TCP Tahoe

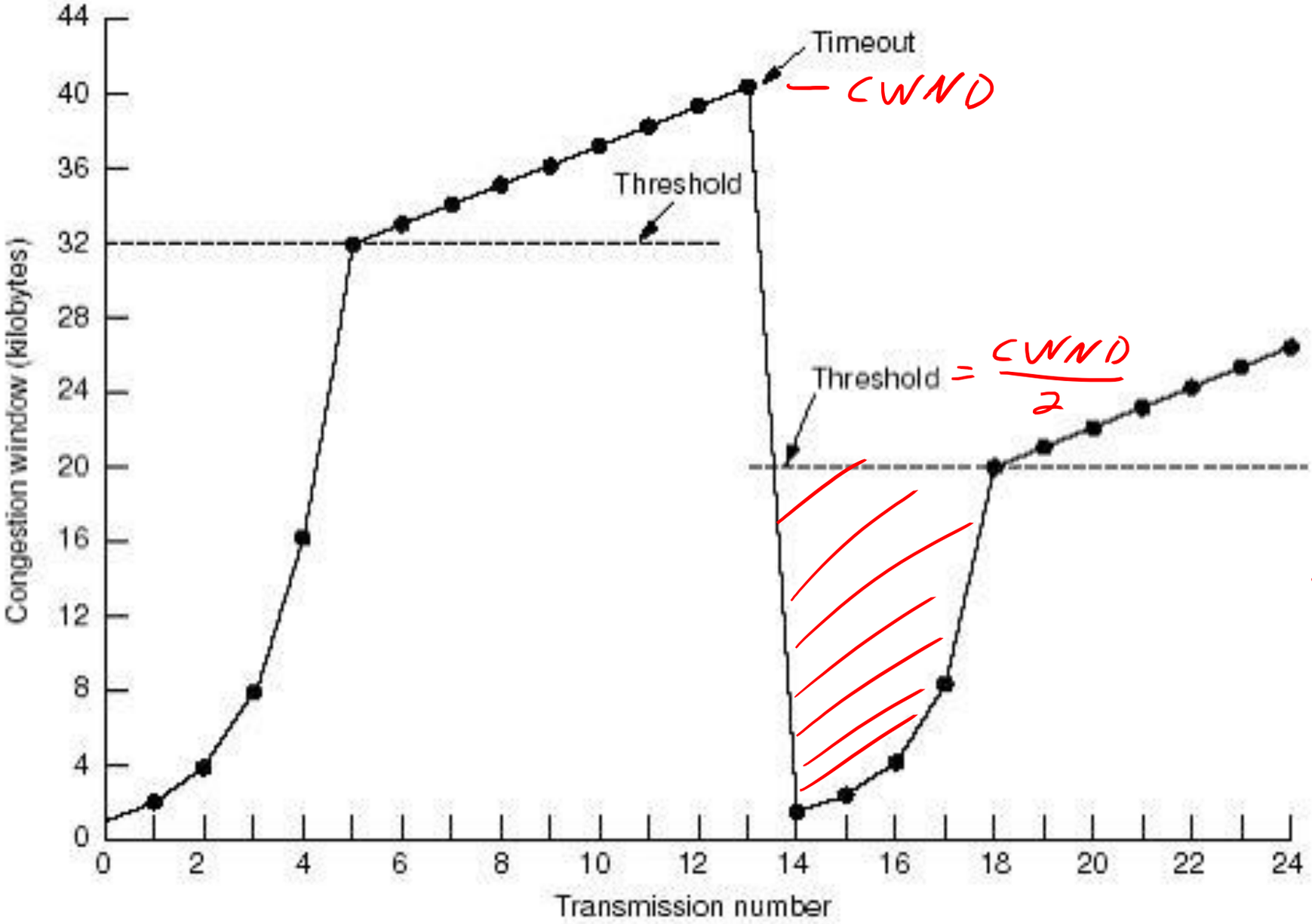


Fig3

pictures from TANENBAUM A. S. *Computer Networks 3rd edition*

Fast Retransmit und Fast Recovery

- TCP Tahoe [Jacobson 1988]:
  - Geht nur ein Paket verloren, dann
    - Wiederversand Paket + Restfenster
    - Und gleichzeitig Slow Start
  - Fast retransmit
    - Nach drei Bestätigungen desselben Pakets (triple duplicate ACK),
    - sende Paket nochmal, starte mit Slow Start
- TCP Reno [Stevens 1994]
  - Nach Fast retransmit:
    - ssthresh ← min(wnd,cwnd)/2
    - cwnd ← ssthresh + 3 S
  - Fast recovery nach Fast retransmit
    - Erhöhe Paketrate mit jeder weiteren Bestätigung
    - cwnd ← cwnd + S
  - Congestion avoidance: Trifft Bestätigung von P+x ein:
    - cwnd ← ssthresh

y ← x/2

x ← y + 3

Stauvermeidungsprinzip: AIMD

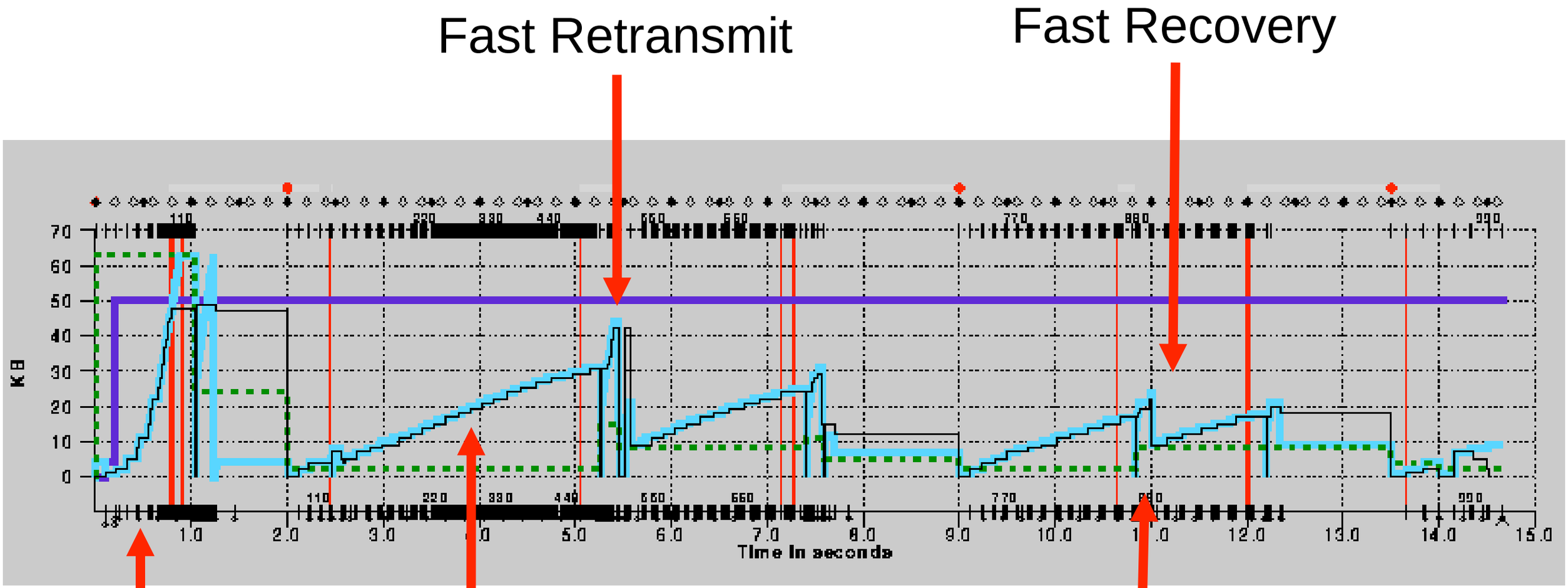
- Kombination von TCP und Fast Recovery verhält sich im wesentlichen wie folgt:

