

פתרון תרגיל מספר 3 - פתרון רשתות תקשורת

שם: מיכאל גרינבאום, ת.ז: 211747639

22 בינואר 2021

1. פתרון:

(א) צ"ל: 3 הבדלים בין GBN ל- $selective\ repeat$
הוכחה:

- i. ב- $selective\ repeat$ צריך לשמור איזה פאקטות התקבלו בבאפר כשב- GBN לא צריך לשמור את ההודעות שהתקבלו בבאפר.
- ii. ב- $selective\ repeat$ צריך למיין את הפאקטות כשהן מגיעות כי אולי הן שמורות לא בסדר הנכון כשב- GBN הן מגיעות בסדר הנכון מההתחלה.
- iii. ב- $selective\ repeat$ נשלחות רק פאקטות שלא התקבלו כשב- GBN שולחים את כל הפאקטות החל מזאת שלא התקבלה אחרונה.

מ.ש.ל.א. ☺

(ב) צ"ל: 2 יתרונות ו- 2 חסרונות של UDP על פני TCP
הוכחה:

יתרונות של UDP :

- i. לא צריך ליצור חיבור לפני שליחת ההודעות
 - ii. ההודעות נשלחות הרבה יותר מהר כי אין צורך בשיחה דו כיוונית לוודא שהפקטות הגיעו בבטחה
- יתרונות של TCP :

- i. האפליקציה יכולה להבדיל מי המשתמש שמדבר איתה בעקבות החיבור שנוצר מראש
- ii. ההודעות יגיעו בסדר שנשלחו ובהכרח יגיעו ליעד מתישהו

מ.ש.ל.ב. ☺

(ג) צ"ל: מתי עדיף מה?
הוכחה:

- i. עבור שרת $DHCP$, נשתמש ב- UDP בגלל שהוא $connectionless$. רוב המטרה של שרת $DHCP$ היא להקצות ip ליחידות קצה, ולכן אי אפשר להריץ TCP כי חלק מהמידע שהוא דורש ביצירת חיבור הוא ה- ip של השולח.
- ii. עבור העברת שיעור פילאטיס ב- $live\ streaming$, נשתמש ב- UDP . הסיבה לכך היא ש- UDP הוא יותר מהיר מ- TCP (כי אינו מוודא שכל המידע מגיע), וזה חשוב כדי שנוכל לראות את השיעור בלייב ללא שהסרטון ייתקע כי לא כל הפאקטות הגיעו.
- iii. עבור העלאת סרטון לטיקטוק נשתמש ב- TCP כי חשוב לנו שכל המידע הנשלח יגיע לטיקטוק כך שכשייראו או הסרטון, הוא יכיל את כל המידע.
- iv. עבור טעינת אתר אינטרנט בדפדפן נשתמש ב- TCP כי חשוב לנו שכל המידע יגיע אלינו כדי שנציג את הדף אינטרנט בצורה הנכונה.

מ.ש.ל.ג. ☺

(ד) צ"ל: $slow\ start$ הגדרה ומתי עדיף
הוכחה:

- i. slow start הוא מנגנון שמתחיל משליחה של קצת פאקטות ומתחיל להגדיל את מספר הפאקטות הנשלחות באופן אקפוננציאלי.
נשתמש בו כדי להוריד את העומס של הרשת ולחזור מהר למספר פאקטות גדול שאפשר לשלוח ברשת ועדיין לא מעמיס עליה.
- ii. משתמשים ב-slow start במצבים אלו ולא ב-congestion avoidance כדי לחזור מהר למספר פאקטות גדול שאפשר לשלוח ברשת ועדיין לא מעמיס עליה (כי slow start מכפיל פי 2 לכל חלון וב-congestion avoidance מגדיל ב-1 את גודל החלון)

מ.ש.ל.ד. ☺

(ה) צ"ל: מה הם fast retransmit ו-fast recovery הוכחה:

- i. fast retransmit - כאשר אותו ACK מתקבל 3 פעמים, נשלח את הפאקטה אחרי שוב. בצורה זאת לא נצטרך לחכות לחלון הבא כדי לשלוח את הפאקטה שנפלה.
- ii. fast recovery - ב-TCP reno, כאשר יש duplicate ACK's, אנחנו חוזרים ל-congestion avoidance ולא ל-slow start ובכך לא מקטינים יותר מדי את קצב השליחה.

