Systeme II

3. Die Datensicherungsschicht

Christian Schindelhauer
Technische Fakultät
Rechnernetze und Telematik
Albert-Ludwigs-Universität Freiburg

Version 12.05.2016

Zeichenketten und Polynomarithmetik

- 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 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

Polynome zur Erzeugung von Redundanz: CRC

- 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) mod G(x)

CRC Übertragung und Empfang

- 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) mod G(x)
  - Kein Fehler: m(x) = T(x),
    - dann ist der Rest 0
  - Bit errors: m(x) mod G(x) = (T(x)+ E(x)) mod G(x)

$$= \underbrace{T(x) \bmod G(x)}_{0} + \underbrace{E(x) \bmod G(x)}_{\text{Fehlerindikator}}$$

CRC – Überblick

11011 = 11 · 1001

$1x^4 + 0 \cdot x^3 + 0 \cdot x^2 + x + 1$ 10011

Sender

- Original Frame M(x)
- Generator Polynom G(X)
- $r(x) = x^g M(x) \bmod G(x)$
- Sende $T(x) = x^g M(x) + r(x)$

Kanal

- Addiert Fehlerpolynom E(x)

Kein Fehler:
$E(x) = 0$

Empfänger

- Empfang: $m(x) = T(x) + E(x)$
- Berechnet Rest $(T(x) + E(x)) \bmod G(x)$
- Falls Rest = 0 : Kein Fehler
- If Rest ≠ 0: Fehler!

1 1 0 1

$\boxed{1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1}\ \boxed{0}\ \boxed{0}\ \boxed{0}\ \boxed{0}$: 1 0 0 1 1 = ______ Rest

(1 1 0 1)

1 0 1 1 1 0 1 1

1 0 0 1 1

0 0 1 1 1 1 1 1 0 0 0 0

1 0 0 1 1

0 1 1 0 0 1 0 0 0 0

1 0 0 1 1

0 1 0 1 0 0 0 0 0

1 0 0 1 1

0 0 1 1 1 0 0 0

1 0 0 1 1

0 1 1 1 1 0

1 0 0 1 1

1 1 0 1

Der Generator bestimmt die CRC-Eigenschaften

- 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 von G(x) ist
- 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
- Häufig:
  - G(x) wird als irreduzibles Polynom gewählt, dass heißt es ist kein Vielfache eines anderen (kleineren) Polynoms

CRC in der Praxis

- 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) mod G(x) ergibt sich aus
  - $b_0\, r(x,0) + b_1\, r(x,1) + b_2\, r(x,2) + \ldots + b_{k-1}\, r(x,k-1)$
  - Einfache Xor-Operation

CoNe Freiburg

Fehlerkontrolle

- 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
  - Rückwärtsfehlerkoretur (Backward Error Correction)
    - Nach Erkennen eines Fehlers, wird durch weitere Kommunikation der Fehler behoben

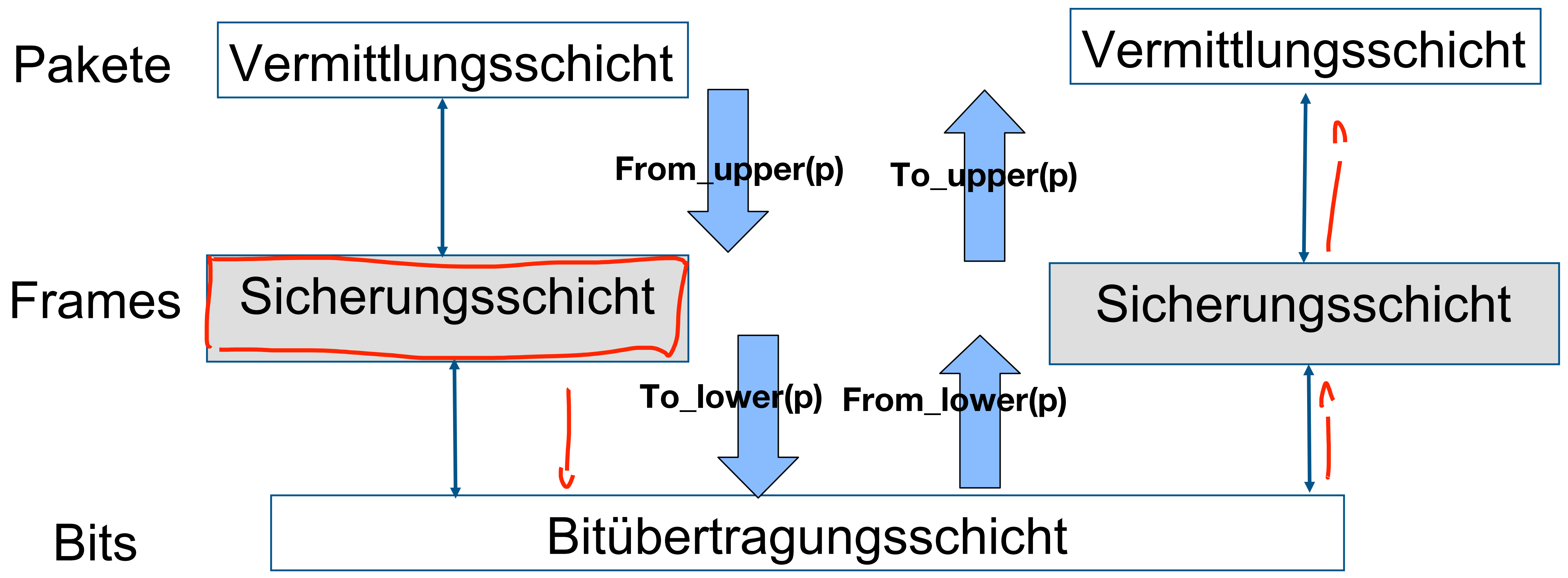
Fehlerkontrolle
- Fehlererkennung
  - CRC
- Fehlerkorrektur
  - Vorwärtsfehler-korrektur
  - Rückwärtsfehler-korrektur

Hä?!

