

Name

Vorname

Studiengang (Hauptfach)

Fachrichtung (Nebenfach)

Matrikelnummer

Unterschrift der Kandidatin/des Kandidaten

.....
Note

TECHNISCHE UNIVERSITÄT MÜNCHEN

Fakultät für Informatik

- Midterm-Klausur
- Final-Klausur

- Semestralklausur
- Diplom-Vorprüfung
- Bachelor-Prüfung
-

- Einwilligung zur Notenbekanntgabe per E-Mail / Internet

Prüfungsfach: Grundlagen Rechnernetze und Verteilte Systeme

Prüfer: Prof. Dr.-Ing. Georg Carle

Datum: 10.08.2012

Hörsaal:

Reihe:

Platz:

	I	II
1		
2		
3		
4		
5		
6		
7		
8		
9		
10		

Σ		
---	--	--

Nur von der Aufsicht auszufüllen:

Hörsaal verlassen von : bis :

Vorzeitig abgegeben um :

Besondere Bemerkungen:



Endterm-Klausur

Grundlagen Rechnernetze und Verteilte Systeme

Prof. Dr.-Ing. Georg Carle
Lehrstuhl für Netzarchitekturen und Netzdienste
Fakultät für Informatik
Technische Universität München

Freitag, 10.08.2012
11:00 – 12:30 Uhr

- Diese Klausur umfasst **23 Seiten** und insgesamt **6 Aufgaben**. Bitte kontrollieren Sie jetzt, dass Sie eine vollständige Angabe erhalten haben.
- Schreiben Sie bitte in die Kopfzeile **jeder Seite** Namen und Matrikelnummer.
- Die Gesamtzahl der Punkte beträgt 85.
- Als Hilfsmittel sind **ein beidseitig handschriftlich beschriebenes DIN A4 Blatt** sowie **ein nicht programmierbarer Taschenrechner** zugelassen. Bitte entfernen Sie alle anderen Unterlagen von Ihrem Tisch und schalten Sie Ihre Mobiltelefone aus.
- Mit * gekennzeichnete Aufgaben sind ohne Kenntnis der Ergebnisse vorhergehender Teilaufgaben lösbar.
- **Es werden nur solche Ergebnisse gewertet, bei denen ein Lösungsweg erkennbar ist.** Textaufgaben sind **grundsätzlich zu begründen**, falls es in der jeweiligen Teilaufgabe nicht ausdrücklich anders vermerkt ist.

Aufgabe 1 Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit (9 Punkte)

Wir betrachten eine kabellose Verbindung zwischen zwei Computern A und B (s. Abbildung 1.1). Wir nehmen vereinfachend an, dass Bitfehler unabhängig voneinander mit Wahrscheinlichkeit $0 < p < 1$ auftreten. Ein Rahmen der Länge x bit ist genau dann korrekt übertragen, wenn er keinen Bitfehler aufweist. Die Wahrscheinlichkeit $f(x, p)$ für einen **erfolgreich** übertragenen Rahmen hängt daher von der Rahmenlänge x und der Bitfehlerwahrscheinlichkeit p ab.



Abbildung 1.1: Netztopologie

a)* Bestimmen Sie die Wahrscheinlichkeit $f(x, p)$, dass ein Rahmen erfolgreich übertragen wird.

$$f(x, p) = (1 - p)^x \quad \checkmark$$

Wird ein Rahmen korrekt übertragen, so entspricht dies x erfolgreich übertragenen Bits. Ist hingegen mind. ein Bitfehler aufgetreten, so muss der gesamte Rahmen wiederholt werden, was dementsprechend 0 erfolgreich übertragenen Bits entspricht.

b) Bestimmen Sie die durchschnittliche Anzahl $g(x, p)$ erfolgreich übertragener Bits pro Rahmen.

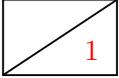
$$g(x, p) = x(1 - p)^x + 0 \cdot (1 - (1 - p)^x) = x(1 - p)^x \quad \checkmark$$

c) Bestimmen Sie die optimale Rahmenlänge x^* , so dass $g(x, p)$ maximiert wird.

Hinweis: $\frac{d}{dx}(c^x) = \ln(c)c^x, \forall c > 0$.

$$\begin{aligned} \frac{\partial g}{\partial x} &= (1 - p)^x + x \ln(1 - p)(1 - p)^x \stackrel{!}{=} 0 \quad \checkmark \\ &\Rightarrow (1 - p)^x(1 + x \ln(1 - p)) \stackrel{!}{=} 0 \\ &\Rightarrow x^* = -\frac{1}{\ln(1 - p)} \quad \checkmark \end{aligned}$$

Die Bitfehlerwahrscheinlichkeit sei nun mit $p = 10^{-4}$ gegeben.



d) Bestimmen Sie x^* explizit für die gegebene Bitfehlerrate.

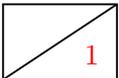
$$x^* = -\frac{1}{\ln(1 - 10^{-4})} \approx 1250 \text{ B} \quad \checkmark$$



e) Wie hoch ist die Wahrscheinlichkeit p_R unter diesen Umständen, dass ein Rahmen optimaler Länge falsch übertragen wird?

$$p_R = 1 - f(x^*, p) = 1 - (1 - 10^{-4})^{1250 \cdot 8} \approx 63.21 \% \quad \checkmark$$

Im Folgenden nehmen wir eine Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit von $p_R = 60\%$ an. Diese ist zu hoch, als dass Protokolle höherer Schichten korrekt funktionieren könnten. Aus diesem Grund soll die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit mittels Link-Layer-Bestätigungen reduziert werden. Wir nehmen das sog. „Stop and Wait“ Prinzip an, d. h. Computer A sendet genau einen Rahmen an B und erwartet eine Bestätigung, falls B den Rahmen korrekt empfangen hat. Bleibt die Bestätigung aus, so wiederholt A den Rahmen. Das Verfahren bricht nach einer Gesamtanzahl von N Wiederholungsversuchen ab. Vereinfachend gehen wir davon aus, dass Bestätigungen nicht verloren gehen können.



f)* Bestimmen Sie die Wahrscheinlichkeit dafür, dass das Verfahren erfolglos abbricht.

$$\Pr[X > N] = p_R^N \quad \checkmark$$



g) Bestimmen Sie die minimale Anzahl N_{\min} an Wiederholungen pro Rahmen, so dass die Wahrscheinlichkeit für einen Abbruch unter 0.1% fällt.

$$p_R^N \stackrel{!}{<} 10^{-3}$$

$$N \stackrel{!}{>} \frac{\log(10^{-3})}{\log(p_R)} \approx 13.52 \Rightarrow N_{\min} = 14 \quad \checkmark \checkmark$$

Aufgabe 2 NAT und statisches Routing (17 Punkte)

Gegeben sei die Netztopologie aus Abbildung 2.1. PC1 und PC2 sind über ein gewöhnliches Ethernet-Switch mit Router R1 verbunden, welcher Zugang zum Internet ermöglicht.