מ.ש.ל.ה. ☺

(ו) צ"ל: כיצד החברה יכולה לדאוג שהתעבורה של *TikTok* תגיע אליה הוכחה:

ה-AS יכול לפרסם את ה-ip prefix של 16\111.222.0.0 ואז כולם יישלחו ל-AS שלנו את התעבורה של *TikTok* משם כמו שראינו בהרצאה ואם זה כבר הוצהר, ניתן להפריד את זה ל-24\111.222.i.0 לכל $1 \leq i \leq 255$ ולהצהיר עליהם.
ולאחר מכן להעביר בעצמנו את התעבורה ל-*TikTok* עם מסלול שהחברה הגדולה תבחר.

מ.ש.ל.ו. ☺

(ז) צ"ל: איזה פרוטוקול זה? הוכחה:

- i. TCP Tahoe: הגרף לא יכול להתקבל על ידי הפרוטוקול. הסיבה לכך היא שהפרוטוקול רק מגדיל את גודל החלון או מאפס ל-1, אך בנקודה 2 גודל החלון קטן ולא ל-1 ולכן הפרוטוקול TCP Tahoe לא יכול לתאר את הגרף.
- ii. TCP Reno: הגרף יכול להתקבל על ידי הפרוטוקול כי הוא מתחיל מ-ss אחרי זה ca וכל נקודה היא פשוט לעקוב אחרי האלגוריתם שתואר.
נקודה 1 היא המעבר מ-slow start ל-congestion avoidance.
נקודה 2 היא כאשר התקבלו duplicate ACK's ועושים fast recovery,
נקודה 3 היא כאשר יש timeout ולכן חוזרים ל-slow start.

מ.ש.ל.ז. ☺

2. פתרון:

(א) פתרון:

i. צ"ל: הריצו את הפרוטוקול GBN הוכחה:

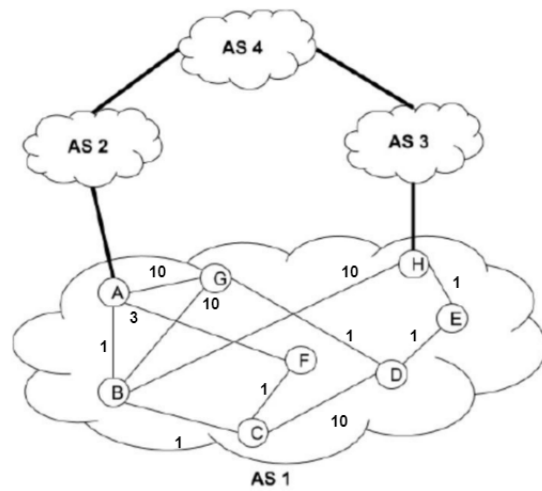
תחילה אנחנו שולחים את הפקטות 1, 2, 3, כולן חוזרות עם ACK, אנחנו שולחים את 4, 5, 6, הודעה 4 חוזרת עם ACK, הודעה 5 נופלת, אבל אנחנו עוד לא נדע זאת, אז נתחיל לשלוח את 7 ואז נשמע ש-5 נפל, אז נשלח את 5, 6, 7, הודעה 7 נופלת, אבל אנחנו עוד לא נדע זאת, אז נשלח את 8, 9 ואז נשמע ש-7 נפל, אז נשלח את 7, 8, 9

מ.ש.ל.ב.4. ©

3. פתרון:

(א) פתרון:

i. צ"ל: התנאים מתקיימים במקביל
הוכחה:



נשתמש בהגדרה בהרצאה של לאיזו יחידת קצה המידע נשלח אליה שראינו בהרצאה, נבחר שהעדפות של AS1 יהיה 24, 34 במקום ראשון עם אותו הניקוד, נשים לב שאורך המסלולים שווה, לכן כל צומת יישלח לראוטר הכי קרוב אליו שמחובר ל AS2, AS3, לכן A יישלח את כל המידע שלו דרך AS2 ו- H יישלח את כל המידע שלו דרך AS3, נשים לב ש- F יותר קרוב ל- A מ- H ולכן כל התעבורה שלו תשלח ל- A, עתה נשים לב שהמסלולים הקצרים מ- F ל- A הם FA, FCBA ולכן לפי ECMP התעבורה תשלח ב- 2 המסלולים האלה. נשים לב ש- G יותר קרוב ל- H מ- A, עתה נשים לב שהמסלולים הקצרים מ- G ל- H הוא רק GDEH ולכן לפי ECMP התעבורה תשלח רק במסלול הזה. ולכן כל התנאים מתקיימים, כנדרש

