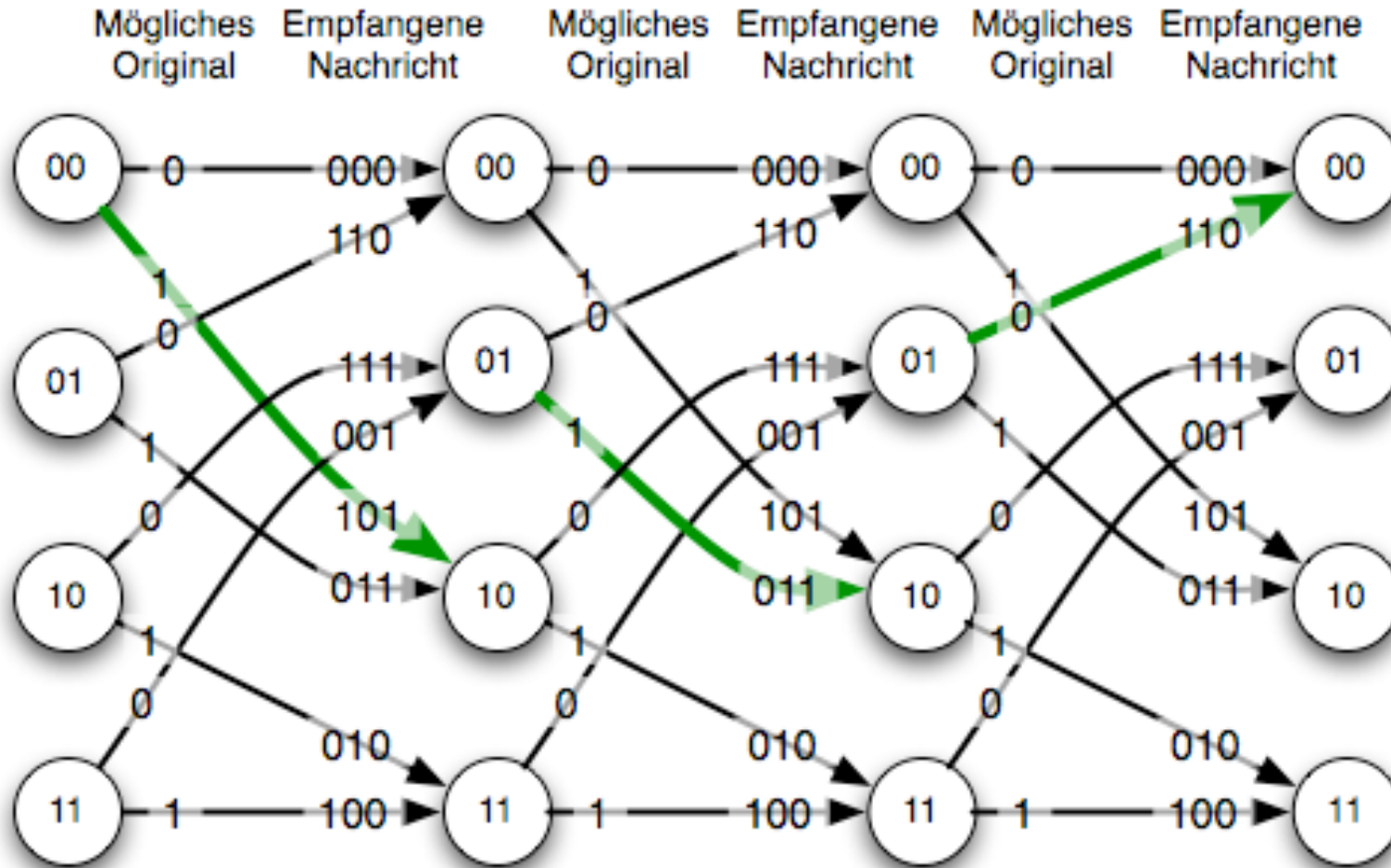


# Dekodierung (III)



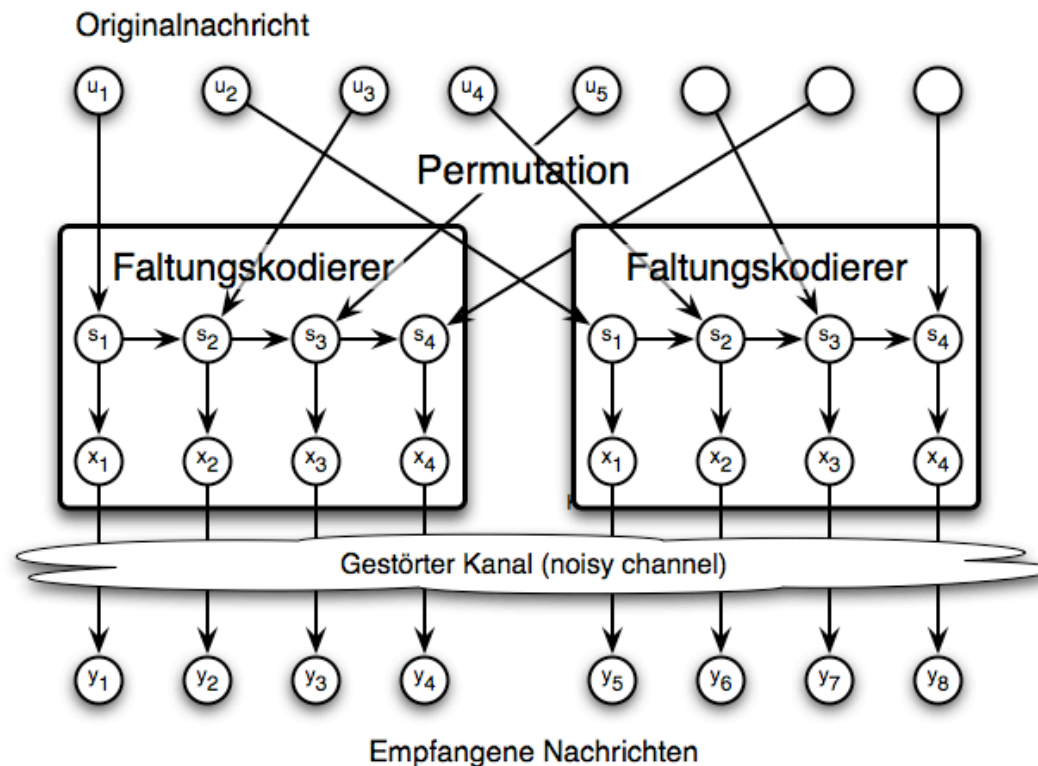
# Dekodierung (IV)

Zustände

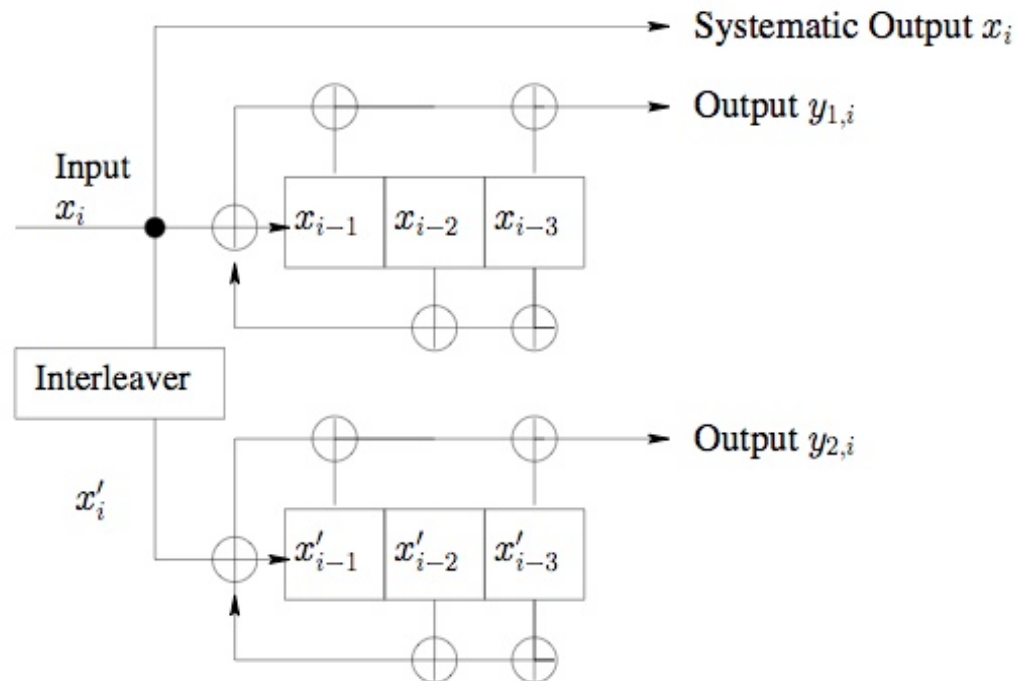


- Turbo-Codes sind wesentlich effizienter als Faltungs-Codes

- bestehen aus zwei Faltungs-Codes welche abwechselnd mit der Eingabe versorgt werden.
- Die Eingabe wird durch eine Permutation (Interleaver) im zweiten Faltungs-Code umsortiert



- Beispiel:
  - UMTS Turbo-Kodierer
- Dekodierung von Turbo-Codes ist effizienter möglich als bei Faltungscodes
- Kompensation von Bursts





- Fehler treten oftmals gehäuft auf (Bursts)
  - z.B.: Daten:           0 1 2 3 4 5 6 7 8 9 A B C D E F
  - mit Fehler:           0 1 2 3 ? ? ? ? ? 9 A B C D E F
- Dann scheitern klassische Kodierer ohne Interleavers
  - Nach Fehlerkorrektur (zwei Zeichen in Folge reparierbar):  
                          0 1 2 3 4 5 ? 7 8 9 A B C D E F
- Interleaver:
  - Permutation der Eingabekodierung:
    - 0 1 2 3
    - 4 5 6 7
    - 8 9 A B
    - C D E F
  - z.B. Row-column Interleaver:
    - 0 4 8 C 1 5 9 D 2 6 A E 3 7 B F
  - mit Fehler:
    - 0 4 8 C ? ? ? ? ? 6 A E 3 7 B F
  - Rückpermutiert:
    - 0 ? ? 3 4 ? 6 7 8 ? A B C D ? F
  - nach FEC:
    - 0 1 2 3 4 5 6 7 8 9 A B C D E F

- Effiziente Fehlererkennung: Cyclic Redundancy Check (CRC)
- Praktisch häufig verwendeter Code
  - Hoher Fehlererkennungsrate
  - Effizient in Hardware umsetzbar
- Beruht auf Polynomarithmetik im Restklassenring  $Z_2$ 
  - Zeichenketten sind Polynome
  - Bits sind Koeffizienten des Polynoms

- Rechnen modulo 2:
- Regeln:
  - Addition modulo 2 = Xor = Subtraktion modulo 2
  - Multiplikation modulo 2 = And

A	B	A + B
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

A	B	A - B
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

A	B	A · B
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

- Beispiel:  $0 + (1 \cdot 0) + 1 + (1 \cdot 1) =$

- Betrachte Polynome über den Restklassenring  $\mathbb{Z}_2$ 
  - $p(x) = a_n x^n + \dots + a_1 x^1 + a_0$
  - Koeffizienten  $a_i$  und Variable  $x$  sind aus  $\in \{0,1\}$
  - Berechnung erfolgt modulo 2
- Addition, Subtraktion, Multiplikation, Division von Polynomen wie gehabt

- Idee:
  - Betrachte Bitstring der Länge  $n$  als Variablen eines Polynoms
- Bit string:  $b_n b_{n-1} \dots b_1 b_0$   
Polynom:  $b_n x^n + \dots + b_1 x^1 + b_0$ 
  - Bitstring mit  $(n+1)$  Bits entspricht Polynom des Grads  $n$
- Beispiel
  - $A \text{ xor } B = A(x) + B(x)$
  - Wenn man  $A$  um  $k$  Stellen nach links verschiebt, entspricht das
    - $B(x) = A(x) x^k$
- Mit diesem Isomorphismus kann man Bitstrings dividieren

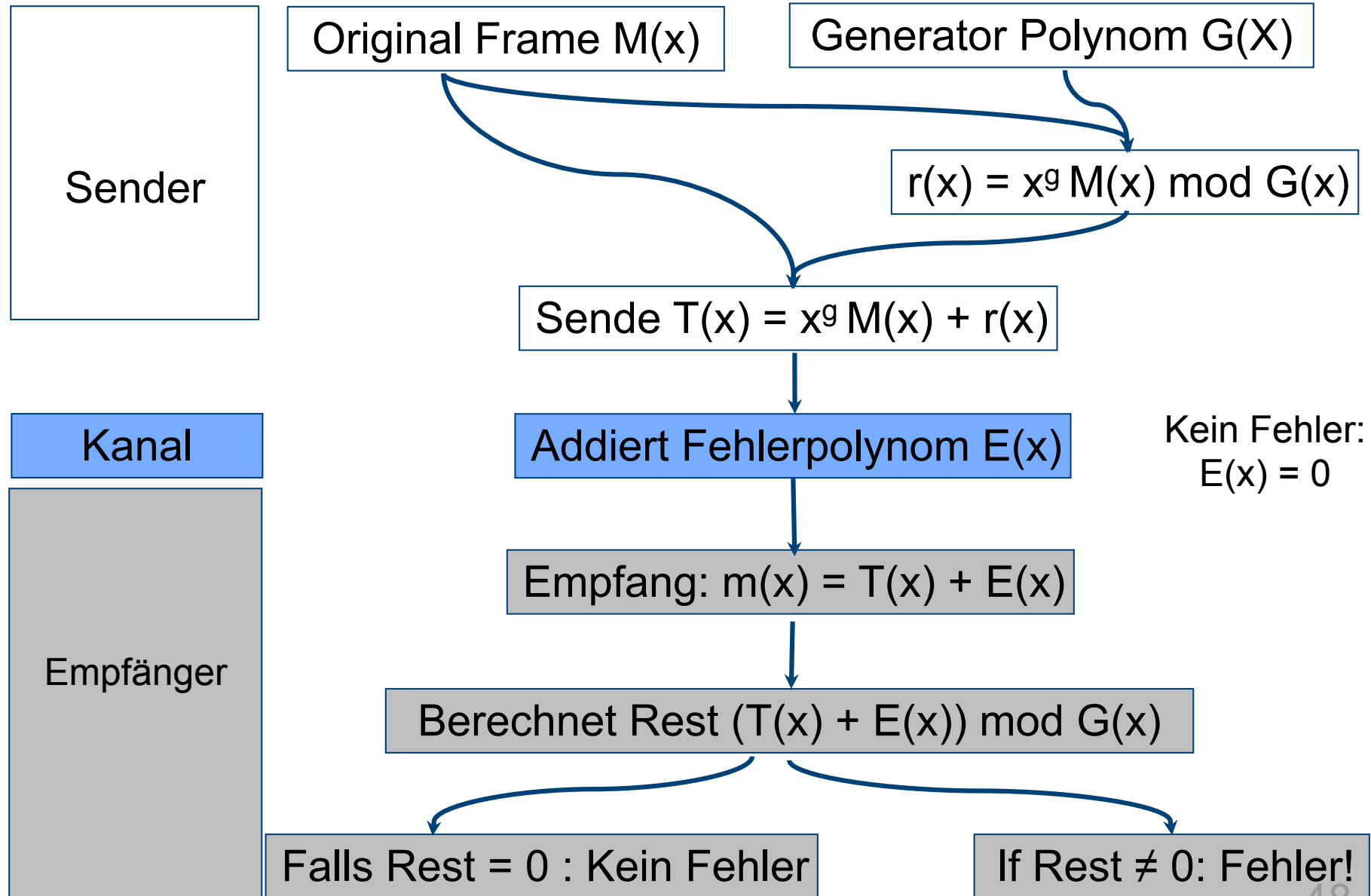
- Definiere ein Generatorpolynom  $G(x)$  von Grad  $g$ 
  - Dem Empfänger und Sender bekannt
  - Wir erzeugen  $g$  redundante Bits
- Gegeben:
  - Frame (Nachricht)  $M$ , als Polynom  $M(x)$
- Sender
  - Berechne den Rest der Division  $r(x) = x^g M(x) \bmod G(x)$
  - Übertrage  $T(x) = x^g M(x) + r(x)$ 
    - Beachte:  $x^g M(x) + r(x)$  ist ein Vielfaches von  $G(x)$
- Empfänger
  - Empfängt  $m(x)$
  - Berechnet den Rest:  $m(x) \bmod G(x)$

- Keine Fehler:
  - $T(x)$  wird korrekt empfangen
- Bitfehler:  $T(x)$  hat veränderte Bits
  - Äquivalent zur Addition eines Fehlerpolynoms  $E(x)$
  - Beim Empfänger kommt  $T(x) + E(x)$  an