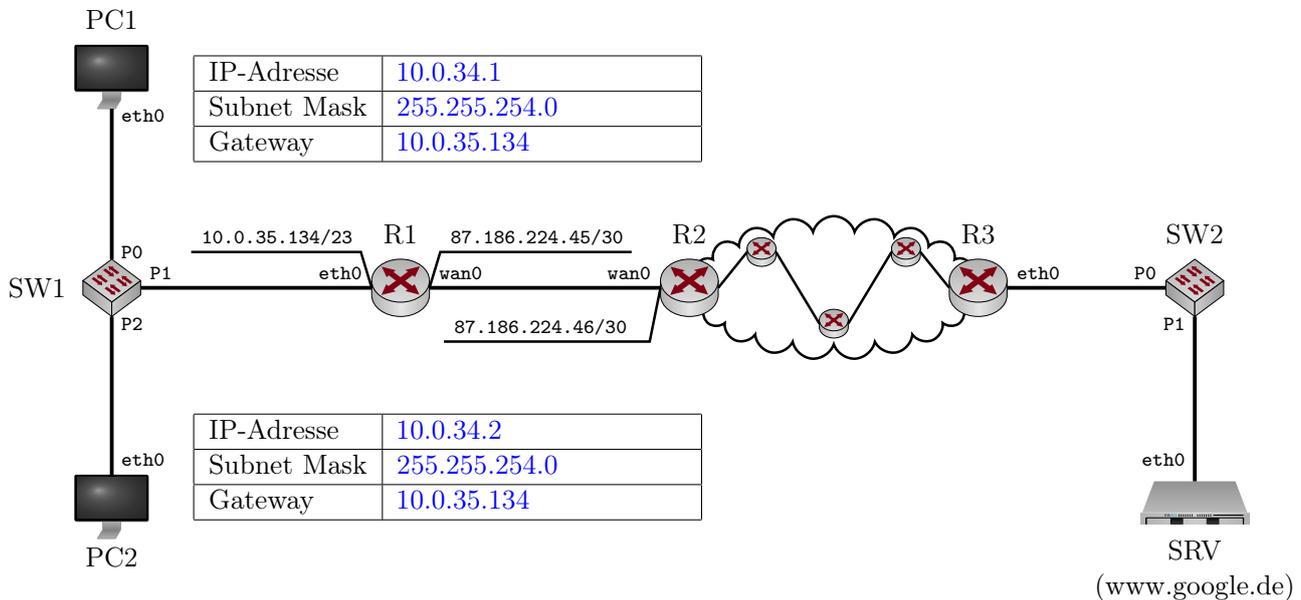
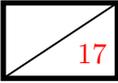
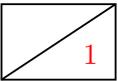


Abbildung 2.1: Netztopologie

a)* Bestimmen Sie die Netzadresse und Broadcastadresse des Netzwerks, in dem sich PC1, PC2 und R1 befinden.



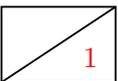
Netzadresse 10.0.34.0 und Broadcastadresse 10.0.35.255 ✓

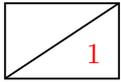
b)* Wieviele IP-Adressen stehen in diesem Netzwerk zur Adressierung von Geräten zur Verfügung?



$2^9 - 2 = 510$ ✓

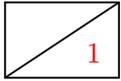
c) Weisen Sie PC1 und PC2 jeweils eine sinnvolle IP-Adresse, Subnetzmaske und Gateway-Adresse zu, so dass diese eine Verbindung zum Internet herstellen können. Tragen Sie die Werte direkt in Abbildung 2.1 ein.





d)* Wie viele /23 Subnetze gibt es im Netz 10.0.0.0/8?

$2^{23-8} = 32768$ ✓



e)* Welche Headerfelder verändert das Switch SW1, welches PC1 und PC2 mit R1 verbindet?

Keine, Switches sind fuer angeschlossene Rechner transparent. ✓



f)* Begründen Sie, weswegen R1 NAT unterstützen muss, damit PC1 und PC2 mit Hosts im Internet kommunizieren können.

PC1 und PC2 befinden sich in einem privaten Netzwerk, deren IP-Adressen sind daher nicht global eindeutig. ✓



g)* Welches Transportprotokoll und welche Zielpportnummer kommen bei (unverschlüsselten) HTTP-Verbindungen üblicherweise zum Einsatz?

TCP 80 ✓

Im Folgenden kürzen wir IP- und MAC-Adressen nach dem Schema <Gerätename>.<Interface> ab, z. B. R1.wan0. Beachten Sie zur Bearbeitung der beiden folgenden Teilaufgaben außerdem, dass sich zwischen R2 und R3 insgesamt drei weitere Router befinden. PC1 greift nun auf die Webseite <http://www.google.de> zu.



h) Ergänzen Sie für die Anfrage von PC1 an www.google.de die Headerfelder in den drei leeren Kästen in Abbildung 2.2. Sofern ein Feld nicht eindeutig bestimmt ist, treffen Sie eine sinnvolle Wahl.
Hinweis: Falls Sie Teilaufgabe g) nicht lösen konnten, nehmen Sie Zielport 80 an.



i) Ergänzen Sie für die Antwort von www.google.de an PC1 die Headerfelder in den drei leeren Kästen in Abbildung 2.3. Sofern ein Feld nicht eindeutig bestimmt ist, treffen Sie eine sinnvolle Wahl.