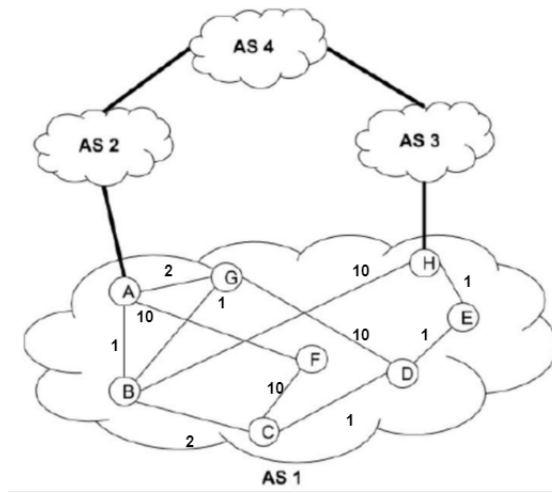
מ.ש.ל.א. ©

ii. צ"ל: התנאים לא מתקיימים במקביל
הוכחה:

נניח בשלילה שהתנאים מתקיימים במקביל, כלומר המסלולים הקצרים מ- C ל- A, H הם רק CBH, וגם המסלולים הקצרים מ- B ל- A, H הם רק BA, BGA. עתה מהיות והשובר שוויון דטרמיניסטי, עבור ip כלשהו C יישלח במסלול CBH. עתה נשים לב שאם BH היה מסלול קצר יותר אז B היה שולח את כל המידע דרך H ולא דרך A, לכן אורך המסלולים של BA, BGA, BH שווים. עתה מהיות והשובר שוויון דטרמיניסטי, גם B יישלח ל- H עבור אותו ip בסתירה לכך ש- B שולח רק ב- BA, BGA.

מ.ש.ל.ב. ©

iii. צ"ל: התנאים מתקיימים במקביל
הוכחה:



נשתמש בהגדרה בהרצאה של לאיזו יחידת קצה המידע נשלח אליה שראינו בהרצאה, נבחר שהעדפות של AS1 יהיה 24, 34 במקום ראשון עם אותו הניקוד, נשים לב שאורך המסלולים שווה, לכן כל צומת יישלח לראוטר הכי קרוב אליו שמחובר ל AS2, AS3, לכן A יישלח את כל המידע שלו דרך AS2 ו- H יישלח את כל המידע שלו דרך AS3, נשים לב ש- G יותר קרוב ל- A מ- H ולכן כל התעבורה שלו תשלח ל- A, עתה נשים לב שהמסלולים הקצרים מ- G ל- A הם GA, GBA ולכן לפי ECMP התעבורה תשלח ב- 2 המסלולים האלה. נשים לב ש- C באותו מרחק מ- H ומ- A, נבחר ששובר השוויון שהמסלולים הקצרים מ- C ל- A, H הם CBA, CDEH ולכן נקבע ש- 1.1.1.1\4 יישלח ל- H ו- 1.1.2.2\4 ל- A, כנדרש. לכן 1.1.1.1 ב- C יישלח ל- H דרך המסלול CDEH, בזמן ש- 1.1.2.2 ב- C יישלח ל- A דרך המסלול CBA.

מ.ש.ל.ג. ©

(ב) פתרון:

i. צ"ל: יש מצב יציב

הוכחה:

נסתכל על המצב: $4 \rightarrow 45, 1 \rightarrow 145, 2 \rightarrow 235, 3 \rightarrow 35$. נשים לב שאף אחד לא רוצה לעבור למסלול אחר ולכן זה יציב.

מ.ש.ל.א. ©

ii. צ"ל: רשת BGP Safety

הוכחה:

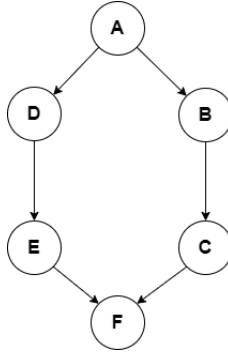
תחילה נניח ש- 4 לא מעביר ישירות ל- 5, לכן באיטרציה הבאה בגלל העדפה שלו הוא יעביר הכל אוטומטית ל- 45, לכן באיטרציה הבאה בגלל העדפה של 1 הוא יעביר הכל אוטומטית ל- 145 בגלל העדפה שלו, לכן באיטרציה הבאה בגלל העדפה של 3 הוא יעביר הכל אוטומטית ל- 35 בגלל העדפה שלו כי אין את המסלול 3215, לכן באיטרציה הבאה בגלל העדפה של 2 הוא יעביר הכל אוטומטית ל- 235 בגלל העדפה שלו, ואז לפי הסעיף הקודם קיבלנו רשת שהתכנסה.