- Empfänger

- Empfangen:  $m(x)$
- Berechnet Rest  $m(x) \bmod G(x)$
- Kein Fehler:  $m(x) = T(x)$ ,
  - dann ist der Rest 0

- Bit errors:  $m(x) \bmod G(x) = (T(x) + E(x)) \bmod G(x)$   
 $= \underbrace{T(x) \bmod G(x)}_0 + \underbrace{E(x) \bmod G(x)}_{\text{Fehlerindikator}}$

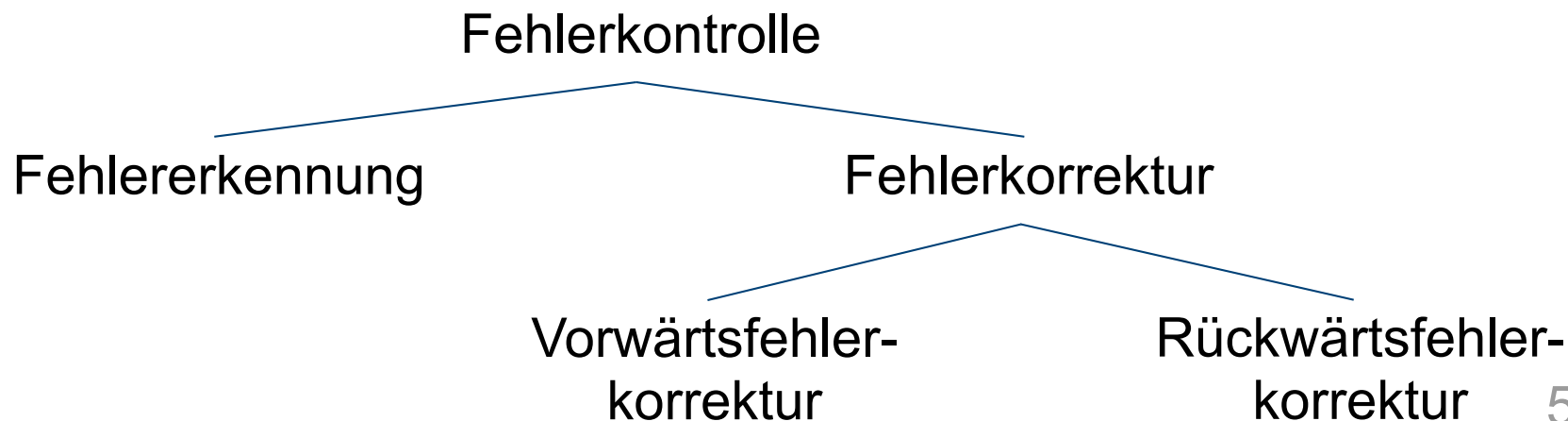




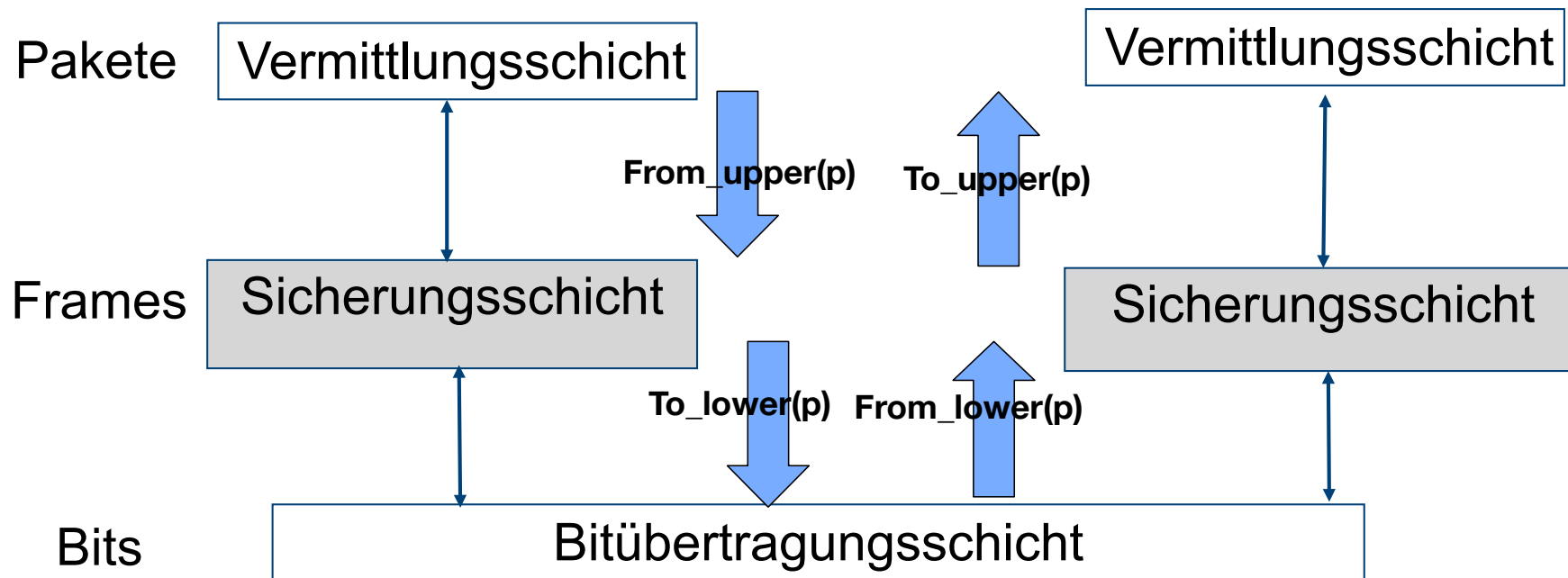
- Bit-Fehler werden nur übersehen, falls  $E(x)$  ein Vielfaches von  $G(x)$  ist
- Die Wahl von  $G(x)$  ist trickreich:
- Einzel-Bit-Fehler:  $E(x) = x^i$  für Fehler an Position  $i$ 
  - $G(x)$  hat mindestens zwei Summenterme, dann ist  $E(x)$  kein Vielfaches
- Zwei-Bit-Fehler:  $E(x) = x^i + x^j = x^j (x^{i-j} + 1)$  für  $i > j$ 
  - $G(x)$  darf nicht  $(x^k + 1)$  teilen für alle  $k$  bis zur maximalen Frame-Länge
- Ungerade Anzahl von Fehlern:
  - $E(x)$  hat nicht  $(x+1)$  als Faktor
  - Gute Idee: Wähle  $(x+1)$  als Faktor von  $G(x)$ 
    - Dann ist  $E(x)$  kein Vielfaches von  $G(x)$
- Bei guter Wahl von  $G(x)$ :
  - kann jede Folge von  $r$  Fehlern erfolgreich erkannt werden

- Verwendetes irreduzibles Polynom gemäß IEEE 802:
  - $x^{32} + x^{23} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$
- Achtung:
  - Fehler sind immer noch möglich
  - Insbesondere wenn der Bitfehler ein Vielfaches von  $G(x)$  ist.
- Implementation:
  - Für jedes Polynom  $x^i$  wird  $r(x,i) = x^i \bmod G(x)$  berechnet
  - Ergebnis von  $B(x) \bmod G(x)$  ergibt sich aus
  - $b_0 r(x,0) + b_1 r(x,1) + b_2 r(x,2) + \dots + b_{k-1} r(x,k-1)$
  - Einfache Xor-Operation

- Zumeist gefordert von der Vermittlungsschicht
  - Mit Hilfe der Frames
- Fehlererkennung
  - Gibt es fehlerhaft übertragene Bits?
- Fehlerkorrektur
  - Behebung von Bitfehlern
  - Vorwärtsfehlerkorrektur (Forward Error Correction)
    - Verwendung von redundanter Kodierung, die es ermöglicht Fehler ohne zusätzliche Übertragungen zu beheben
  - Rückwärtsfehlerkorrektur (Backward Error Correction)
    - Nach Erkennen eines Fehlers, wird durch weitere Kommunikation der Fehler behoben



- Bei Fehlererkennung muss der Frame nochmal geschickt werden
- Wie ist das Zusammenspiel zwischen Sender und Empfänger?

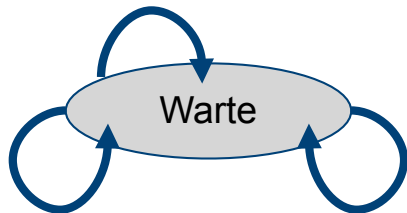


to\_lower, from\_lower beinhalten CRC  
oder (bei Bedarf) Vorwärtsfehlerkorrektur

- Empfänger bestätigt Pakete dem Sender
  - Der Sender wartet für eine bestimmte Zeit auf die Bestätigung (acknowledgment)
  - Falls die Zeit abgelaufen ist, wird das Paket wieder versendet
- Erster Lösungsansatz

## -Sender

From\_upper (p);  
set\_timer, to\_lower(p)

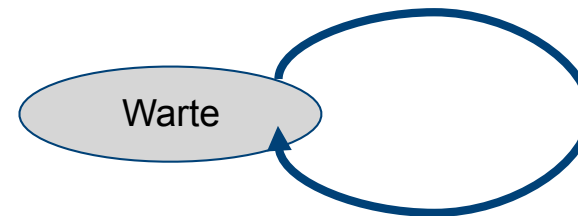


From\_lower (ack);  
cancel\_timer

timeout;  
to\_lower (p),  
set\_timer

## Empfänger

From\_lower (p);  
To\_upper(p),  
To\_lower (ack)



- Probleme
  - Sender ist schneller als Empfänger
  - Was passiert, wenn Bestätigungen verloren gehen?

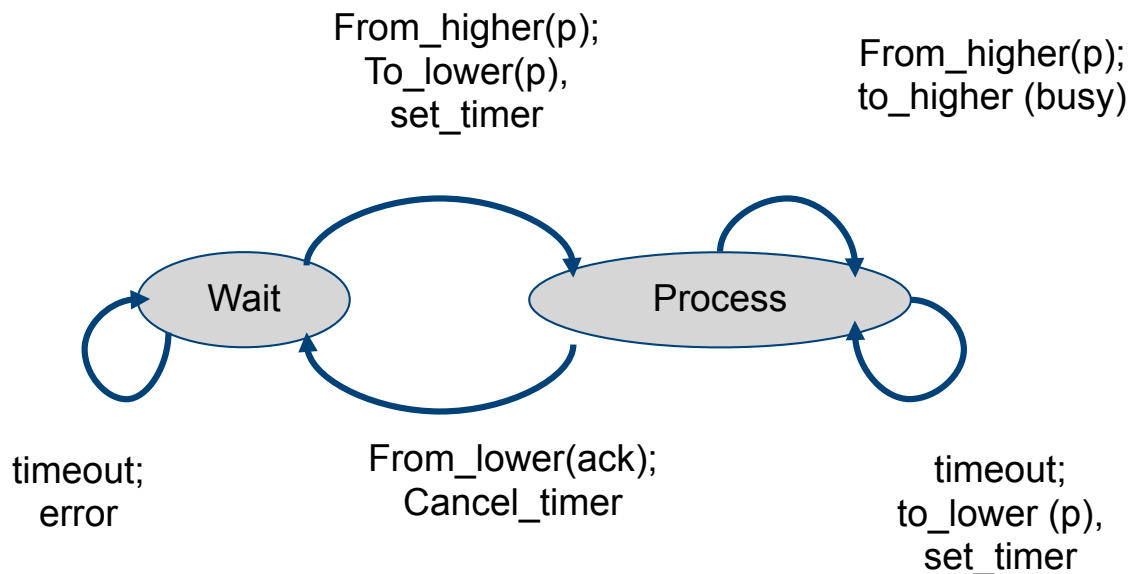
## 2. Versuch

- Lösung des ersten Problems

- Ein Paket nach dem anderen

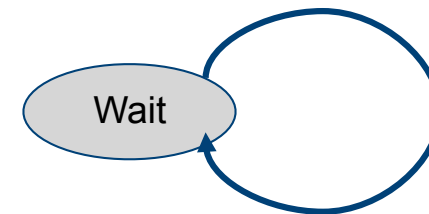
- 

- Sender

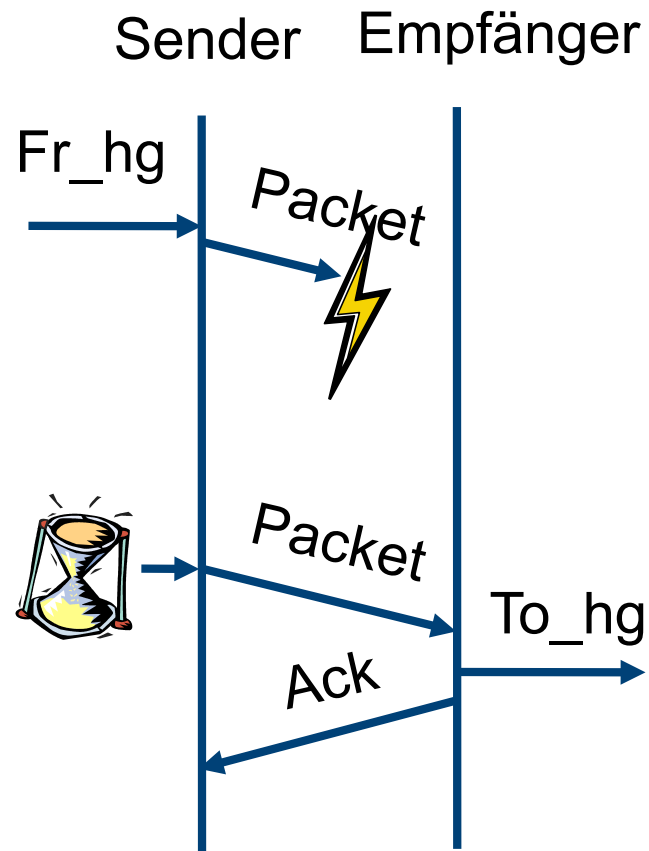
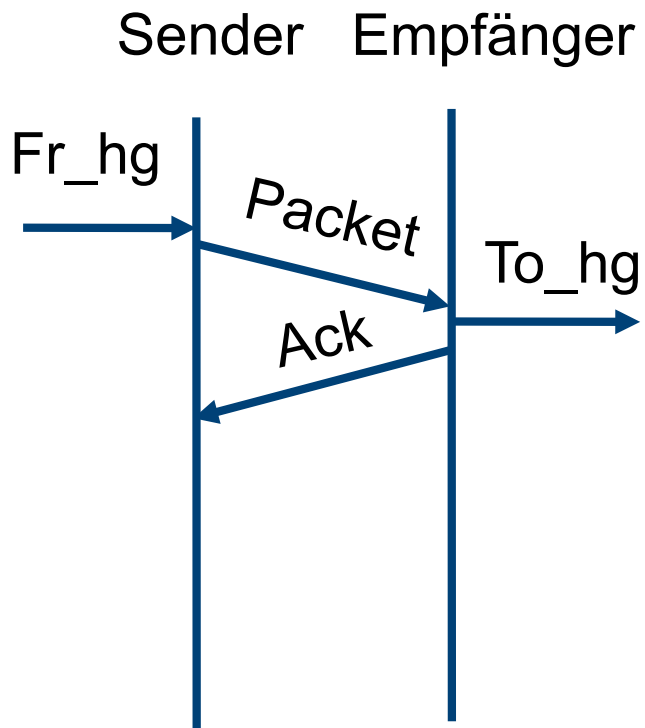


Empfänger

From\_lower (p);  
To\_upper(p),  
to\_lower (ack)