UNI FREIBURG

Rückwärtsfehlerkorrektur

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

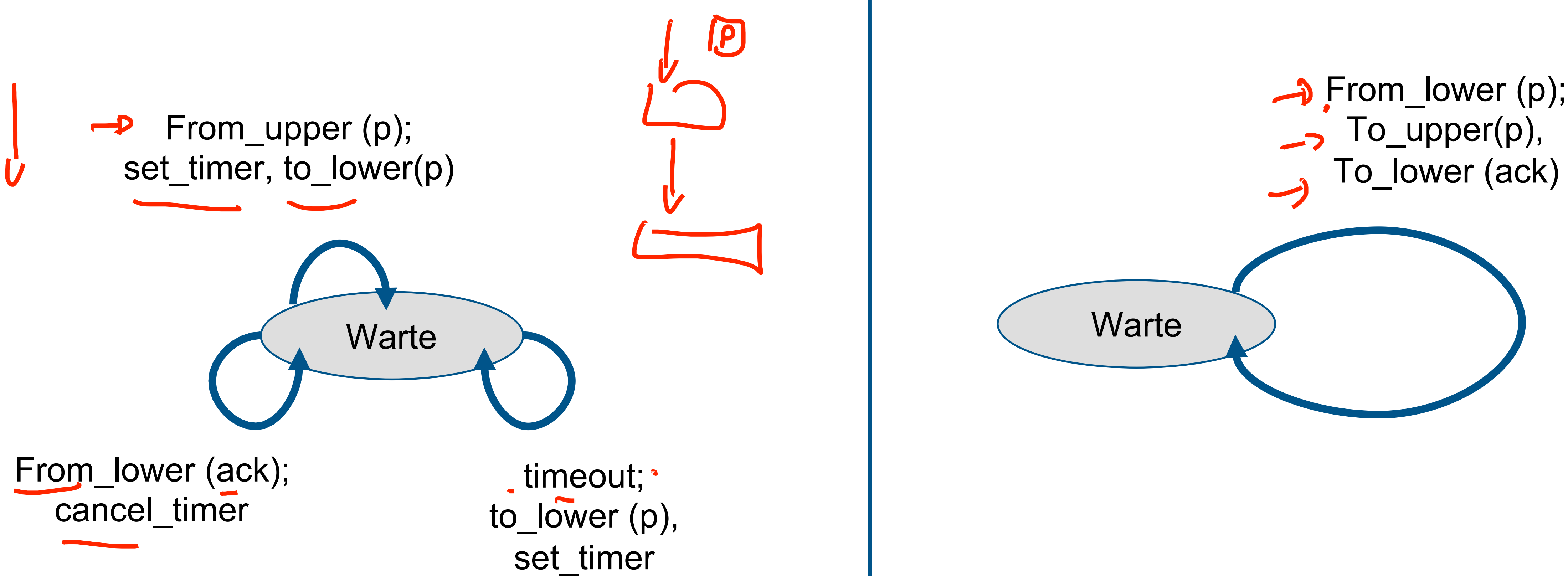


to_lower, from_lower beinhalten CRC
oder (bei Bedarf) Vorwärtsfehlerkorrektur

Einfaches Simplex-Protokoll mit Bestätigungen

- 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

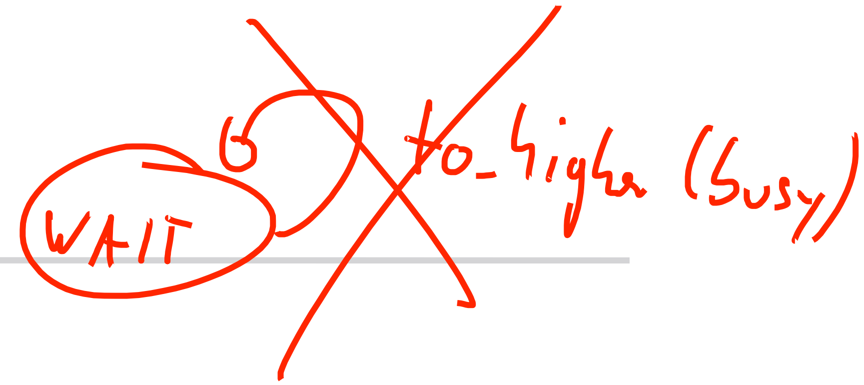
Sender **Empfänger**



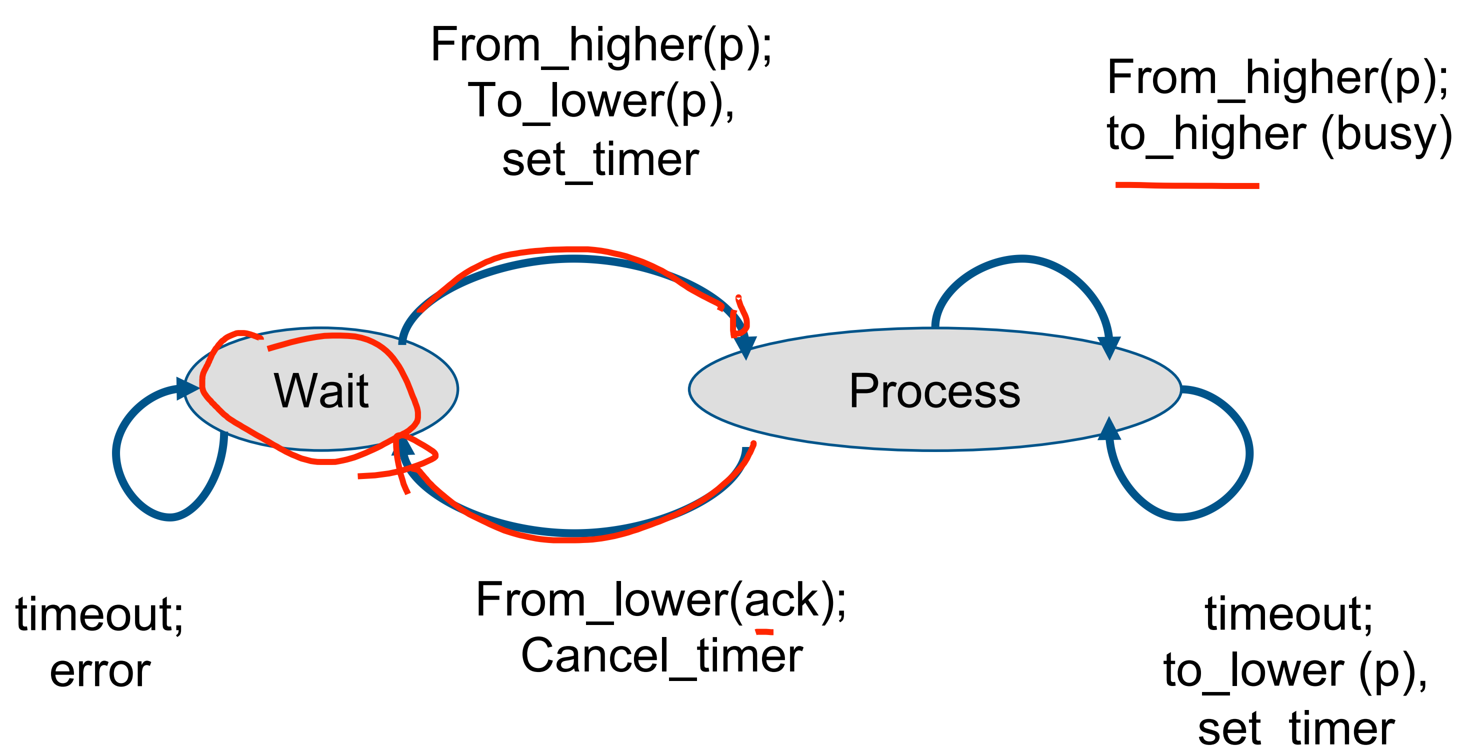
Diskussion

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

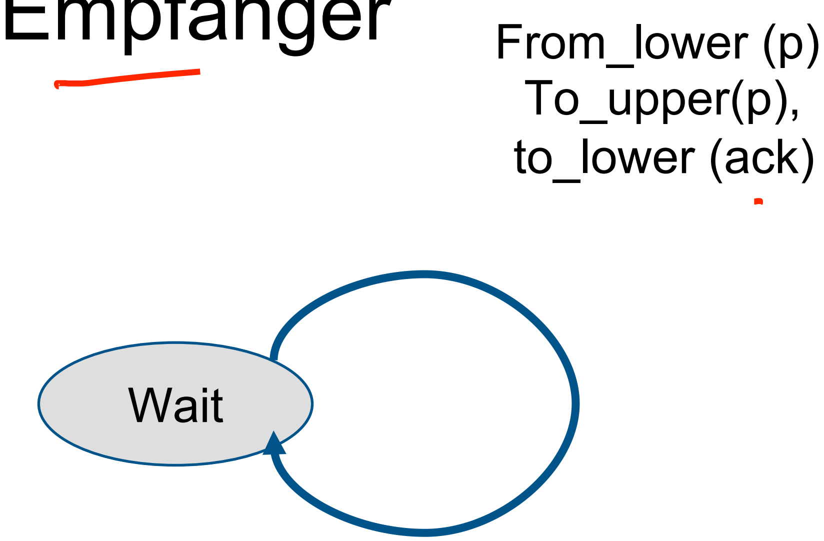
2. Versuch



- Lösung des ersten Problems
  - Ein Paket nach dem anderen
-
  - Sender

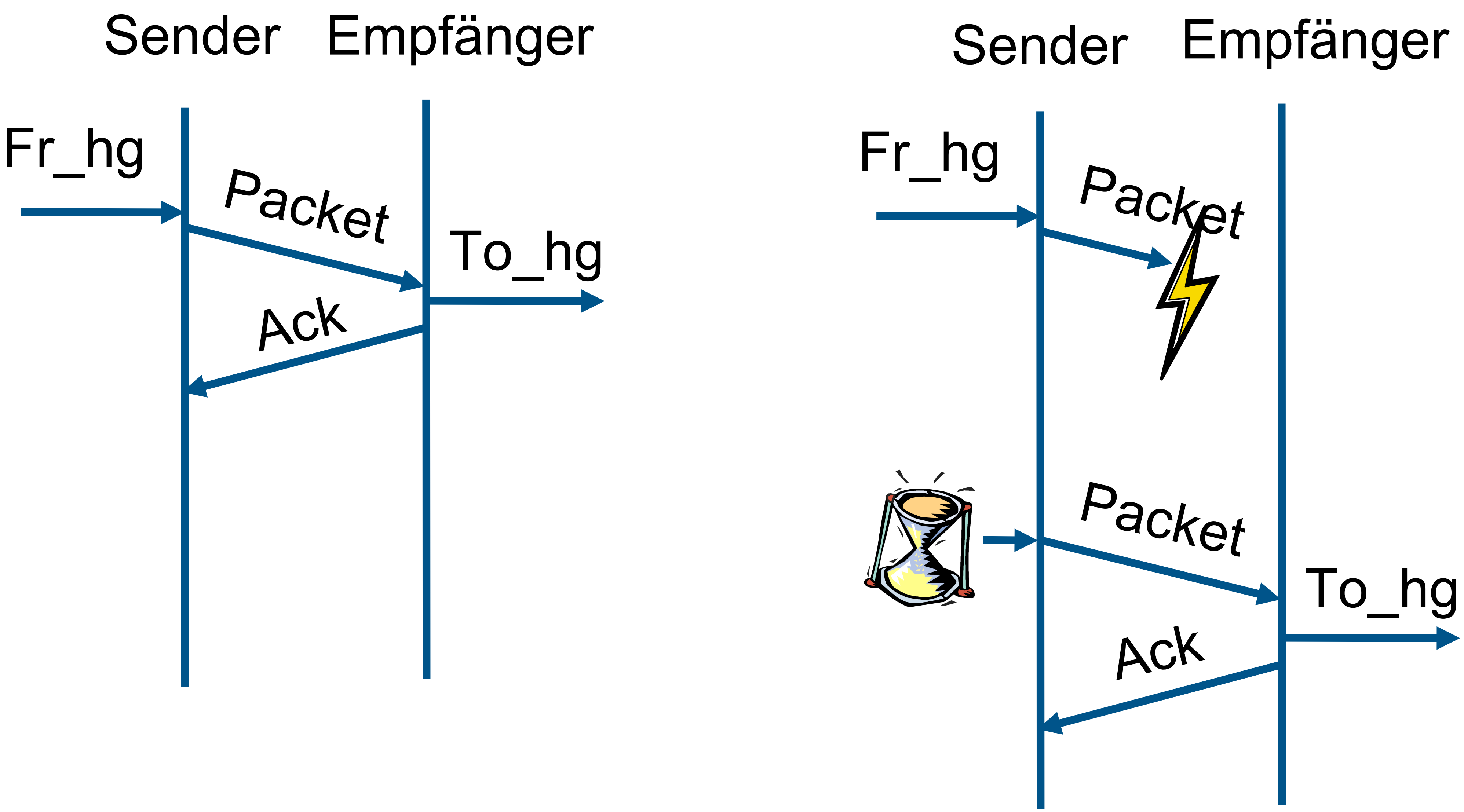


Empfänger



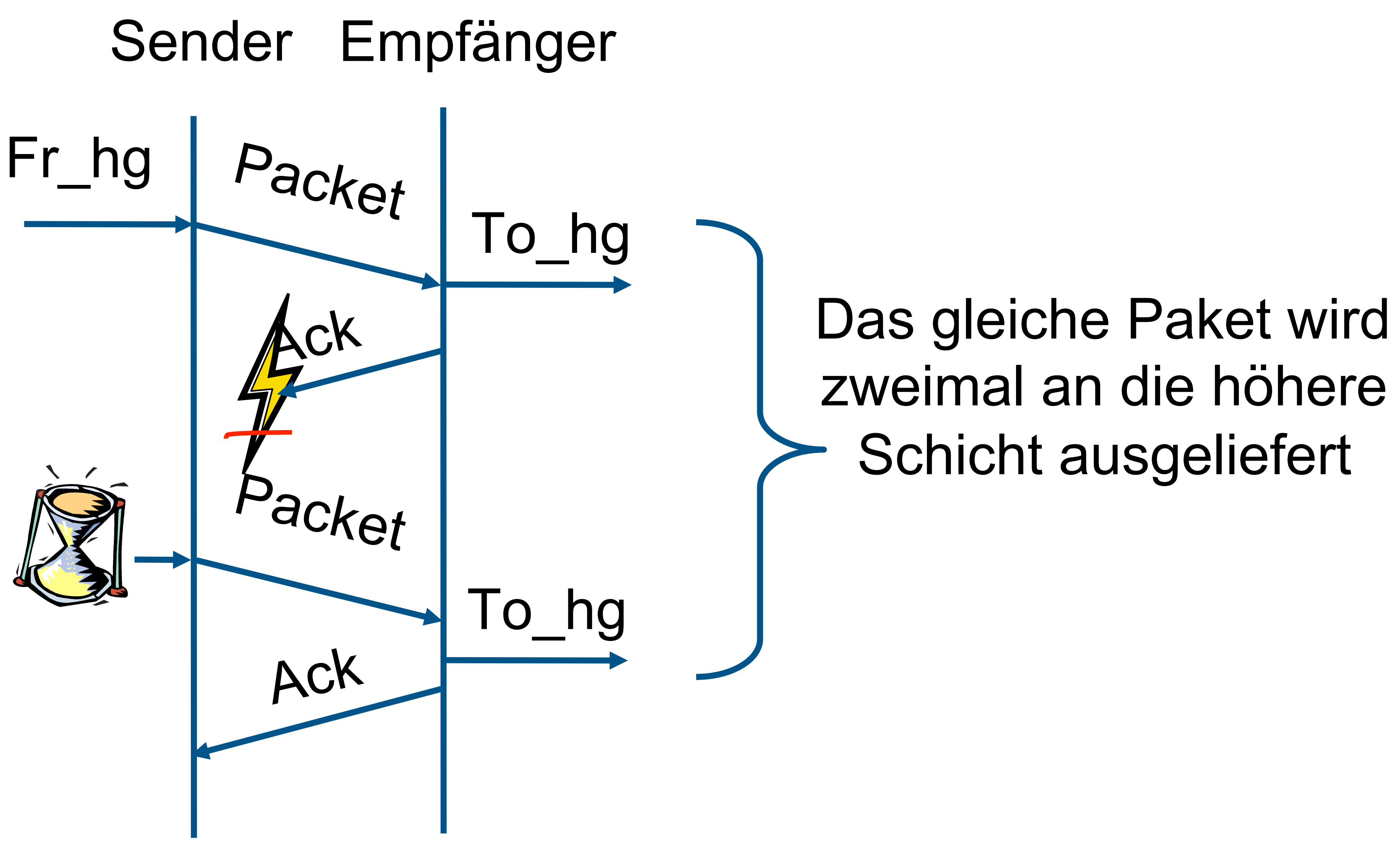
Diskussion

- Protokoll etabliert elementare Flusskontrolle



Diskussion

- 2. Fall: Verlust von Bestätigung



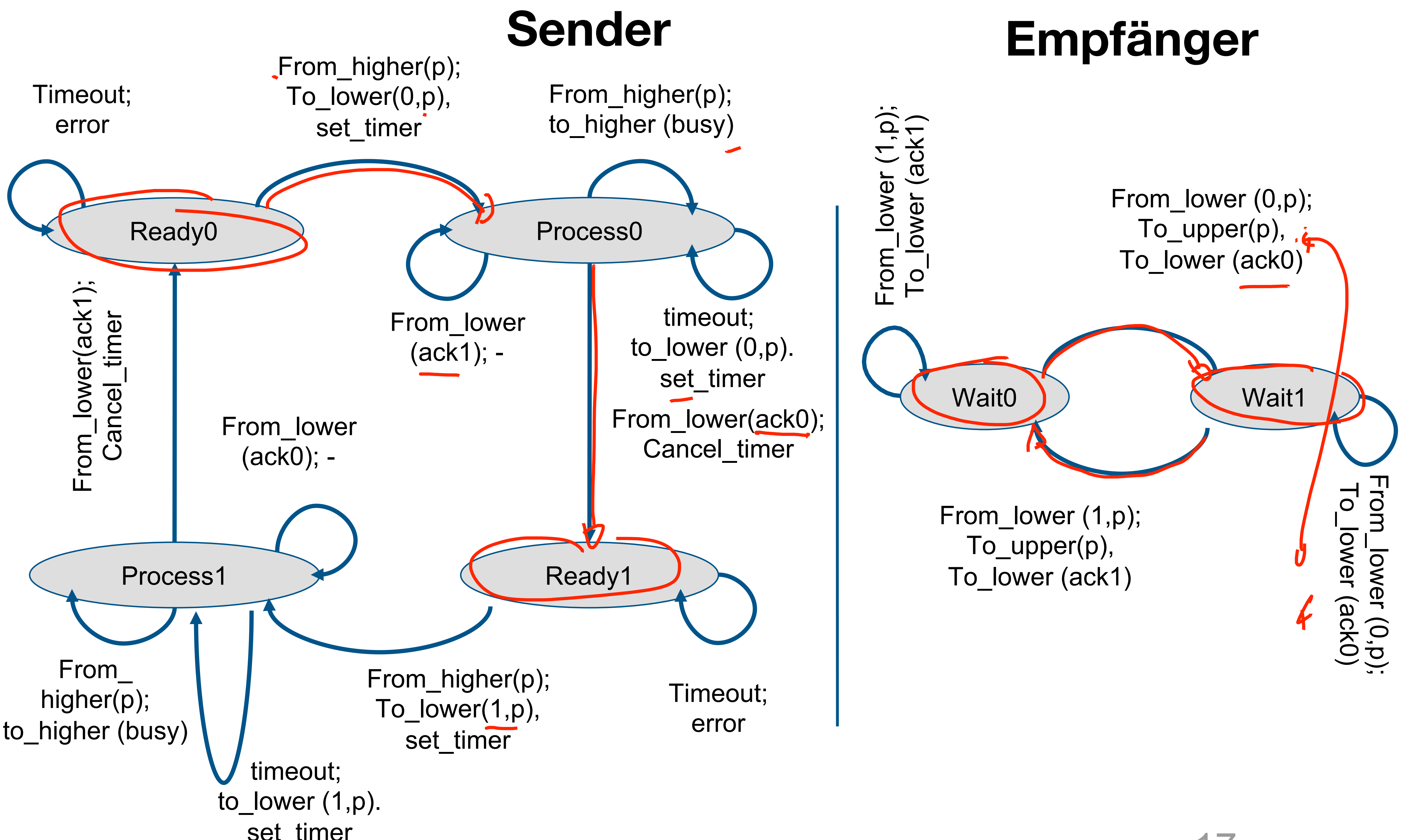
Probleme der 2. Version

- 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)