  - Verbindungsaufbau: **x ← 1**

  - Bei Paketverlust, MD:m **x ← x/2** e decreasing

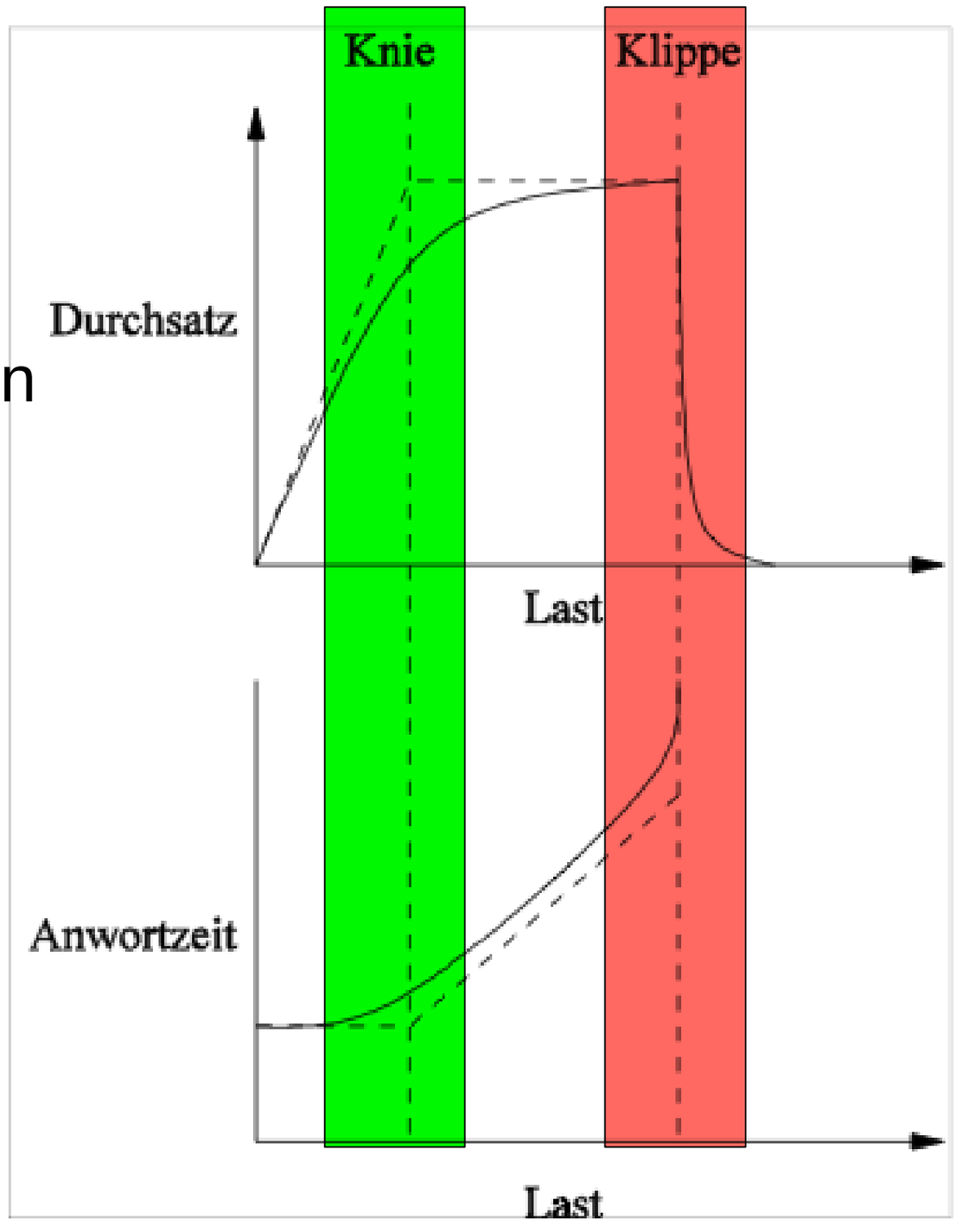
  - Werden Segmente best **x ← x +1** dditive increasing

Beispiel: TCP Reno in Aktion



Durchsatz und Antwortzeit

- Klippe:
  - Hohe Last
  - Geringer Durchsatz
  - Praktisch alle Daten gehen verloren
- Knie:
  - Hohe Last
  - Hoher Durchsatz
  - Einzelne Daten gehen verloren



Ein einfaches Datenratenmodell

- n Teilnehmer, Rundenmodell
  - Teilnehmer i hat Datenrate $x_i(t)$
  - Anfangsdatenrate $x_1(0)$, …, $x_n(0)$ gegeben
- Feedback nach Runde t:
  - y(t) = 0, falls $\sum_{i=1}^{n} x_i(t) \leq K$
  - y(t) = 1, falls $\sum_{i=1}^{n} x_i(t) > K$
  - wobei K ist Knielast
- Jeder Teilnehmer aktualisiert in Runde t+1:
  - $x_i(t+1) = f(x_i(t),y(t))$
  - Increase-Strategie $f_0(x) = f(x,0)$
  - Decrease-Strategie $f_1(x) = f(x,1)$
- Wir betrachten lineare Funktionen:

$$f_0(x) = a_I + b_I x \qquad \text{und} \qquad f_1(x) = a_D + b_D x \ .$$

CoNe Freiburg

Lineare Datenratenanpassung

- Interessante Spezialfälle:
  - AIAD: Additive Increase Additive Decrease

$$f_0(x) = a_I + x \qquad \text{und} \qquad f_1(x) = a_D + x \ ,$$

wobei $a_I > 0$ und $a_D < 0$.

  - MIMD: Multiplicative Increase/Multiplicative Decrease

$$f_0(x) = b_I x \qquad \text{und} \qquad f_1(x) = b_D x \ ,$$

wobei $b_I > 1$ und $b_D < 1$.

  - AIMD: Additive Increase Multiplicative Decrease

$$f_0(x) = a_I + x \qquad \text{und} \qquad f_1(x) = b_D x \ ,$$

wobei $a_I > 0$ und $b_D < 1$.