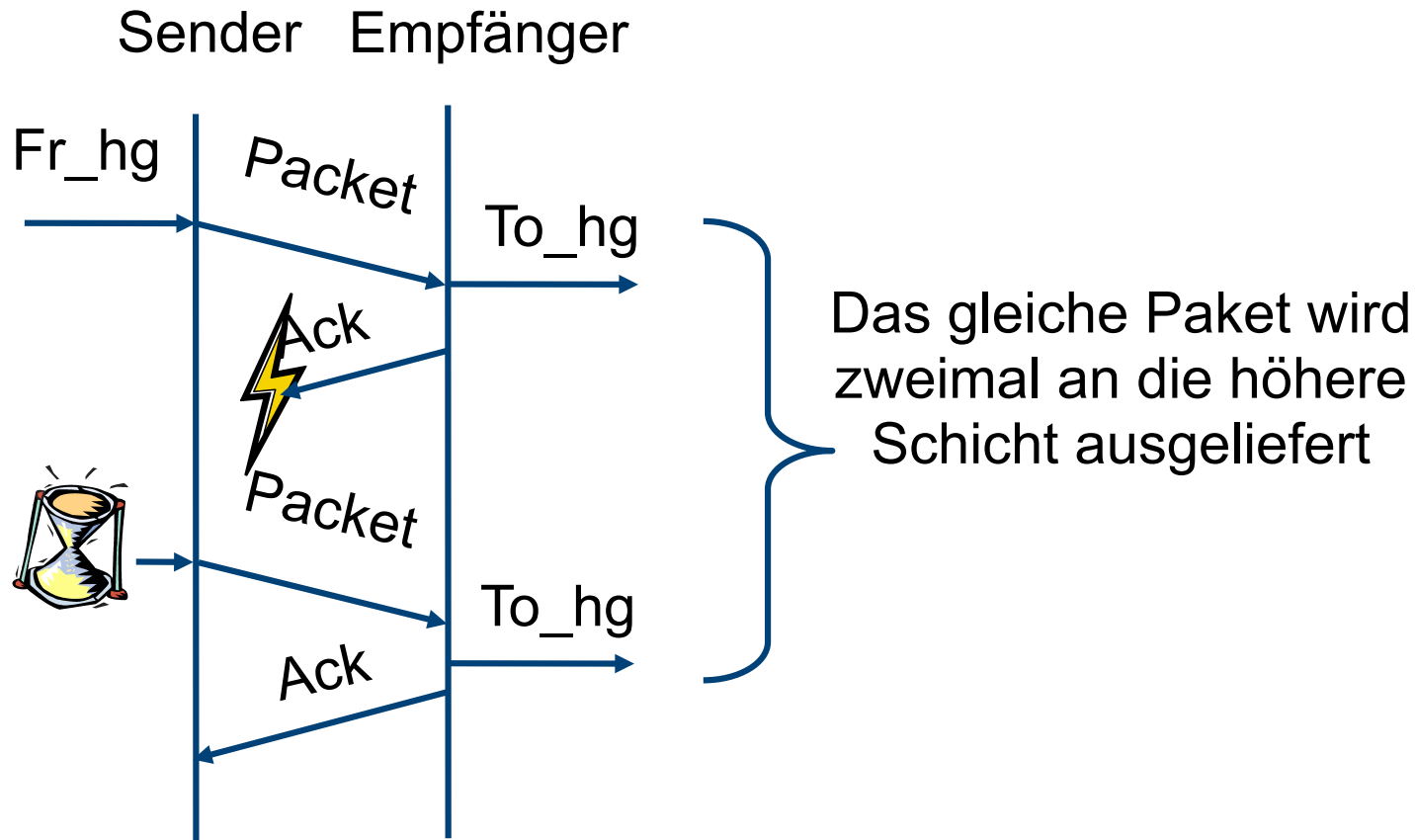


- Protokoll etabliert elementare Flusskontrolle





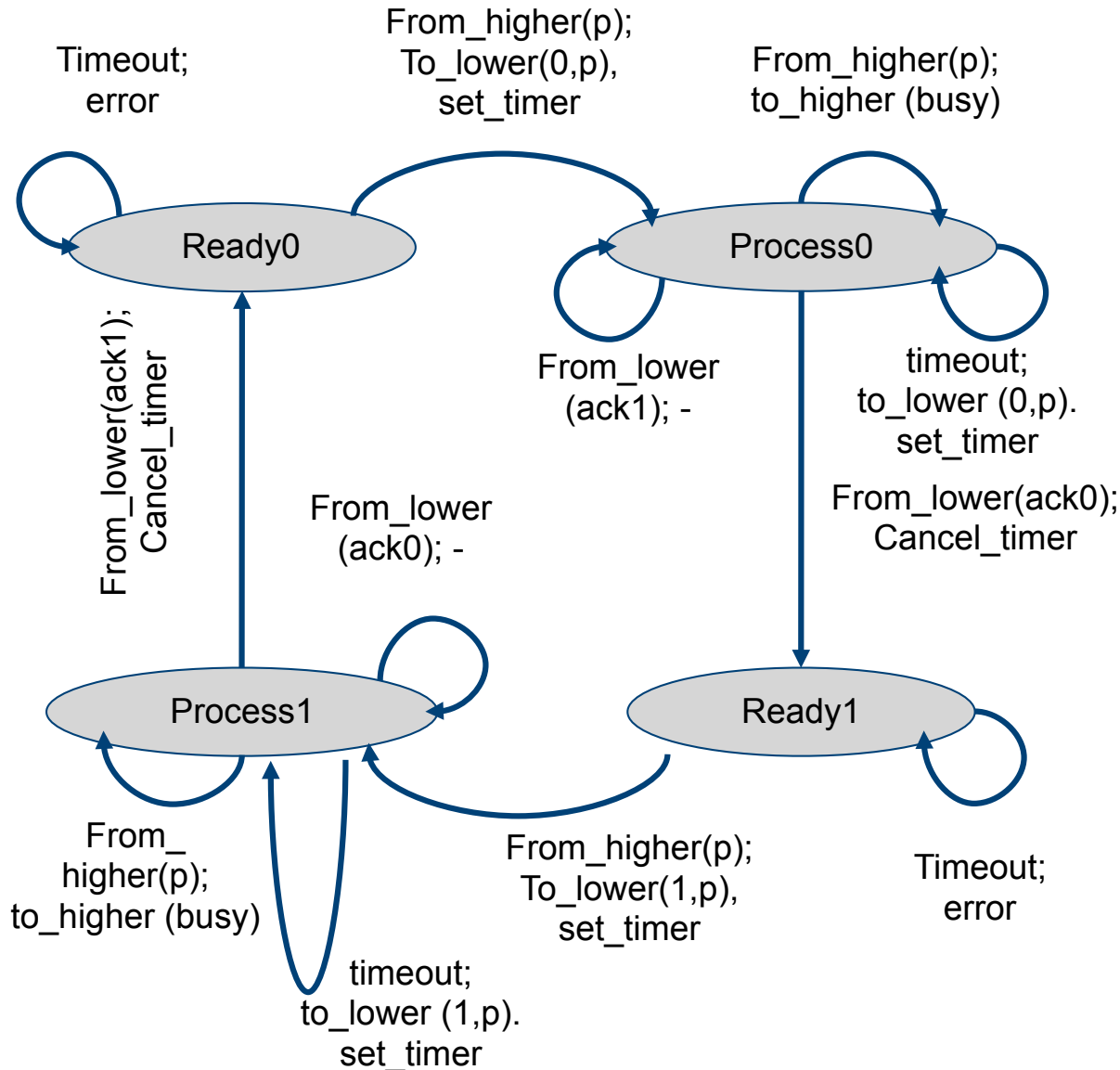
- 2. Fall: Verlust von Bestätigung



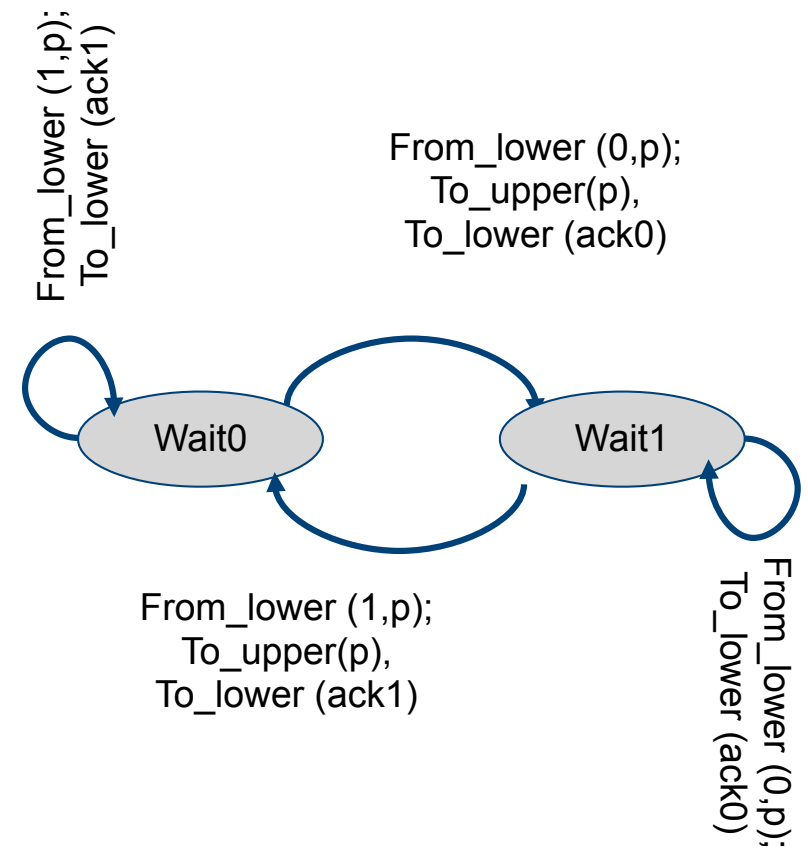
- Sender kann nicht zwischen verlorenem Paket und verlorener Bestätigung unterscheiden
  - Paket muss neu versendet werden
- Empfänger kann nicht zwischen Paket und redundanter Kopie eines alten Pakets unterscheiden
  - Zusätzliche Information ist notwendig
- Idee:
  - Einführung einer Sequenznummer in jedes Paket, um den Empfänger Identifikation zu ermöglichen
  - Sequenznummer ist im Header jedes Pakets
  - Hier: nur 0 oder 1
- Notwendig in Paket und Bestätigung
  - In der Bestätigung wird die Sequenznummer des letzten korrekt empfangenen Pakets mitgeteilt
    - (reine Konvention)

# 3. Versuch: Bestätigung und Sequenznummern

## Sender



## Empfänger



# 3. Version

## Alternating Bit Protocol

---

- Die 3. Version ist eine korrekte Implementation eines verlässlichen Protokolls über einen gestörten Kanal
  - Alternating Bit Protokoll
  - aus der Klasse der Automatic Repeat reQuest (ARQ) Protokolle
  - beinhaltet auch eine einfache Form der Flusskontrolle
- Zwei Aufgaben einer Bestätigung
  - Bestätigung, dass Paket angekommen ist
  - Erlaubnis ein neues Paket zu schicken

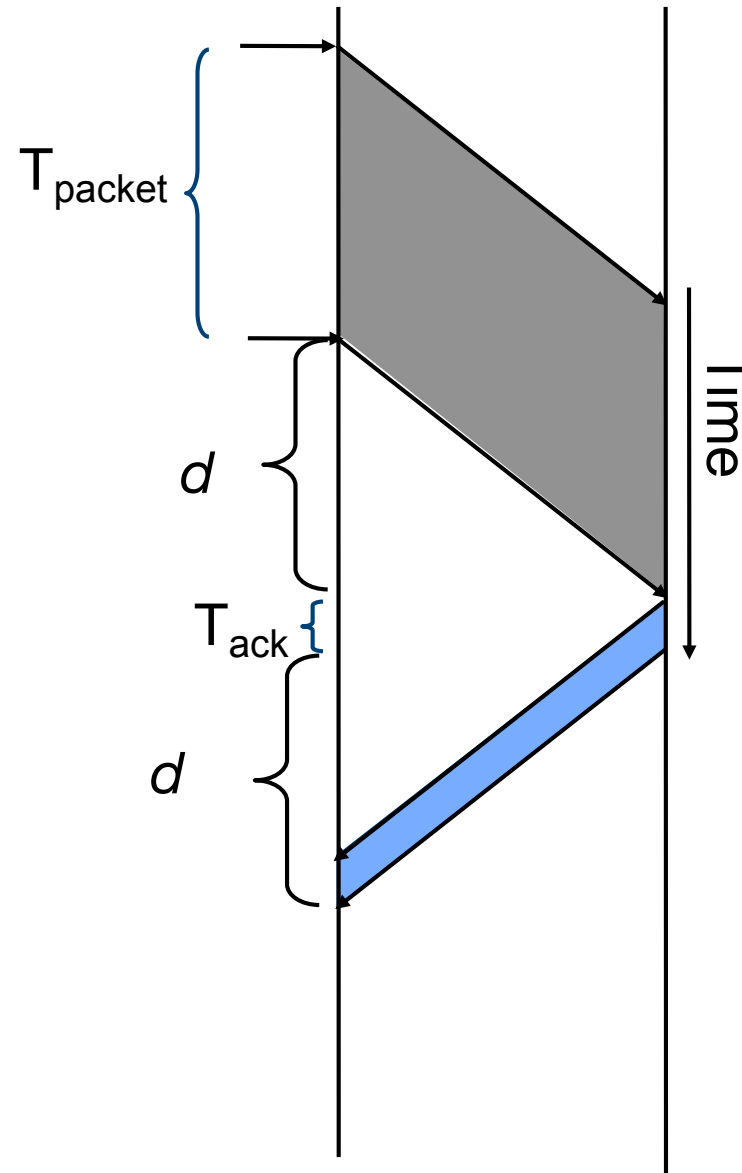
## ■ Effizienz $\eta$

- Definiert als das Verhältnis zwischen

- der Zeit um zu senden
- und der Zeit bis neue Information gesendet werden kann
- (auf fehlerfreien Kanal)

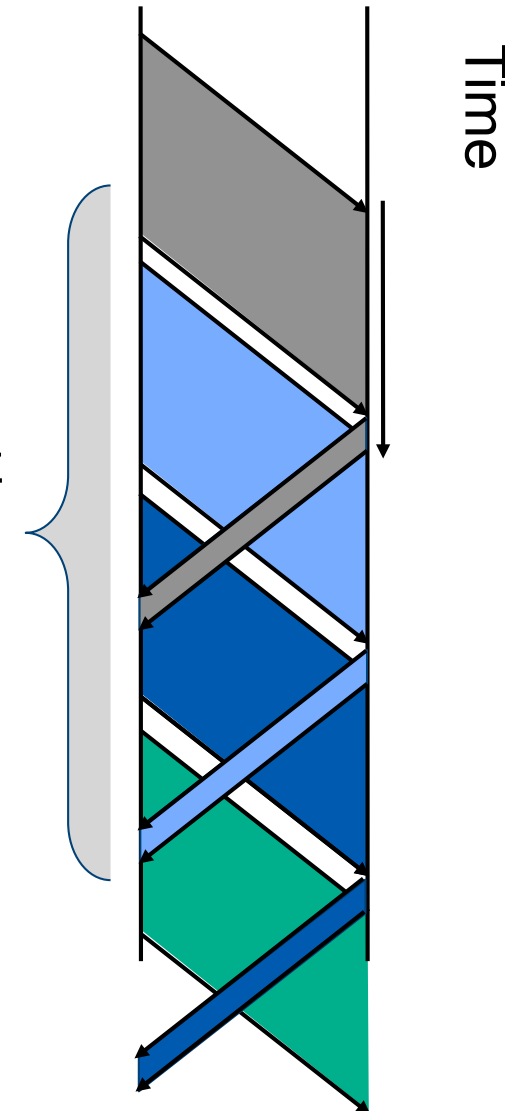
-  $\eta = T_{\text{packet}} / (T_{\text{packet}} + d + T_{\text{ack}} + d)$

■ Bei großen Delay ist das Alternating Bit Protocol nicht effizient



- Durchgehendes Senden von Paketen erhöht Effizienz
  - Mehr “ausstehende” nicht bestätigte Pakete erhöhen die Effizienz
  - “Pipeline” von Paketen
- Nicht mit nur 1-Bit-Sequenznummer möglich

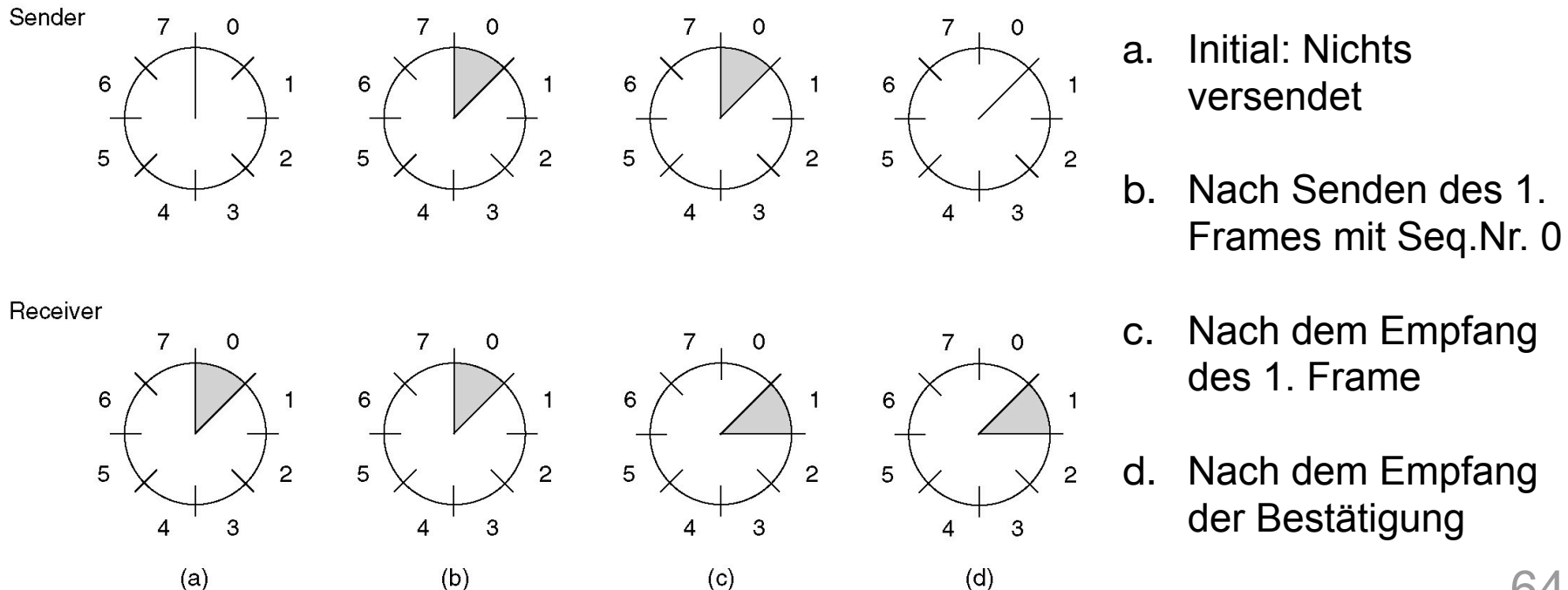
Sender ist immer aktiv:  
Hohe Effizienz