CoNe Freiburg

3. Versuch: Bestätigung und Sequenznummern

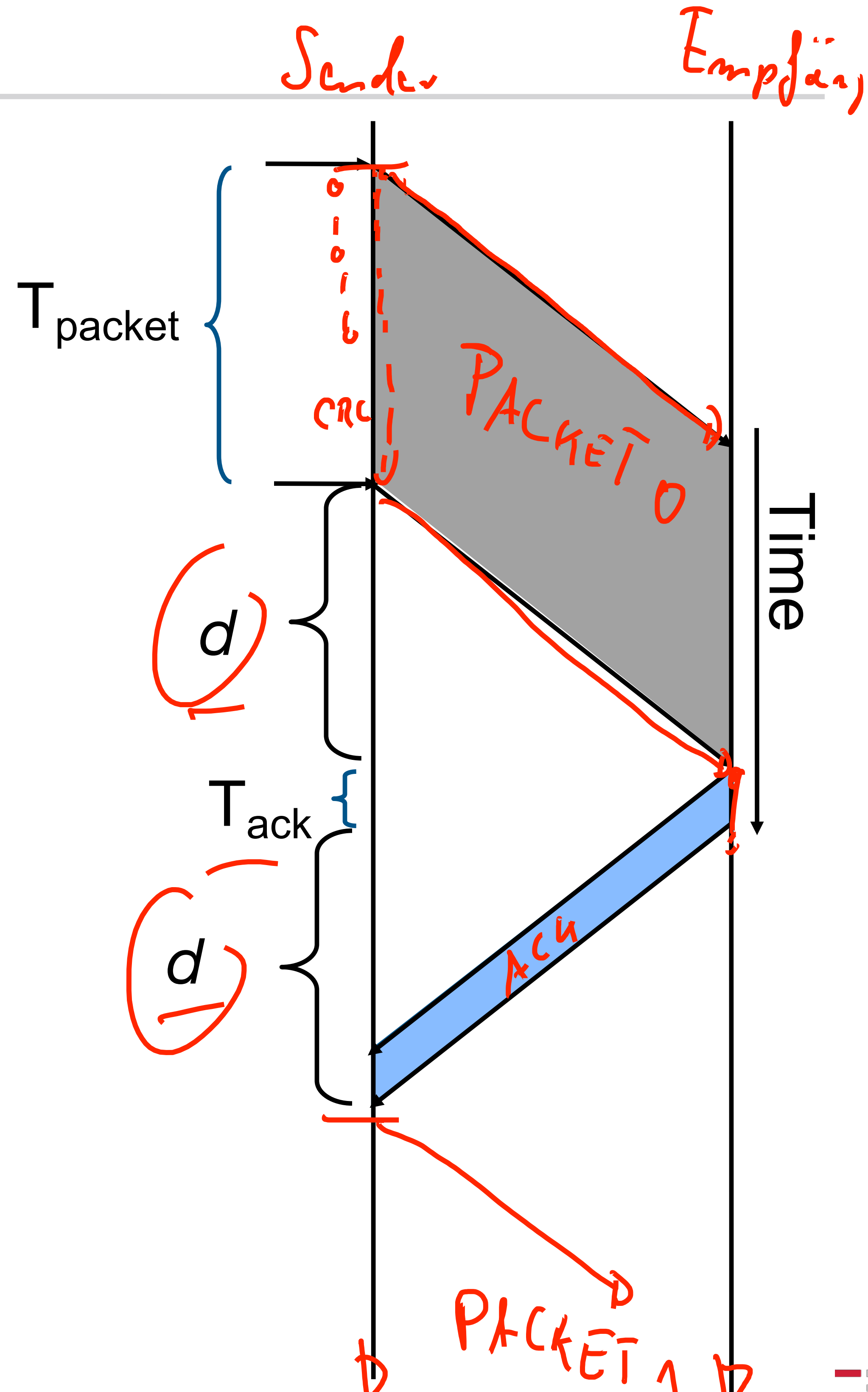


3. Version
Alternating Bit Protocol

- 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

Alternating Bit Protocol – Effizienz

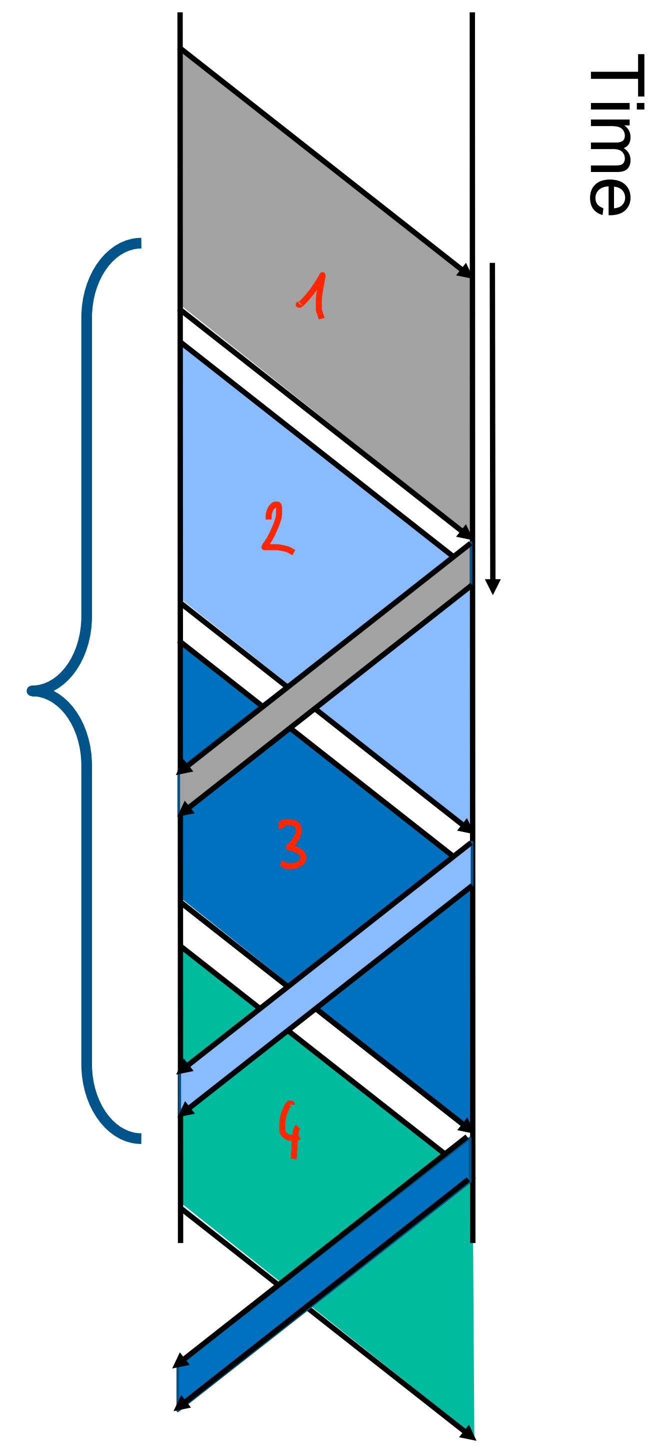
- Effizienz η η
  - Definiert als das Verhältnis zwischen
    - der Zeit um zu senden
    - und der Zeit bis neue Information gesendet werden kann
    - (auf fehlerfreien Kanal)
  - η $\eta = T_{packet}$ / $(T_{packet} + d + T_{ack} + d)$
- Bei großen Delay ist das Alternating Bit Protocol nicht effizient