UNI FREIBURG

CoNe Freiburg

Fairness und Effizienz

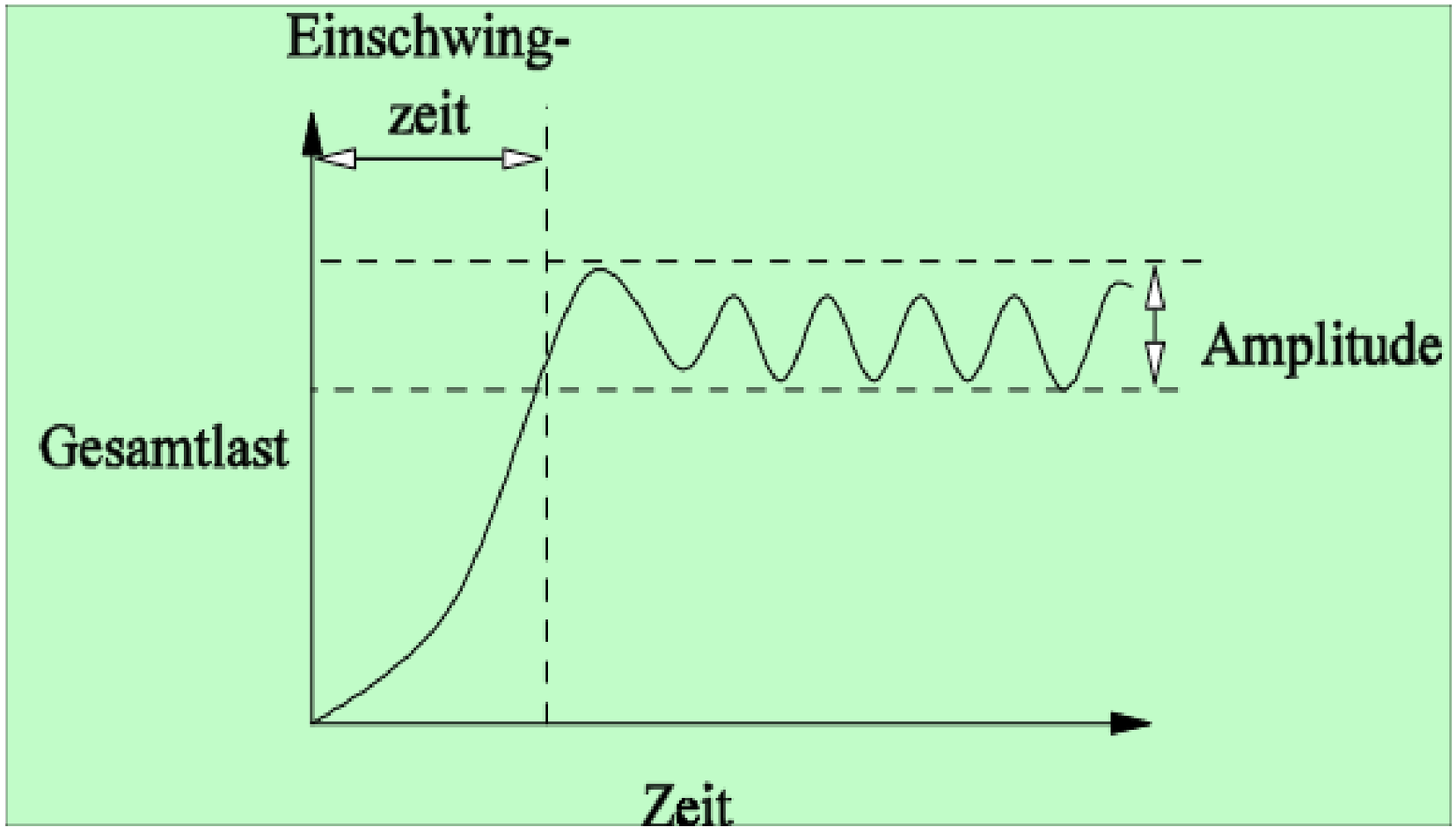
- Effizienz
  - Last: $$X(t) := \sum_{i=1}^{n} x_i(t)$$
  - Maß $$|X(t) - K|$$
- Fairness: Für x=(x_1, …, x_n):

$$F(x) = \frac{(\sum_{i=1}^{n} x_i)^2}{n \sum_{i=1}^{n} (x_i)^2} .$$

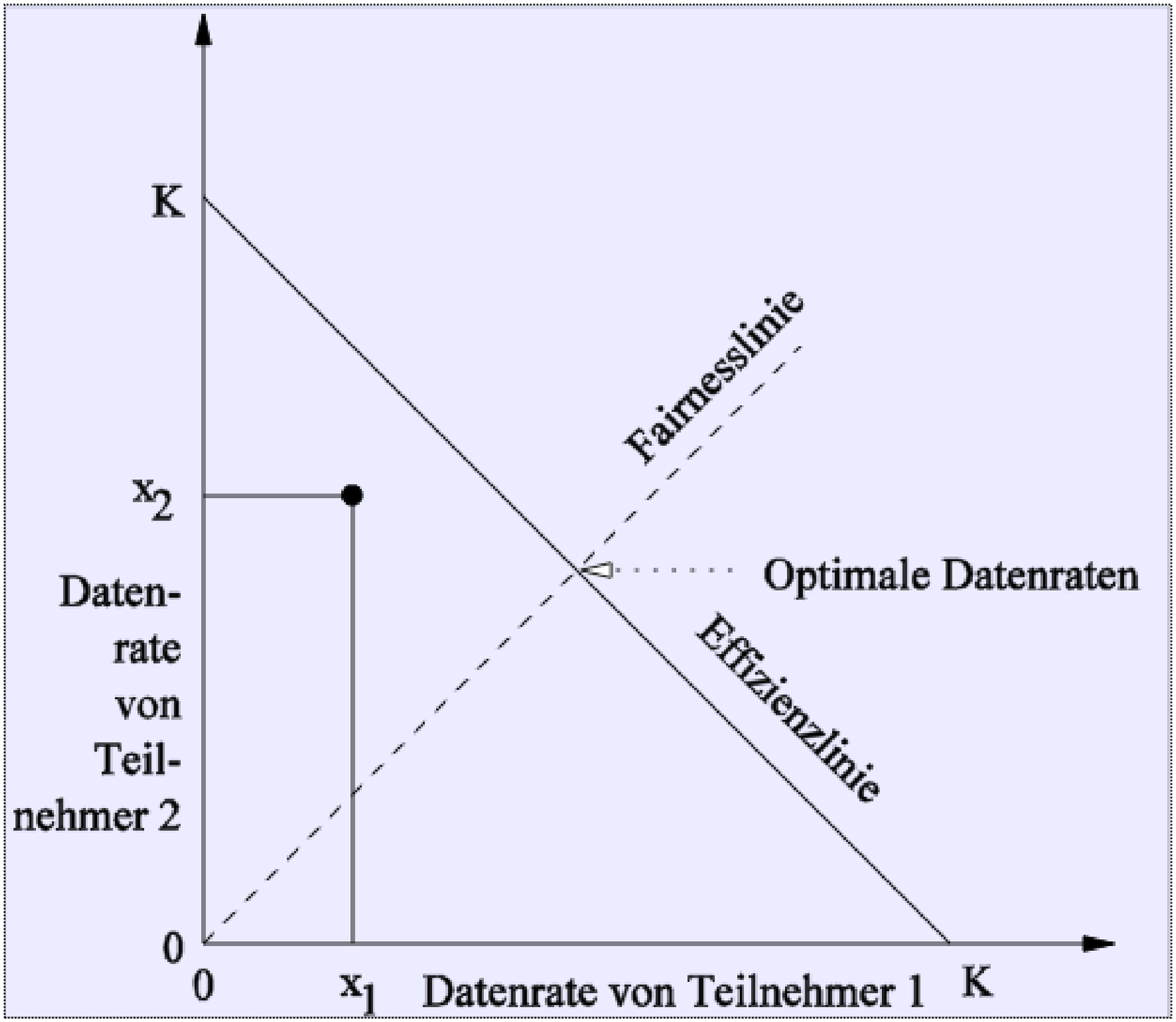
- $1/n \leq F(x) \leq 1$
- $F(x) = 1 \leftrightarrow$ absolute Fairness
- Skalierungsunabhängig
- Kontinuierlich, stetig, differenzierbar
- Falls k von n fair, Rest 0, dann F(x) = k/n

Konvergenz

- Konvergenz unmöglich
- Bestenfalls Oszillation um Optimalwert
  - Oszillationsamplitude A
  - Einschwingzeit T