- Der Raum für Sequenznummern wird vergrößert
  - auf  $n$  Bits oder  $2^n$  Sequenznummern
- Nicht alle davon können gleichzeitig verwendet werden
  - auch bei Alternating Bit Protocol nicht möglich
- “Gleitende Fenster” (sliding windows) bei Sender und Empfänger behandeln dieses Problem
  - Sender: Sende-Fenster
    - Folge von Sequenznummer, die zu einer bestimmten Zeit gesendet werden können
  - Empfänger: Empfangsfenster
    - Folge von Sequenznummer, die er zu einer bestimmten Zeit zu akzeptieren bereit ist
  - Größe der Fenster können fest sein oder mit der Zeit verändert werden
  - Fenstergröße entspricht Flusskontrolle

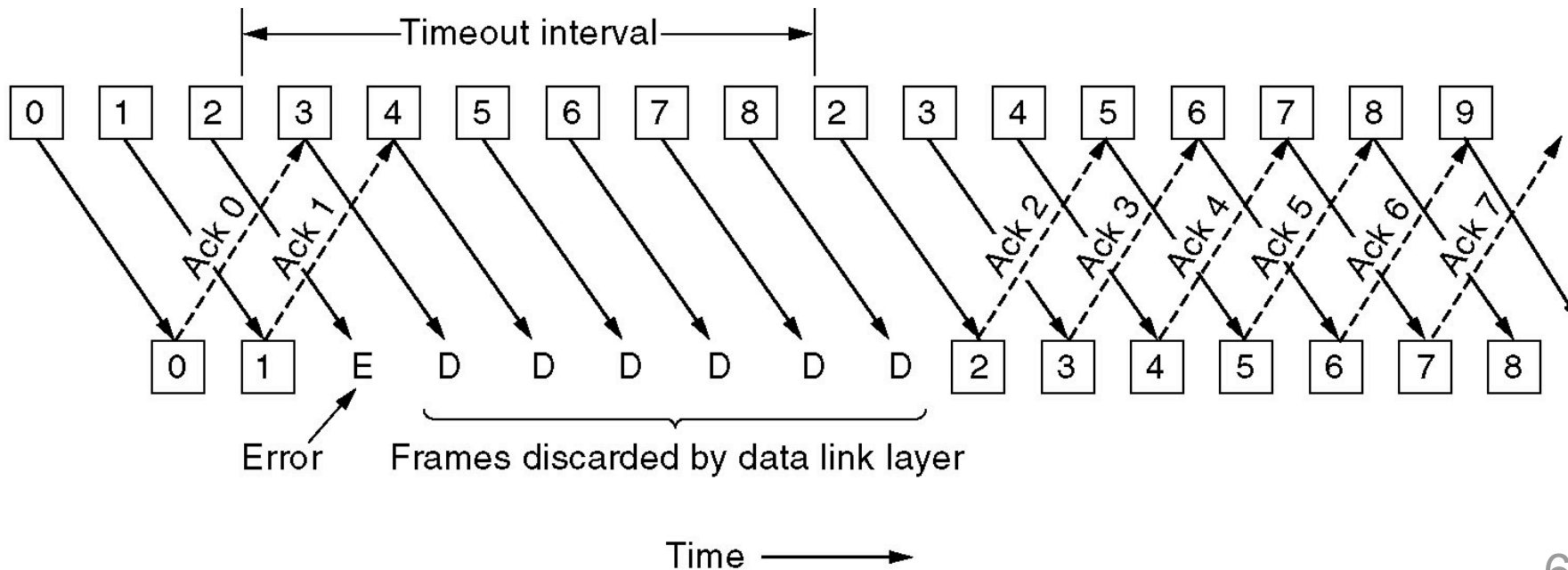
# Beispiel

- “Sliding Window”-Beispiel für  $n=3$  und fester Fenstergröße = 1
- Der Sender zeigt die momentan unbestätigten Sequenznummern an
  - Falls die maximale Anzahl nicht bestätigter Frames bekannt ist, dann ist das das Sende-Fenster





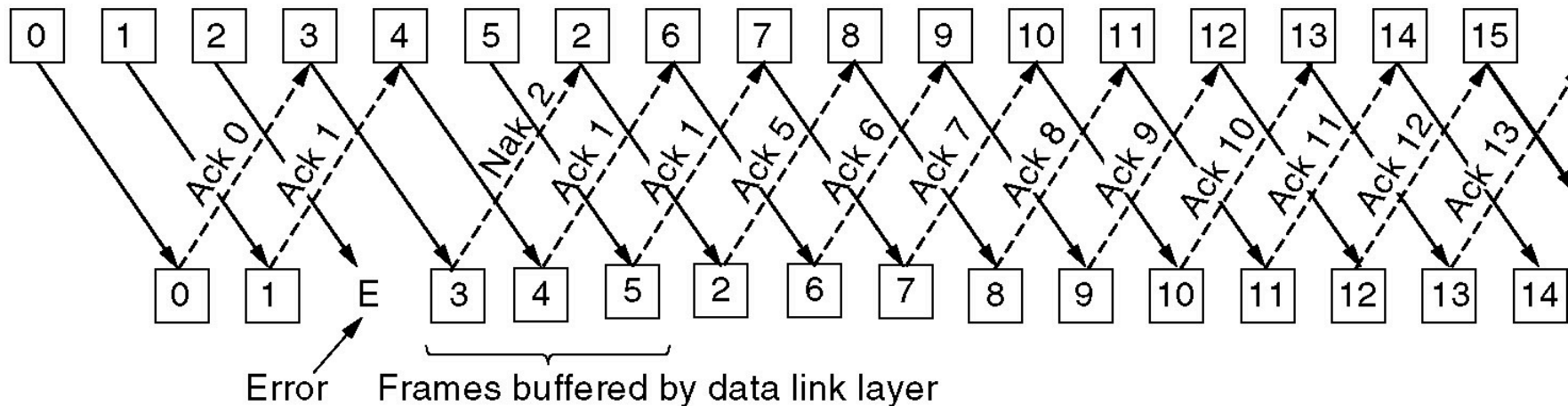
- Annahme:
  - Sicherungsschicht muss alle Frames korrekt in der richtigen Reihenfolge verschicken
  - Sender “pipelined” Paket zur Erhöhung der Effizienz
- Bei Paketverlust:
  - werden alle folgenden Pakete ebenfalls fallen gelassen



- Mit Empfangsfenster der Größe 1 können die Frames, die einem verlorenen Frame folgen, nicht durch den Empfänger bearbeitet werden
  - Sie können einfach nicht bestätigt werden, da nur eine Bestätigung für des letzte korrekt empfangene Paket verschickt wird
- Der Sender wird einen “Time-Out” erhalten
  - Alle in der Zwischenzeit versandten Frames müssen wieder geschickt werden
  - “Go-back N” Frames!
- Kritik
  - Unnötige Verschwendung des Mediums
  - Spart aber Overhead beim Empfänger

# Selektierte Wiederholung

- Angenommen
  - der Empfänger kann die Pakete puffern, welche in der Zwischenzeit angekommen sind
  - d.h. das Empfangsfenster ist größer als 1
- Beispiel



- Der Empfänger informiert dem Sender fehlende Pakete mit negativer Bestätigung
- Der Sender verschickt die fehlenden Frames selektiv
- Sobald der fehlende Frame ankommt, werden alle (in der korrekten Reihenfolge) der Vermittlungsschicht übergeben

- Simplex
  - Senden von Informationen in einer Richtung
- Duplex
  - Senden von Informationen in beide Richtungen
- Bis jetzt:
  - Simplex in der Vermittlungsschicht
  - Duplex in der Sicherungsschicht
- Duplex in den höheren Schichten
  - Nachrichten und Datenpakete separat in jeder Richtung
  - Oder Rucksack-Technik
    - Die Bestätigung wird im Header eines entgegen kommenden Frames gepackt

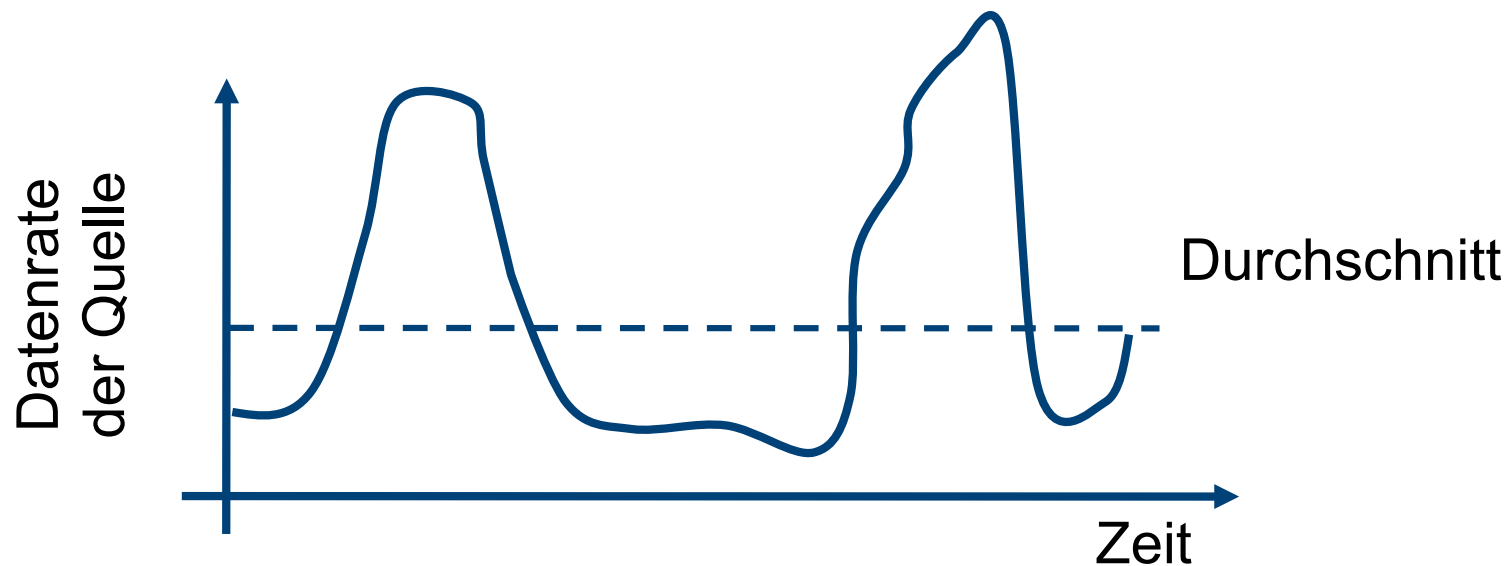


- Die Bitübertragung kann erst stattfinden, wenn das Medium reserviert wurde
  - Funkfrequenz bei drahtloser Verbindung (z.B. W-LAN 802.11, GSM, GPRS)
  - Zeitraum bei einem Kabel mit mehreren Rechnern (z.B. Ethernet)
- Aufgabe der Sicherungsschicht
  - Koordination zu komplex für die “einfache” Bitübertragungsschicht

- Statisches Multiplexen
- Dynamische Kanalbelegung
  - Kollisionsbasierte Protokolle
  - Kollisionsfreie Protokolle (contention-free)
  - Protokolle mit beschränktem Wettbewerb (limited contention)
- Fallbeispiel: Ethernet

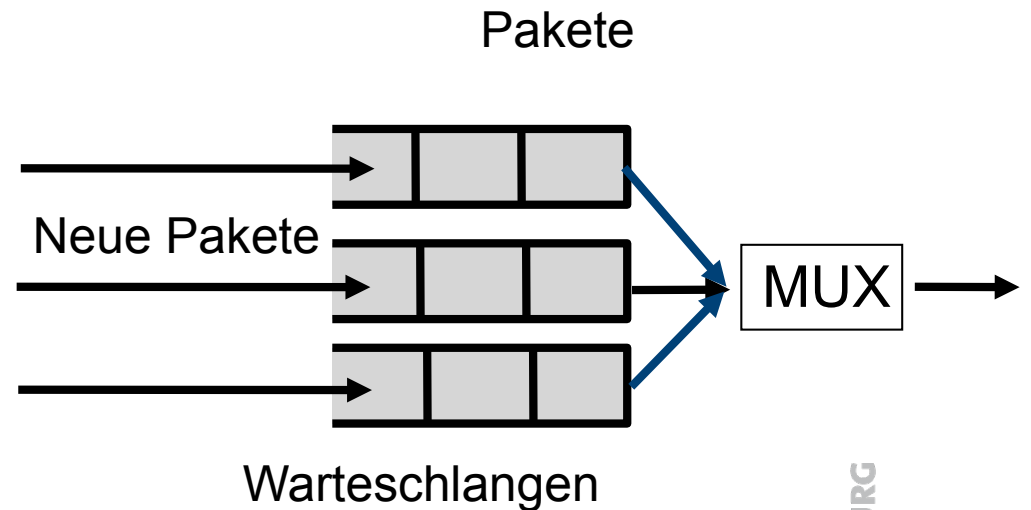
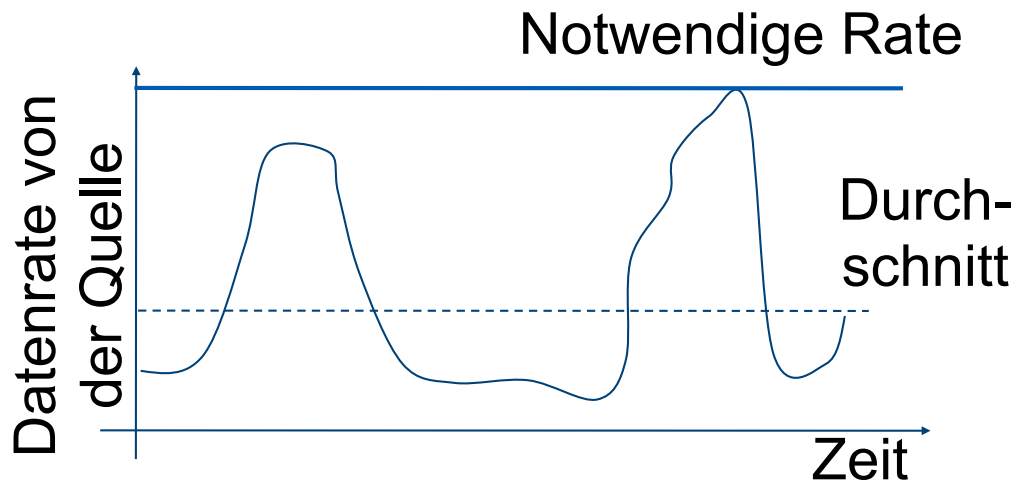
- Gegeben sei eine einzelne Leitung (Ressource)
- Mehreren Kommunikationsverbindungen werden feste Zeiträume/Kanäle (slots/channels) zugewiesen
  - Oder: Feste Frequenzbänder werden ihnen zugewiesen
- Feste Datenraten und entsprechenden Anteilen am Kanal
  - Quellen lasten die Leitung aus

- Problem: Verkehrsspitzen (bursty traffic)
  - Definition: Großer Unterschied zwischen Spitze und Durchschnitt
  - In Rechnernetzwerken: Spitze/Durchschnitt = 1000/1 nicht ungewöhnlich