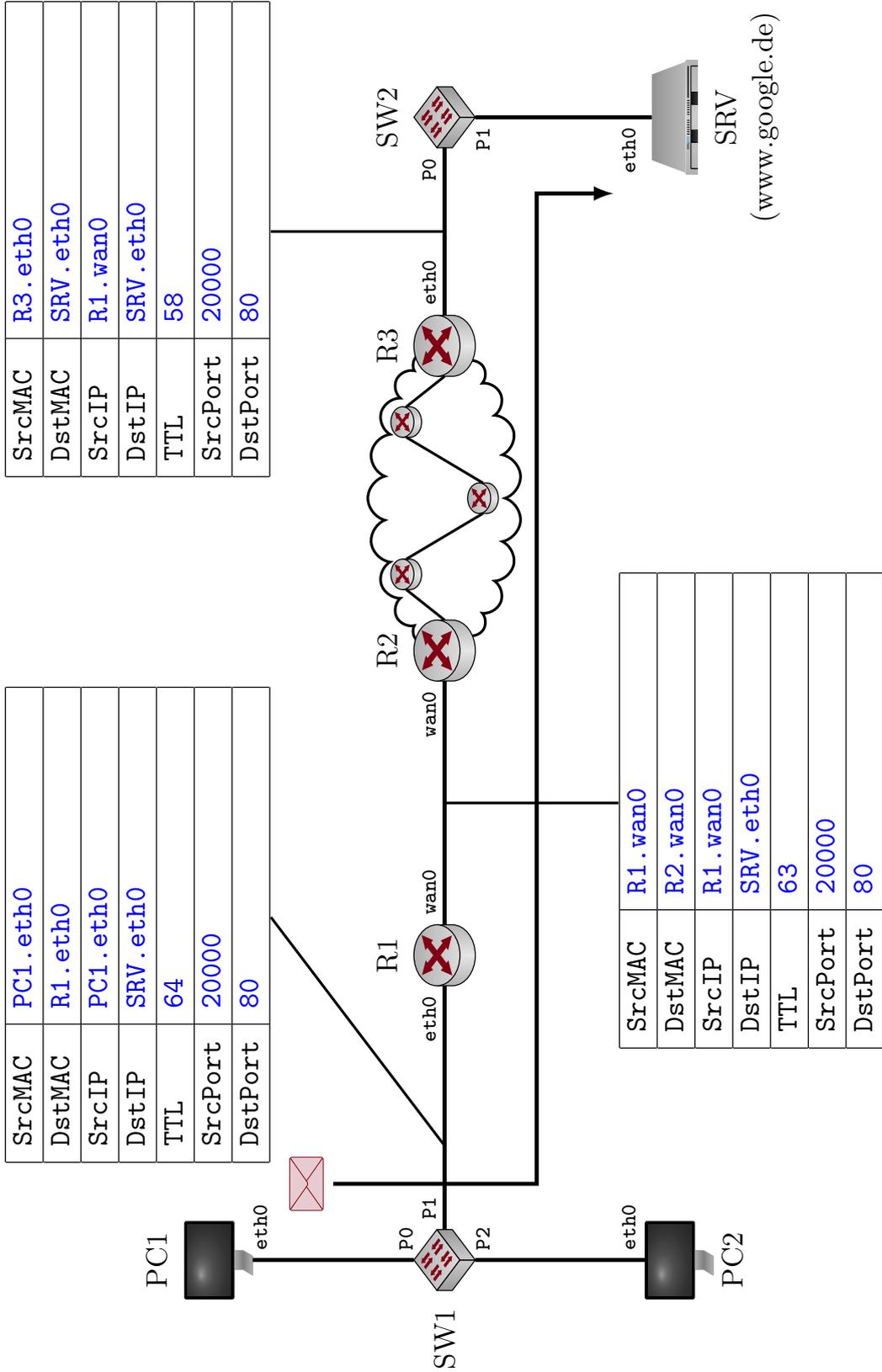


Abbildung 2.2: Netztopologie

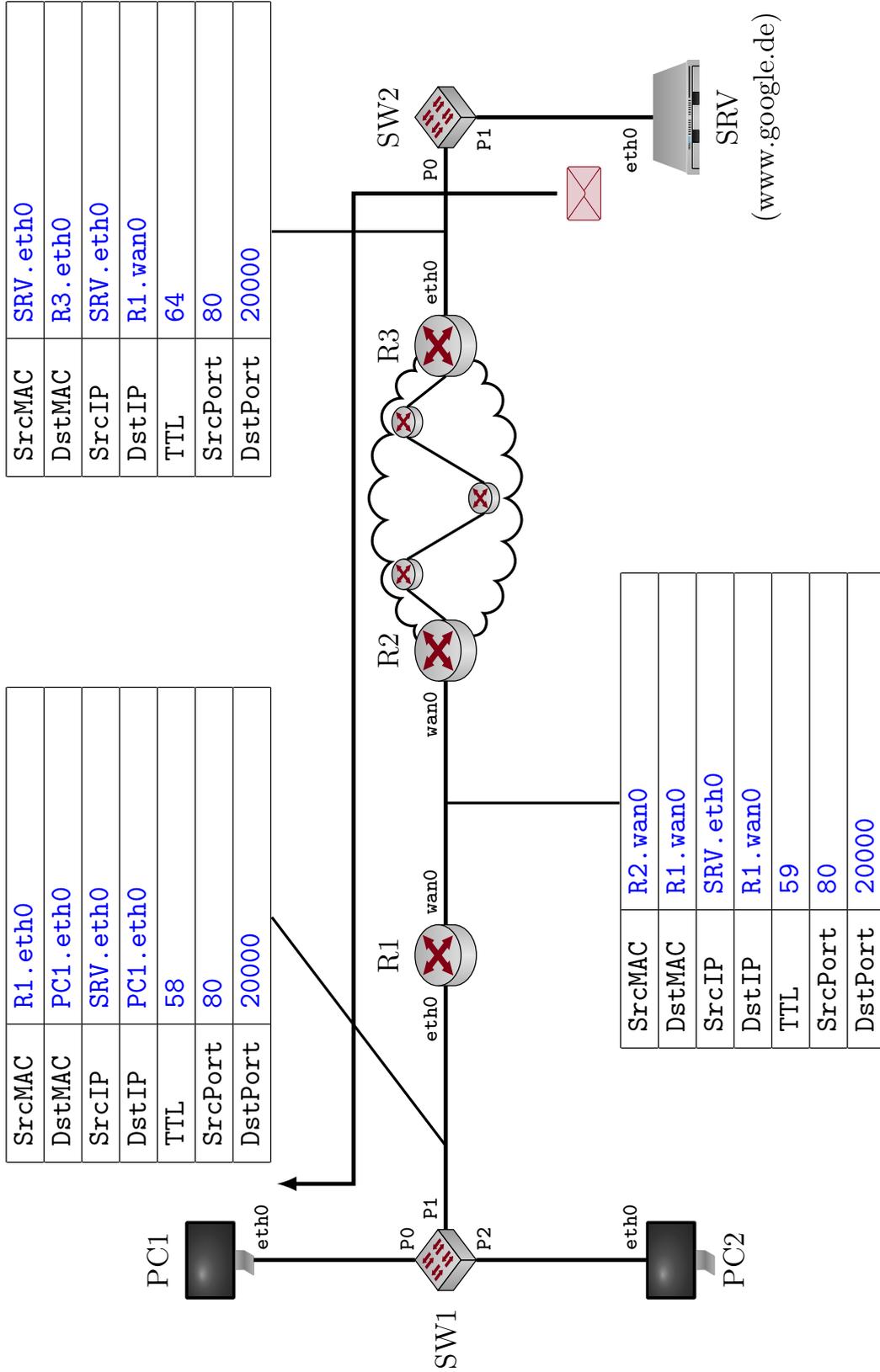


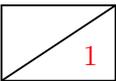
Abbildung 2.3: Netztopologie

Abweichend zur Vorlesung speichert R1 nicht nur das Tripel bestehend aus lokaler IP sowie lokalem und globalem Quellport, sondern zusätzlich das verwendete Protokoll sowie Zielport und Ziel-IP. Tabelle 1 zeigt exemplarisch, wie eine solche NAT-Tabelle **vor** den beiden Teilaufgaben h) und i) aussehen haben könnte.