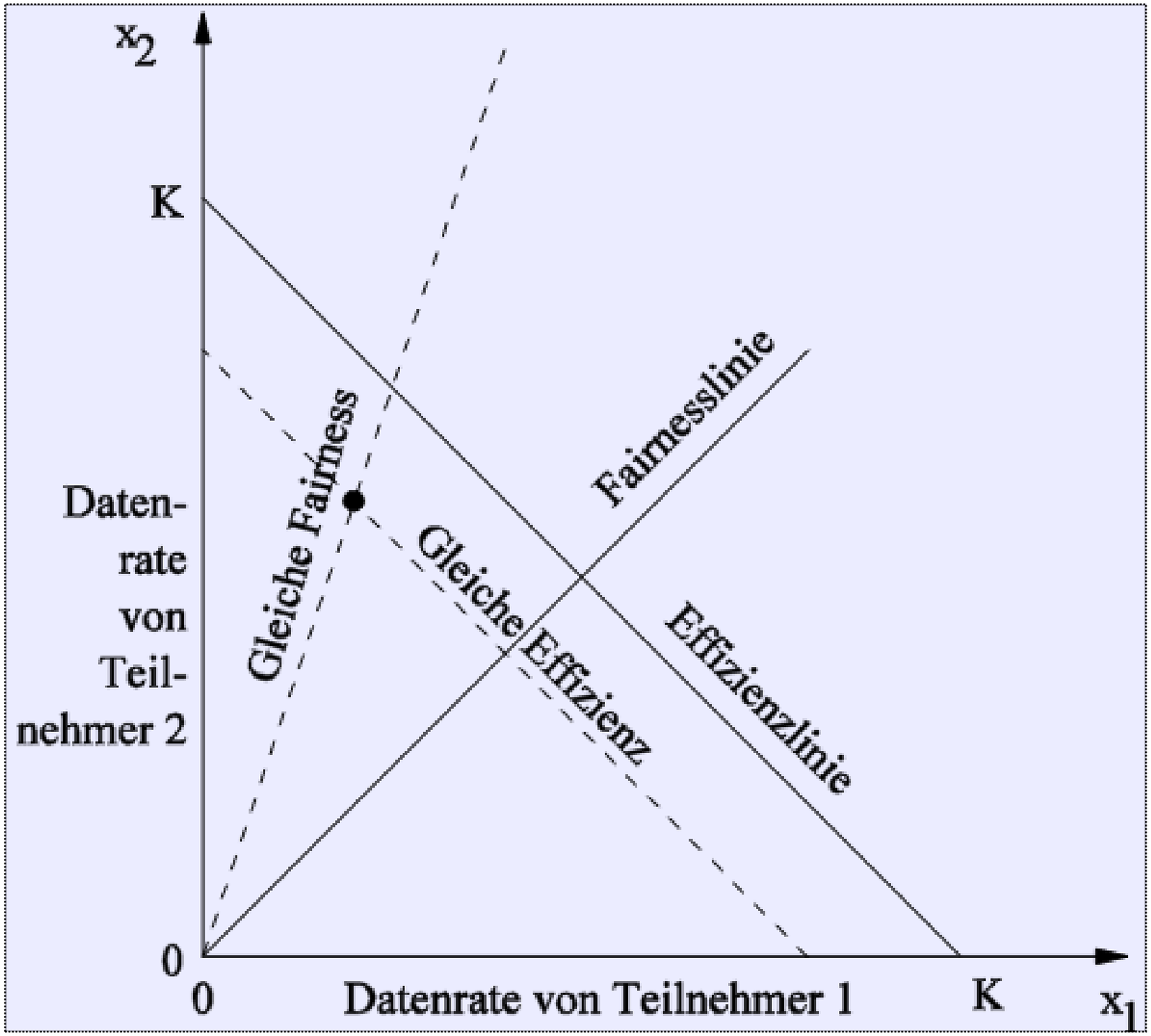


Vektordarstellung (I)



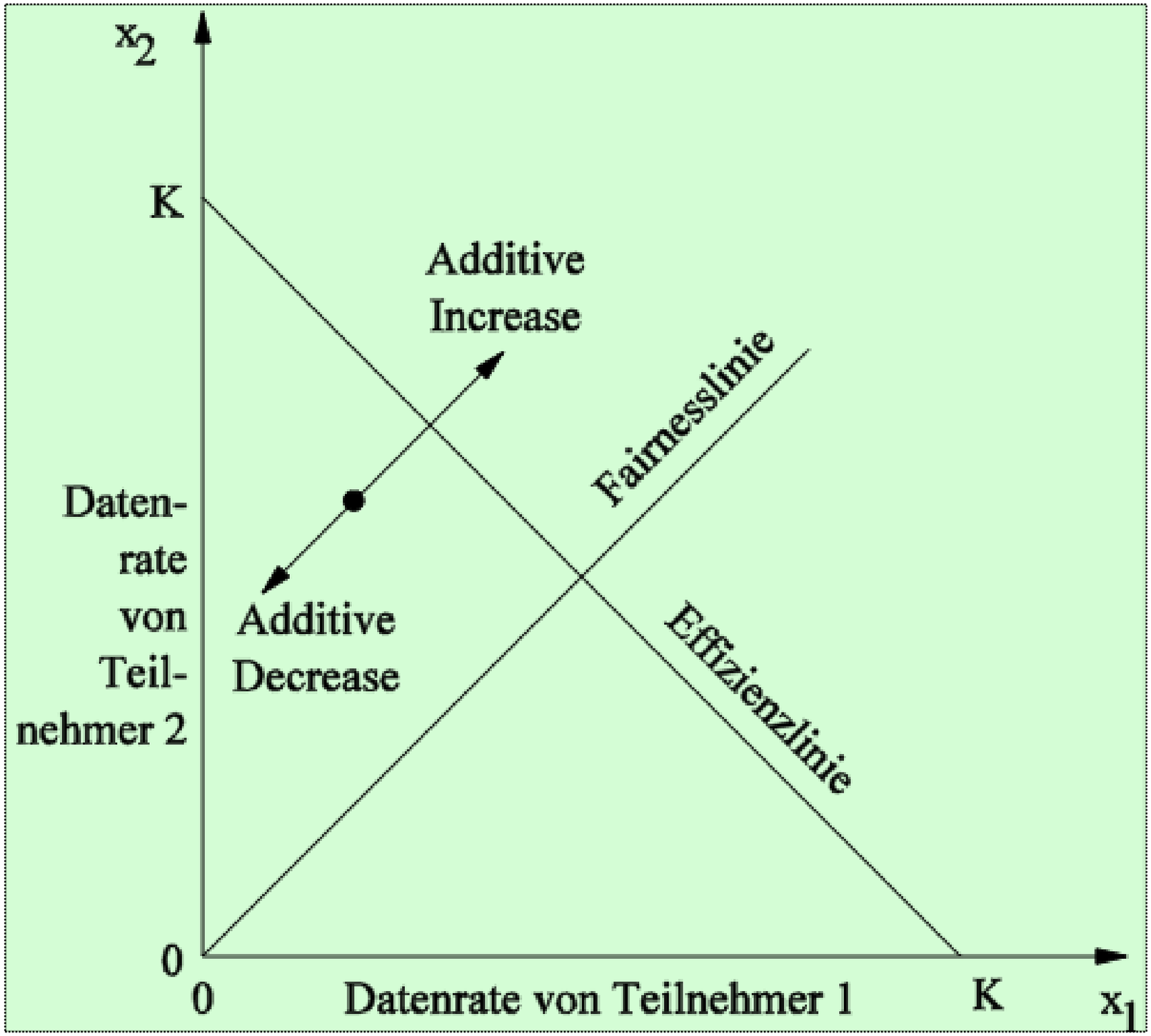
CoNe Freiburg

Vektordarstellung (II)