Verbesserung der Effizienz

- 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



Gleitende Fenster

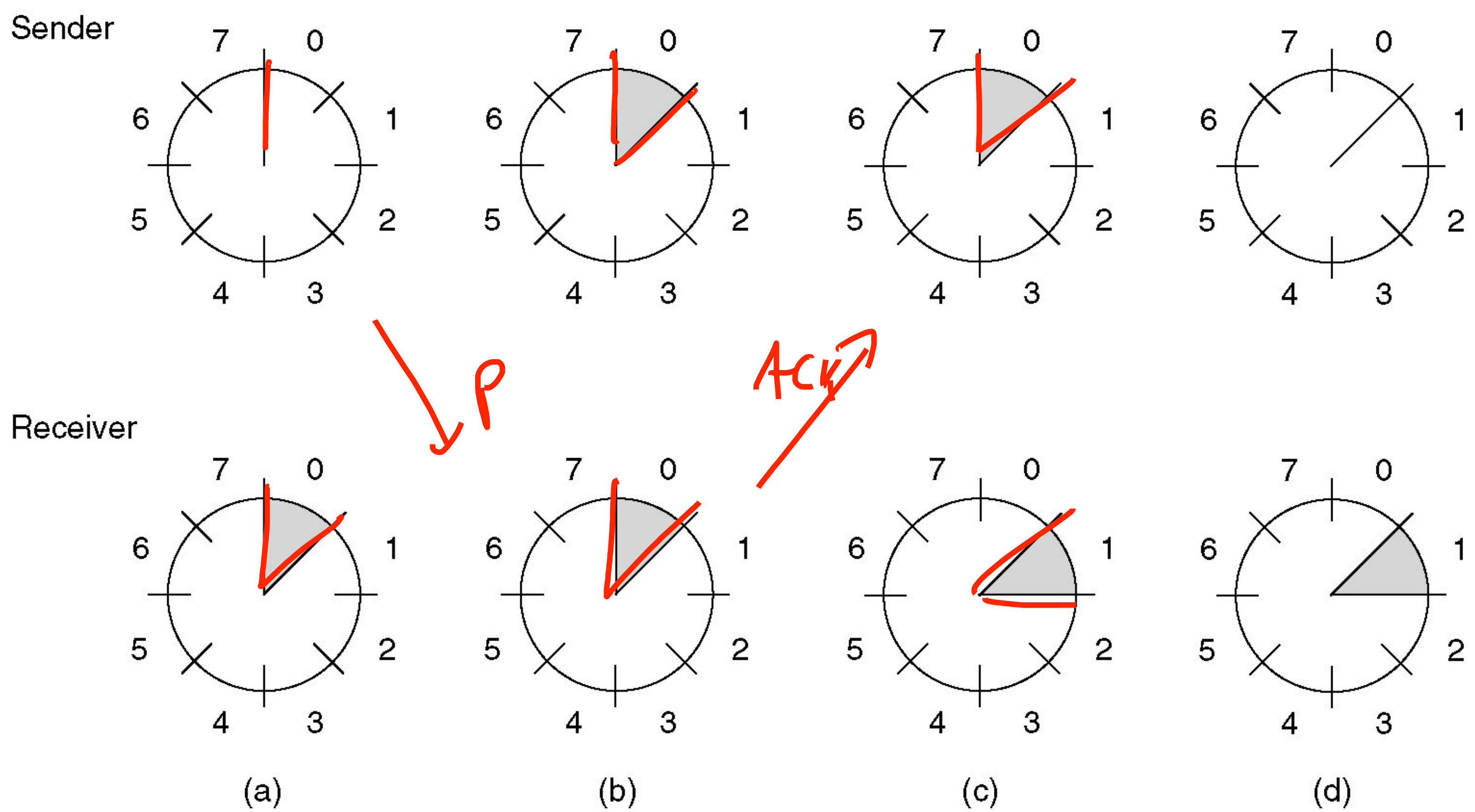
~~P1~~ P2 P3 P4 P5 P1 P6

- 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



a. Initial: Nichts versendet

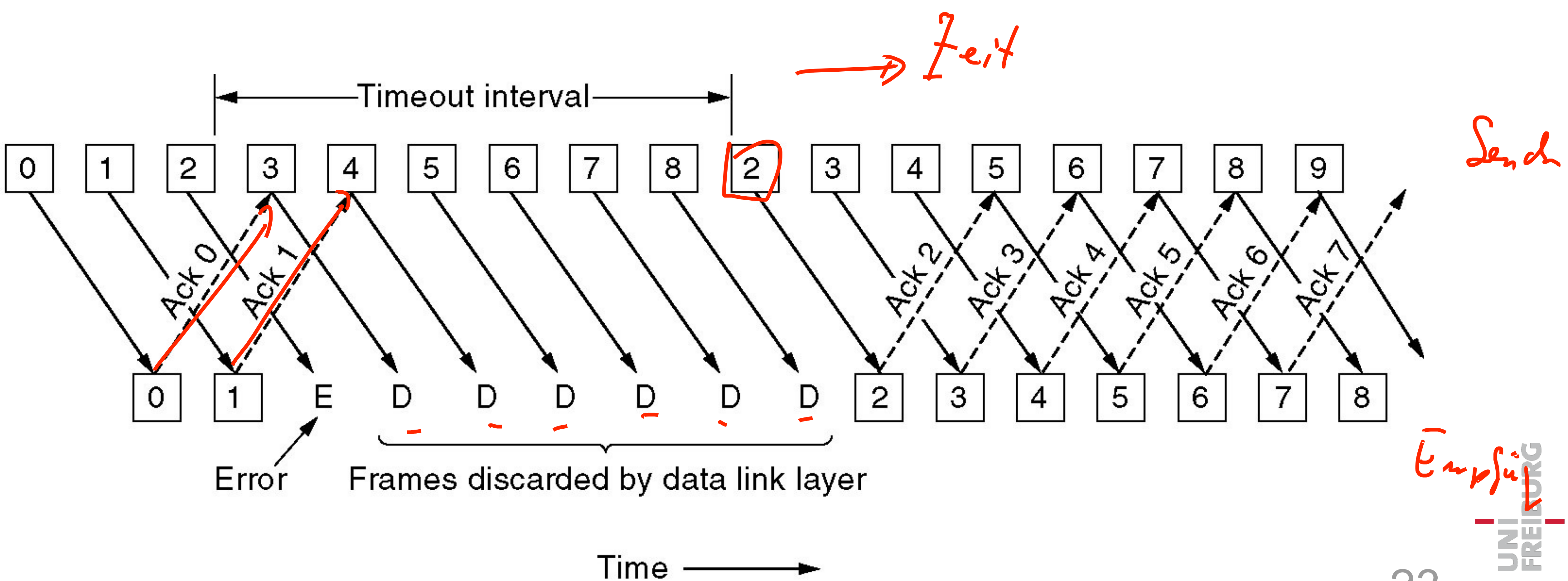
b. Nach Senden des 1. Frames mit Seq.Nr. 0

c. Nach dem Empfang des 1. Frame

d. Nach dem Empfang der Bestätigung

Übertragungsfehler und Empfangsfenster

- 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



Go-back-N

- Mit Empfangsfenster der Größe 1 können die Frames, die einem verloren 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

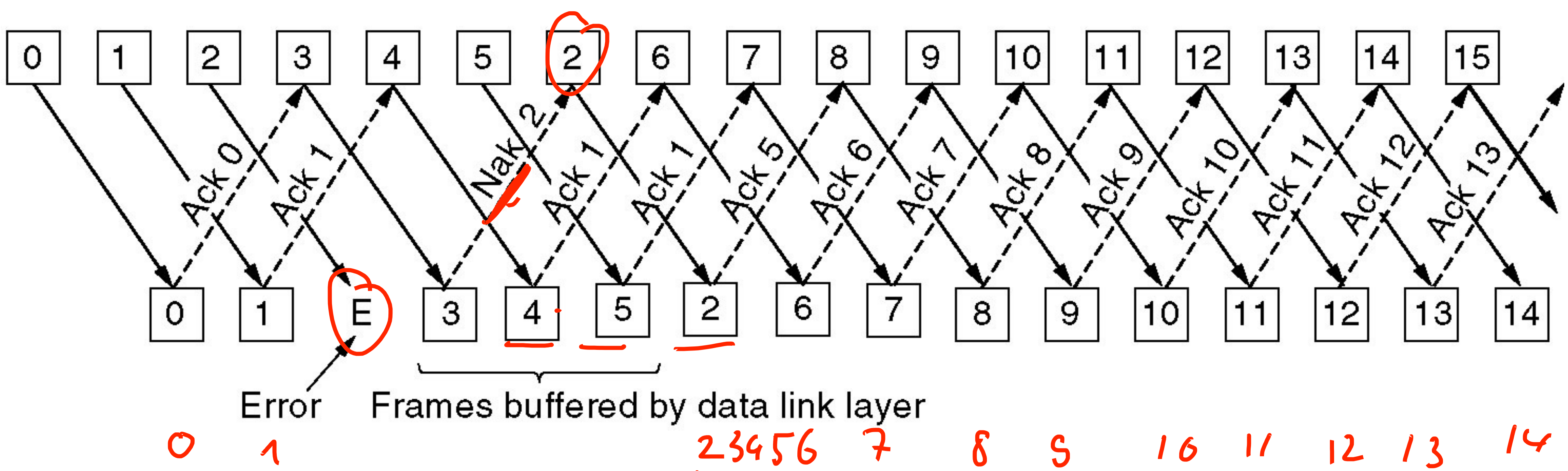
CoNe Freiburg

Selektierte Wiederholung

Hä?! ≙ Nack

Ok ≙ Ack

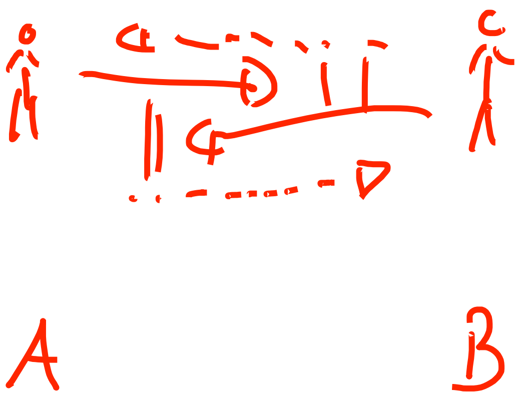
- Angenommen
  - der Empfänger kann die Pakete puffern, welche in der Zwischenzeit angekommen sind
  - d.h. das Empfangsfenster ist größer als 1
- Beispiel



  - 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

Duplex-Betrieb und Huckepack

- 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



Der Mediumzugriff in der Sicherungsschicht

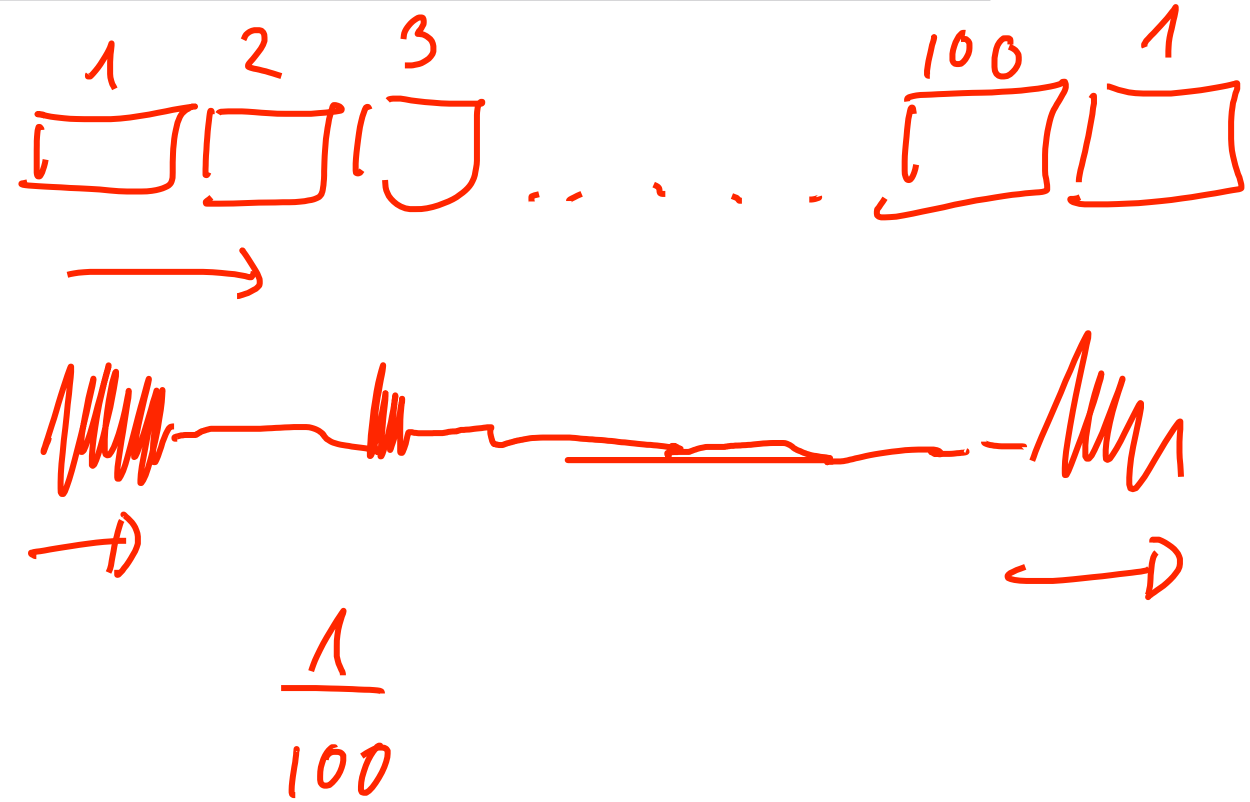
- Die Bitübertragung kann erst stattfinden, wenn das Medium reserviert wurde
  - Funkfrequenz bei drahtloser Verbindung (z.B. W-LAN 802.11, GSM, GPRSM)
  - Zeitraum bei einem Kabel mit mehreren Rechnern (z.B. Ethernet)
- Aufgabe der Sicherungsschicht
  - Koordination zu komplex für die “einfache” Bitübertragungsschicht

Der Mediumzugriff in der Sicherungsschicht

- Statisches Multiplexen
- Dynamische Kanalbelegung
  - Kollisionsbasierte Protokolle
  - Kollisionsfreie Protokolle (contention-free)
  - Protokolle mit beschränkten Wettbewerb (limited contention)