מ.ש.ל.ב. ©

(ג) צ"ל: דוגמא שאין BGP Safety כשלא מתקיים Export Condition

הוכחה:

נסתכל על הגרף הבא כשחץ מראה יחס צרכן לספק



נשים לב שעבור המסלולים הבאים הרשת יציבה:

$$B : BA, C : CBA, F : FCBA, E : EFCBA, D : DEFCBA$$

כלומר D, E מודעים למסלול דרך B, C ומשתמשים בו, ל- B, C אין דרך להחליף למסלול אחר ו- D, E מעדיפים לעבור דרך הלוקחות ולכן המצב יציב. באופן דומה המצב הבא יציב

$$D : DA, E : EDA, F : FEDA, C : CFEDA, B : BCFEDA$$

כלומר מצאנו לפחות 2 מצבים יציבים שונים, ולכן לפי המשפט בתרגול, זה לא BGP safe, נשים לב שהעדפות לקוחות נשמר במה שתיארנו, נשים לב שאין מעגל עדיפות כי הכל בתתי רמות אחד של השני פרט אולי ל- F שיכול להראות העדפה של מסלולים דרך E או C .
נניח בשלילה ש- $export$ נשמר ונקבל סתירה לכך שהרשת היא לא BGP safe, ולכן ה- $export$ לא נשמר.

מ.ש.ל. ☺

(ד) צ"ל: מה הבעיה של count to infinity?

הוכחה:

הבעיה של count to infinity נוצרת כאשר מעדכנים צלע בגרף ואנחנו ממשיכים לעבור במסלול לא טוב לנו כי המידע מתעדכן באופן לוקאלי לפי השכנים בלבד. בהרצת BGP הבעיה לא תקרה כי אנחנו מעבירים את כל המסלול ולכן לוקח לכל היותר $|V|$ צעדים כדי שהעדכון יגיע לכל הגרף וזה לא תלוי במשקלים שהשתנו וכל יחידת קצה תוכל לשנות את התנהגותה בעקבות העדכון.

מ.ש.ל. ☺

4. פתרון:

(א) צ"ל: timeout

הוכחה:

נסתכל על שליחה בין X_i ל- X_{i+1} ,
צריך לחכות T_{trans} זמן שההודעה תגיע ואז להעבירה לאחד הבא לוקח T_{prop} ,
וצריך לבצע זאת $M + 1$ פעמים ולכן זה לוקח $(M + 1) \cdot (T_{trans} + T_{prop})$ זמן,
נסתכל על שליחה בין X_i ל- X_{i+1} ,
צריך לחכות שהודעת ACK תגיע שלוקח T_{ACK} זמן ואז להעבירה לאחד הבא לוקח T_{prop} ,
לאחר מכן צריך להעביר את ההודעה ב- X_M, \dots, X_1, A שלוקח $(M + 1) \cdot (T_{ACK} + T_{prop})$ זמן
לכן הזמן שלוקח הוא

$$(M + 1) \cdot (T_{trans} + T_{prop} + T_{prop} + T_{ACK}) = (M + 1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})$$

באופן דומה עבור שליחה ב- Y_1 , ייקח $(K + 1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})$,
נשים לב שאת הטיימאאוט מתחילים אחרי T_{trans} זמן

לכן ה- timeout אמור להיות לפחות

$$\begin{aligned} \max \{ (M+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}), (K+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \} - T_{trans} \\ = (K+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) - T_{trans} \end{aligned}$$

מ.ש.ל.א. ☺

(ב) צ"ל: הסתברות לשלוח בהצלחה מ- A ל- B

הוכחה:

נשים לב שאם A שלח ל- X_1 ההסתברות שזה יגיע בהצלחה ל- B היא $(1-p_x)^{M+1}$, כלומר לא נפלה באף שלב בדרך A, X_1, \dots, X_M, B באופן דומה ההסתברות לשלוח הודעה מ- A דרך Y_1 בהצלחה היא $(1-p_y)^{K+1}$ לכן