Protokoll	Lokale IP	Lokaler Port	Globale IP	Globaler Port	Ziel-IP	Ziel-Port
TCP	PC1.eth0	50034	R1.wan0	50034	83.133.105.60	22
TCP	PC1.eth0	49985	R1.wan0	49985	213.165.65.50	443

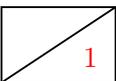
Tabelle 1: NAT-Tabelle von R1 **vor** Teilaufgabe h)

j) Geben Sie gemäß Tabelle 1 die Einträge an, welche durch den Verbindungsaufbau von PC1 zum Webserver in den Teilaufgaben h) und i) entstanden sind.



Protokoll	Lokale IP	Lokaler Port	Globale IP	Globaler Port	Ziel-IP	Ziel-Port
TCP	PC1.eth0	20000	R1.wan0	20000	SRV.eth0	80 ✓

k) Nehmen Sie nun an, dass auch PC2 eine Verbindung zu www.google.de aufbauen will. Zufällig wählt PC2 **denselben Quell-Port wie der PC1**. Geben Sie für diesen Fall einen gültigen Eintrag in der NAT-Tabelle an, der durch den Verbindungsaufbau von PC2 zum Webserver neu entstehen könnte.



Protokoll	Lokale IP	Lokaler Port	Globale IP	Globaler Port	Ziel-IP	Ziel-Port
TCP	PC2.eth0	20000	R1.wan0	20001	SRV.eth0	80 ✓



Aufgabe 3 Packet Pair Probing (15 Punkte)

Gegeben sei die vereinfachte Netztopologie aus Abbildung 3.1. A und D sind mit ihren Routern jeweils über ein Gigabit-Ethernet verbunden. Die Verbindung zwischen den Routern B und C ist jedoch deutlich langsamer. Diese Übertragungsrate r_{BC} sollen von A und D bestimmt werden, indem möglichst wenig Last auf der ohnehin langsamen Verbindung erzeugt wird.

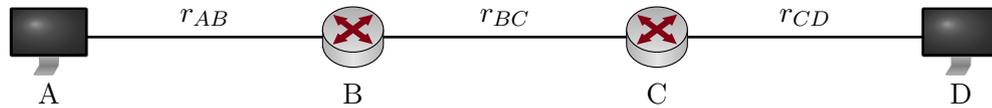
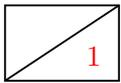


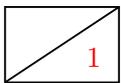
Abbildung 3.1: Vereinfachte Netztopologie

Wir leiten in dieser Aufgabe zunächst allgemein ein Verfahren her, mittels dem A und D die fragliche Übertragungsrate bestimmen können. Im Anschluss werten wir das Verfahren für konkrete Zahlenwerte aus und diskutieren mögliche Probleme, die in der Praxis auftreten werden.



a)* Geben Sie die Serialisierungszeit $t_s(i, j)$ zwischen zwei Knoten i und j in Abhängigkeit der Paketgröße p und der Übertragungsrate r_{ij} an.

$$t_s(i, j) = \frac{p}{r_{ij}} \checkmark$$



b)* Geben Sie die Ausbreitungsverzögerung $t_p(i, j)$ zwischen zwei Knoten i und j in Abhängigkeit der Distanz d_{ij} an.

$$t_p(i, j) = \frac{d_{ij}}{vc} \checkmark$$

Für eine erfolgreiche und möglichst genaue Bestimmung der Rate r_{BC} ist es wichtig, dass von A an D gesendete Pakete so groß wie möglich sind, aber nicht fragmentiert werden.

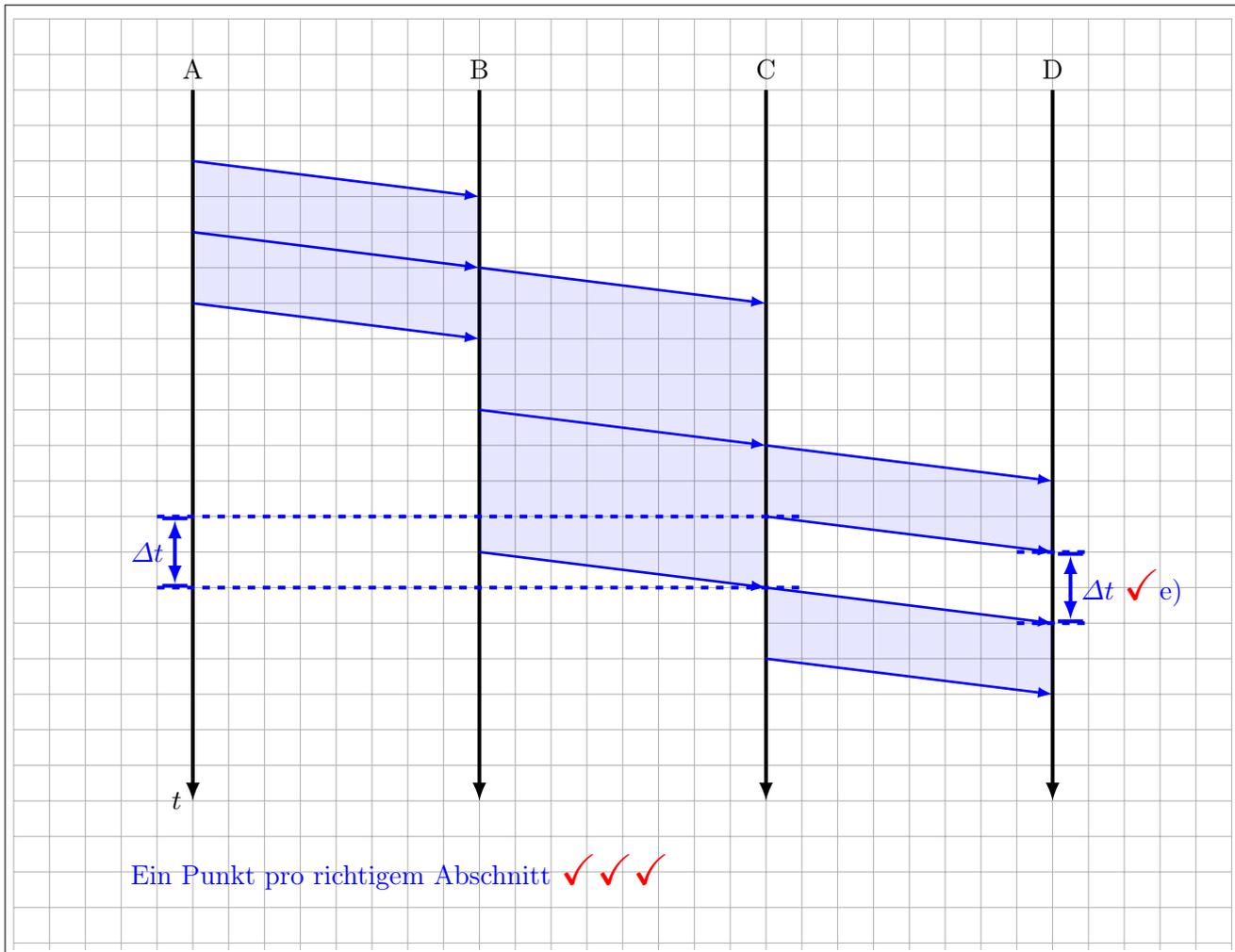


c)* Erläutern Sie kurz, wie A die maximale MTU auf dem Pfad nach D bestimmen kann.