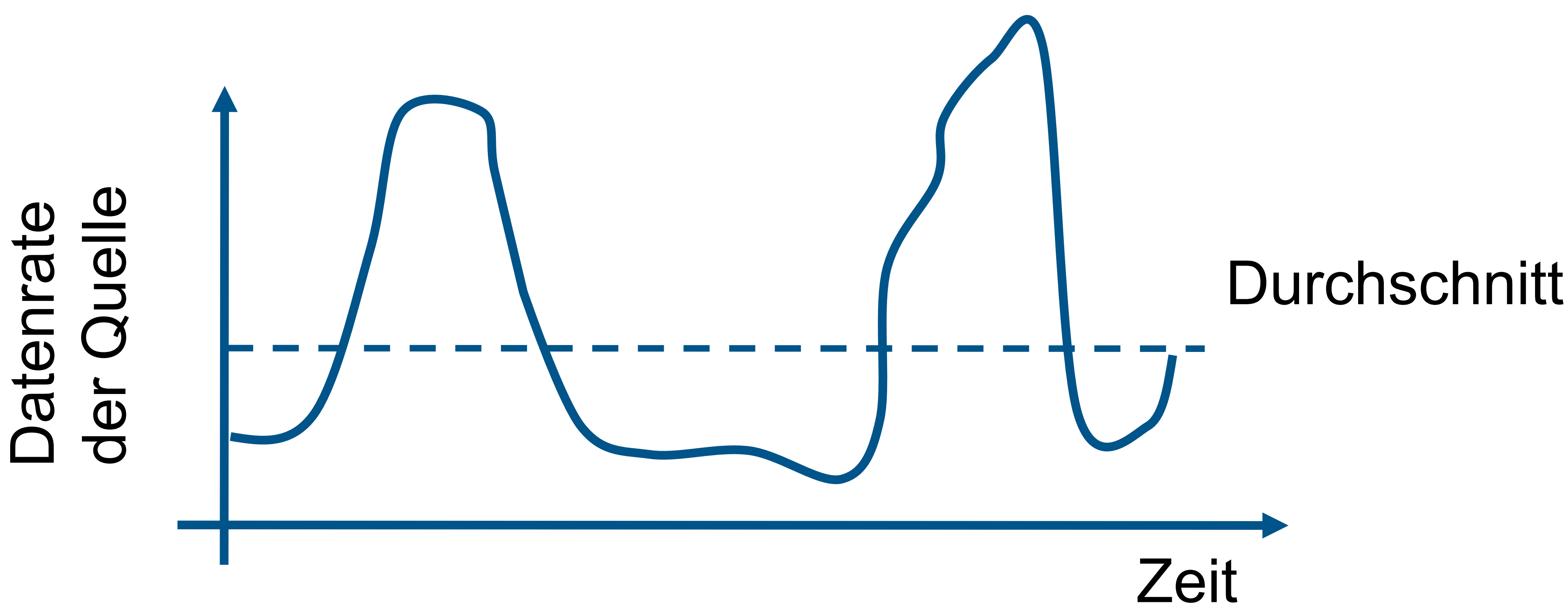
Statisches Multiplexen

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



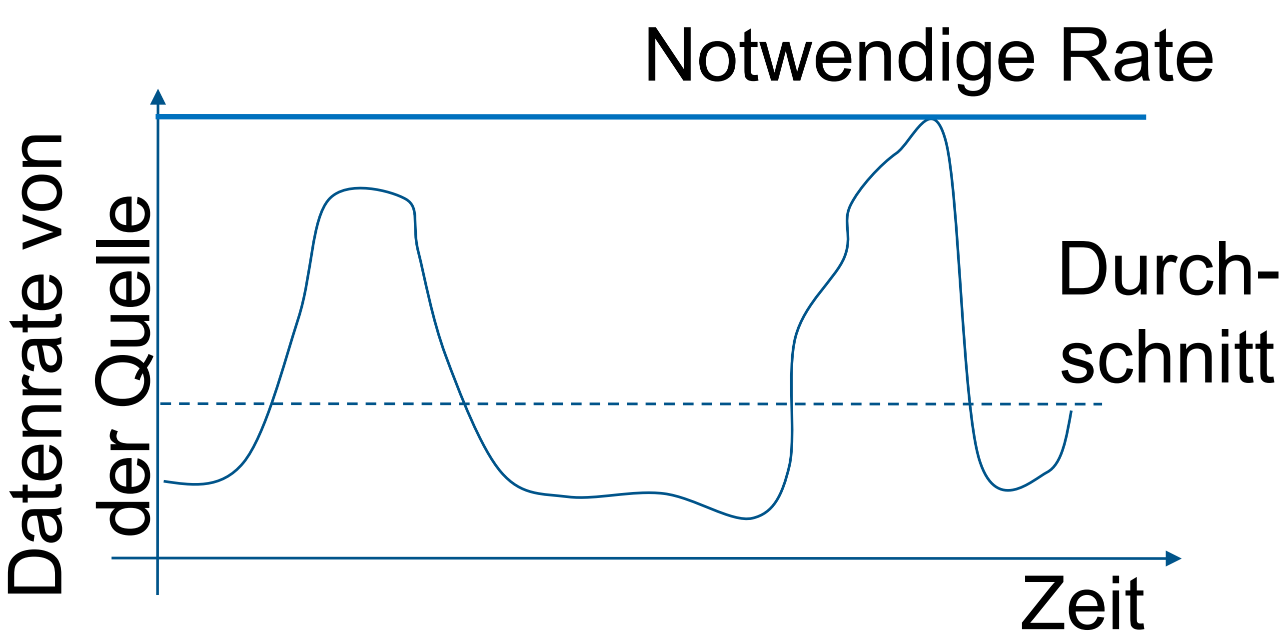
Verkehrsspitzen (bursty traffic)

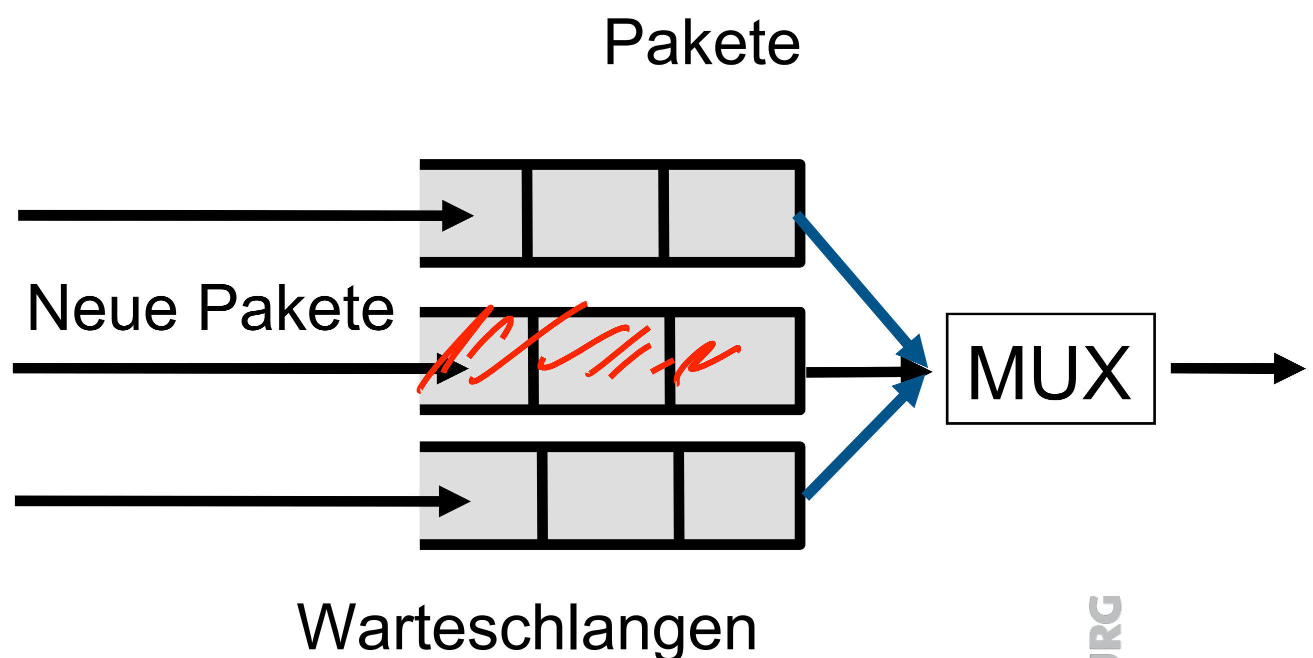
- Problem: Verkehrsspitzen (bursty traffic)
  - Definition: Großer Unterschied zwischen Spitze und Durchschnitt
  - In Rechnernetzwerken: Spitze/Durchschnitt = 1000/1 nicht ungewöhnlich



Verkehrsspitzen und statisches Multiplexen

- 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





Verkehrsspitzen und statisches Multiplexen - Verzögerung

- Vergleich der Verzögerung
- Ausgangsfall:
  - Kein Multiplexing
  - Einfacher Datenquelle mit Durchschnittsrate ρ (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

Der Mediumzugriff in der Sicherungsschicht

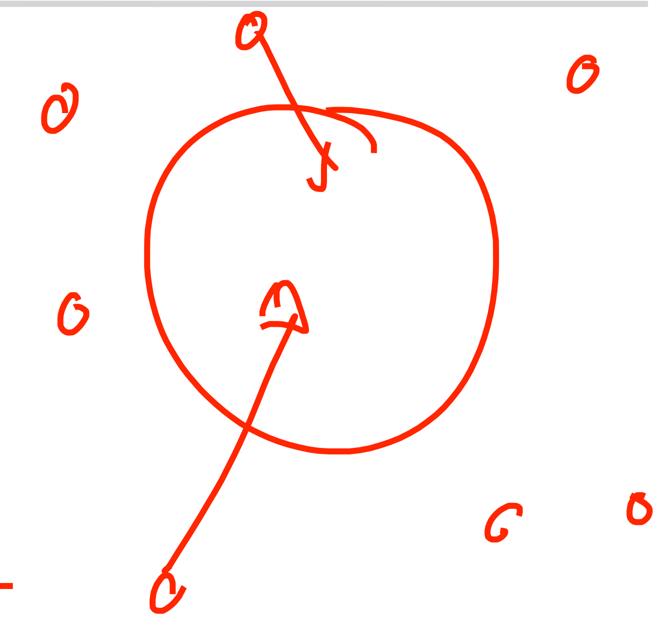
- Statisches Multiplexen
- Dynamische Kanalbelegung
  - Kollisionsbasierte Protokolle
  - Kollisionsfreie Protokolle (contention-free)
  - Protokolle mit beschränkten Wettbewerb (limited contention)

Dynamische Kanalzuweisung – MAC

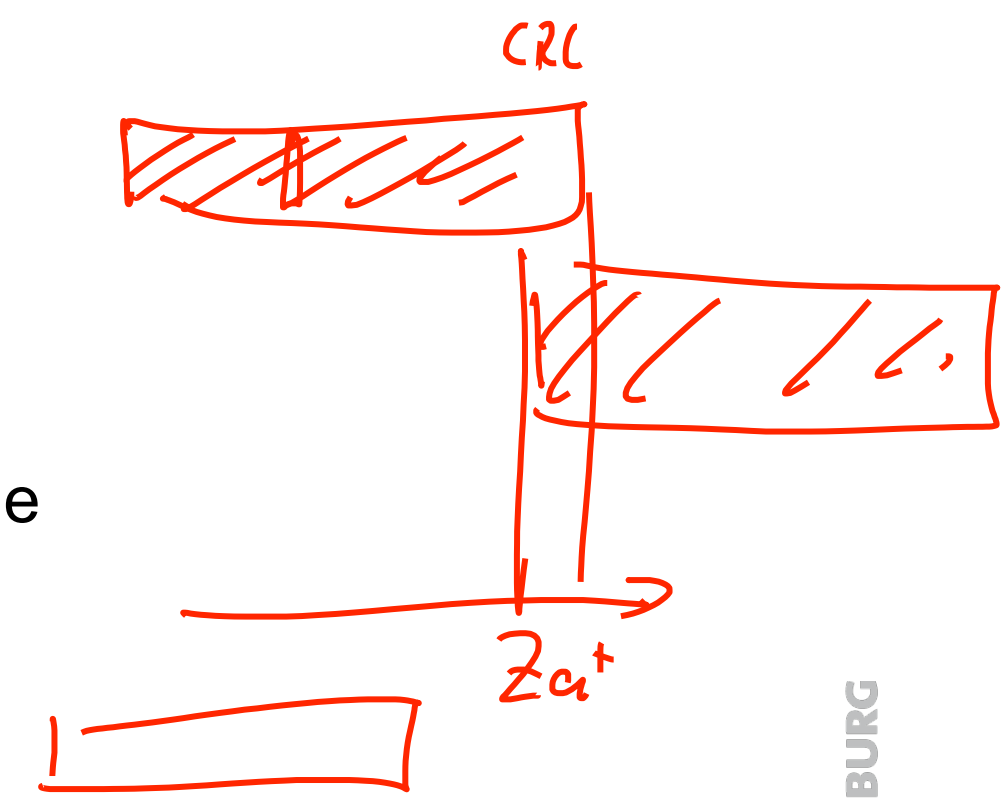
- Statisches Multiplexing ist nicht geeignet für Datenverbindung mit Spitzen
- Alternative: Zuweisung des Slots/Kanals an die Verbindung mit dem größten Bedarf
  - Dynamische Medium-Belegung
  - statt fester
- Der Mediumzugriff wird organisiert:
  - Mediumszugriff-Protokoll (Medium Access Control protocol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

Annahmen

- Stationsmodell (terminal model)
  - N unabhängige Stationen möchten eine Leitung/ Ressource teilen
  - Mögliches Lastmodell:
    - Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket im Intervall der Länge Δt erzeugt wird ist λ Δt für eine Konstante λ