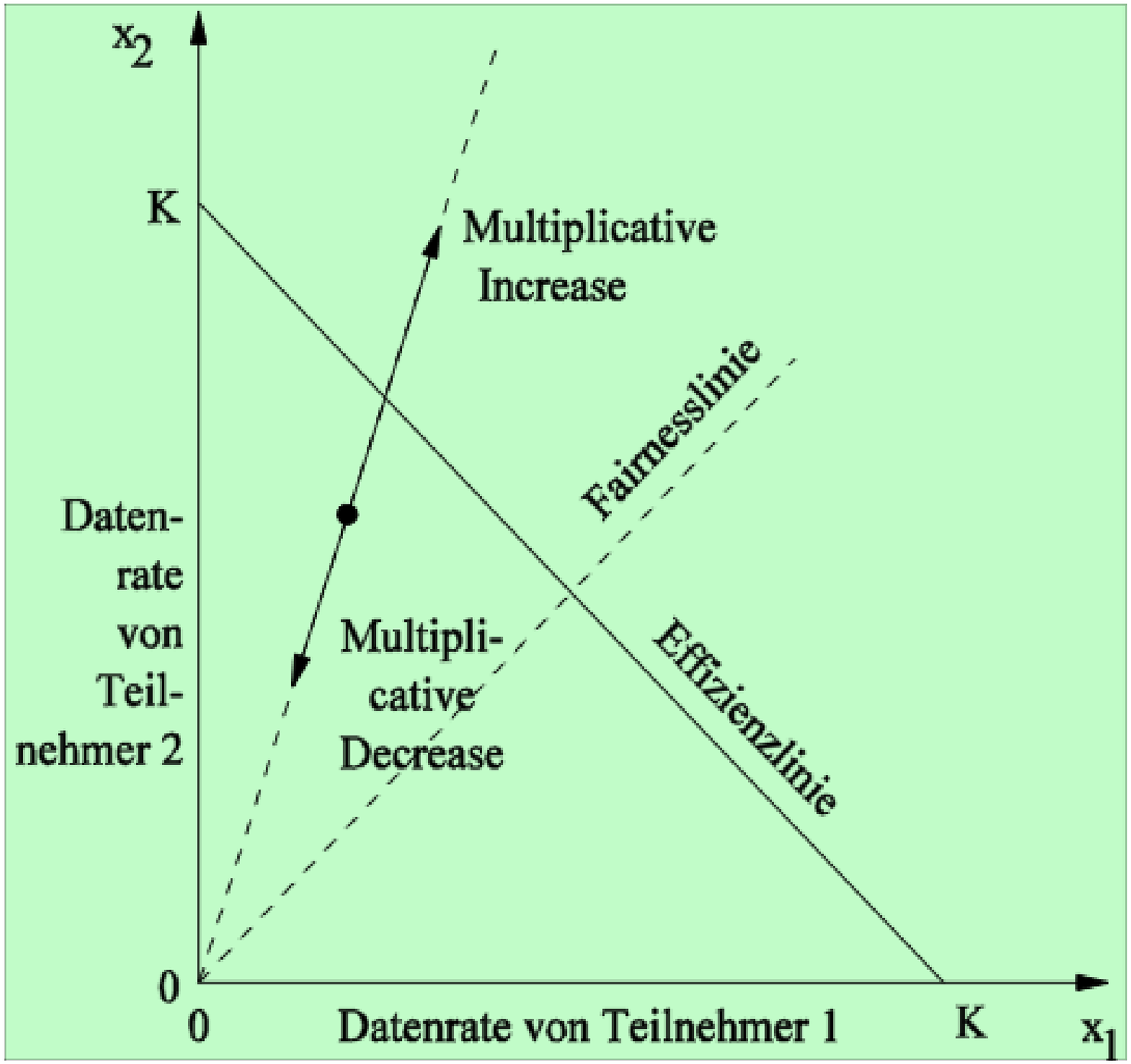
UNI FREIBURG

AIAD Additive Increase/ Additive Decrease



CoNe Freiburg

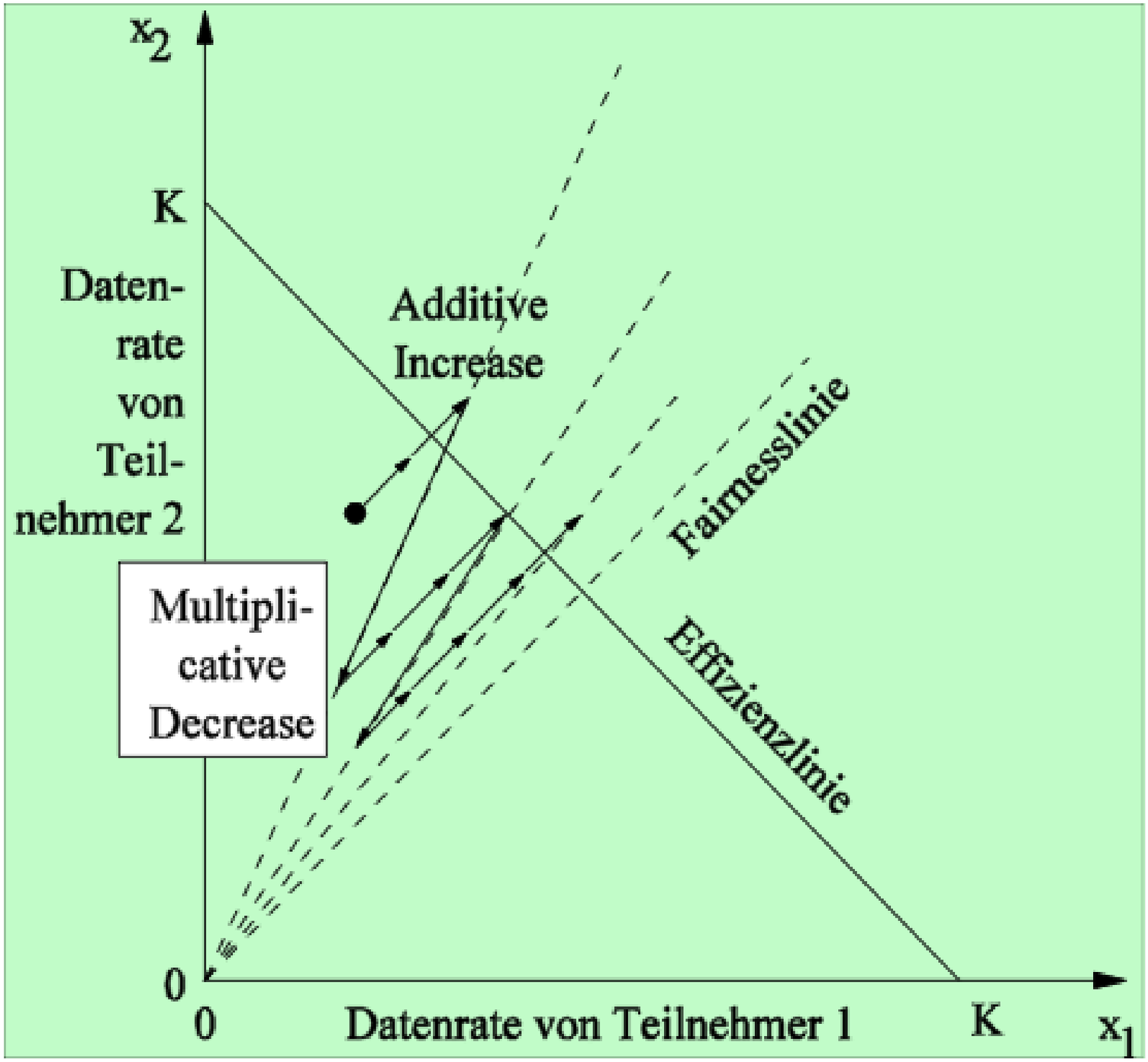
MIMD: Multiplicative Incr./ Multiplicative Decrease