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(\text{success}) &= \mathbb{P}(A \text{ sent through } X_1) \cdot \mathbb{P}(X_1 \text{ succeeded sending} \mid A \text{ sent through } X_1) \\ &+ \mathbb{P}(A \text{ sent through } Y_1) \cdot \mathbb{P}(Y_1 \text{ succeeded sending} \mid A \text{ sent through } Y_1) \\ &= p \cdot (1-p_x)^{M+1} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{K+1} \end{aligned}$$

מ.ש.ל.ב. ☺

(ג) צ"ל: תוחלת ההודעות שצריך לשלוח עד להצלחה וקבלת ACK

הוכחה:

נשים לב שאם A שלח ל- X_1 ההסתברות שזה יגיע בהצלחה ל- B עם קבלת ACK היא $(1-p_x)^{M+1} \cdot (1-p_x)^{M+1}$, כלומר לא נפלה באף שלב בדרך A, X_1, \dots, X_M, B ובחזרה. באופן דומה ההסתברות לשלוח הודעה מ- A דרך Y_1 בהצלחה היא $(1-p_y)^{2(K+1)}$ לכן

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(\text{success}) &= \mathbb{P}(A \text{ sent through } X_1) \cdot \mathbb{P}(X_1 \text{ succeeded sending} \mid A \text{ sent through } X_1) \\ &+ \mathbb{P}(A \text{ sent through } Y_1) \cdot \mathbb{P}(Y_1 \text{ succeeded sending} \mid A \text{ sent through } Y_1) \\ &= p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)} \end{aligned}$$

נשים לב שהצלחה מתפלג ברנולי עם $p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}$ ולכן

$$\mathbb{E}[\text{messages until success}] = \frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}}$$

מ.ש.ל.ג. ☺

(ד) צ"ל: תוחלת הזמן שצריך לשלוח עד להצלחה וקבלת ACK

הוכחה:

ראינו שייקח לנו $\frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}}$ הודעות עד להצלחה. ראינו בסעיף הקודם שזמן השליחה דרך הרשת העליונה היא $(M+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})$ וזמן השליחה דרך הרשת התחתונה היא $(K+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})$ ולכן זמן השליחה הממוצע של הודעה הוא

$$\begin{aligned} &p \cdot (M+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) + (1-p) \cdot (K+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \\ &= (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot (p \cdot (M+1) + (1-p) \cdot (K+1)) \end{aligned}$$

נשים לב שכל ההודעות פרט לאחרונה יקבלו $T_{Timeout}$ (לא כולל זמן שליחה) ולאחרונה ייקח $(T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})$

נשים לב כי סיכוי ההצלחה של שליחה ברשת העליונה היא $(1-p_x)^{2(M+1)}$ ובתחתונה היא $(1-p_y)^{2(K+1)}$ ומתפלגים גאומטרית ולכן ולכן

$$\begin{aligned}\mathbb{E}[time] &= \left(\frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}} - 1 \right) \cdot ((K+1) \cdot (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})) \\ &\quad + (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot (p \cdot (M+1) + (1-p) \cdot (K+1)) \\ &= (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot \left(p \cdot (M+1) + (1-p) \cdot (K+1) + (K+1) \cdot \left[\frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}} - 1 \right] \right) \\ &= (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot \left(p \cdot (M+1) + (K+1) \cdot \left[(1-p) + \frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}} - 1 \right] \right) \\ &= (T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot \left(p \cdot (M+1) + (K+1) \cdot \left[\frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}} - p \right] \right)\end{aligned}$$

מ.ש.ל.ד.☺

(ה) צ"ל: goodput

הוכחה:

ראינו בתרגול ש-

$$goodput = \frac{T_{trans}}{T_{avg}} = \frac{T_{trans}}{(T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot \left(p \cdot (M+1) + (K+1) \cdot \left[\frac{1}{p \cdot (1-p_x)^{2(M+1)} + (1-p) \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}} - p \right] \right)}$$

ונציב את הנתון $p=0$ ולכן

$$\begin{aligned}goodput &= \frac{T_{trans}}{T_{avg}} = \frac{T_{trans}}{(T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot (K+1) \cdot \frac{1}{(1-p_y)^{2(K+1)}}} \\ &= \frac{T_{trans}}{(T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot (K+1)} \cdot (1-p_y)^{2(K+1)}\end{aligned}$$

מ.ש.ל.ה.☺

(ו) צ"ל: זמן ממוצע של הצלחה

הוכחה:

לפי פרוטוקול S&W מספיק ש- Y_i יצליח לשלוח ל- Y_{i+1} לכל $0 \leq i \leq K$ כאשר $Y_0 = A, Y_{K+1} = B$
 לפי הפרוטוקול, כשמגיעים ל- Y_i מספיק להתחיל לשלוח ממנו הודעות,
 זמן שליחת הודעה מ- Y_i ל- Y_{i+1} לפי הסעיפים הקודמים היא $(T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK})$,
 עתה ההסתברות שנצליח היא ההסתברות שההודעה תגיע ולכן ההסתברות היא $(1-p_y)$,
 נשים לב שמספר בין Y_i ל- Y_{i+1} מתפלג גאומטרית עם $(1-p_y)$ ולכן מספר ההודעות הממוצע שנשלח הוא $\frac{1}{(1-p_y)}$,
 נשים לב שעבור $Y_K \rightarrow B$ רק נרצה את זמן ההודעה ל- B ולא כולל ה- ACK חזרה שלוקח $T_{prop} + T_{ACK}$ ולכן

$$\begin{aligned}\mathbb{E}[time] &= \mathbb{E} \left[\sum_{i=0}^K \text{time message from } Y_i \text{ to } Y_{i+1} \right] = \sum_{i=0}^K \mathbb{E} [\text{time message from } Y_i \text{ to } Y_{i+1}] \\ &= \sum_{i=0}^{K-1} \mathbb{E} [\text{time message from } Y_i \text{ to } Y_{i+1}] + \mathbb{E} [\text{time message from } Y_K \text{ to } B] \\ &= \frac{T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}}{(1-p_y)} \cdot K + \frac{T_{trans} + T_{prop}}{(1-p_y)} \\ &= \frac{(T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}) \cdot K + T_{trans} + T_{prop}}{(1-p_y)}\end{aligned}$$

מ.ש.ל.ה. ☺

(ז) צ"ל: goodput

הוכחה:

ראינו שזמן השליחה הממוצע מ- A ל- Y_1 , לוקח זמן שליחת ההודעה וקבלת ה- ACK ולכן זמן ההצלחה הממוצע הוא $\frac{T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}}{(1-p_y)^2}$ כי מספר ההודעות מתפלג גאומטרית עם $(1-p_y)^2$, ראינו בתרגול ש-

$$goodput = \frac{T_{trans}}{T_{avg}} = \frac{(1-p_y)^2 \cdot T_{trans}}{T_{trans} + 2 \cdot T_{prop} + T_{ACK}}$$

מ.ש.ל.ו. ☺

5. פתרון:

(א) פתרון:

i. צ"ל: שינוי throughput

הוכחה:

נשים לב שבסעיף זה, בכל חלון החלון גדל ב- $k \cdot W$, לכן המשוואה היא עדיין קו ישר וייווצרו המסורים שראינו בהרצאה, והממוצע בין $WMAX$ ל- $\frac{WMAX}{2}$ יתקבל שוב ב- $\frac{3}{4} WMAX$ שזה בדיוק ה- throughput שהיה קודם. ולכן ה- throughput לא ישתנה.

מ.ש.ל.א.1. ☺

ii. צ"ל: השפעה על הוגנות

הוכחה:

נשים לב שאין השפעה על הוגנות מהיות $WMAX$ מתחלק ב- k , הערה: זה שקול להקטנת החלון המקסימלי ל- $\frac{WMAX}{k}$ והרצת האלגוריתם המקורי ולכן ההוגנות אמורה להשמר. נשים לב שמצב זה יותר הוגן מהמקורי כי הבעיה שקולה לשאלה מה יותר הוגן, חלון בגודל $k \cdot n$ לעומת n , ובחלון קטן יותר, נאבד יותר פאקטות ולכן נתכנס מהר יותר ולכן ההוגנות יותר טובה.