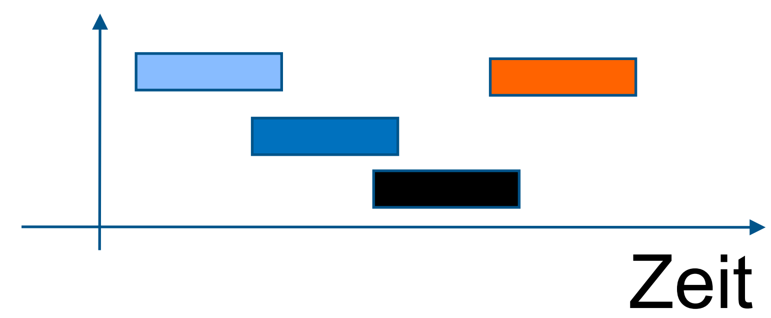


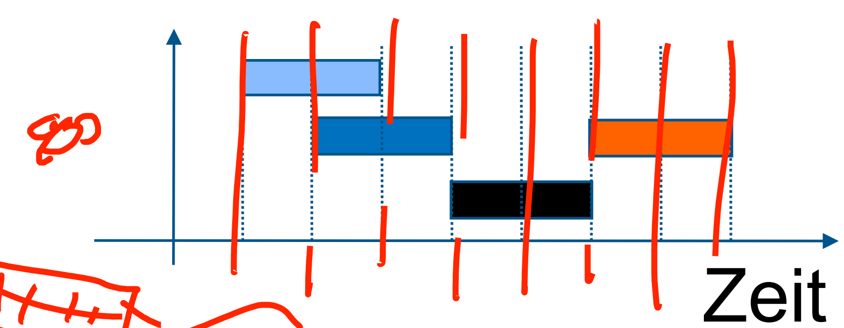
- Eine Leitung/Kanal
  - für alle Stationen
  - Keine weitere Verbindungen möglich
- Collision assumption
  - Nur ein einfacher Frame kann auf dem Kanal übertragen werden
  - Zwei (oder mehr) sich zeitlich überschneidende Frames kollidieren und werden gelöscht
  - Noch nicht einmal Teile kommen an

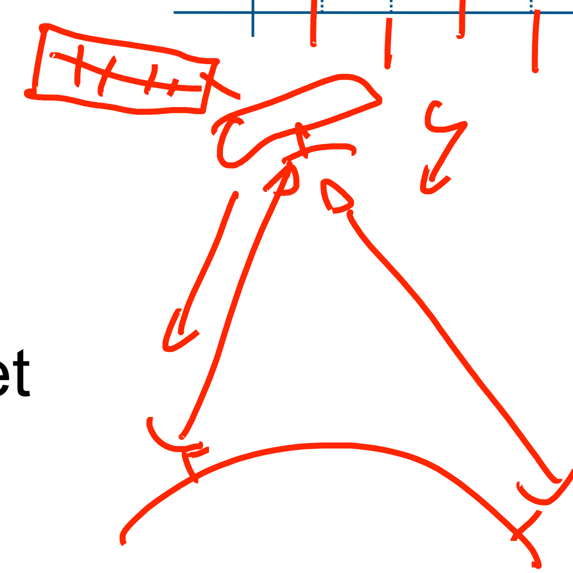


Annahmen

- Zeitmodelle
  - Kontinuierlich
    - Übertragungen können jeder Zeit beginnnen (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



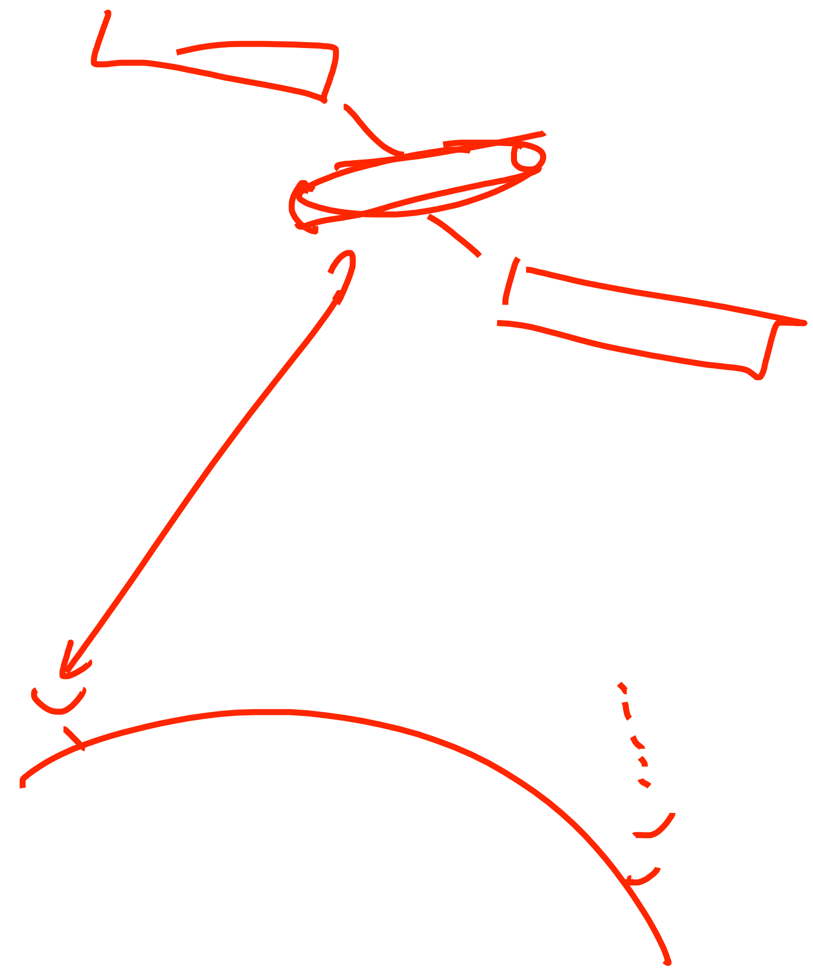




- Träger-Messung (Carrier Sensing)
  - Stationen können erkennen ob der Kanal momentan von anderen Stationen verwendet wird
    - Nicht notwendigerweise zuverlässig

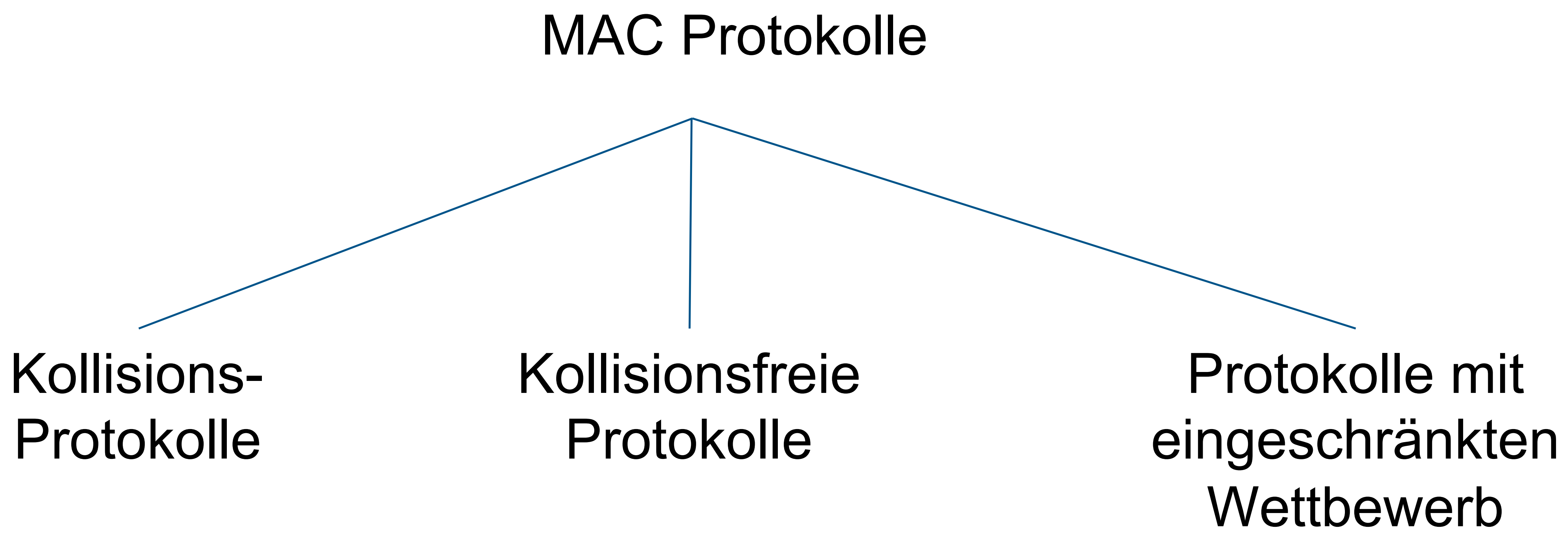
Bewertung des Verhaltens

- Methoden zur Bewertung der Effizienz einer Kanalzuweisung
- 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



Mögliche MAC-Protokolle

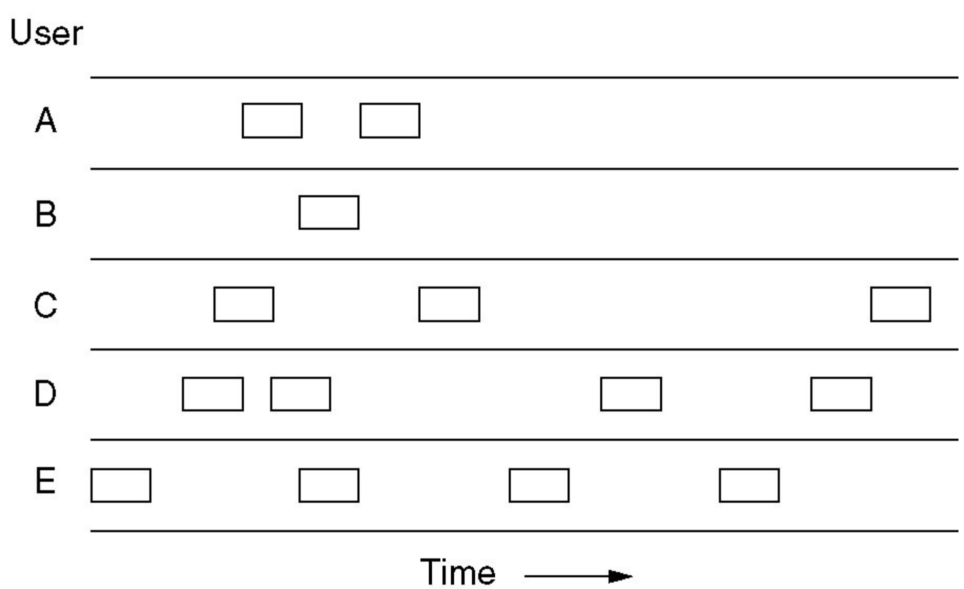
- Unterscheidung: Erlaubt das Protokoll Kollisionen?
  - Als Systementscheidung
  - Die unbedingte Kollisionsvermeidung kann zu Effizienzeinbußen führen



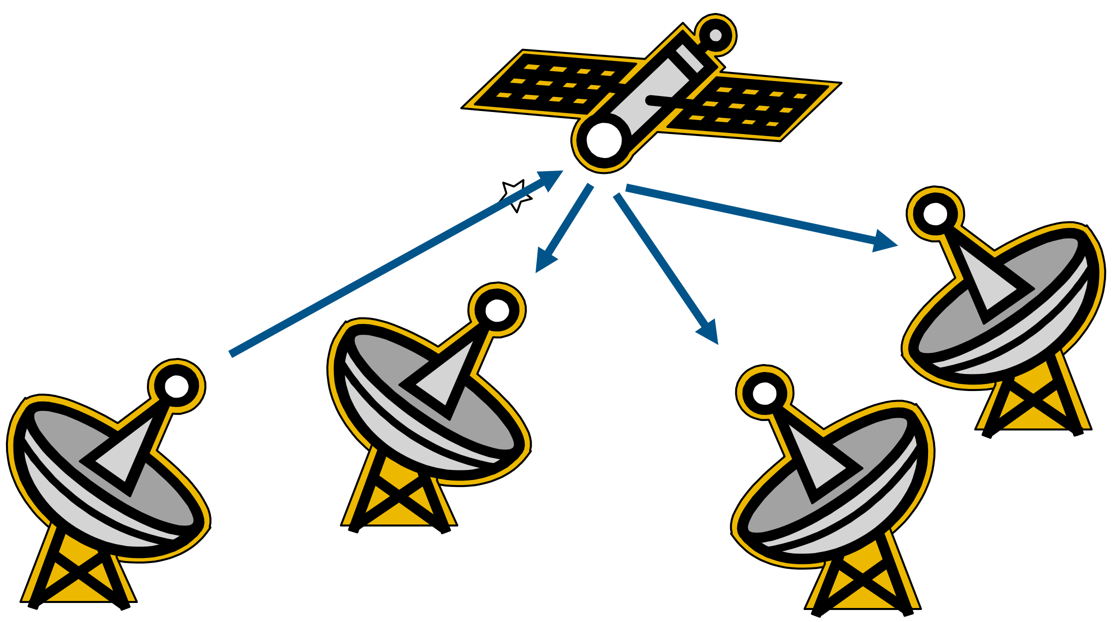
System mit Kollisionen: **Contention System**