UNI FREIBURG

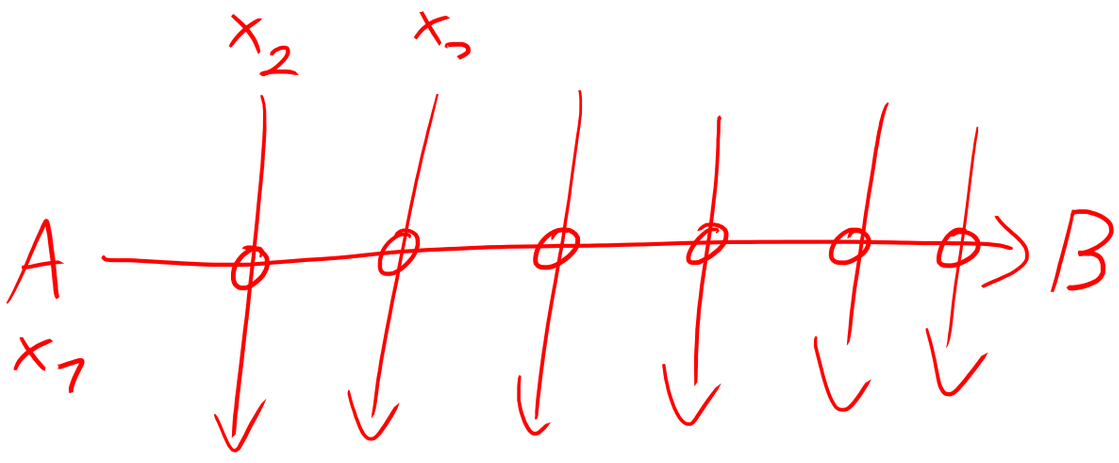
CoNe Freiburg

AIMD: Additively Increase/ Multiplicatively Decrease



UNI FREIBURG

CoNe
Freiburg



$K = 10$

x_1	x_2
1	8
2	9
1	4
2	5
1	6

x_1	x_3
1	6
2	7
1	8
2	9
1	4

x_1	x_2
1	8
	9
	4
	5
	6
1	7

A bemerkt Problem

CoNe Freiburg

Probleme mit TCP Reno

- Verbindungen mit großer RTT werden diskriminiert
- Warum?
  - Auf jeden Router konkurrieren TCP-Verbindungen
  - Paketverluste halbieren Umsatz (MD)
  - Wer viele Router hat, endet mit sehr kleinen Congestion-Window
- Außerdem:
  - Kleinere RTT ist schnellere Update-Zeit
  - Daher steigt die Rate (AI) auf kurzen Verbindungen schneller
  - Mögliche Lösung:
    - konstante Datenratenanpassung statt Fenster-basierte Anpassung

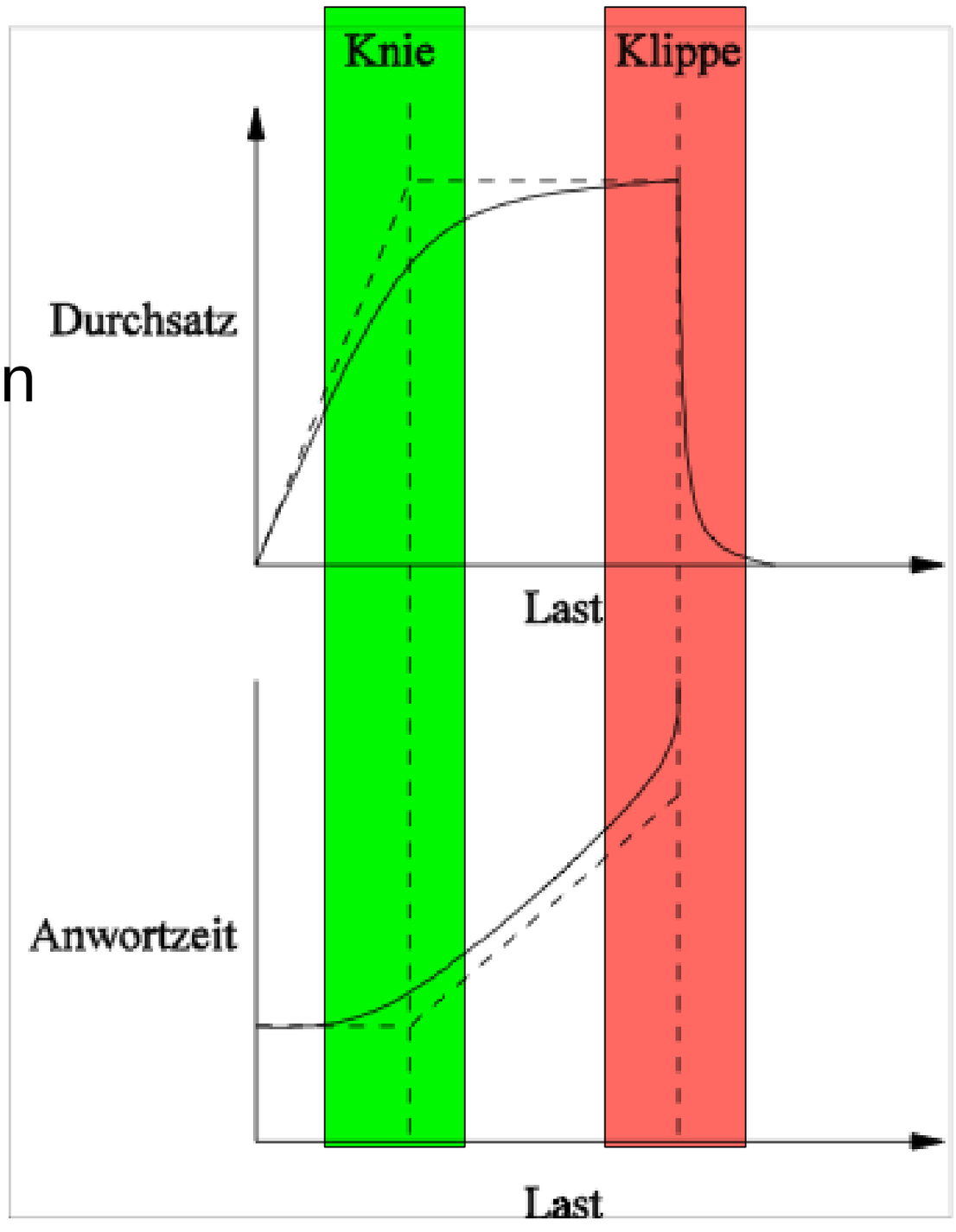
CoNe Freiburg

TCP Vegas

- RTT-basiertes Protokoll als Nachfolger von TCP Reno
  - “L. Brakmo and L. Peterson, “TCP Vegas: End-to-End Congestion Avoidance on a Global Internet”, IEEE Journal on Selected Areas of Communications, vol. 13, no. 8, October 1995, pp. 1465–1480.
- Bessere Effizienz
- Geringere Paketverluste
- Aber:
  - TCP Vegas und TCP Reno gegeneinander unfair