- Leitung für statisches Multiplexen:
- entweder
  - Genügend große Kapazität um mit dem Peak fertig zu werden
  - Verschwendung, da die Durchschnittsrate den Kanal nicht auslasten wird
- oder
  - Ausgelegt für Durchschnittsrate
  - Versehen mit Warteschlangen (queue)
  - Vergrößerung der Verzögerung (delay) der Pakete



- Vergleich der Verzögerung
- Ausgangsfall:
  - Kein Multiplexing
  - Einfacher Datenquelle mit Durchschnittsrate  $\rho$  (bits/s) und der Leitungskapazität  $C$  bits/s
  - Sei  $T$  die Verzögerung
- Multiplex-Fall
  - Die Datenquelle wird in  $N$  Quellen unterteilt mit der selben Datenrate
  - Statischer Multiplex über die selbe Leitung
  - Dann ergibt sich (im wesentlichen) die Verzögerung:  $N T$
- Schluss: Statisches Multiplexen vergrößert den Delay eines Pakets in der Regel um den Faktor  $N$ 
  - Grund: Bei einer Verkehrsspitze sind  $n-1$  Kanäle leer

- Statisches Multiplexen
- Dynamische Kanalbelegung
  - Kollisionsbasierte Protokolle
  - Kollisionsfreie Protokolle (contention-free)
  - Protokolle mit beschränktem Wettbewerb (limited contention)
- Fallbeispiel: Ethernet

- Statisches Multiplexing ist nicht geeignet für Datenverbindung mit Spitzen
- Alternative: Zuweisung des Slots/Kanals an die Verbindung mit dem größten Bedarf
  - Dynamische Medium-Belegung
  - statt fester
- Der Mediumzugriff wird organisiert:
  - Mediumszugriff-Protokoll (Medium Access Control protocol - MAC)

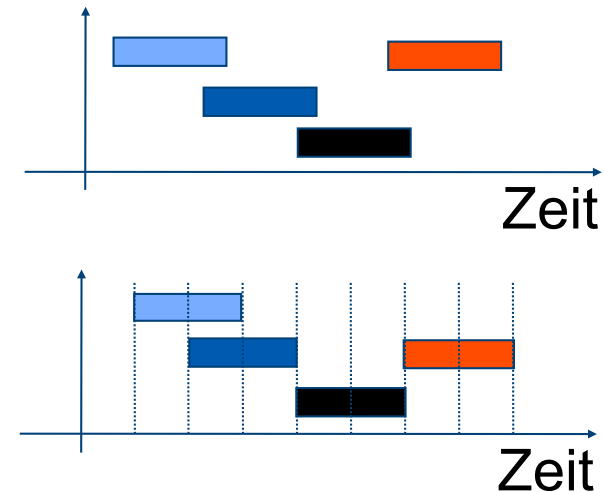
- Stationsmodell (terminal model)
  - N unabhängige Stationen möchten eine Leitung/ Ressource teilen
  - Mögliches Lastmodell:
    - Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket im Intervall der Länge  $\Delta t$  erzeugt wird ist  $\lambda \Delta t$  für eine Konstante  $\lambda$
- Eine Leitung/Kanal
  - für alle Stationen
  - Keine weitere Verbindungen möglich
- Collision assumption
  - Nur ein einfacher Frame kann auf dem Kanal übertragen werden
  - Zwei (oder mehr) sich zeitlich überschneidende Frames kollidieren und werden gelöscht
  - Noch nicht einmal Teile kommen an

## ■ Zeitmodelle

- Kontinuierlich
  - Übertragungen können jeder Zeit beginnen (keine zentrale Uhr)
- Diskret (Slotted time)
  - Die Zeitachse ist in Abschnitte (slots) unterteilt
  - Übertragungen können nur an Abschnittsgrenzen starten
  - Slots können leer (idle), erfolgreich (mit Übertragung) sein oder eine Kollision beinhalten

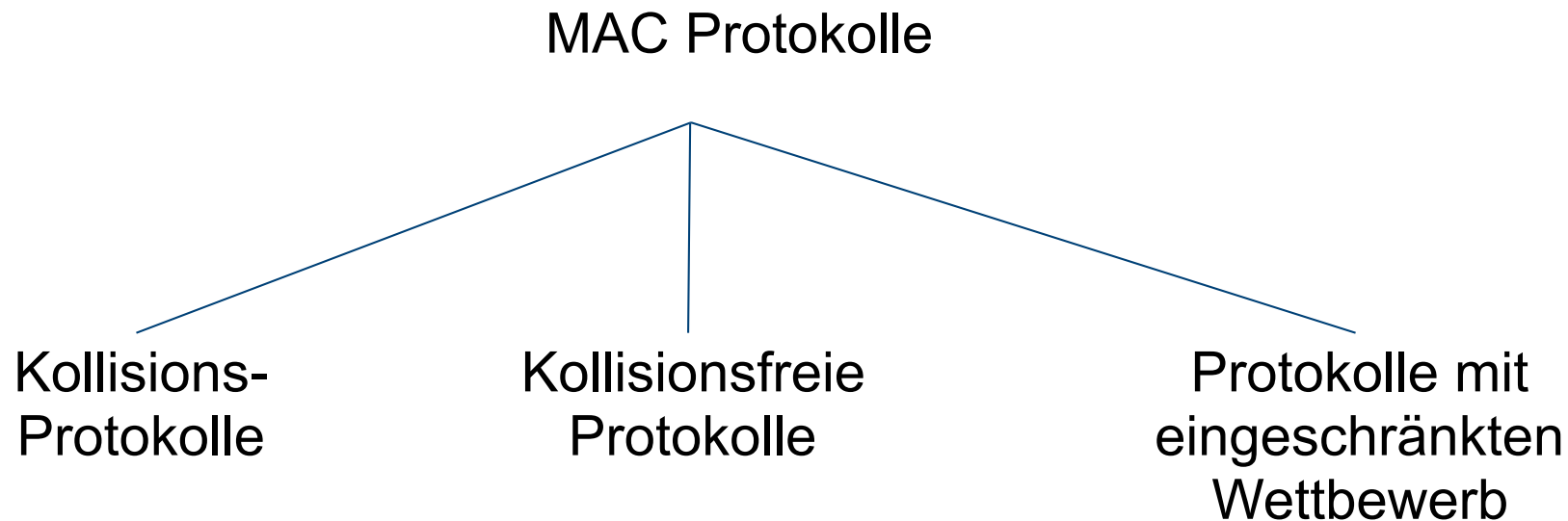
## ■ Träger-Messung (Carrier Sensing)

- Stationen können erkennen ob der Kanal momentan von anderen Stationen verwendet wird
  - Nicht notwendigerweise zuverlässig



- Methoden zur Bewertung der Effizienz einer Kanaluweisung
- Durchsatz (throughput)
  - Anzahl Pakete pro Zeiteinheit
  - Besonders bei großer Last wichtig
- Verzögerung (delay)
  - Zeit für den Transport eines Pakets
  - Muss bei geringer Last gut sein
- Gerechtigkeit (fairness)
  - Gleichbehandlung aller Stationen
  - Fairer Anteil am Durchsatz und bei Delay

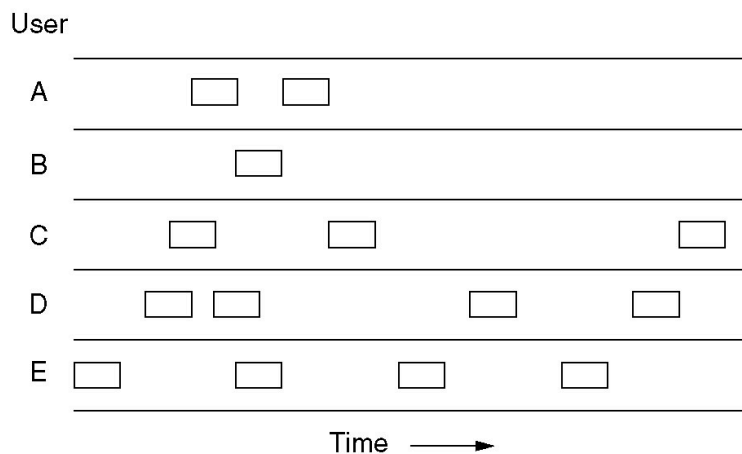
- Unterscheidung: Erlaubt das Protokoll Kollisionen?
  - Als Systemscheidung
  - Die unbedingte Kollisionsvermeidung kann zu Effizienzeinbußen führen



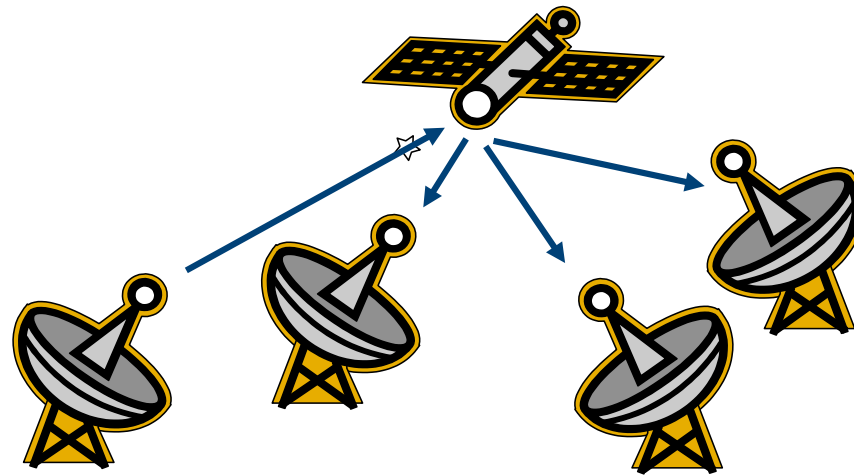
System mit Kollisionen: **Contention System**



- Algorithmus
  - Sobald ein Paket vorhanden ist, wird es gesendet
- Ursprung
  - 1985 by Abrahamson et al., University of Hawaii
  - Ziel: Verwendung in Satelliten-Verbindung



Pakete werden zu beliebigen Zeiten übertragen



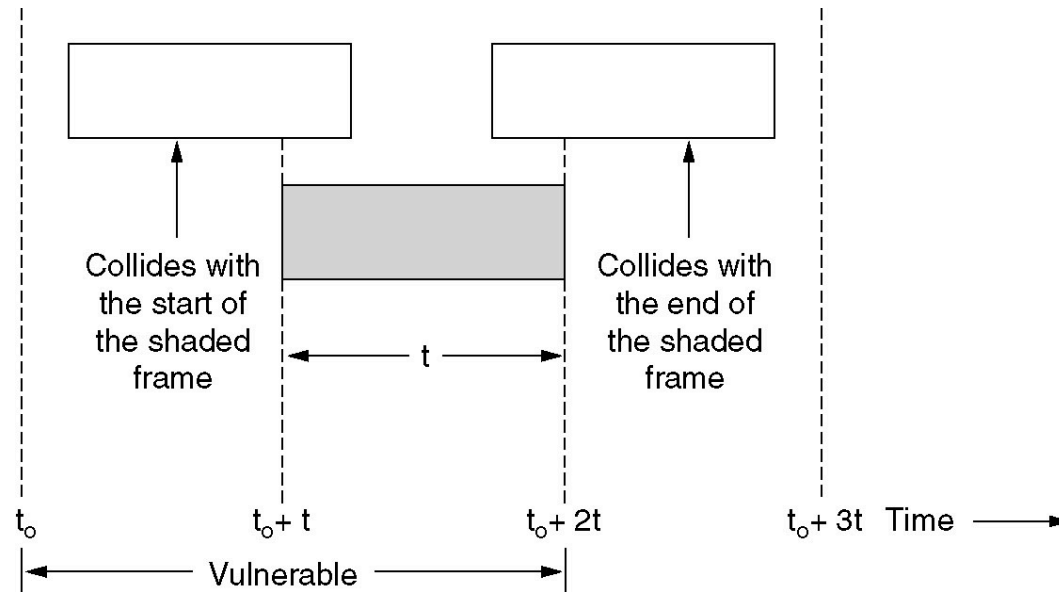
- Vorteile
  - Einfach
  - Keine Koordination notwendig
- Nachteile
  - Kollisionen
    - Sender überprüft den Kanalzustand nicht
  - Sender hat keine direkte Methode den Sende-Erfolg zu erfahren
    - Bestätigungen sind notwendig
    - Diese können auch kollidieren

- Betrachte Poisson-Prozess zur Erzeugung von Paketen
  - Entsteht durch “unendlich” viele Stationen, die sich gleich verhalten
  - Zeit zwischen zwei Sende-Versuchen ist exponentiell verteilt
  - Sei  $G$  der Erwartungswert der Übertragungsversuche pro Paketlänge
  - Alle Pakete haben gleiche Länge
  - Dann gilt

$$P[k \text{ Versuche}] = \frac{G^k}{k!} e^{-G}$$

- Um eine erfolgreiche Übertragung zu erhalten, darf keine Kollision mit einem anderen Paket erfolgen
- Wie lautet die Wahrscheinlichkeit für eine solche Übertragung?

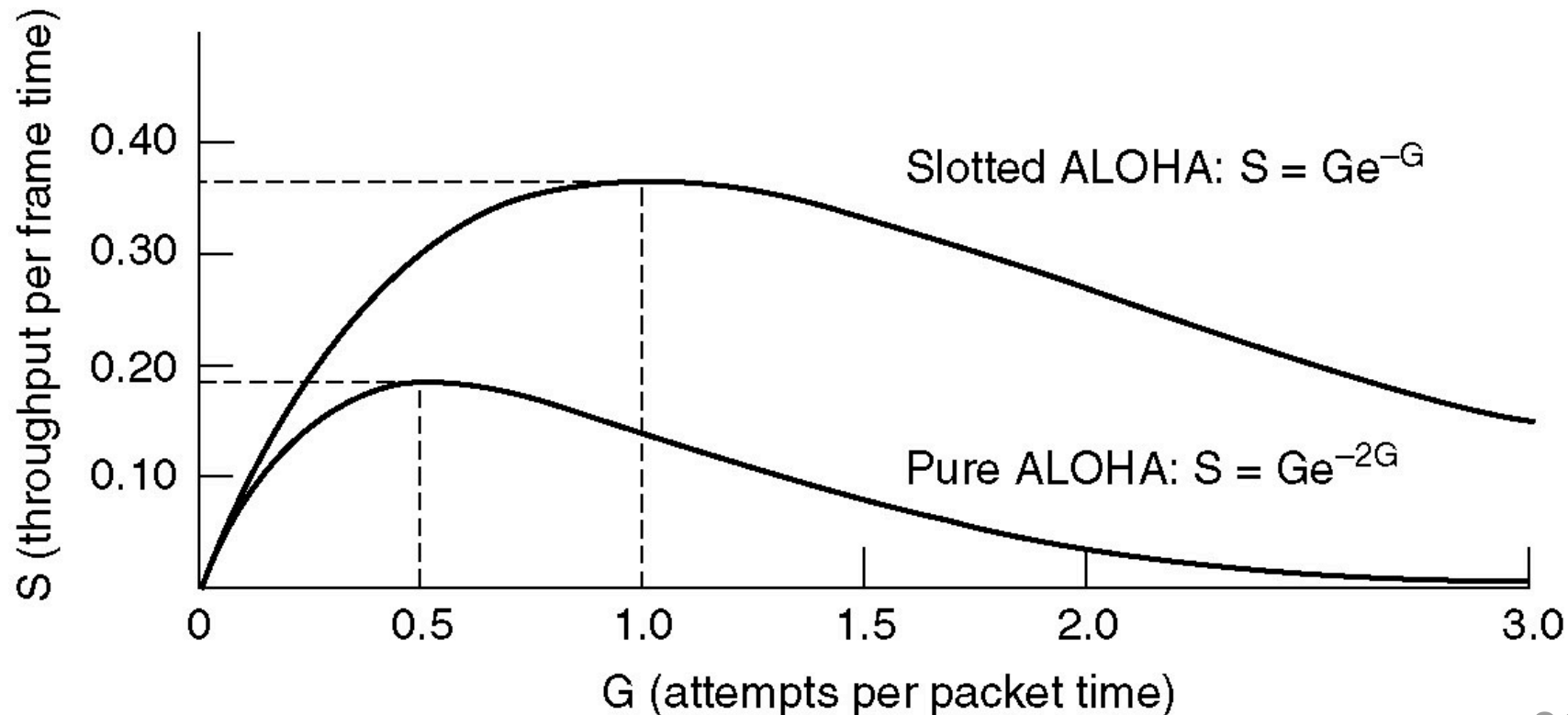
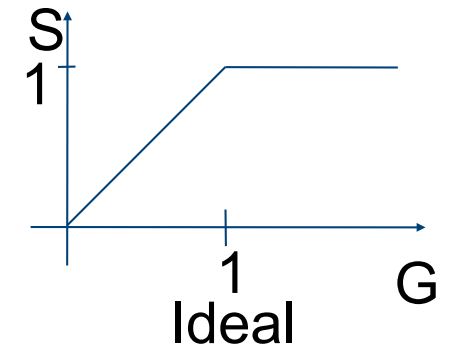
- Ein Paket X wird gestört, wenn
  - ein Paket kurz vor X startet
  - wenn ein Paket kurz vor dem Ende von X startet
- Das Paket wird erfolgreich übertragen, wenn in einem Zeitraum von zwei Paketen kein (anderes) Paket übertragen wird