מ.ש.ל.א.2. ☺

(ב) פתרון:

i. צ"ל: שינוי throughput

הוכחה:

נשים לב שבסעיף זה, כל פעם מורידים k במקום ל- $\frac{WMAX}{2}$, כלומר המינימום והמקסימום של הקו הישר יהיה $WMAX - k$, ולכן הממוצע ייתקבל ב- $WMAX - \frac{k}{2}$, לכן ה- throughput ישתנה ב- $\frac{1}{4} [WMAX - 2k]$ $\frac{1}{4} WMAX - \frac{k}{2} = \frac{1}{4} [WMAX - 2k]$ נחלק למקרים:

א'. אם $n = 1$ אז $\frac{1}{4} [WMAX - 2k] = \frac{1}{4} [k - 2k] < 0$ ואז ה- throughput יורד.
ב'. אם $n = 2$ אז $\frac{1}{4} [WMAX - 2k] = \frac{1}{4} [2k - 2k] = 0$ ואז ה- throughput לא משתנה.
ג'. אם $n > 2$ אז $\frac{1}{4} [WMAX - 2k] = \frac{1}{4} [nk - 2k] > \frac{1}{4} [2k - 2k] = 0$ ואז ה- throughput עולה.

מ.ש.ל.ב.1. ☺

ii. צ"ל: השפעה על הוגנות

הוכחה:

נשים לב שאין הוגנות, אם ניתן למחשב אחד להגיע ל- $WMAX - 2k - s$, נחבר מחשב נוסף עם אותו הפרוטוקול שה- slow start מסתיים ב- s , שניהם יכולים להעמיס עוד ל- $WMAX - k - s, s + k$, ואז שניהם יירדו ל- $WMAX - 2k - s, s$ וחזרנו למצב המקורי וזה יחזור על עצמו אינסוף פעמים ולא מתכנס ל- $\frac{WMAX}{2}$ בשניהם ולכן אין הוגנות כי המחשב הראשון מקבל יותר חלון מהשני כי היה מחובר קודם.

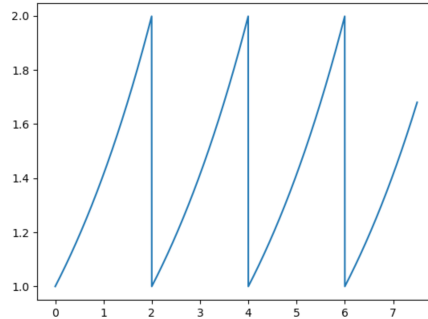
מ.ש.ל.ב.2. ☺

(ג) פתרון:

i. צ"ל: שינוי throughput

הוכחה:

נשים לב שבסעיף זה, לאחר l חלונות, החלון גדל ב- $\sqrt{2}^l = 2^{\frac{l}{2}}$, נסתכל על הגרף,



נשים לב שהוא מתחת לקו הישר של $y = x$ ברובו ושהגרף קעור ולכן הממוצע שלו קטן מהממוצע של $y = x$ (בעזרת קוד אפשר לוודא זאת) ולכן ה- throughput קטן.

מ.ש.ל.ג.1. ☺

ii. צ"ל: השפעה על הוגנות

הוכחה:

אין הוגנות.

נניח שיש מחשב אחד ב- $\frac{W-\varepsilon}{2}$, ואחר ב- $\frac{\varepsilon}{2}$, נשים לב שלאחר חלון הם יגדלו ל- $\frac{W-\varepsilon}{\sqrt{2}}$ ואחר ב- $\frac{\varepsilon}{\sqrt{2}}$, לאחר עוד חלון הם יגיעו ל- $W - \varepsilon$ ואחר ב- ε , עתה זה גודל החלון המקסימלי ולכן בחלון הבא פאקטות יילכו לאיבוד, ואז נחזור ל- $\frac{W-\varepsilon}{2}$ ול- $\frac{\varepsilon}{2}$ שזה אינו מצב הוגן כי ε יכול להיות קטן כרצוננו.

מ.ש.ל.ג.2. ☺

(ד) פתרון:

i. צ"ל: שינוי throughput

הוכחה:

נחלק למקרים:

א'. אם $\alpha < 2$ אז $\frac{cwnd}{\alpha} > \frac{cwnd}{2}$ ולכן הממוצע של הנקודות מינימום מקסימום שהן $cwnd$, יוצא גדול מ- $\frac{cwnd}{2}$, ולכן ה- throughput גדל.
ב'. אם $\alpha = 2$ אז ה- throughput לא ישתנה
ג'. אם $\alpha > 2$ אז $\frac{cwnd}{\alpha} < \frac{cwnd}{2}$ ולכן הממוצע של הנקודות מינימום מקסימום שהן $cwnd$, יוצא קטן מ- $\frac{cwnd}{2}$, ולכן ה- throughput קטן.