A sendet ein Paket mit der MTU des lokalen Segments und setzt das DF-Bit (do not fragment) im IP-Header. Sofern diese MTU größer ist als auf dem Abschnitt zwischen B und C, so wird B das Paket verwerfen und eine entsprechende ICMP-Nachricht an A zurücksenden. Diese enthält die maximale MTU auf dem Abschnitt von B nach C. $\checkmark \checkmark$

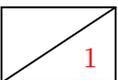
A sende nun unmittelbar nacheinander zwei Pakete der Länge p an D. Sie können davon ausgehen, dass sonst kein weiterer Verkehr die Übertragung beeinflusst. Die Länge p sei so gewählt, dass keine Fragmentierung notwendig ist. Eventuelle Verarbeitungszeiten an den Knoten können Sie vernachlässigen.

d)* Zeichnen Sie ein Weg-Zeit-Diagramm, welches die Übertragung der beiden Pakete qualitativ richtig darstellt. Berücksichtigen Sie dabei insbesondere $r_{BC} < r_{AB} = r_{CD}$ wie eingangs erwähnt.

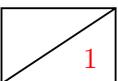


Durch die geringe Übertragungsrate zwischen B und C entsteht an Knoten C eine Sendepause Δt zwischen den beiden weitergeleiteten Paketen. Diese kann von D gemessen und zur Bestimmung der Übertragungsrate zwischen B und C verwendet werden.

e) Markieren Sie Δt in Ihrer Lösung von Teilaufgabe d).



f) Von welchen Größen hängt Δt ab?



Nur von r_{BC} , r_{CD} und p , nicht aber von den Ausbreitungsverzögerungen. ✓



g) Geben Sie einen Ausdruck für Δt an.

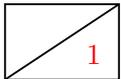
$$\Delta t = t_s(B, C) - t_s(C, D) = \frac{p}{r_{BC}} - \frac{p}{r_{CD}} \quad \checkmark \checkmark$$



h) Geben Sie einen Ausdruck für die gesuchte Datenrate r_{BC} an.

$$r_{BC} = \frac{p}{\Delta t + \frac{p}{r_{CD}}} \quad \checkmark$$

Wiederholte Messungen an D ergeben einen Durchschnittswert $\overline{\Delta t} = 1.20$ ms bei einer Paketgröße von $p = 1500$ Byte.



i) Bestimmen Sie r_{BC} als Zahlenwert in Mbit/s.

$$r_{BC} = \frac{p}{\overline{\Delta t} + \frac{p}{r_{CD}}} \approx 9.99 \text{ Mbit/s} \quad \checkmark$$



j) Geben Sie zwei Gründe an, weswegen das Verfahren in der Praxis ungenau sein kann.

Zum Beispiel: $\checkmark \checkmark$

- Cross-Traffic stört die Messungen
- Die Verarbeitungszeiten an den Knoten sind nicht deterministisch und in der Praxis nicht zu vernachlässigen
- Buffering Delays an den Routern



Aufgabe 4 Dynamisches Routing (15 Punkte)

Gegeben sei das in Abbildung 4.1 vereinfacht dargestellte Netzwerk. Alle Router verwenden RIP als Routingprotokoll. Die Tabellen unterhalb der Router A – E in Abbildung 4.1 stellen die Routingtabelle des jeweiligen Routers dar, bevor RIP gestartet wird.

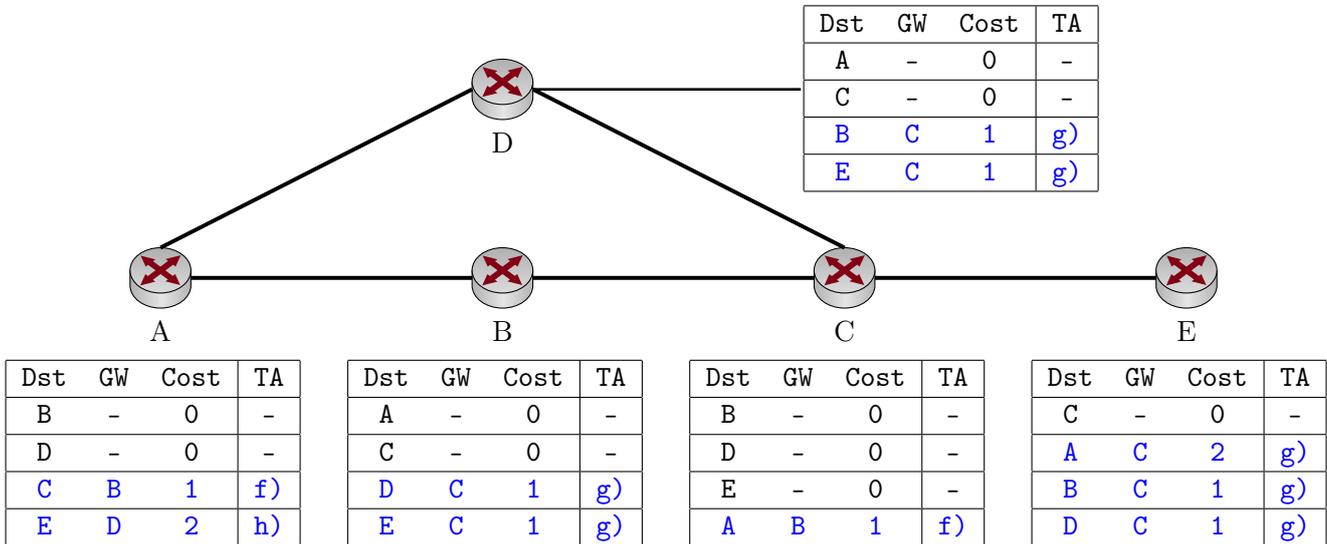


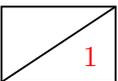
Abbildung 4.1: Netztopologie

a)* Welche Metrik verwendet RIP?



Hopcount ✓

b)* Zu welcher Klasse von Routingprotokollen gehört RIP?



Distanz-Vektor-Protokolle ✓ (auch korrekt: Interior Gateway Protols)

c) Inwiefern sind Netzwerke, deren Router ausschließlich RIP als Routingprotokoll verwenden, in der Größe beschränkt?