- ALOHAs Problem:
  - Lange Verwundbarkeit eines Pakets
- Reduktion durch Verwendung von Zeitscheiben (Slots)
  - Synchronisation wird vorausgesetzt
- Ergebnis:
  - Verwundbarkeit wird halbiert
  - Durchsatz wird verdoppelt
    - $S(G) = Ge^{-G}$
    - Optimal für  $G=1$ ,  $S=1/e$

# Durchsatz in Abhängigkeit der Last

- Für (slotted) ALOHA ist eine geschlossene Darstellung in Abhängigkeit von  $G$  möglich
- Kein gutes Protokoll
  - Durchsatz bricht zusammen, wenn die Last zunimmt



- CSMA-Problem:

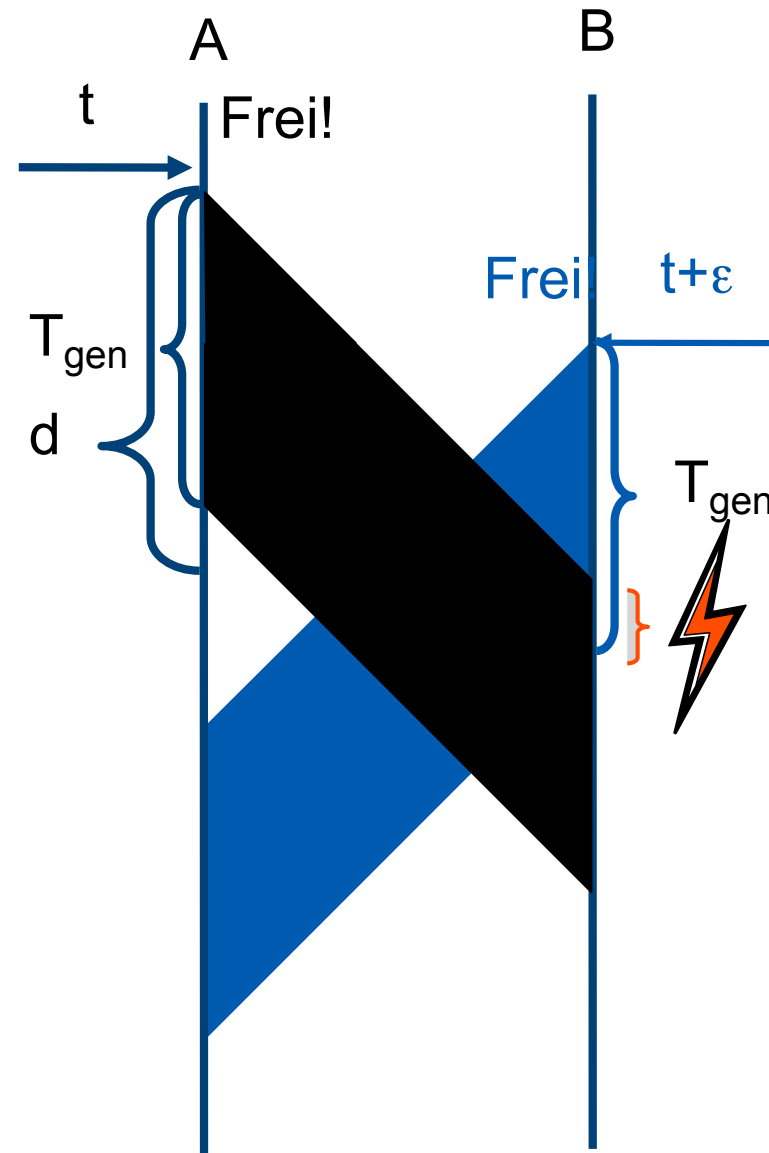
- Übertragungszeit  $d$  (propagation delay)

- Zwei Stationen

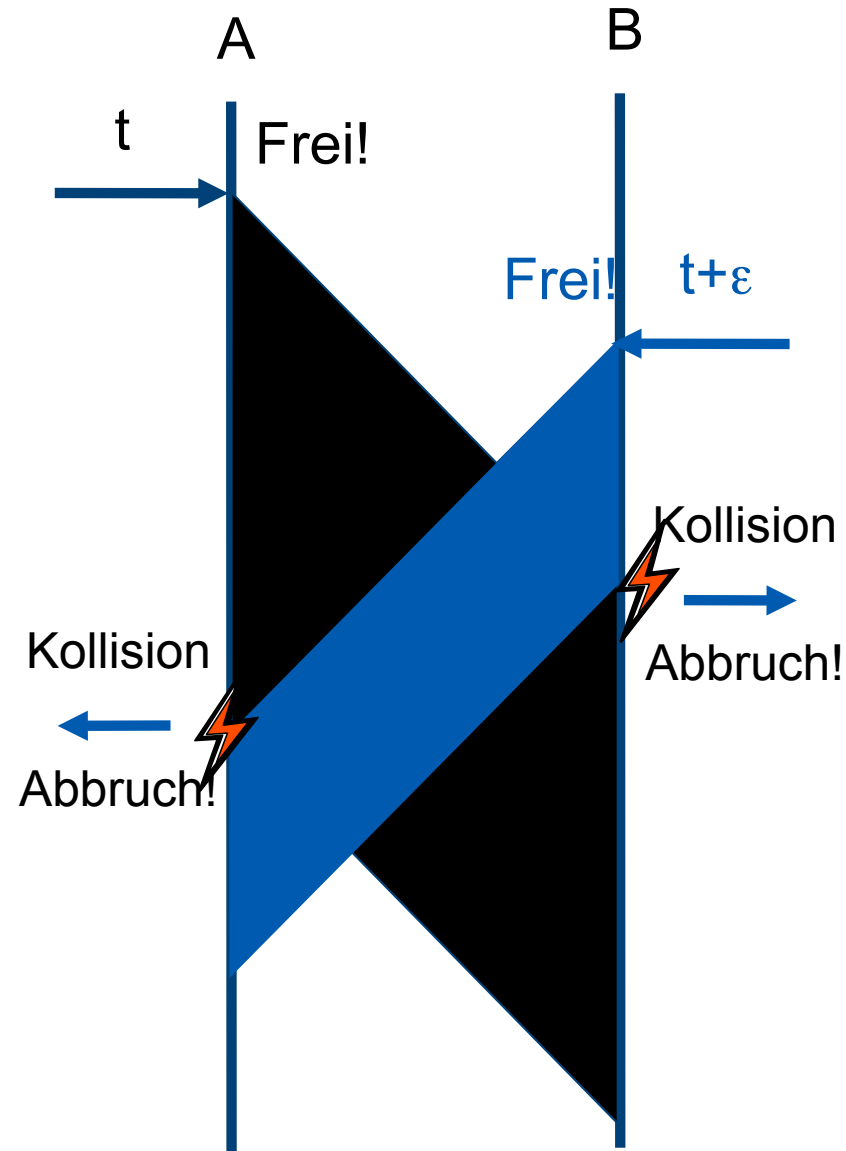
- starten Senden zu den Zeitpunkten  $t$  und  $t+\epsilon$  mit  $\epsilon < d$
- sehen jeweils einen freien Kanal

- Zweite Station

- verursacht eine Kollision

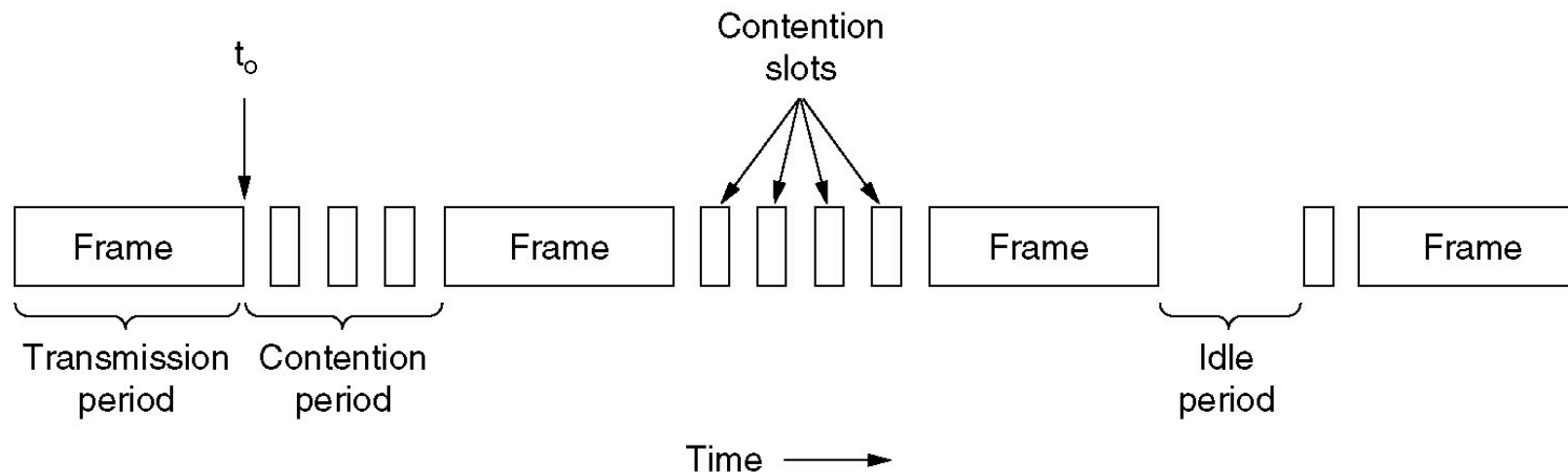


- Falls Kollisionserkennung (collision detection) möglich ist,
  - dann beendet der spätere Sender seine Übertragung
  - Zeitverschwendung wird reduziert, da mindestens eine Nachricht (die erste) übertragen wird
- Fähigkeit der Kollisionserkennung hängt von der Bitübertragungsschicht ab
- CSMA/CD – Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection
- Collision Detection
  - setzt gleichzeitiges Abhören des Kanals nach Kollisionen voraus
    - Ist das was auf dem Kanal geschieht, identisch zu der eigenen Nachricht?





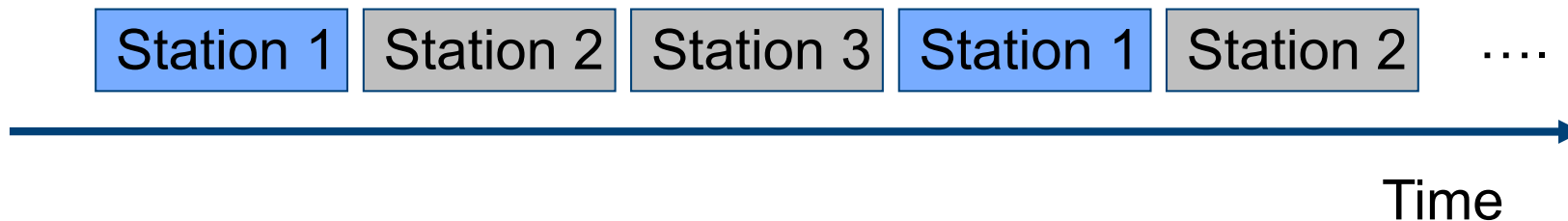
- Leer-Phase (IDLE)
    - Keine Station sendet einen Frame
  - Wettbewerbsphase (Contention Period)
    - Kollisionen entstehen, Übertragungen werden abgebrochen
  - Übertragungsphase (Transmission Period)
    - Keine Kollision, effektiver Teil des Protokolls
- Es gibt nur Wettbewerbs-, Übertragungsphasen und Leer-Phasen



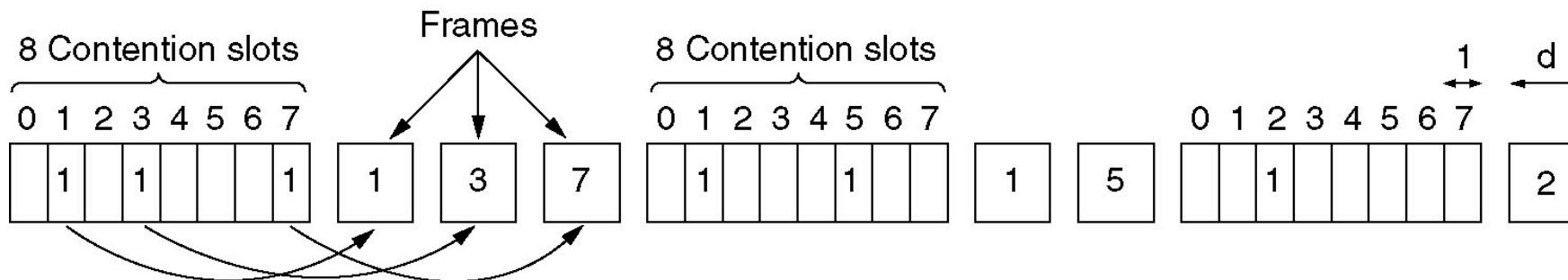
- Nach der Kollision:
- Algorithmus binary exponential backoff
  - $k:=2$
  - Solange Kollision beim letzten Senden
    - Wähle  $t$  gleichwahrscheinlich zufällig aus  $\{0, \dots, k-1\}$
    - Warte  $t$  Zeit-Slots
    - Sende Nachricht (Abbruch bei Collision Detection)
    - $k:= 2 k$
- Algorithmus
  - passt Wartezeit dynamisch an die Anzahl beteiligter Stationen an
  - sorgt für gleichmäßige Auslastung des Kanals
  - ist fair (auf lange Sicht)

- Statisches Multiplexen
- Dynamische Kanalbelegung
  - Kollisionsbasierte Protokolle
  - Kollisionsfreie Protokolle (contention-free)
  - Protokolle mit beschränktem Wettbewerb (limited contention)
- Fallbeispiel: Ethernet

- Einfaches Beispiel: Statisches Zeit-Multiplexen (TDMA)
  - Jeder Station wird ein fester Zeit-Slot in einem sich wiederholenden Zeitschema zugewiesen
- Nachteile bekannt und diskutiert
- Gibt es dynamische kollisionsfreie Protokoll?



- Probleme von TDMA
  - Wenn eine Station nichts zu senden hat, dann wird der Kanal nicht genutzt
- Reservierungssystem: Bit-map protocol
  - Kurze statische Reservierung-Slots zur Ankündigung
  - Müssen von jeder Station empfangen werden



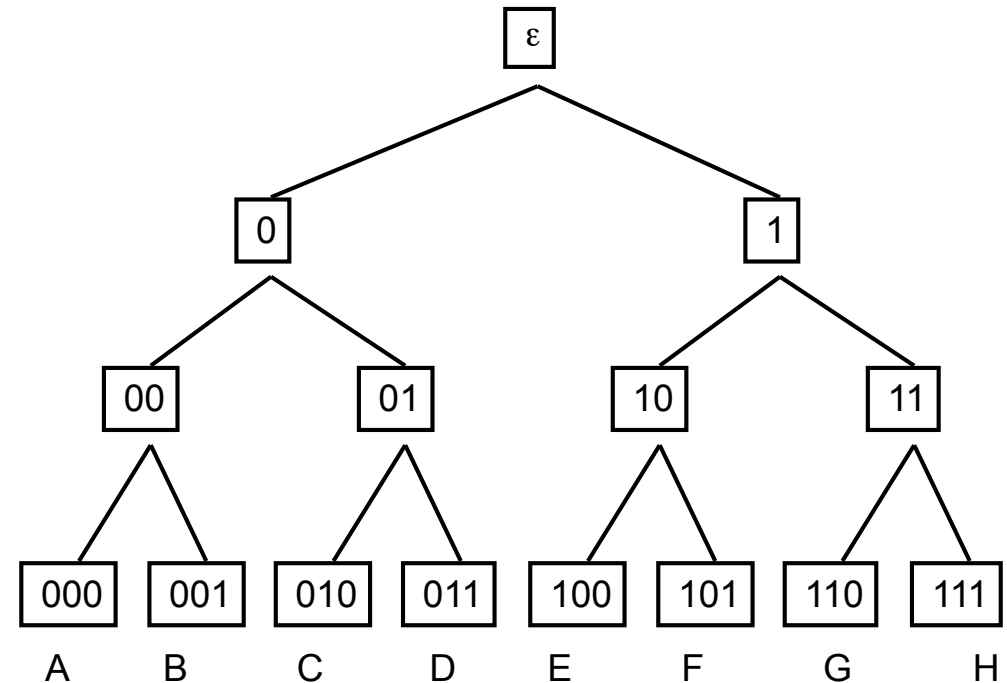
- Verhalten bei geringer Last
  - Falls keine Pakete verschickt werden, wird der (leere) Wettbewerbs-Slot wiederholt
  - Eine Station muss auf seinen Wettbewerbs-Slot warten
  - Erzeugt gewisse Verzögerung (delay)
- Verhalten bei hoher Last
  - Datenpakete dominieren die Kanalbelegung
    - Datenpakete sind länger als die Contention-Slots
  - Overhead ist vernachlässigbar
  - Guter und stabiler Durchsatz
- Bitmap ist ein Carrier-Sense Protokoll!