מ.ש.ל.ד.1. ☺

ii. צ"ל: השפעה על הוגנות

הוכחה:

נשים לב שיש הוגנות כי הפרוטוקול שקול לפרוטוקול המקורי שהוא הוגן עם חלון בגודל $2 \cdot \frac{cwnd}{\alpha}$ (נבחר $cwnd$ גדול מספיק שיתחלק ב- α) נחלק למקרים:

א'. אם $\alpha < 2$ אז $2 \cdot \frac{cwnd}{\alpha} > cwnd$ ולכן כמות הפאקטות שייפלו תקטן ולכן ההתכנסות תקטן ולכן ההוגנות קטנה.
ב'. אם $\alpha = 2$ אז ה- $2 \cdot \frac{cwnd}{\alpha} = cwnd$ ולכן ההתכנסות לא תשתנה
ג'. אם $\alpha > 2$ אז $2 \cdot \frac{cwnd}{\alpha} < cwnd$ ולכן כמות הפאקטות שייפלו תגדל ולכן ההתכנסות תגדל ולכן ההוגנות גדלה.

מ.ש.ל.ד.2.2. ☺

6. פתרון:

(א) פתרון:

i. צ"ל: מספר הודעות שישלחו בכל הודעה

הוכחה:

הפקטות שישלחו הן:

א. SYN

ב. $SYN - ACK$

ג. ACK על ה- $SYN - ACK$

ד. הפקטה עם המידע

ה. ACK על המידע

ו. FIN

ז. ACK על ה- FIN

ח. FIN

ט. ACK על ה- FIN

כלומר ישלחו 9 הודעות

מ.ש.ל.א.1. ☺

ii. צ"ל: באיזה הסתברות תוקף יכול לגנוב את המידע

הוכחה:

לחיבור צריך לדעת טאפל מהצורה $(ip1, port1, ip2, port2)$ כאשר $ip1, ip2, port2$ ידועים ואת ה- $port1$ ניתן לבחור להיות כל דבר.

מהיות והתוקף יודע את ה- ip של החשבון הוא יכול לשלוח את ההודעה SYN הראשונית בעזרת שינוי ה- $ipSource$ בהודעה להיות ה- ip של החשבון,

לאחר מכן הוא צריך לשלוח את ACK עם ניחוש ה- seq של ה- $SYN - ACK$ (הסתברות זניחה של $\frac{1}{seq\ options}$), ולבסוף לשלוח הודעה $(ID1, ID2, money)$ כש- $ID1$ זה הפרטים של החשבון, $ID2$ זה החשבון שלו ו- $money$ זה כמה כסף הוא רוצה לקבל.

לסיכום הוא צריך רק לנחש את ה- seq של $SYN - ACK$ שהבנק שולח לחשבון של $ID1$ וזה קורה בהסתברות $\frac{1}{2^{32}}$.

מ.ש.ל.ב. ☺

(ב) צ"ל: באיזה הסתברות תוקף יכול לגנוב את המידע

הוכחה:

מהיות והפרוטוקול הוא UDP , אין מידע על ה- IP של השולח, ולכן מספיק לתוקף לשלוח את ההודעה $(ID1, ID2, money)$ כש- $ID1$ זה הפרטים של החשבון, $ID2$ זה החשבון שלו ו- $money$ זה כמה כסף הוא רוצה לקבל. והוא יצליח לקבל את הכסף בהסתברות 1.

מ.ש.ל.ב. ☺

(ג) צ"ל: באיזה הסתברות תוקף יכול לגנוב את המידע

הוכחה:

לחיבור צריך לדעת טאפל מהצורה $(ip1, port1, ip2, port2)$ כאשר $ip1, ip2, port2$ ידועים וה- $port1$ לא ידוע ולכן נצטרך לנחשו בהסתברות $\frac{1}{port\ options}$.

לאחר מכן הוא צריך לנחש את ה- seq של הלקוח כדי לשלוח פקטה שהבנק יאמין לו, וההסתברות לנחש את ה- seq נכון היא הסתברות זניחה של $\frac{1}{seq\ options}$.

ולבסוף לשלוח הודעה $(ID1, ID2, money)$ כש- $ID1$ זה הפרטים של החשבון, $ID2$ זה החשבון שלו ו- $money$ זה כמה כסף הוא רוצה לקבל עם שינוי ההדר ל- $(ip1, port1, ip2, port2)$.

כלומר ההסתברות שהתוקף יצליח להעביר לו כסף היא $\frac{1}{2^{16}} \cdot \frac{1}{2^{32}} = \frac{1}{2^{48}}$.

מ.ש.ל.ג. ☺