Metrik 15 wird als ∞ interpretiert \Rightarrow der Durchmesser (im Sinne von Hopanzahl) eines Netzwerks ist auf 15 beschränkt. ✓



d) Erläutern Sie kurz die Funktionsweise von RIP. (2 – 3 Stichpunkte genügen!)

- Router senden sich in regelmäßigen Abständen den Inhalt ihrer Routingtabellen ✓
- Empfänger inkrementiert die Kosten in der erhaltenen Tabelle um 1 ✓
- Findet er darin einen günstigeren Weg zu ein Ziel als in seiner eigenen Tabelle, so wird sein eigener Tabelleneintrag aktualisiert. ✓



e) Begründen Sie, ob RIP stets die schnellste (im Sinn von Übertragungsrate) Route zu einem Ziel wählt.

Nein ✓, da die einzige verwendete Metrik Hop Count ist und RIP keine Information über die maximale Datenrate entlang eines Pfades hat. ✓

Die Router starten nun RIP. Mit etwas Zeitversatz senden sich die Router gegenseitig Updates zu. Die chronologische Reihenfolge der Updates ist dabei durch die nachfolgenden drei Teilaufgaben gegeben. Die Spalte „TA“ (TeilAufgabe) in den Routingtabellen in Abbildung 4.1 gibt die Teilaufgabe (also den Zeitschritt) an, in dem der jeweilige Eintrag hinzukommt.

Tragen Sie alle Änderungen in den Routingtabellen in Abbildung 4.1 ein (inkl. der Spalte „TA“ wie oben beschrieben), ...



f) ... nachdem B sein erstes Update geschickt hat.



g) ... nachdem C sein erstes Update geschickt hat.



h) ... nachdem D sein erstes Update geschickt hat.



i)* Beschreiben Sie kurz das Problem, welches bei RIP auftreten kann, wenn der Link zwischen C und E ausfällt. (2 – 3 Stichpunkte genügen!)

- C informiert mit dem nächsten Update B und D über das Problem. ✓
- Wenn nun A ein weiteres Update an B und D schickt, bevor einer der beiden A informiert, so installieren B und D fälschlicherweise Routen zu E über A. ✓
- Die Fehlinformation verbreitet sich im Netzwerk, wobei die Kosten zu E stets um 1 inkrementiert werden („Count to Infinity“) ✓

Aufgabe 5 TCP Fluss- und Staukontrolle (19 Punkte)

19

Das im Internet am weitesten verbreitete Transportprotokoll ist TCP. Dieses implementiert Mechanismen zur Fluss- und Staukontrolle. Konkret nehmen wir in dieser Aufgabe TCP „Reno“ an.

a)* Wozu dient Flusskontrolle?

1

Verhinderung von Überlastsituation beim Empfänger. ✓

b)* Wozu dient Staukontrolle?

1

Reaktion auf Überlastsituation im Netz. ✓

c) Welche Rolle spielt das Empfangsfenster bei der Flusskontrolle?

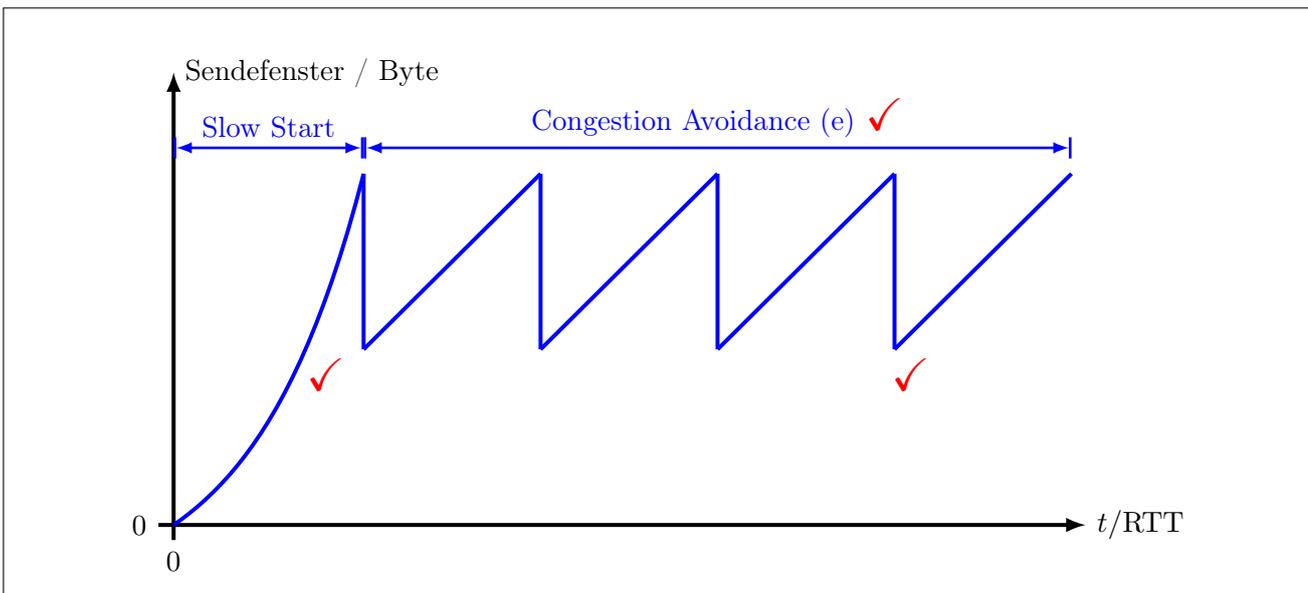
1

Es gibt die maximale Datenmenge in Bytes an, die der Empfänger gewillt ist, auf einmal zu akzeptieren. ✓

Wir gehen davon aus, dass die Empfangsfenster stets größer sind als die Sendefenster.

d)* Skizzieren Sie frei Hand im Lösungsfeld einen für TCP typischen Verlauf der Sendefenstergröße. Gehen Sie davon aus, dass die TCP-Verbindung zum Zeitpunkt $t = 0$ gerade aufgebaut wurde.

2



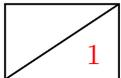


e) Markieren und benennen Sie in der Lösung von Teilaufgabe d) die beiden Phasen der Staukontrolle.



f) Was löst den Übergang zwischen den beiden Staukontrollphasen aus?

3 Duplicate ACKs ✓ (auch ausreichend: ein verlorengangenes Segment)



g)* Unter welchen Umständen beginnt der Staukontrollmechanismus von vorne?

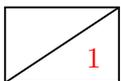
Timeout ✓

Zur Analyse der TCP-Datenrate betrachten wir den Verlauf einer zusammenhängenden Datenübertragung, bei der die erste Phase der Staukontrolle bereits abgeschlossen ist. Da das Empfangsfenster als stets ausreichend groß angenommen wird, entspricht die Größe w_s des Sendefensters stets der des Staukontrollfensters. Es treten keinerlei Verluste auf, solange das Sendefenster kleiner als ein Maximalwert x ist, also $w_s < x$. Hat das Sendefenster den Wert x erreicht, so geht genau eines der versendeten TCP-Segmente verloren.



h)* Wie erkennt der Empfänger den Verlust eines Segments?