- Statisches Multiplexen
- Dynamische Kanalbelegung
  - Kollisionsbasierte Protokolle
  - Kollisionsfreie Protokolle (contention-free)
  - Protokolle mit beschränktem Wettbewerb (limited contention)
- Fallbeispiel: Ethernet

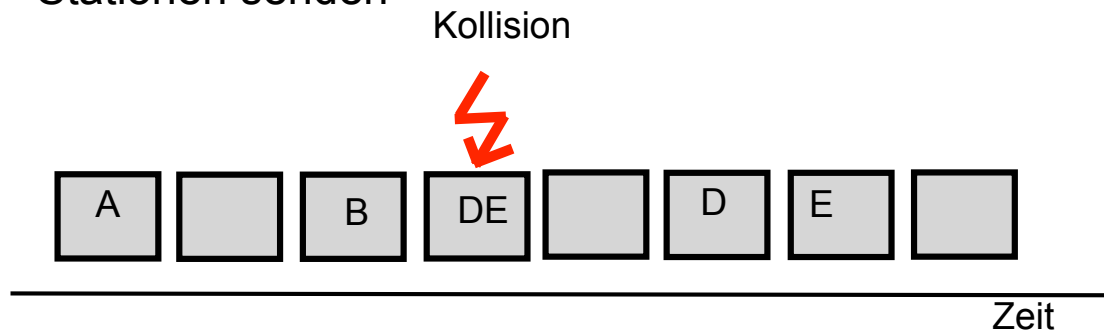
- Ziel
  - geringe Verzögerung bei kleiner Last
    - wie Kollisionsprotokolle
  - hoher Durchsatz bei großer Last
    - wie kollisionsfreie Protokolle
- Idee
  - Anpassung des Wettbewerb-Slots (contention slot) an die Anzahl der teilnehmenden Stationen
  - Mehrere Stationen müssen sich dann diese Slots teilen



- Adaptives Baumprotokoll (adaptive tree walk)
- Ausgangspunkt:
  - Binäre, eindeutige Präsentation aller Knoten (ID)
  - Dargestellt in einem Baum
  - Synchronisiertes Protokoll
  - Drei Typen können unterschieden werden:
    - Keine Station sendet
    - Genau eine Station sendet
    - Kollision: mindestens zwei Stationen senden

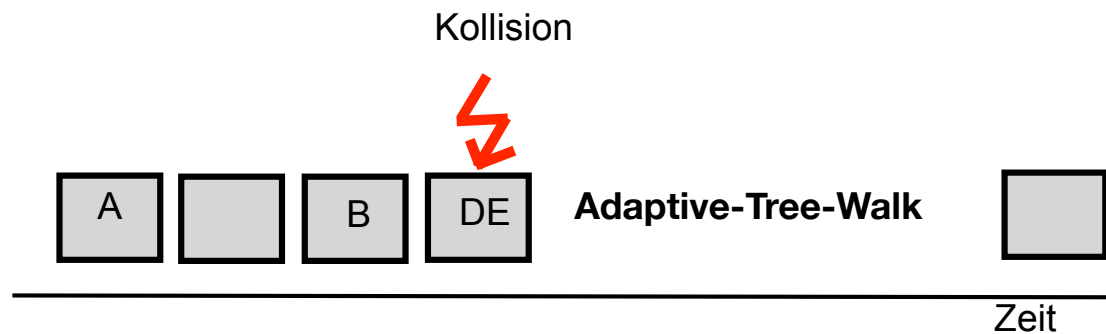


Stationen

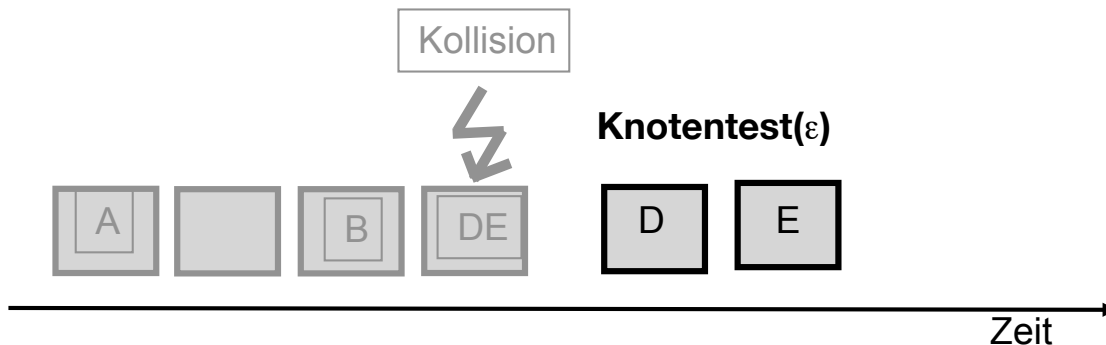
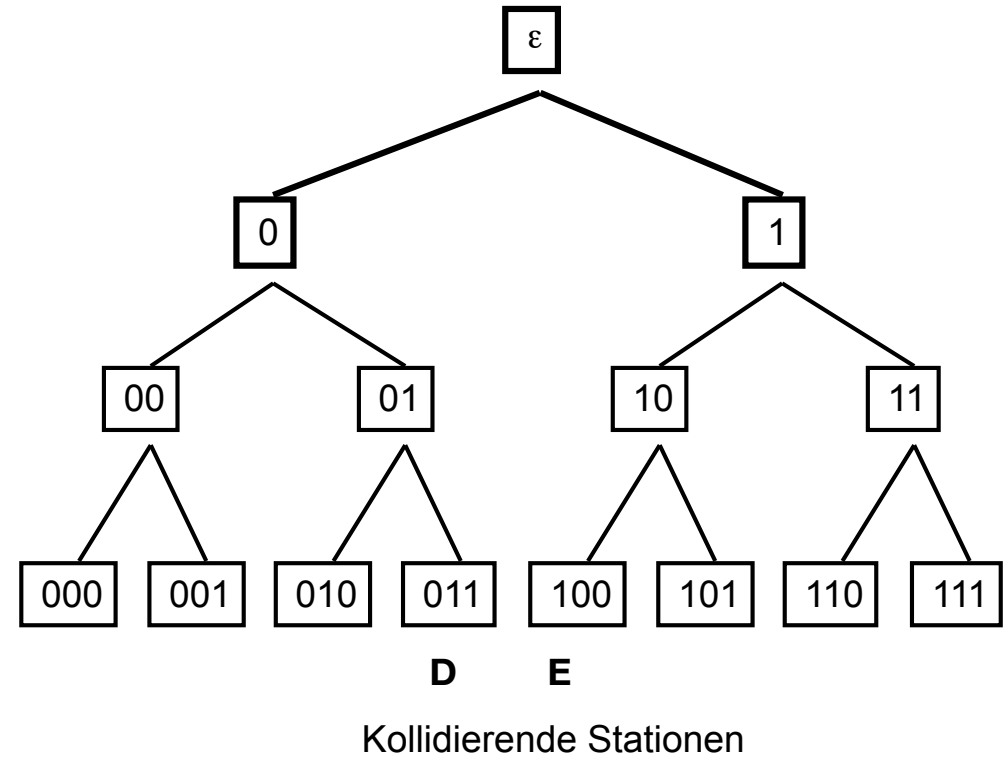


### ■ Basis-Algorithmus

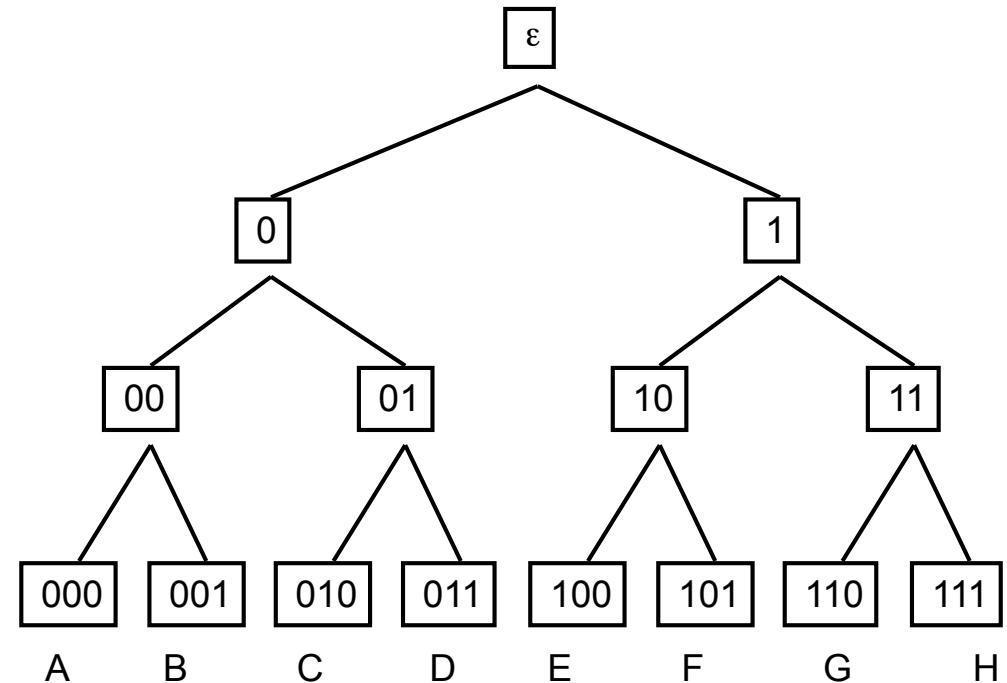
- Jeder Algorithmus sendet sofort (slotted Aloha)
- Falls eine Kollision auftritt,
  - akzeptiert keine Station mehr neue Paket aus der Vermittlungsschicht
  - Führe Adaptive-Tree-Walk( $\epsilon$ ) aus



- Algorithmus Knoten-Test
  - für Knoten  $u$  des Baums und
  - kollidierende Menge  $S$  von Station
- Knoten-Test( $u$ )
  - Betrachte zwei Slots pro Knoten des Baums
  - Im ersten Slot senden alle Knoten aus  $S$ , die mit ID  $u0$  anfangen
  - Im zweiten Slot senden alle Knoten aus  $S$ , die mit ID  $u1$  anfangen

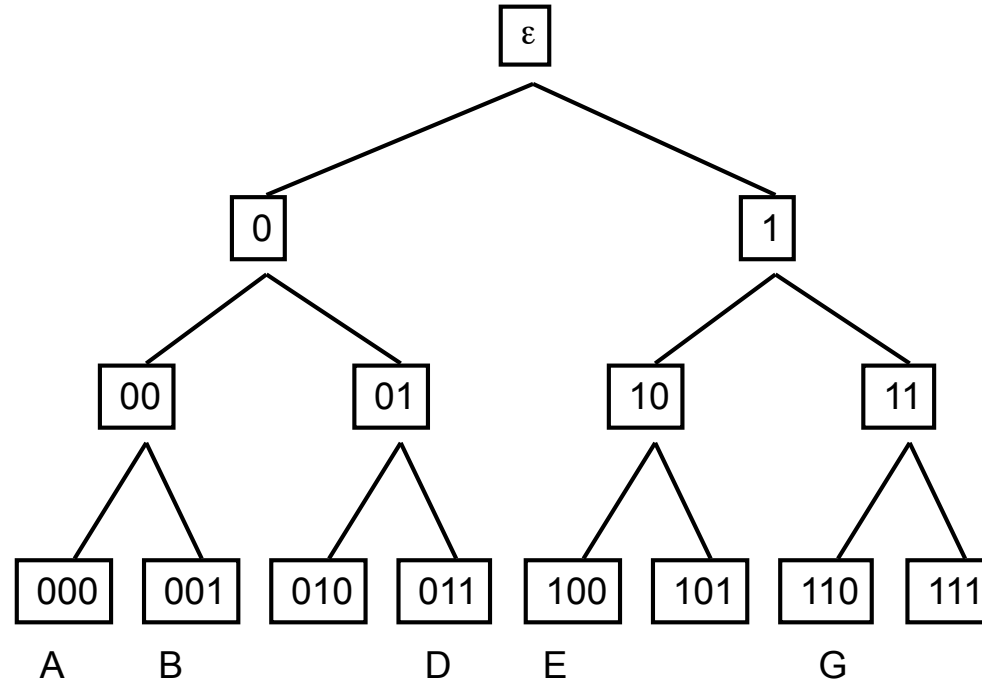


- Algorithmus Knoten-Test
  - für Knoten  $u$  des Baums und
  - kollidierende Menge  $S$  von Station
- Knoten-Test( $u$ )
  - Betrachte zwei Slots pro Knoten des Baums
  - Im ersten Slot senden alle Knoten aus  $S$ , die mit ID  $u0$  anfangen
  - Im zweiten Slot senden alle Knoten aus  $S$ , die mit ID  $u1$  anfangen
- Adaptive Tree Walk( $x$ )
  - Führe Knoten-Test( $x$ ) aus
  - Falls Kollision im ersten Slot,
    - führe Adaptive-Tree-Walk( $x0$ ) aus
  - Falls Kollision im zweiten Slot,
    - Führe Adaptive-Tree-Walk( $x1$ ) aus