ALOHA

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



Pakete werden zu
beliebigen Zeiten übertragen



CoNe Freiburg

UNI FREIBURG

ALOHA – Analyse

$\lim_{x\to\infty}\left(1-\frac{1}{x}\right)^x = 0{,}367\ldots = \frac{1}{e}$

$\lim_{x\to\infty}\left(1+\frac{1}{x}\right)^x = e$

$\lim_{n\to\infty}\left(1-\frac{\lambda}{n}\right)^{\frac{n}{\lambda}\cdot\lambda} = e^{-\lambda}$

1	2
$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{4}$

P[x: sendet Paket]

0	1	2	# Pakete
$\left(1-\frac{1}{4}\right)\left(1-\frac{1}{4}\right)$	$2\cdot\frac{1}{4}\left(1-\frac{1}{4}\right)$	$\left(\frac{1}{4}\right)^2$	

- 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

1	2	3	....	n
$\frac{1}{n}\cdot\frac{1}{2}$				

0	1	2	
$\left(1-\frac{1}{2}\cdot\frac{1}{n}\right)^n$	$\binom{n}{1}\frac{1}{2}\cdot\frac{1}{n}\cdot\left(1-\frac{1}{2}\cdot\frac{1}{n}\right)^{n-1}$	$\binom{n}{2}\cdot\left(\frac{1}{2n}\right)^2\left(1-\frac{1}{2n}\right)^{n-2}$	...
$e^{-\lambda}$	$\lambda e^{-\lambda}$		

λ

ALOHA – Effizienz

- 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

$G = \lambda$

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

$$\frac{\lambda^k}{k!} e^{-\lambda}$$

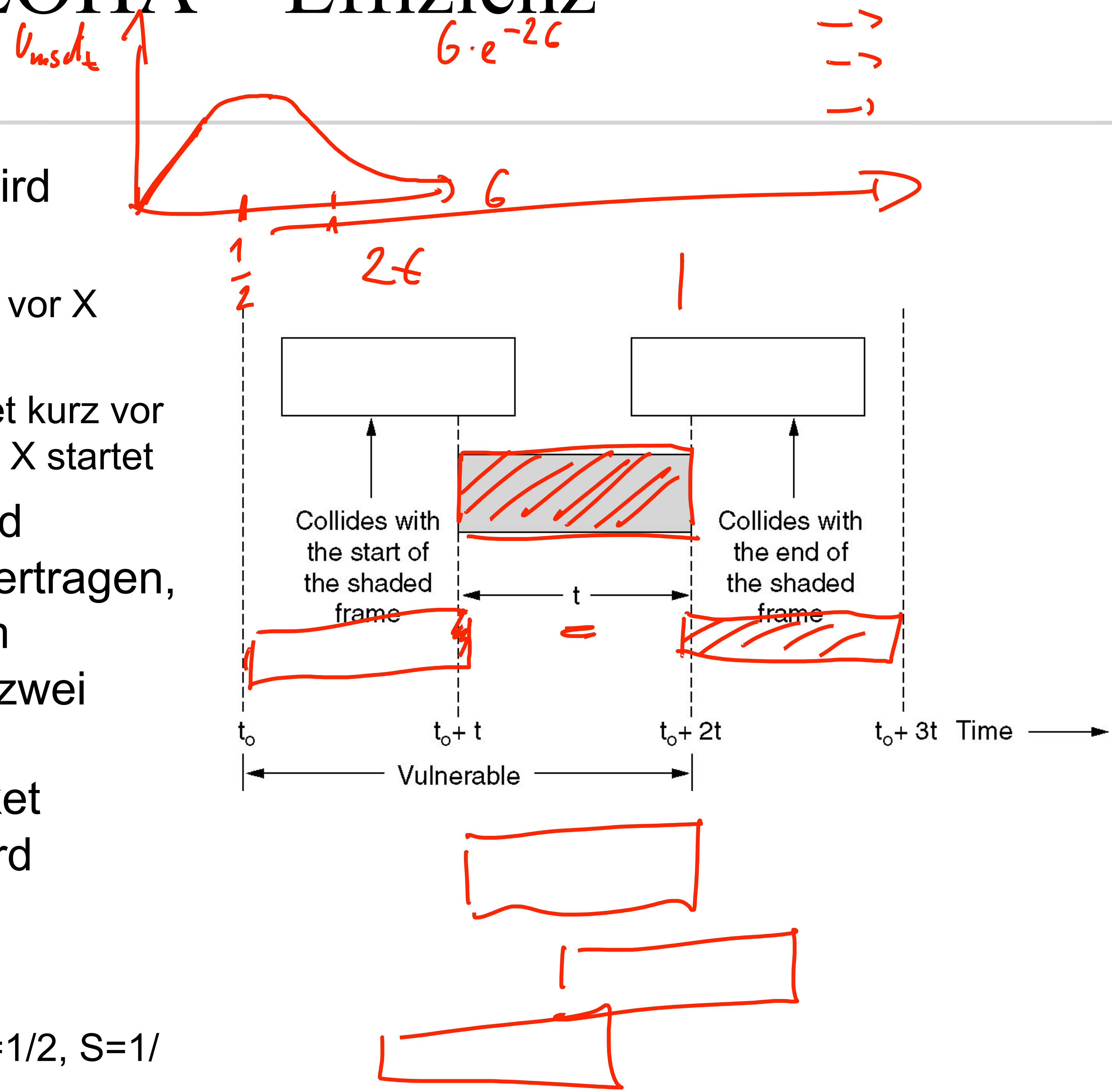
- Um eine erfolgreiche Übertragung zu erhalten, darf keine Kollision mit einem anderen Paket erfolgen

- Wie lautet die Wahrscheinlichkeit für eine solche Übertragung?

CoNe Freiburg

ALOHA – Effizienz

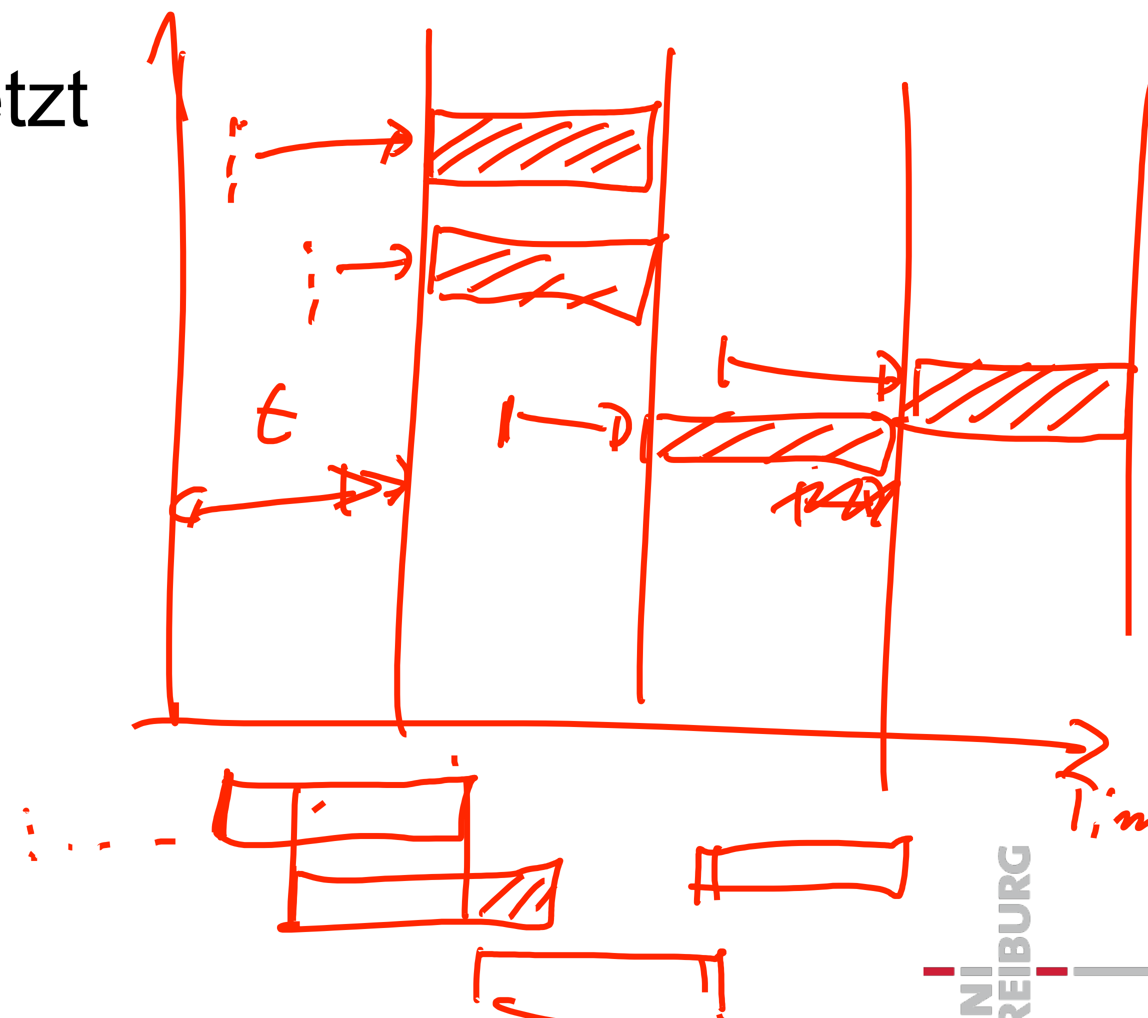
- Ein Paket X wird gestört, wenn
  - ein Paket kurz vor X startet
  - wenn ein Paket kurz vor dem Ende von X startet
- Das Paket wird erfolgreich übertragen, wenn in einem Zeitraum von zwei Paketen kein (anderes) Paket übertragen wird
- Durchsatz:
  - $S(G) = Ge^{-2G}$
  - Optimal für $G=1/2$, $S=1/e$