Durchsatz und Antwortzeit

- Klippe:
  - Hohe Last
  - Geringer Durchsatz
  - Praktisch alle Daten gehen verloren
- Knie:
  - Hohe Last
  - Hoher Durchsatz
  - Einzelne Daten gehen verloren



TCP Vegas-Algorithmus

- TCP Stauvermeidung basierend auf Delay
  - RTT (round trip time)
- Wurde implementiert in Linux, FreeBSD
- Ziel
  - Mehr Fairness
- TCP Vegas ist TCP Reno-freundlich
  - Im Konflikt mit TCP Reno gibt Vegas nach
- Literatur
  - MLA Brakmo, Lawrence S., and Larry L. Peterson. "TCP Vegas: End to end congestion avoidance on a global Internet." *IEEE Journal on selected Areas in communications* 13.8 (1995): 1465-1480.
  - Mo, Anantharam, Walrand, „Analysis and Comparison of TCP Reno and Vegas“, IEEE Proc. InfoCom 1999

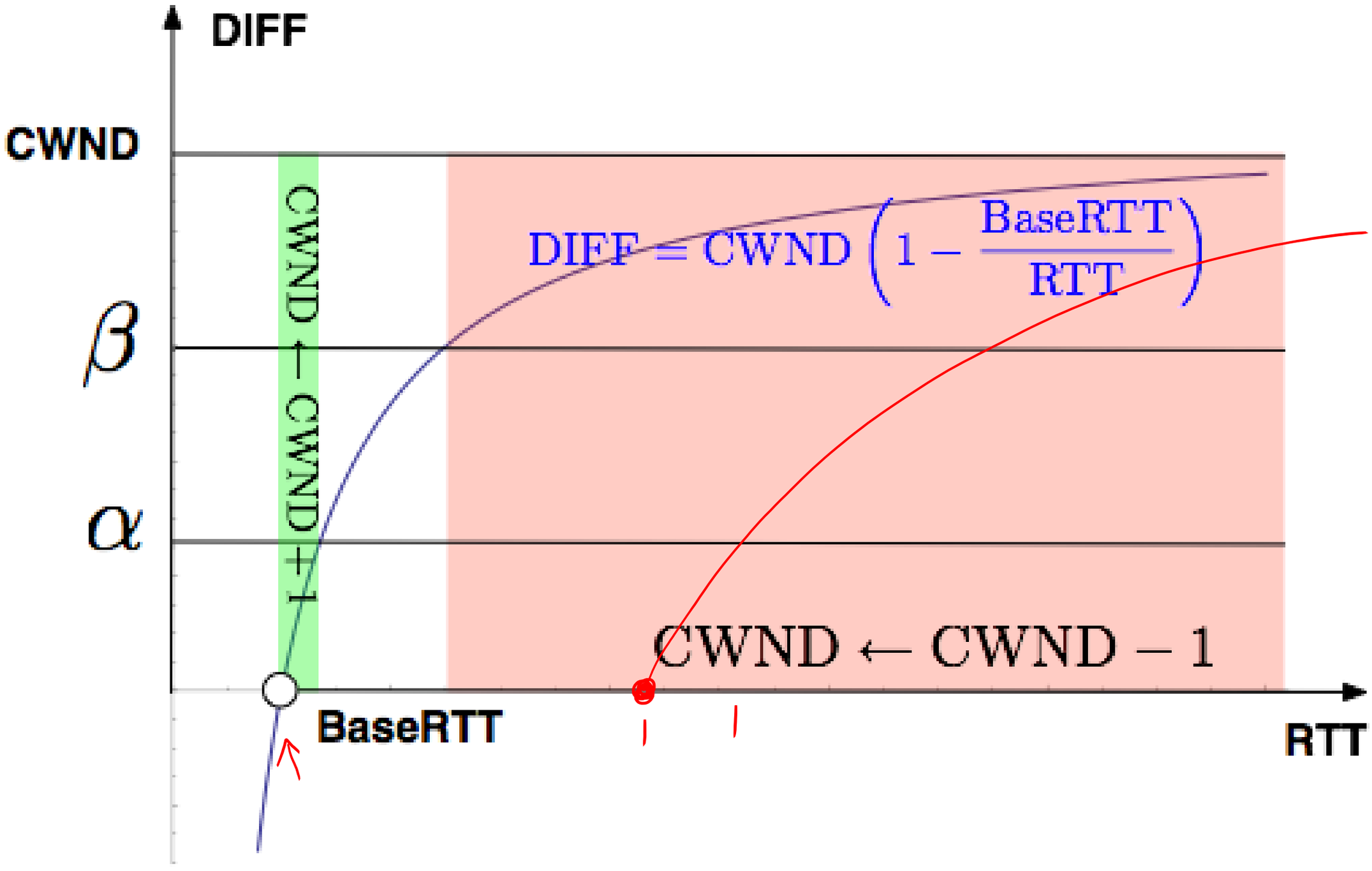
TCP Vegas-Algorithmus

- Parameter
  - geschätzte Umlaufzeit: ***RTT***
  - minimale Umlaufzeit: ***BaseRTT***
  - wirkliche Datenrate: ***Actual = CWND/RTT***
  - erwartete Datenrate: ***Expected = CWND/BaseRTT***
  - ***Diff = (Expected - Actual) BaseRTT***
  - ***Programmparameter: $0 \leq \alpha < \beta$***
- Wenn ***$Diff \leq \alpha$*** (d.h. ***$Actual \approx Expected$***)
  - Last ist gering
  - ***$CWND \leftarrow CWND + 1$***
- Wenn ***$Diff > \beta$***, (d.h. ***$Actual << Expected$***)
  - Last ist zu hoch
  - ***$CWND \leftarrow CWND - 1$***
- Sonst keine Aktion: ***$CWND \leftarrow CWND$***