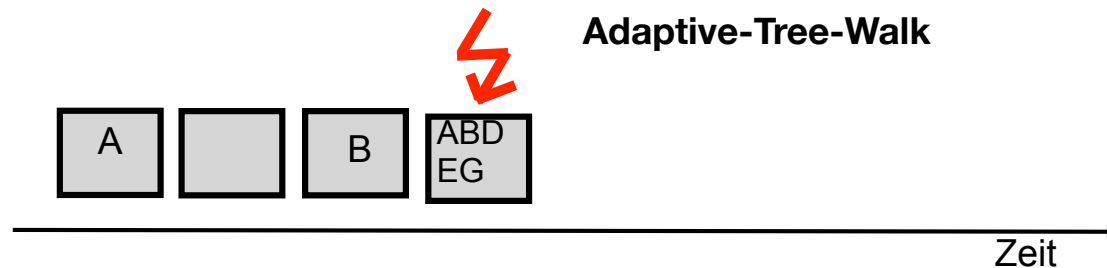
# Adaptives Baumprotokoll

## Beispiel (1)

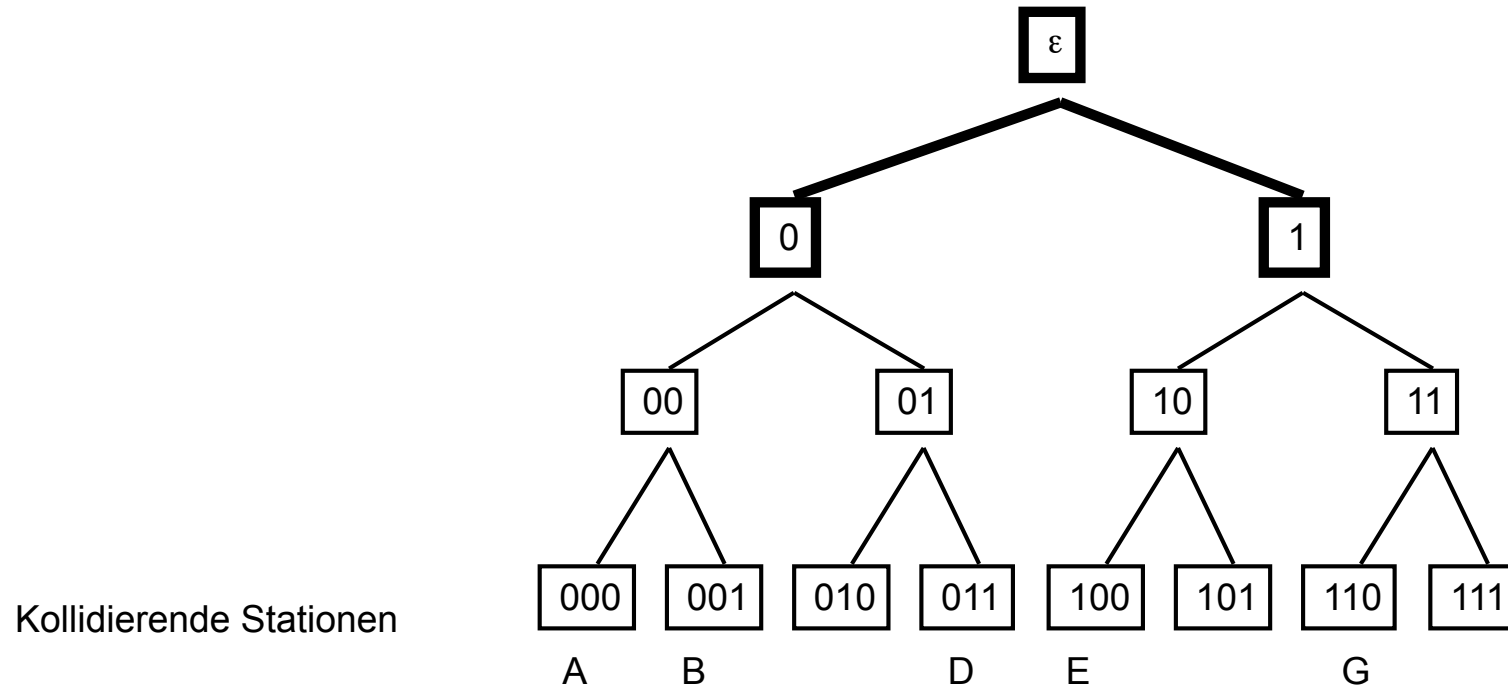


Kollision

Adaptive-Tree-Walk

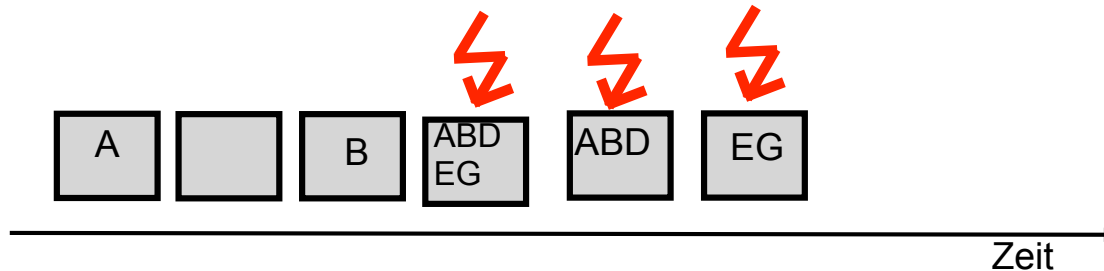


# Adaptives Baumprotokoll Beispiel (2)



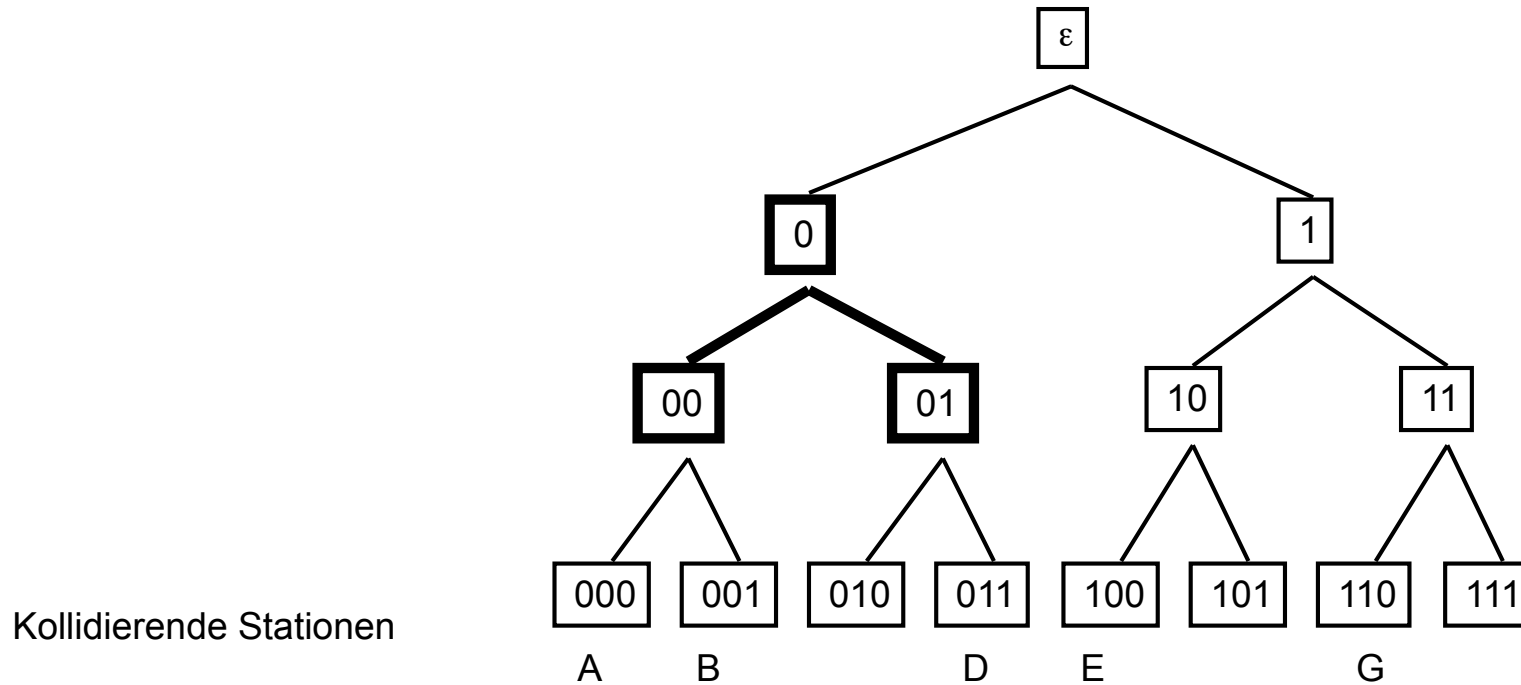
## Adaptive-Tree-Walk

### Knotentest( $\epsilon$ )



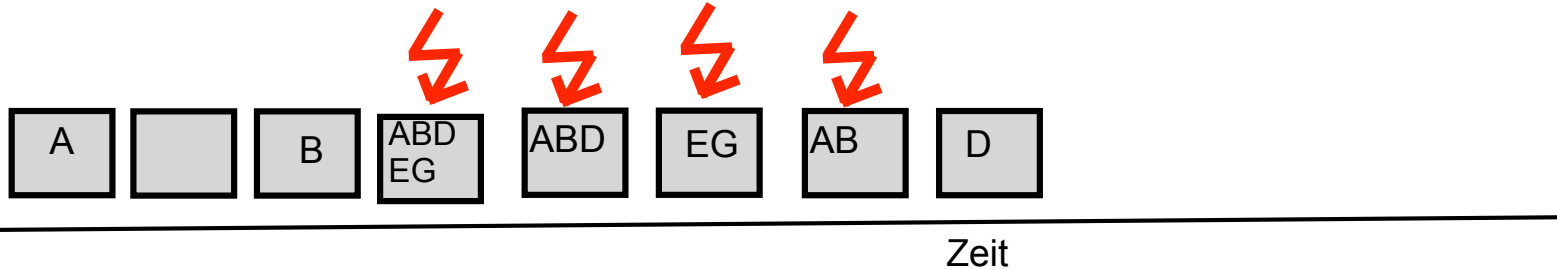
# Adaptives Baumprotokoll

## Beispiel (3)



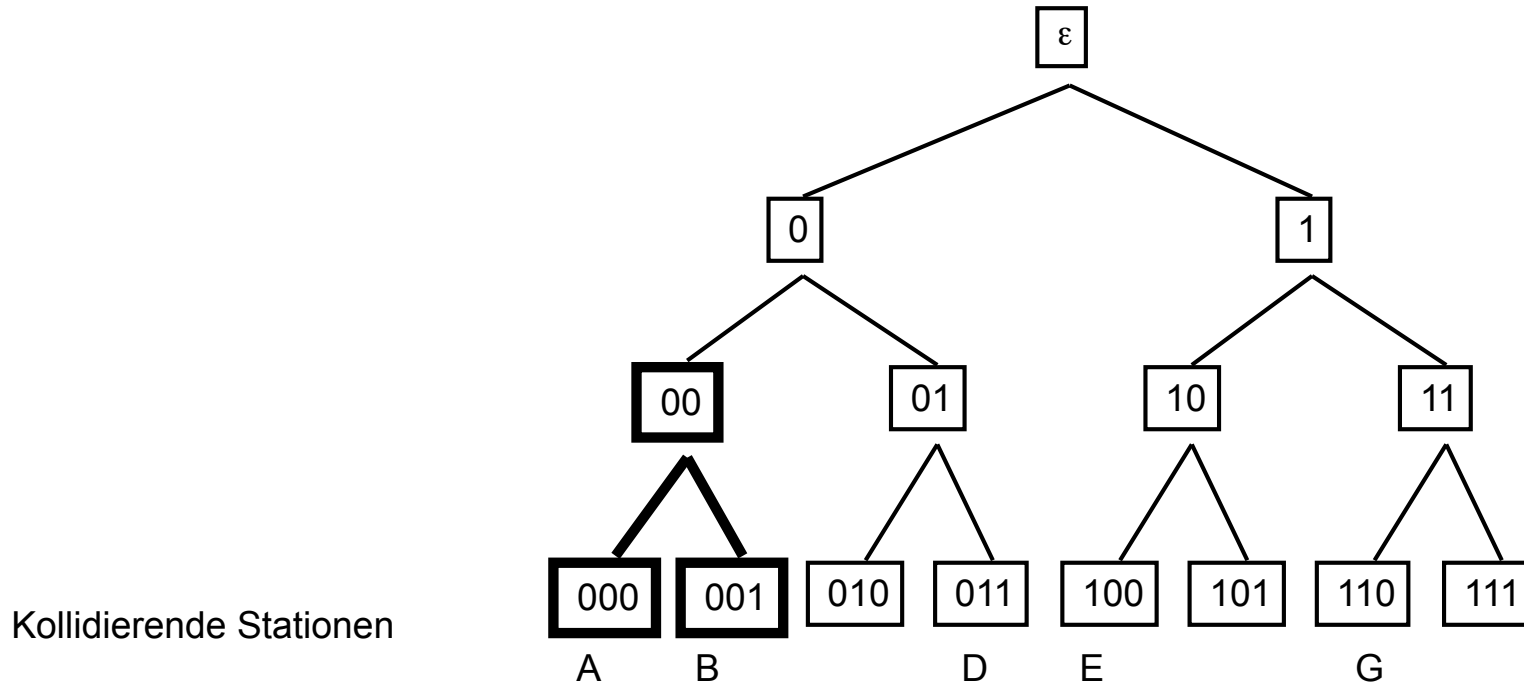
### Adaptive-Tree-Walk

Knotentest( $\epsilon$ )   Knotentest(0)

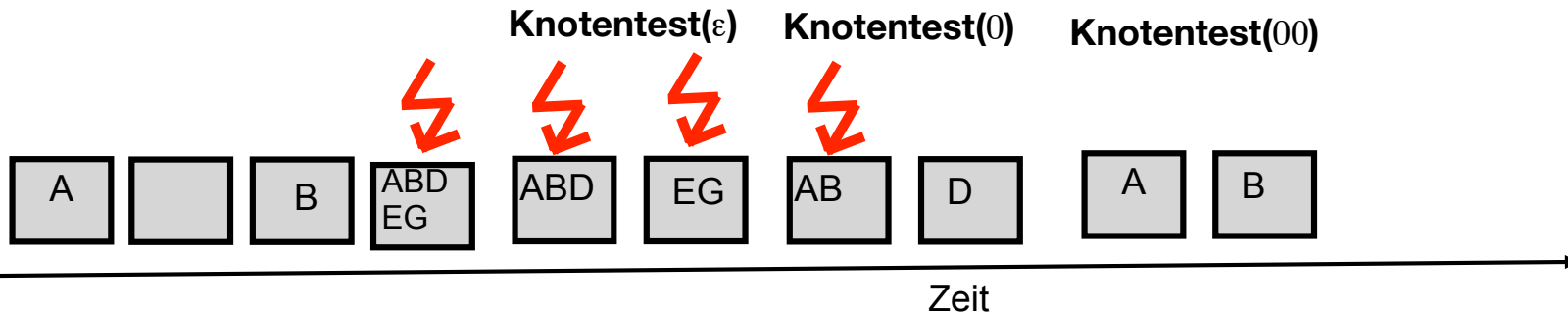


# Adaptives Baumprotokoll

## Beispiel (4)



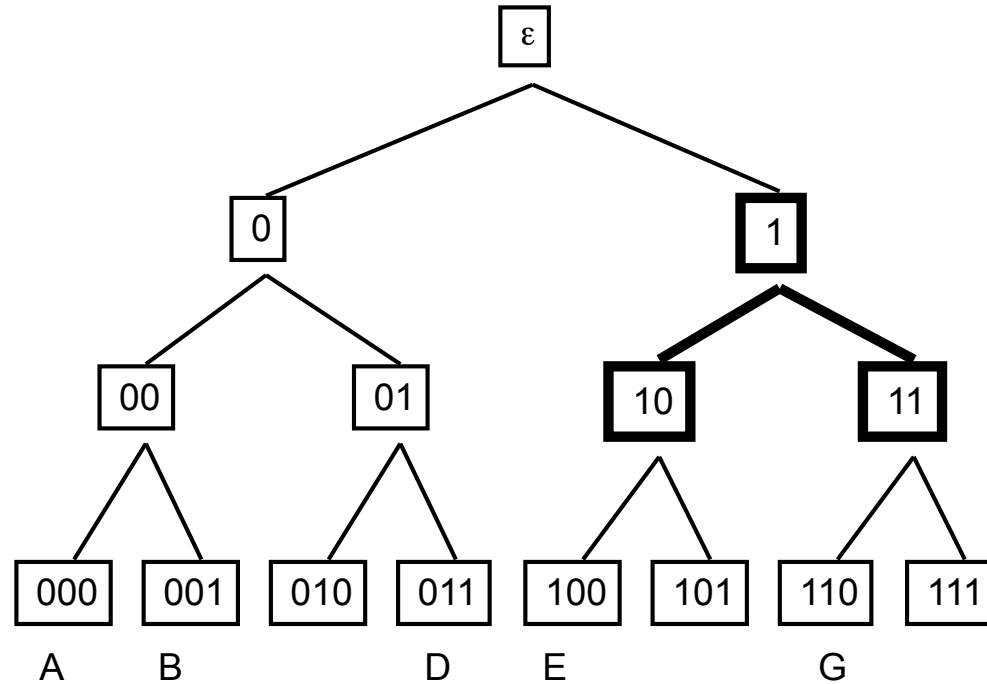
### Adaptive-Tree-Walk





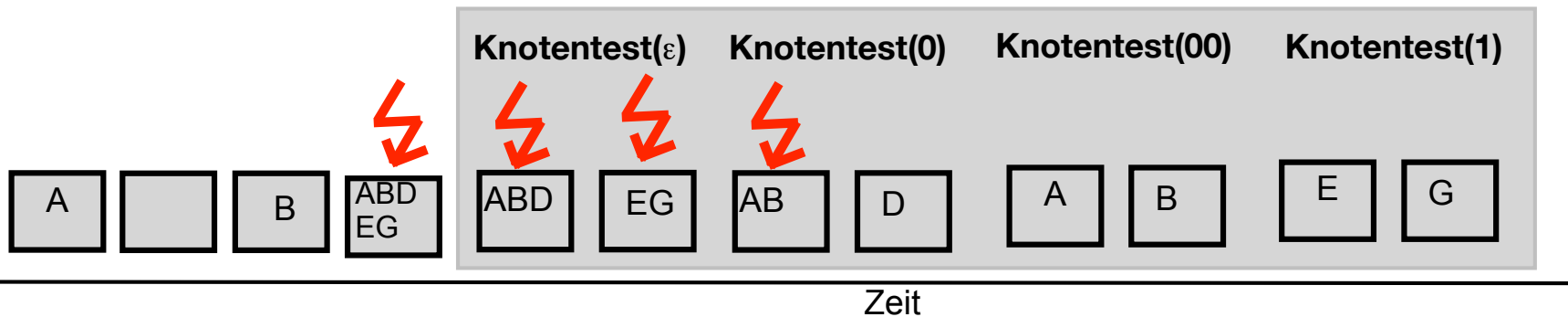
# Adaptives Baumprotokoll

## Beispiel (5)



Kollidierende Stationen

### Adaptive-Tree-Walk



# Systeme II

## 8. Die Datensicherungsschicht

Christian Schindelhauer

Technische Fakultät

Rechnernetze und Telematik

Albert-Ludwigs-Universität Freiburg