Anhand ein außerhalb der Reihenfolge empfangenen Sequenznummer. ✓

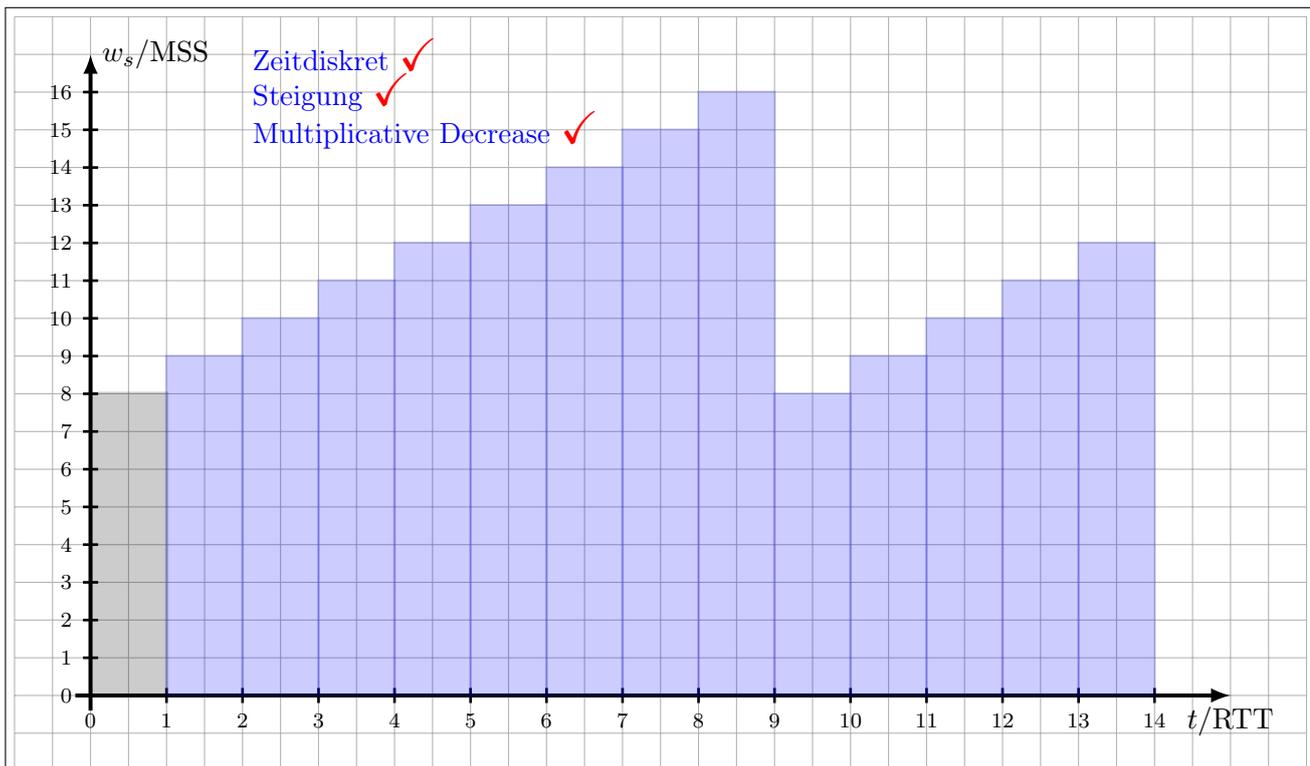


i)* Wie beeinflusst ein einzelnes verlorengangenes Segment das Sende- bzw. Staukontrollfenster?

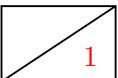
Zunächst garnicht. Erst wenn infolge des Verlusts 3 Duplicate ACKs empfangen wurde, wird es auf die Hälfte des aktuellen Werts reduziert. Alternativ kann ein Timeout auch einen weiteren Slowstart auslösen. In diesem Fall wird Das Sendefenster auf 1 und das Staukontrollfenster auf die Hälfte des aktuellen Werts gesetzt. ✓

Als konkrete Zahlenwerte nehmen wir an, dass die maximale TCP-Segmentgröße (MSS) 1460 Byte und die RTT 200 ms beträgt. Die Serialisierungszeit von Segmenten sei gegenüber der Ausbreitungsverzögerung vernachlässigbar klein. Segmentverlust trete ab einer Sendefenstergröße von $w_s \geq x = 16 \text{ MSS}$ auf.

j)* Erstellen Sie ein Schaubild, in dem die aktuelle Größe des Sendefensters w_s gemessen in Vielfachen der MSS über der Zeitachse t gemessen in Vielfachen der RTT aufgetragen ist. In Ihrem Diagramm soll zum Zeitpunkt $t_0 = 0 \text{ s}$ gerade $w_s = x/2$ gelten. Zeichnen Sie das Diagramm im Zeitintervall $t = \{0, \dots, 14\}$.



k) Bestimmen Sie die Periodendauer T zwischen der Reduktion des Sendefensters und dem nächsten Segmentverlust allgemein in Abhängigkeit von x .



$$T = \left(\frac{x}{2 \cdot \text{MSS}} + 1 \right) \cdot \text{RTT} = 1.8 \text{ s} \quad \checkmark$$



l) Bestimmen Sie die Anzahl N pro Periodendauer übertragener Segmente (inkl. des verlorenen Segments am Ende) allgemein in Abhängigkeit von x .

Mit der Kurzschreibweise $n = \frac{x}{\text{MSS}}$ erhalten wir:

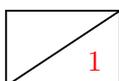
$$\begin{aligned}
 N &= \sum_{i=n/2}^n i \quad \checkmark \\
 &= \sum_{i=1}^n i - \sum_{i=1}^{n/2-1} i \\
 &= \frac{n \cdot (n+1)}{2} - \frac{(\frac{n}{2}-1) \cdot \frac{n}{2}}{2} \quad \checkmark \\
 &= \frac{n^2+n}{2} - \frac{n^2}{8} + \frac{n}{4} \\
 &= \frac{3}{8}n^2 + \frac{3}{4}n \quad \checkmark
 \end{aligned}$$



m) Bestimmen Sie die Verlustrate θ allgemein und als Zahlenwert.

Pro „Sägezahn“ geht genau ein Segment verloren. Wir erhalten also für die Verlustrate

$$\theta = \frac{1}{N} = \frac{1}{\frac{3}{8}n^2 + \frac{3}{4}n} \approx 9.26 \cdot 10^{-3}. \quad \checkmark$$



n) Bestimmen Sie mit Hilfe des Ergebnisses aus den Teilaufgaben k) – m) die in der betrachteten TCP-Übertragungsphase durchschnittlich erzielbare Übertragungsrate in kbit/s.