UNI FREIBURG

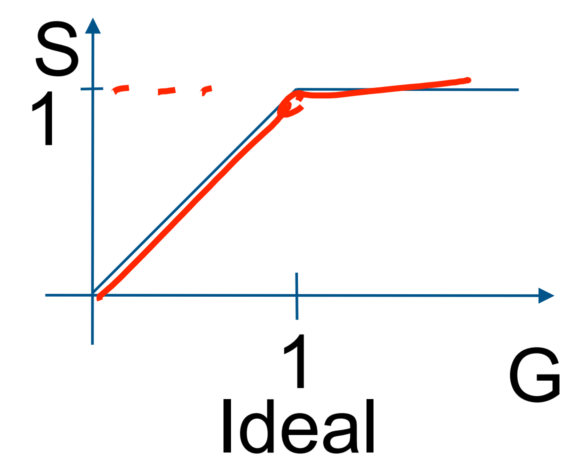
Slotted ALOHA

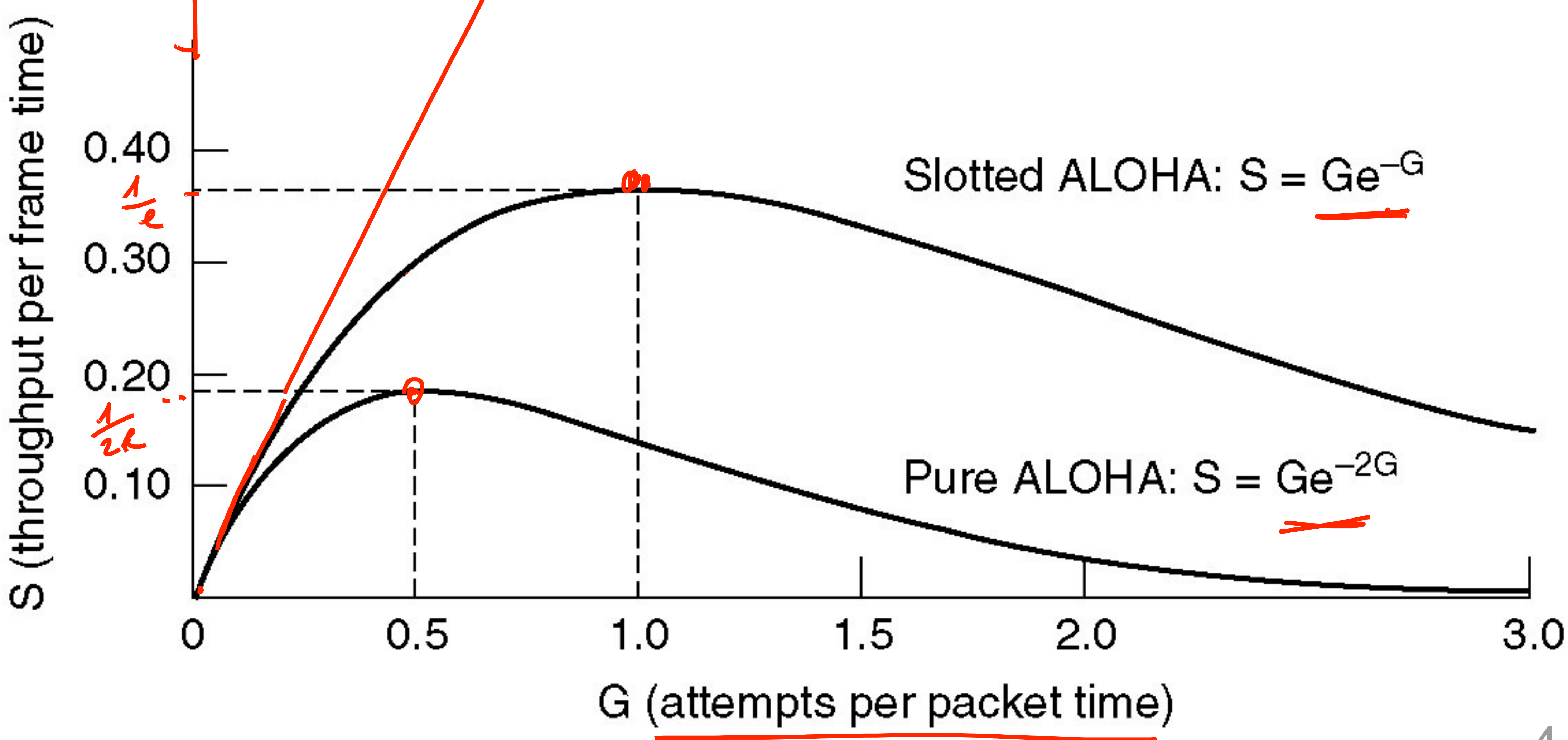
- ALOHAs Problem:
  - Lange Verwundbarkeit eines Pakets
- Reduktion durch Verwendung von Zeitscheiben (Slots)
  - Synchronisation wird vorausgesetzt
- Ergebnis:
  - Verwundbarkeit wird halbiert
  - Durchsatz:
    - $S(G) = Ge^{-G}$
    - Optimal für G=1, S=1/e



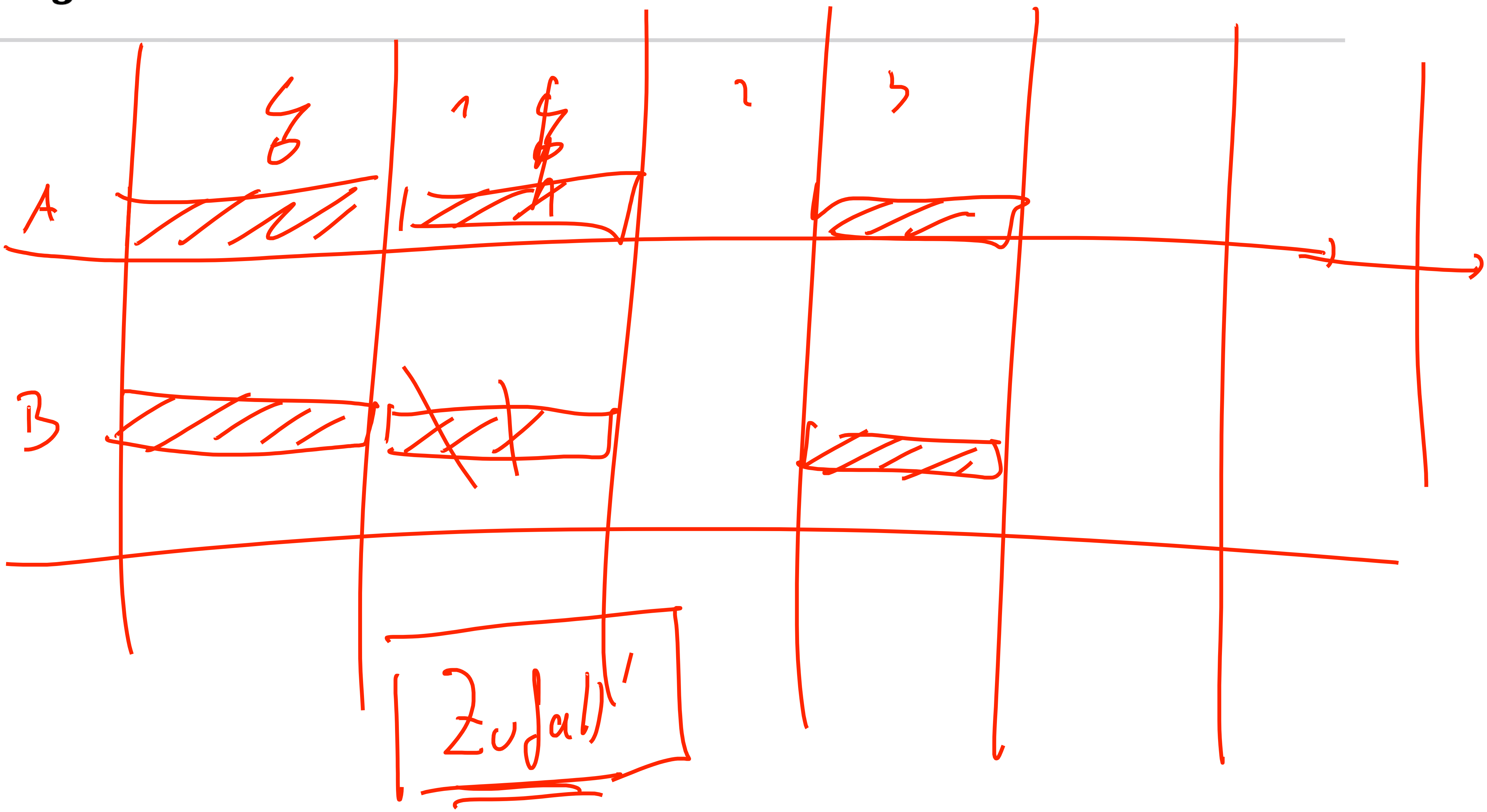
Durchsatz in Abhängigkeit der Last

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

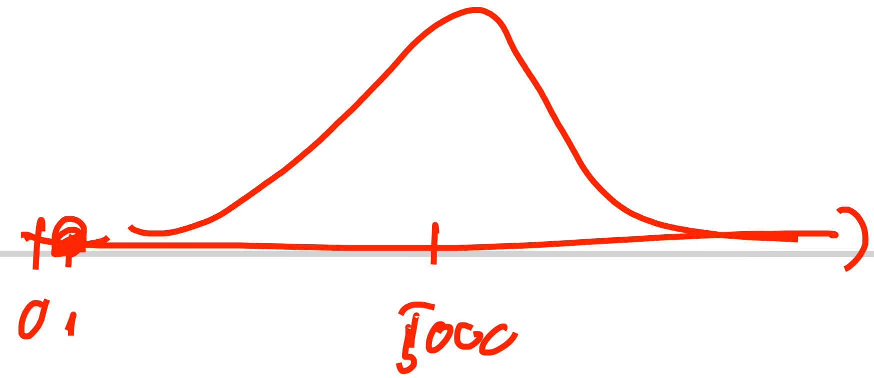


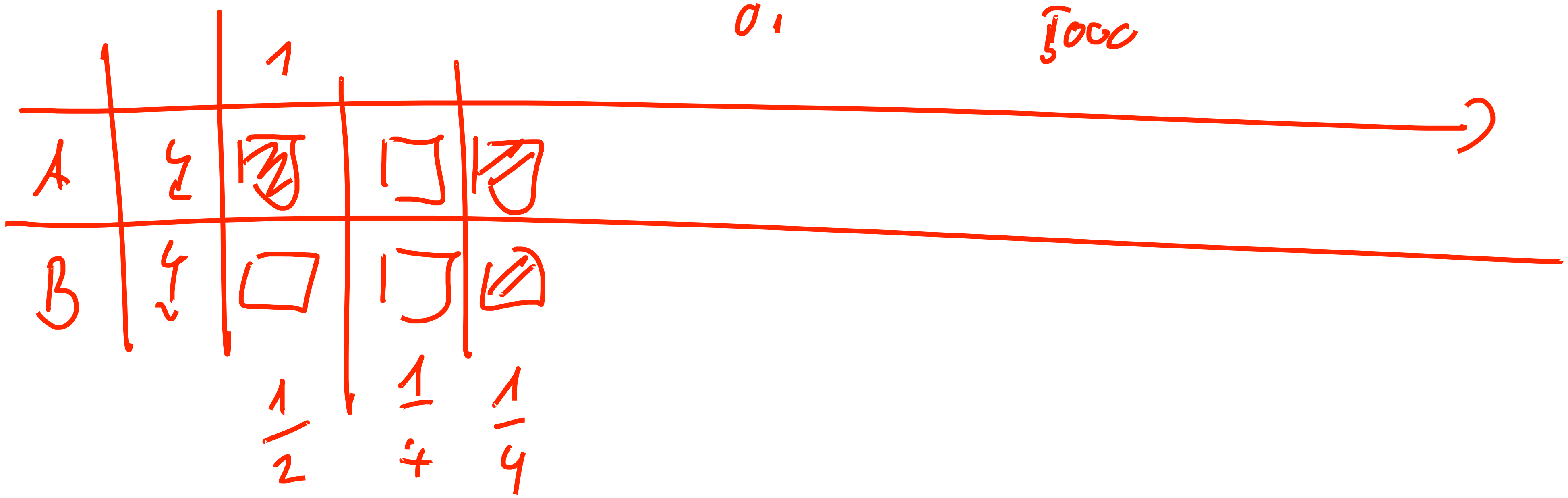


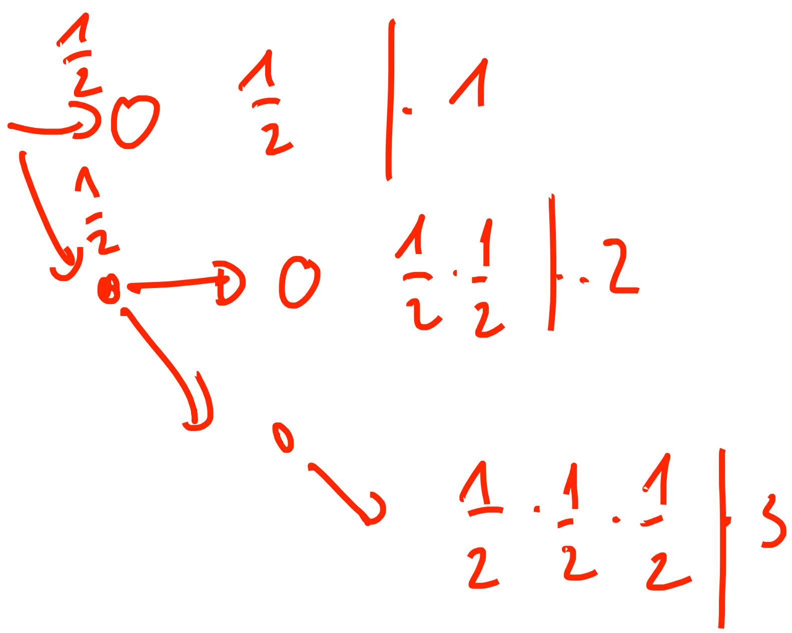
CoNe Freiburg



UNI FREIBURG







$$\sum_{i=1}^{\infty} \frac{1}{2^i} \cdot i = 2$$