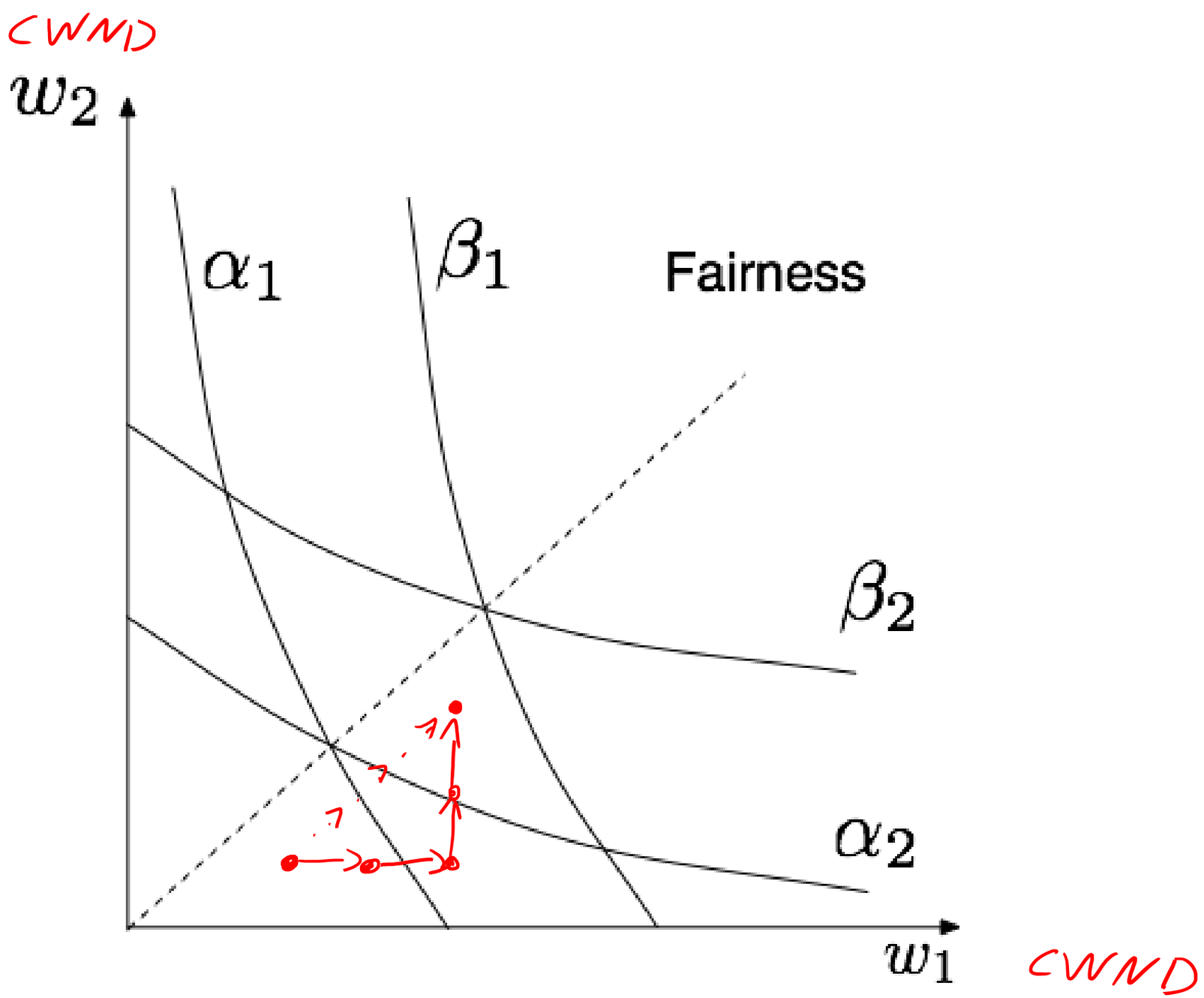
$$= \left(\frac{CWND}{BaseRTT} - \frac{CWND}{RTT} \right) BaseRTT$$

$$= CWND \cdot \left(1 - \frac{BaseRTT}{RTT} \right)$$

TCP Vegas - Abhängigkeit von RTT



Fenster-Anpassung in Vegas



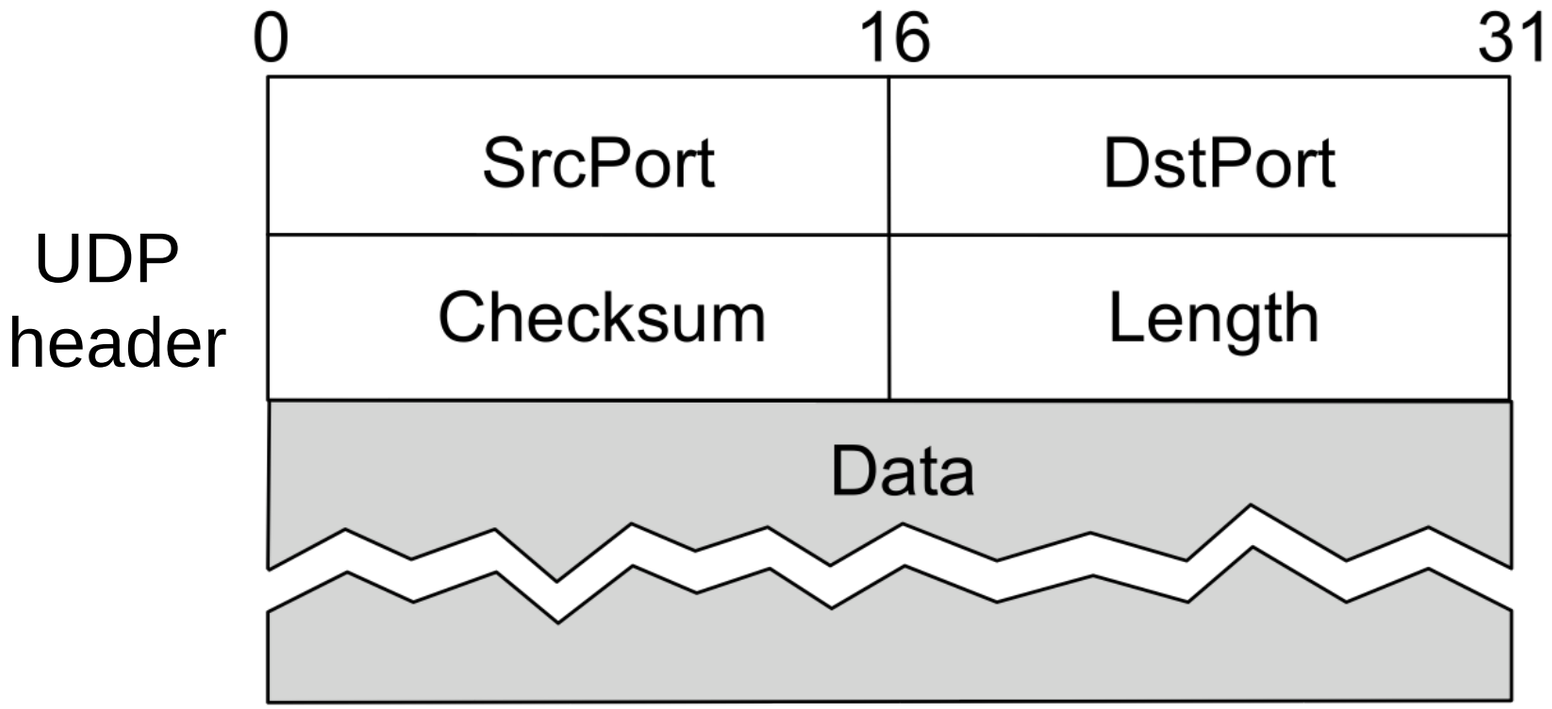
CoNe Freiburg

TCP Fairness & TCP Friendliness

- TCP
  - reagiert dynamisch auf die zur Verfügung stehende Bandweite
  - Faire Aufteilung der Bandweite
    - Im Idealfall: n TCP-Verbindungen erhalten einen Anteil von 1/n
- Zusammenspiel mit anderen Protokollen
  - Reaktion hängt von der Last anderer Transportprotokolle ab
    - z.B. UDP hat keine Congestion Control
  - Andere Protokolle können jeder Zeit eingesetzt werden
  - UDP und andere Protokoll können TCP Verbindungen unterdrücken
- Schlussfolgerung
  - Transport-Protokolle müssen TCP-kompatibel sein (TCP friendly)

UDP

- User Datagram Protocol (UDP)
  - ist ein unzuverlässiges, verbindungsloses Transportprotokoll für Pakete
- Hauptfunktion:
  - Demultiplexing von Paketen aus der Vermittlungsschicht
- Zusätzlich (optional):
  - Checksum aus UDP Header + Daten



CoNe Freiburg

TCP Zusammenfassung

- TCP erzeugt zuverlässigen Byte-Strom
  - Fehlerkontrolle durch “GoBack-N”
- Congestion control
  - Fensterbasiert
  - AIMD, Slow start, *Congestion Threshold*
  - Flusskontrolle durch *Window*
  - Verbindungsaufbau
  - Algorithmus von Nagle

CoNe Freiburg

IIF INSTITUT FÜR INFORMATIK FREIBURG

Systeme II

5. Die Transportschicht

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

UNI FREIBURG