Für die Datenrate erhalten wir

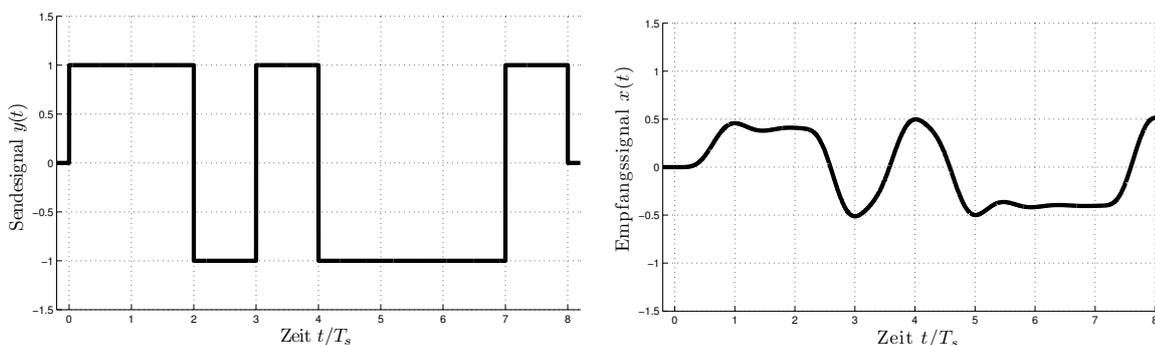
$$r = \frac{N}{T} \cdot (1 - \theta) = \frac{108 \cdot 1460 \cdot 8 \text{ bit}}{1.8 \text{ s}} \cdot (1 - \theta) \approx 694 \text{ kbit/s}. \quad \checkmark$$

Aufgabe 6 Kurzaufgaben (10 Punkte)

Die folgenden Kurzaufgaben sind **jeweils unabhängig voneinander**. Stichpunktartige Antworten sind ausreichend!



a)* Die untenstehende Grafik zeigt das Sendesignal $y(t)$ sowie das Empfangssignal $x(t)$ nach der Übertragung über einen nicht-idealen Kanal. Welche beiden Kanaleinflüsse sind sichtbar?



Tiefpassfilterung und Dämpfung ✓

b)* In der Vorlesung wurde ein einfacher Blockcode vorgestellt, welcher $k = 1$ bit auf $n = 3$ bit abbildet:

$$0 \mapsto 000, \quad 1 \mapsto 111.$$

Um die Fehlerkorrektur weiter zu verbessern wird folgende Modifikation vorgeschlagen:

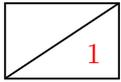
$$0 \mapsto 0000, \quad 1 \mapsto 1111.$$

Wie bewerten Sie diese Veränderung hinsichtlich Fehlerkorrektur und Effizienz?

Die Fehlerkorrektureigenschaft ändert sich nicht, die Effizienz sinkt ✓

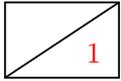
c)* Welche Metrik wird optimiert, um einen Shortest Path Tree zu erzeugen?

Summe der Kantengewichte von einer Wurzel zu jeweils einem anderen Knoten wird minimiert. ✓



d)* Welche Metrik wird optimiert, um einen Minimum Spanning Tree zu erzeugen?

Gesamtsumme der Kantengewichte wird minimiert. ✓



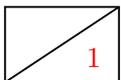
e)* Gegeben sei `fe80::222:b0ff:febc:1fe2/64`. Zu welchem Protokoll gehört diese Adresse?

IPv6 ✓



f)* Gegeben sei ein Alphabet mit insgesamt 32 unterschiedlichen Zeichen, deren Auftrittswahrscheinlichkeit gleichverteilt ist. Begründen Sie, ob die durchschnittliche Codewortlänge bei Nutzung des Huffman-Codes größer, gleich oder kleiner als 5 bit ist.

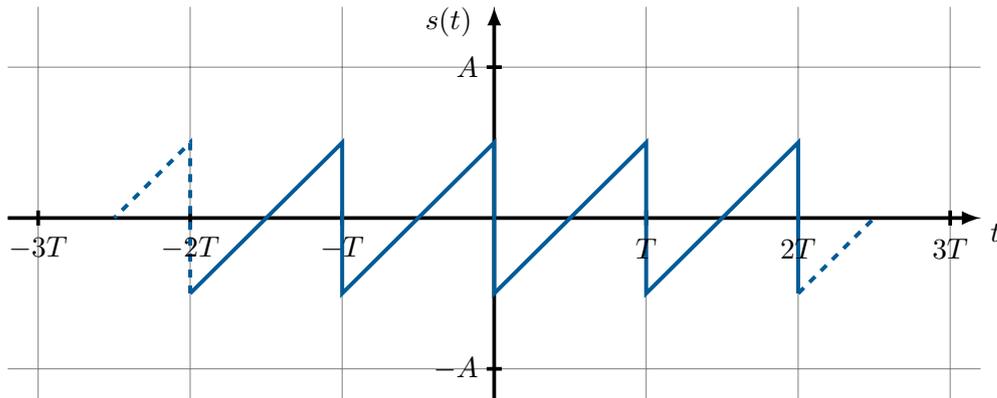
Da die Zeichen gleichverteilt sind, resultiert der Huffman-Code aus einem vollständigen Binärbaum mit 32 Blättern der Höhe $\log_2(32) = 5$. ✓ Die Codewörter ergeben sich aus den Pfaden von der Wurzel zu den Blättern und sind damit jeweils 5 bit lang. ✓



g)* Weswegen kann das Original eines JPEG-komprimierten Bildes nicht wieder exakt rekonstruiert werden?

Verlustbehaftetes Kompressionsverfahren ✓

h)* Begründen Sie (argumentativ oder durch Rechnung), ob das nachfolgend dargestellte Zeitsignal $s(t)$ einen Gleichanteil besitzt.



Hinweis: Das Signal lässt sich als Fourierreihe darstellen, d. h. es gilt

$$s(t) = \frac{a_0}{2} + \sum_{k=1}^{\infty} (a_k \cos(k\omega t) + b_k \sin(k\omega t))$$

mit den Koeffizienten

$$a_k = \frac{2}{T} \int_0^T s(t) \cdot \cos(k\omega t) dt \quad \text{und} \quad b_k = \frac{2}{T} \int_0^T s(t) \cdot \sin(k\omega t) dt.$$

Das Signal hat keinen Gleichanteil, da das Signal mittelwertsfrei ist ✓. Dies ist beispielsweise an der Punktsymmetrie zum Ursprung ersichtlich. ✓.

Zusätzlicher Platz für Lösungen – bitte markieren Sie deutlich die Zugehörigkeit zur jeweiligen Aufgabe und streichen Sie ungültige Lösungen!

